

Министерство образования и науки Российской Федерации
Федеральное государственное бюджетное образовательное
учреждение высшего профессионального образования
«Пермский национальный исследовательский
политехнический университет»

Е.Л. Кон, М.М. Кулагина

**НАДЕЖНОСТЬ И ДИАГНОСТИКА
КОМПОНЕНТОВ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ
И ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИХ
СИСТЕМ**

*Рекомендовано УМО по образованию
в области инфокоммуникационных технологий и систем связи
в качестве учебного пособия для студентов высших
учебных заведений, обучающихся по направлению подготовки
210700 – Инфокоммуникационные технологии и системы связи
квалификации (степени) «бакалавр»
и квалификации (степени) «магистр»*

Издательство
Пермского национального исследовательского
политехнического университета
2012

УДК 681.518.54+658.5.015.11[-192(075.8)]

К64

Рецензенты:

доктор технических наук, профессор *С.Ф. Тюрин*
(Пермский национальный исследовательский
политехнический университет);

кандидат технических наук *И.Ф. Федорищев*
(ЗАО «ИВС», г. Пермь)

Кон, Е.Л.

К64

Надежность и диагностика компонентов инфокоммуникационных и информационно-управляющих систем: учеб. пособие / Е.Л. Кон, М.М. Кулагина. – Пермь: Изд-во Перм. нац. исслед. политехн. ун-та, 2012. – 395 с.

ISBN 978-5-398-00678-0

Изложены вопросы надежности и диагностики компонентов инфокоммуникационных и информационно-управляющих систем.

Предназначено для студентов направлений подготовки 210700 «Инфокоммуникационные технологии и системы связи», 220400 «Управление в технических системах», 090900 «Информационная безопасность» и специальности 090303 «Информационная безопасность автоматизированных систем». Может быть полезно студентам других специальностей.

УДК 681.518.54+658.5.015.11[-192(075.8)]

ISBN 978-5-398-00678-0

© ПНИПУ, 2012

ОГЛАВЛЕНИЕ

Введение.....	9
1. Основные теоретические сведения.....	12
1.1. Информационно-управляющие и инфокоммуникационные системы	12
1.2. Основные определения теории надежности	17
1.2.1. Надежность и ее частные стороны.....	17
1.2.2. Виды надежности.....	20
1.2.3. Отказы.....	20
1.2.4. Эффективность.....	21
1.2.5. Восстановление.....	22
1.3. Понятие случайных событий и случайных величин	23
1.3.1. Надежность систем при основном (последовательном) и параллельном соединении элементов	26
1.3.2. Основное соединение элементов.....	27
1.3.3. Параллельное соединение элементов	27
1.4. Элементы теории нечетких множеств.....	28
1.4.1. Понятие принадлежности и основные операции для четких подмножеств	28
1.4.2. Понятие принадлежности и основные операции для нечетких подмножеств	30
1.4.3. Отношение доминирования	32
1.4.4. Простейшие операции над нечеткими множествами	33
1.4.5. Расстояние Хэмминга.....	35
Выводы	36
Вопросы и задания	37
Список литературы	38
2. Надежность аппаратного обеспечения	39
2.1. Надежность невосстанавливаемых систем без резервирования	39

2.1.1. Показатели надежности невосстанавливаемых объектов	39
2.1.2. Законы распределения случайных величин, используемые в теории надежности	45
2.1.3. Использование λ и λ -характеристик для решения практических задач.....	50
2.1.4. Особенности расчета надежности при проектировании различных систем	54
2.1.5. Расчет надежности по блок-схеме системы	55
2.1.6. Расчет надежности при подборе элементов системы.....	56
2.1.7. Расчет надежности системы с учетом режимов работы элементов	56
2.1.8. Учет цикличности работы аппаратуры.....	57
2.2. Надежность невосстанавливаемых систем с резервированием	58
2.2.1. Пути повышения надежности.....	58
2.2.2. Методы резервирования	59
2.2.3. Расчет надежности сложных систем при постоянно включенном резерве	61
2.2.4. Расчет надежности системы при резервировании замещением.....	69
2.2.5. Резервирование замещением в случае нагруженного резерва	73
2.2.6. Резервирование замещением в случае облегченного резерва	73
2.2.7. Резервирование замещением в случае ненагруженного резерва	75
2.2.8. Расчет надежности систем с функциональным резервированием.....	78
2.3. Расчет надежности восстанавливаемых систем	84
2.3.1. Критерий надежности систем с восстановлением	84
2.3.2. Расчет надежности по графу работоспособности объекта.....	87

2.3.3. Определение среднего времени наработки на отказ системы с восстановлением	94
2.3.4. Расчет надежности систем с восстановлением при основном (последовательном) и параллельном соединении элементов	95
2.3.5. Расчет надежности сложных инфокоммуникационных систем.....	102
2.4. Расчет надежности восстанавливаемых систем при наличии системы контроля	122
2.4.1. Система встроенного контроля абсолютно надежна.....	124
2.4.2. Система встроенного контроля самопроверяемая с мгновенным обнаружением своего отказа	127
2.4.3. Система встроенного самоконтроля несамопроверяемая.....	129
2.5. Расчет надежности в условиях нечетко заданных исходных данных.....	133
2.5.1. Выбор оптимального варианта для невозстанавливаемых систем	136
2.5.2. Выбор оптимального варианта для восстанавливаемых систем	144
2.6. Расчет надежности систем на этапе эксплуатации	154
2.6.1. Планирование и расчет периодов профилактик	154
2.6.2. Планирование и расчет числа запасных изделий.....	159
Выводы	162
Вопросы и задания	165
Список литературы	166
3. Создание надежного программного обеспечения.....	167
3.1. Надежность программного обеспечения	168
3.1.1. Ошибки в ПО и их типы	169
3.1.2. Причины появления ошибок в программном обеспечении	170
3.1.3. Отношения с пользователем (заказчиком)	173
3.1.4. Принципы и методы обеспечения надежности.....	174

3.1.5. Последовательность выполнения процессов разработки программного обеспечения.....	177
3.1.6. Сравнение надежности аппаратуры и программного обеспечения.....	178
3.2. Основные этапы проектирования программного обеспечения	179
3.2.1. Правильность проектирования и планирование изменений.....	183
3.2.2. Требования к ПО	185
3.2.3. Цели программного обеспечения.....	186
3.2.4. Внешнее проектирование	190
3.2.5. Проектирование архитектуры программы	199
3.2.6. Методы непосредственного повышения надежности модулей	209
3.2.7. Проектирование и программирование модуля	218
3.2.8. Стил программирования	227
3.3. Тестирование и верификация программ	239
3.3.1. Проблемы тестирования программ.....	240
3.3.2. Технологии тестирования программ.....	241
3.3.3. Принципы тестирования	245
3.4. Модели надежности ПО	249
3.4.1. Модель роста надежности	250
3.4.2. Другие вероятностные модели	253
3.4.3. Статистическая модель Миллса	254
3.4.4. Простые интуитивные модели	257
3.4.5. Объединение показателей надежности.....	259
Выводы	263
Вопросы и задания.....	264
Список литературы.....	265
4. Диагностика состояния сложных технических систем.....	266
4.1. Предмет, задачи и модели технической диагностики	266
4.1.1. Предмет технической диагностики.....	266

4.1.2. Основные аспекты, задачи и модели технической диагностики.....	269
4.1.3. Классификация диагностических процедур и их краткая характеристика.....	284
4.2. Построение тестов	289
4.2.1. Построение тестового набора методом активизации существенного пути.....	291
4.2.2. Алгоритм построения тестового набора для комбинационной схемы методом активизации существенного пути.....	292
4.2.3. Построение тестов для схем с памятью	294
4.3. Функциональный контроль и диагностирование сложных технических систем	307
4.3.1. Полностью самопроверяемые цифровые устройства.....	308
4.3.2. Схемы встроенного контроля	309
4.3.3. Схемы сжатия	310
4.3.4. Микропроцессор как объект функционального контроля	314
4.3.5. Модель МП с точки зрения функционального контроля	314
4.3.6. Диагностическая модель УУ МП системы.....	316
4.3.7. Критерии оценки методов контроля механизмов выборки, хранения и дешифрации команд.....	320
4.3.8. Встроенный функциональный контроль механизмов хранения и дешифрации команд	321
4.4. Экспертные системы диагностирования сложных технических систем	358
4.4.1. Обучение и его модели. Самообучение	358
4.4.2. Экспертные системы и принципы их построения	361
4.4.3. Проблема разделения в самообучаемых экспертных системах.....	362
4.4.4. Алгоритмы обучения экспертных систем	363
4.4.5. АСУ ТП «интеллектуального здания».....	371

4.4.6. Система, принимающая решения по максимальной вероятности.....	374
4.4.7. Система, принимающая решения по наименьшему расстоянию	380
4.4.8. Повышение достоверности решений экспертной системы.....	387
4.4.9. Прогнозирование технического состояния узлов.....	388
Выводы	389
Вопросы и задания.....	391
Список литературы	392
Приложение	394

ВВЕДЕНИЕ

Современные информационно-управляющие системы (ИУС) образуют широкий класс информационно-промышленных систем (ICS – industrial control systems), включающих распределенные автоматизированные системы управления технологическими процессами, использующих многофункциональные системы телемеханики, автоматизированные системы диспетчерского управления (SCADA), распределенные управляющие системы (DCS – distributed control systems).

Этот класс систем управляет соответствующими техническими процессами в промышленности и в различных сферах повседневной жизни общества, объединенных общим названием «критическая инфраструктура народного хозяйства». Поэтому ИУС в подавляющем большинстве случаев являются системами реального времени, и к ним предъявляются высокие требования в части надежности, доступности, отказоустойчивости и ремонтпригодности, которая обусловлена в первую очередь наличием встроенных и внешних систем функционального и тестового диагностирования.

Наряду с ИУС повсеместное распространение и применение получил широкий класс IT-систем, объединенный названием информационно-коммуникационных систем (ИКС). Этот класс включает в себя телекоммуникационные сети, вычислительные сети, Интернет, интранет, корпоративные сети. К эксплуатационным характеристикам информационно-коммуникационных систем предъявляются различные требования в зависимости от особенности их использования. Эти системы могут быть как системами реального времени, так и допускать задержки в обмене информацией, перезапуск при отказах, но, как правило, предъявляют высокие требования к производительности и достоверности передаваемой информации.

Таким образом, ИУС и ИКС характеризуются повышенными требованиями к надежности, доступности, ремонтпригодности. По-

этому не вызывает сомнений актуальность тематики данного учебного пособия, посвященной всестороннему анализу проблемы обеспечения надежности невосстанавливаемых и восстанавливаемых сложных программно-аппаратных систем и их компонентов, а также рассмотрению вопросов построения и применения встроенных и тестовых систем диагностирования.

В соответствии с поставленными задачами структура учебного пособия содержит четыре раздела.

В первой главе (подразд. 1.1–1.3) приведены основные понятия и определения, используемые в теории надежности и технической диагностики. В качестве математического аппарата используется теория вероятности и теория нечетких множеств.

Во второй главе (подразд. 2.1–2.6) приведены различные методические подходы к расчету, анализу и обеспечению надежности аппаратной части невосстанавливаемых и восстанавливаемых систем и устройств с использованием структурно-логических схем и формул надежности, а также аппарата марковских цепей.

В третьей главе (подразд. 3.1–3.4) рассматриваются вопросы построения надежного программного обеспечения и подход к расчету надежности сложной программно-аппаратной системы с учетом надежности ее аппаратной и программной компонент.

В четвертой главе (подразд. 4.1–4.4) рассматриваются методы тестового контроля цифровых устройств, принципы построения встроенных самопроверяемых устройств функционального контроля, а также основы проектирования самообучаемых экспертных систем диагностирования.

Для лучшего усвоения материала студентами разных специальностей, изучающих проблемы повышения надежности, достоверности и доступности ресурсов систем, приводятся многочисленные примеры обеспечения и расчетов надежности, а также построения тестовых и встроенных функциональных систем диагностирования как для информационно-управляющих систем, так и для инфокоммуникационных систем и их отдельных компонент.

Учебное пособие предназначено:

- для магистрантов направлений подготовки 210700.68 «Сети, узлы связи и распределение информации» и 220400.68 «Распределенные компьютерные и информационно-управляющие системы»;
- бакалавров направлений подготовки 210700.62 «Инфокоммуникационные технологии и системы связи», 220400.62 «Управление в технических системах» и 090900.62 «Информационная безопасность»;
- специалистов специальности 090303.65 «Информационная безопасность автоматизированных систем».

Авторы надеются, что данное учебное пособие окажет необходимую помощь студентам и магистрантам при выполнении курсовых и дипломных проектов и магистерских диссертаций, связанных с разработкой информационных систем с заданными характеристиками надежности.

1. ОСНОВНЫЕ ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ СВЕДЕНИЯ

В этом разделе приведены основные теоретические сведения из теории вероятности, теории надежности и теории нечетких множеств. Большая часть определений данного раздела используется в главах 2, 3 и 4. Если возникает специфика, связанная с предметом исследования (hard или soft), это будет отражено в соответствующих разделах.

1.1. Информационно-управляющие и инфокоммуникационные системы

Современные иерархические АСУ ТП могут быть представлены четырехуровневой пирамидой, состоящей:

- из уровня датчиков и исполнительных механизмов (нулевой уровень);
- контроллеров сети (первый уровень или уровень программируемых логических контроллеров);
- диспетчерского уровня (второй уровень);
- уровня конвергенции (третий уровень), который объединяет информационно-управляющие сети в единую распределенную информационно-управляющую сеть (РИУС).

Современные распределенные АСУ ТП используют на указанных уровнях различные технологии, в том числе Интернет, интранет, OPC-технологии и технологии «полевой шины» (fieldbus) [1].

Наличие в составе РИУС инфокоммуникационных и телемеханических (МСТМ, ИУС, АСДУ) систем позволяет РИУС реализовать межузловой обмен технологической, управленческой, конфигурационной и статистической информацией на произвольные расстояния.

РИУС – это основной класс систем для управления объектами критической инфраструктуры, такими как территориально-распределенные нефтепромыслы, нефте- и газопроводы, производство и распределение электроэнергии и др.

На рис. 1.1 представлена архитектура РИУС, использующая в качестве инфокоммуникационной среды Интернет. Интернет – не единственный вариант инфокоммуникационной системы (ИКС), однако его применение позволяет получить ряд преимуществ, связанных с практически повсеместным наличием этой сети, а также существованием разнообразных пользовательских сервисов и аппаратных продуктов для работы с Интернет.

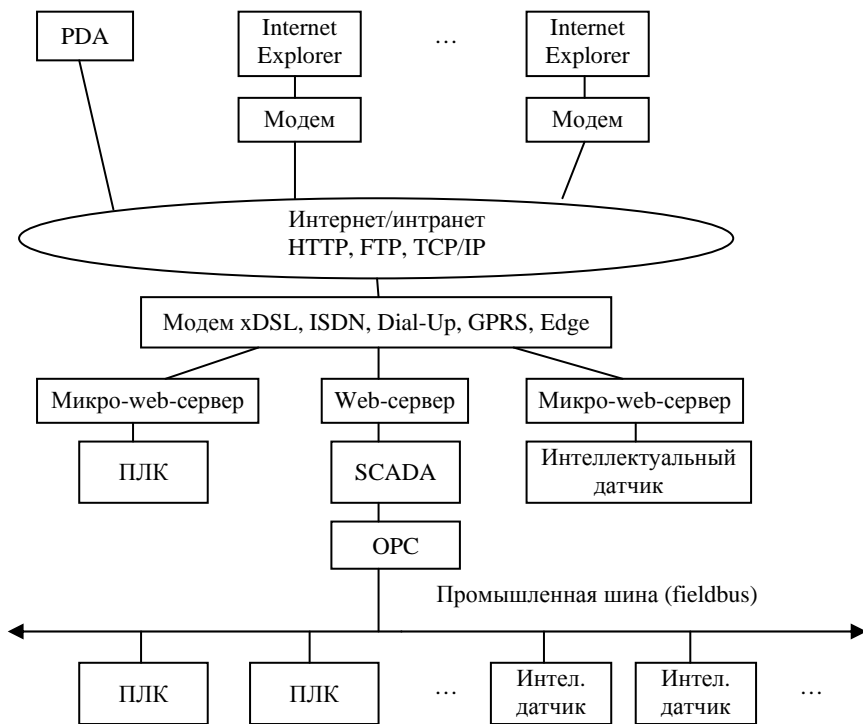


Рис. 1.1. Архитектура РИУС, использующей Интернет

В целом достоинствами РИУС являются [1]:

- снижение стоимости функционирования АСУ ТП вследствие удаленного управления (отсутствует необходимость присутствия человека на труднодоступном объекте);

- снижение стоимости обслуживания благодаря удаленной диагностике, отладке и обновлению программного обеспечения через ИКС;

- возможность контроля состояния производственного или технологического процесса или управления им через мобильный телефон;

- возможность автоматического вызова аварийной службы в случае срабатывания датчиков газа, дыма, пламени, затопления и пр.

Кратко охарактеризуем приведенные выше уровни иерархической РИУС (АСУТП) [1].

Низший (нулевой) уровень включает в себя датчики и исполнительные устройства. С датчиков начинается логическая цепочка процесса управления, а исполнительные устройства ее заканчивают.

Рассмотрим более подробно компоненты этого уровня.

Для измерения характеристик объектов существует огромное разнообразие датчиков (температуры, влажности, давления, потока, скорости, ускорения, вибрации, веса, натяжения, частоты, момента, освещенности, шума, объема, количества теплоты, тока, уровня и др.), которые преобразуют физическую величину в электрический сигнал.

В настоящее время наметилась устойчивая тенденция к использованию интеллектуальных датчиков, которые имеют цифровой интерфейс, встроенный микроконтроллер, память, сетевой адрес и выполняют автоматическую калибровку и компенсацию нелинейностей датчика. Интеллектуальные датчики в пределах сети должны обладать свойством взаимозаменяемости, в частности иметь один и тот же протокол обмена и физический интерфейс связи, а также нормированные метрологические характеристики и возможность смены адреса перед заменой датчика.

К исполнительным устройствам относятся реле-пускатели, контакторы, электромагнитные клапаны, электроприводы и др.

Первый уровень состоит из контроллеров (компьютеров) и модулей аналого-цифрового и дискретного ввода-вывода, которые обмениваются информацией по промышленной сети (Fieldbus) типа

Modbus RTU, ModbusTCP, Profibus и др. Иногда модули ввода-вывода выделяют в отдельный уровень иерархии.

В автоматизированных системах вместо компьютера или одновременно с ним часто используют программируемый логический контроллер (ПЛК). Типовыми отличиями ПЛК от компьютера являются специальное конструктивное исполнение (для монтажа в стойку, панель, на стену или в технологическое оборудование), отсутствие механического жесткого диска, дисплея и клавиатуры. Контроллеры также имеют малые размеры, расширенный температурный диапазон, повышенную стойкость к вибрации и электромагнитным излучениям, низкое энергопотребление, защищены от воздействий пыли и воды, содержат сторожевой таймер и платы аналогового и дискретного ввода-вывода, имеют увеличенное количество коммуникационных портов. В контроллерах, в отличие от компьютеров, как правило, используется операционная система реального времени (например, Windows CE, QNX). Однако в последнее время наметилась тенденция стирания грани между компьютером и контроллером.

Простейшие ИУС могут состоять только из устройств нулевого и первого уровня.

Второй (диспетчерский) уровень состоит из рабочих станций – компьютеров с человекомашинным интерфейсом (ЧМИ, HMI – Human Machine Interface), ПО и ИО которых реализуют множество функций, обеспечивающих сбор, обработку, хранение, передачу, распределение, регистрацию и отображение технологической информации. Основой проектирования и эксплуатации современных РИУС (МСТМ, АСДУ) с заданными характеристиками, в том числе производительности и надежности, являются SCADA-пакеты.

Рассмотрим кратко действия диспетчера при управлении технологическим процессом. Диспетчер (оператор) осуществляет наблюдение за ходом технологического процесса или управление им с помощью мнемосхемы на экране монитора компьютера. Диспетчерский компьютер выполняет также архивирование собранных данных, записывает действия оператора, анализирует сигналы системы технической диагностики, данные аварийной и технологической сиг-

нализации, сигналы срабатывания устройств противоаварийных защит, а также выполняет часть алгоритмов управления технологическим процессом.

Благодаря объединению диспетчерских компьютеров в сеть наблюдение за процессами может быть выполнено с любого компьютера сети, но управление, во избежание конфликтов, допускается только с одного компьютера или функции управления разделяются между несколькими компьютерами. Права операторов устанавливаются средствами ограничения доступа сетевого сервера. Пример типовой современной распределенной ИУС, включающей уровни иерархии с нулевого по второй, приведен на рис. 1.2 [1].

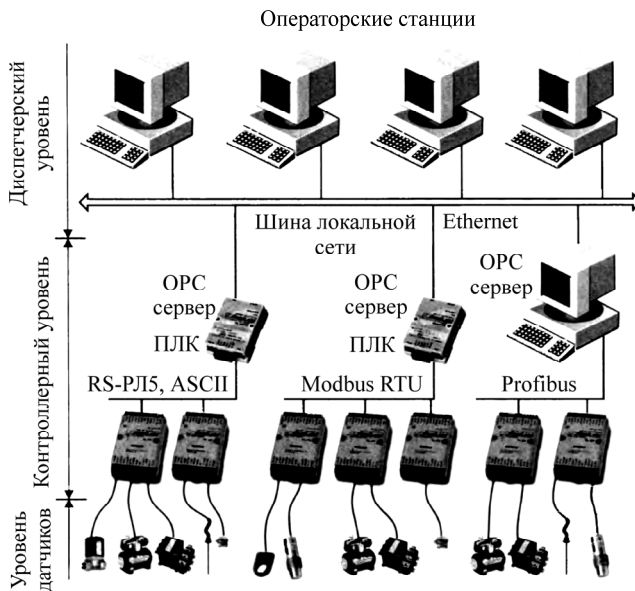


Рис. 1.2. Типовая ИУС, включающая три уровня иерархии

Важной частью второго уровня являются также базы данных реального времени, являющиеся хранилищами информации и средством обмена с третьим уровнем иерархии системы управления.

Третий уровень появляется как средство интеграции систем. Если объект управления многофункционален и при этом каждая функция настолько сложна, что автоматизация ее требует отдельной ИУС, то на третьем уровне происходит объединение этих ИУС с помощью ИКС, в качестве которой выступает распределенная локальная или, чаще, глобальная сеть (см. рис. 1.1).

Одной из основных характеристик РИУС является надежность функционирования, на которую влияют как среднее время наработки до отказа системы, так и среднее время восстановления отказавших компонентов системы. Среднее время восстановления, в свою очередь, во многом определяется наличием автоматизированной системы тестового диагностирования (АСТД) или схем встроенного контроля (СВК). Таким образом, чтобы спроектировать и эксплуатировать систему с заданными надежностными характеристиками, необходимо изучить методы теории надежности и технической диагностики.

Указанные факторы обусловили тематику данного учебного пособия, в котором подробно рассматриваются методы обеспечения надежности восстанавливаемых и невосстанавливаемых устройств и систем, методы построения самопроверяемых устройств встроенного контроля, методы тестового диагностирования и другие вопросы. Приводятся многочисленные примеры применения этих методов для повышения надежности элементов и узлов ИУС и телекоммуникационных систем.

1.2. Основные определения теории надежности

1.2.1. Надежность и ее частные стороны

Нижеприведенные определения даются с учетом ГОСТ 27.002–83.

Надежность – свойство объекта сохранять во времени в установленных пределах значения всех параметров, характеризующих способность выполнять требуемые функции в заданных режимах и условиях применения, технического обслуживания, ремонтов, хранения и транспортирования.

Надежность является одной из важнейших характеристик *качества* объекта – совокупности свойств, определяющих пригодность использования его по назначению. В отличие от других характеристик качества, надежность обладает следующей специфической особенностью. Обычные характеристики качества объекта, такие как быстродействие, емкость памяти, мощность потребления, масса и другие, измеряются для некоторого момента времени («точечные» характеристики качества). Надежность характеризует зависимость «точечных» характеристик качества либо от времени использования, либо от наработки объекта.

Наработка – продолжительность (или объем) работы изделия, измеряемая временем, циклами, периодами, единицами выработки и т.д. Различают суточную наработку, месячную наработку и т.д.

Надежность – сложное свойство. Оно включает в себя более простые свойства (составные части надежности, стороны надежности):

1. *Безотказность* – свойство объекта непрерывно сохранять работоспособность в течение некоторого времени или некоторой наработки.

2. *Ремонтопригодность* – свойство объекта, заключающееся в приспособленности его к предупреждению и обнаружению отказов и восстановлению работоспособности объекта либо путем проведения ремонта, либо путем замены отказавших комплектующих элементов.

Возникают две самостоятельные характеристики ремонтпригодности: приспособленность к проведению ремонта (ремонтпригодность в узком смысле) и приспособленность к замене в процессе эксплуатации (восстанавливаемость или заменяемость).

3. *Долговечность* – свойство объекта сохранять работоспособность до наступления предельного состояния, т.е. до наступления такого состояния, когда объект должен быть либо направлен в ремонт (средний или капитальный), либо изъят из эксплуатации.

4. *Сохраняемость* – свойство объекта сохранять работоспособность в течение (и после) его хранения и (или) транспортирования.

Это свойство тоже расчленяется на более простые: сохраняемость в процессе (и после) хранения в специально приспособленном помещении; сохраняемость в процессе (и после) хранения в полевых условиях; сохраняемость в процессе (и после) транспортировки по железной дороге и т.п.

5. *Работоспособность* – такое состояние объекта, при котором он способен выполнять заданные функции, удовлетворяя требованиям нормативно-технической документации. Работоспособность – характеристика состояния объекта в некоторый момент времени. Надежность – свойство сохранять работоспособность на некотором отрезке времени или при выполнении некоторого объема работы.

Перечисленные выше свойства объектов – частные стороны надежности – являются общепризнанными и рекомендуются для широкого класса изделий. Однако оказалось, что для характеристики надежности информационно-вычислительной (и вообще цифровой) техники этих свойств недостаточно. Поэтому в практике находят применение дополнительные частные свойства надежности:

1. *Живучесть* – свойство объекта сохранять работоспособность (полностью или частично) в условиях неблагоприятных воздействий, не предусмотренных нормальными условиями эксплуатации.

При задании требований к надежности объекта обычно указываются нормальные условия его эксплуатации. Но к ряду объектов ответственного назначения могут быть предъявлены требования выполнять некоторые функции в условиях, существенно отличающихся от нормальных (даже катастрофически разрушающих). Требование живучести может быть сформулировано, например, так: «выполнять заданные функции на заданном интервале времени после разрушающего воздействия» или «сохранять частичную работоспособность после разрушающего воздействия» и т.д.

2. *Достоверность информации* – мера соответствия информации на выходе источника и информации, полученной потребителем. ЭВМ или тракт передачи информации могут обладать высокой безотказностью, хорошей долговечностью, сохраняемостью и ремонтпригодностью, однако в процессе функционирования могут иметь

место сбоев, искажающие информации. Это не менее опасная «неисправность», но она не находит отражения в перечисленных основных сторонах надежности. Поэтому и вводится еще одна дополнительная характеристика надежности – достоверность.

На практике могут быть использованы и другие частные свойства и характеристики надежности. В технических системах, например информационно-управляющих системах, обслуживающих ответственные промышленные процессы, основным является не выход из строя того или другого элемента, а вызванное им искажение информации, на базе которой принимаются управляющие решения.

1.2.2. Виды надежности

1. *Аппаратурная надежность* – обусловлена состоянием аппаратуры (может расчленяться на конструктивно-схемную надежность и производственно-технологическую надежность). Этот вид надежности исследуется в главе 2.

2. *Программная надежность* – обусловлена состоянием программы. Это понятие возникло относительно недавно, но приобретает все более важное значение. Элементы программной надежности рассматриваются в главе 3.

Большое количество различных сторон и видов надежности не означает, что всегда надо задавать и исследовать весь определенный вами перечень. В каждом конкретном случае надо выбирать такие стороны и виды надежности, которые необходимы для характеристики надежности объекта с учетом его целевого назначения.

1.2.3. Отказы

Отказ – событие, заключающееся в нарушении работоспособного состояния объекта.

По степени внезапности отказы могут быть:

- внезапными (мгновенными) – возникают в результате мгновенного изменения одного или нескольких параметров объекта;

- постепенными – наблюдаемое постепенное изменение главных параметров объекта либо из-за износа, либо из-за старения.

По степени зависимости от других отказов:

- независимые отказы – их возникновение не связано с предшествовавшими по времени отказами других элементов объекта;
- зависимые отказы – появляются вследствие предшествующих отказов (например, из-за возникающих перегрузок).

По характеру назначения:

- устойчивые отказы – не самоустраняются, постоянно присутствуют в устройстве после возникновения;
- перемежающиеся отказы – то появляются, то пропадают (например, плохой контакт);
- сбой – однократно возникший и самоустранившийся отказ.

Следует отметить, что программный отказ, в отличие от аппаратного, присутствует в системе изначально, но проявляется вследствие определенного значения или сочетания значений входных параметров, не предусмотренных при разработке программы или проявляющих программную ошибку.

Примеры возникновения отказа:

- а) конструктивный – из-за ошибок конструктора (или несовершенства методов конструирования);

- б) производственный – из-за нарушения или несовершенства технологического процесса изготовления объекта или комплектующих;

- в) эксплуатационный – из-за нарушения правил эксплуатации или вследствие влияния непредусмотренных внешних воздействий.

1.2.4. Эффективность

В непосредственной связи с понятием надежности находится понятие эффективности.

Эффективность объекта – свойство объекта выдавать некоторый полезный результат (эффект) при использовании по назначению с учетом затрат на создание и установку объекта.

Чем выше надежность объекта, тем выше его эффективность (но до некоторого предела, обусловливаемого допустимыми затратами).

Виды эффективности:

а) номинальная – эффективность объекта при условии его идеальной надежности;

б) реальная – эффективность реального объекта, т.е. с неидеальной надежностью.

Показатель эффективности применяется обычно для сложных изделий, которые могут находиться в неисправном, но работоспособном состоянии.

1.2.5. Восстановление

Восстановление – процесс обнаружения и устранения отказа с целью восстановления работоспособности объекта.

Восстанавливаемый объект – объект, работоспособность которого в случае возникновения отказа подлежит восстановлению в рассматриваемых условиях.

Невосстанавливаемый объект – объект, работоспособность которого в случае возникновения отказа не подлежит восстановлению в рассматриваемых условиях.

При анализе надежности, особенно при выборе показателей надежности объекта, существенное значение имеет решение, которое должно быть принято в случае отказа объекта. Если в рассматриваемой ситуации восстановление работоспособности данного объекта при его отказе по каким-либо причинам признается нецелесообразным или неосуществимым (например, из-за невозможности прерывания выполняемой формулы), то такой объект в данной ситуации является невосстанавливаемым. Таким образом, один и тот же объект в зависимости от особенностей или этапов эксплуатации может считаться восстанавливаемым или невосстанавливаемым.

Например, аппаратура метеоспутника на этапе хранения относится к восстанавливаемой, а во время полета в космосе – невосстанавливаемой. Другой пример: ЭВМ, используемая для неоператив-

ных вычислений, является объектом восстанавливаемым, так как в случае отказа любая операция может быть повторена. Та же ЭВМ, управляющая сложным технологическим процессом в металлургии или химии, является невосстанавливаемым объектом, так как отказ приводит к непоправимым последствиям.

1.3. Понятие случайных событий и случайных величин

Случайное событие – событие, которое может появиться или не появиться в результате данного опыта [2].

Вероятность случайного события (количественная характеристика случайного события) – теоретическая частота событий, около которой имеет тенденцию стабилизироваться действительная частота события при повторении опыта в данных условиях.

Частота случайного события (статистическая вероятность события) – это отношение числа появления данного события к числу всех произведенных опытов.

Примеры случайных событий, наиболее характерных для теории надежности:

а) событие, заключающееся в том, что на интервале времени от 0 до t изделие непрерывно находится в работоспособном состоянии; вероятность такого события в теории надежности обозначается $P(t)$;

б) событие, заключающееся в том, что на интервале времени от 0 до t изделие может перейти в отказовое состояние, вероятность такого события в теории надежности обозначается $Q(t)$;

в) событие, заключающееся в том, что работоспособное к моменту времени t изделие перейдет за время Δt из состояния работоспособного (состояние 1) в состояние отказа (состояние 2), вероятность такого события определяется по формуле

$$Q(t + \Delta t) = P(t)Q_{1 \rightarrow 2}(\Delta t). \quad (1.1)$$

Два события называются несовместными в одном опыте, если они не могут появиться совместно.

Вероятность суммы двух несовместных событий, т.е. вероятность того, что из всех возможных событий появится хотя бы одно из них, равна сумме вероятностей этих событий:

$$P(A + B) = P(A) + P(B). \quad (1.2)$$

Вероятность суммы совместных событий:

$$P(A + B) = P(A) + P(A \cdot B). \quad (1.3)$$

Вероятность произведения двух событий – это вероятность того, что событие появится совместно:

$$P(A \cdot B) = P(B) \cdot P(A | B), \quad (1.4)$$

Отсюда вероятность произведения двух независимых событий:

$$P(A \cdot B) = P(A) \cdot P(B). \quad (1.5)$$

Условной вероятностью события A относительно события B называется отношение совместного появления событий A и B к вероятности события B :

$$P(A | B) = \frac{P(A \cdot B)}{P(B)}. \quad (1.6)$$

Случайная величина – величина, которая в результате опыта может принимать то или другое значение (заранее не известно, какое именно). Она может быть либо дискретной (например, число отказов за время t , число отказавших изделий при испытаниях заданного объема), либо непрерывной (например, время работы изделия до отказа, время восстановления работоспособности).

Исчерпывающее представление о случайной величине дает закон распределения случайной величины – соотношение между значениями случайной величины и их вероятностями.

Существуют *законы распределения*:

1. Интегральный (функция распределения) – вероятность того, что случайная величина X может принимать значения меньше x :

$$F(x) = P(X < x). \quad (1.7)$$

Если случайная величина – наработка до отказа t , то вероятность того, что t меньше заданного значения t_3 , равна вероятности возникновения отказа на интервале от нуля до t_3 . Функция наработки на отказ (функция ненадежности)

$$F(t_3) = P(t < t_3) = Q(t). \quad (1.8)$$

Вероятность того, что на интервале времени от 0 до t_3 не возникает отказа, определяют по формуле

$$P(t_3) = P(t > t_3) = 1 - Q(t), \quad (1.9)$$

где $P(t_3)$ – функция надежности.

2. Дифференциальный (плотность распределения вероятности случайной величины, или, иными словами, плотность распределения случайной величины):

$$f(x) = \frac{dF(x)}{dx}, \quad (1.10)$$

$$F(x) = \int_{-\infty}^x f(x) dx. \quad (1.11)$$

Величины, определяющие характер распределения случайной величины, называются параметрами законов распределения.

Математическое ожидание (среднее значение случайной величины)

$$M(x) = \int_{-\infty}^{\infty} xf(x) dx. \quad (1.12)$$

Статистическое определение

$$\tilde{M}(x) = \frac{\sum_{i=1}^n x_i}{n}. \quad (1.13)$$

Дисперсия

$$D(x) = \int_{-\infty}^{\infty} [X - M(x)]^2 f(x) dx, \quad (1.14)$$

$$\tilde{D}(x) = \frac{\sum_{i=1}^n [x_i - M(x)]^2}{n-1}. \quad (1.15)$$

Дисперсия среднего значения:

$$\tilde{D}[M(x)] = \frac{\tilde{D}(x)}{n}. \quad (1.16)$$

1.3.1. Надежность систем при основном (последовательном) и параллельном соединении элементов

Сложные системы и объекты состоят из множества соединенных между собой элементов. В зависимости от характера влияния надежности элементов на надежность системы или объекта различают два типа соединений элементов: основное (последовательное) и параллельное.

Под основным соединением понимают такое, при котором отказ любого элемента приводит к отказу системы в целом. Основное соединение имеет место в тех случаях, когда в системе все элементы функционально необходимы (т.е. отсутствуют избыточные элементы).

Под параллельным соединением элементов понимают такое, при котором отказ системы наступает только при отказе всех его составных элементов (т.е. не наступает, если работоспособен хотя бы один элемент).

1.3.2. Основное соединение элементов

Пусть система, надежность которой исследуется, состоит из N элементов, имеющих следующие характеристики надежности:

$$P_1(t) \dots P_N(t), \quad Q_1(t) \dots Q_N(t).$$

Соответствующие характеристики системы обозначим $P(t)$, $Q(t)$.

В случае основного соединения справедливы следующие зависимости:

$$P(t) = \prod_{i=1}^N P_i(t), \quad (1.17)$$

$$Q(t) = 1 - \prod_{i=1}^N (1 - Q_i(t)). \quad (1.18)$$

1.3.3. Параллельное соединение элементов

Поскольку к отказу системы при параллельном соединении элементов приводит отказ только всех ее элементов, очевидно, что

$$Q(t) = \prod_{i=1}^N Q_i(t), \quad (1.19)$$

$$P(t) = 1 - \prod_{i=1}^N (1 - P_i(t)). \quad (1.20)$$

Более подробно расчет надежностных характеристик систем при основном и параллельном соединении элементов будет рассмотрен в следующих главах.

1.4. Элементы теории нечетких множеств

Введение элементов теории нечетких множеств в данное учебное пособие связано с тем, что иногда невозможно заранее получить точные надежностные характеристики элементов и блоков разрабатываемой системы. В таких условиях приходится брать несколько надежностных характеристик одного элемента, ранжируя их по степени достоверности, и проводить оптимизацию структуры системы, исходя из определенных критериев [3]. Такой подход изложен, в частности, в подразд. 2.5.

1.4.1. Понятие принадлежности и основные операции для четких подмножеств

Рассмотрим понятие принадлежности сначала на примере четких множеств.

Пусть E – множество, A – подмножество E . Имеется также характеристическая функция $\mu_A(x)$, которую в упрощенном варианте будем считать вероятностью того, принадлежит ли элемент x подмножеству A :

$$\mu_A(x) = \begin{cases} 1, & \text{если } x \in A; \\ 0, & \text{если } x \notin A, \end{cases} \quad (1.21)$$

т.е. вероятность для четких множеств принимает только значения 0 и 1 (принадлежит либо не принадлежит).

Предположим, что множество E состоит из нескольких элементов:

$$E = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}, \quad (1.22)$$

а подмножество A – из некоторых элементов множества E :

$$A = \{x_2, x_3, x_5\}. \quad (1.23)$$

Тогда подмножество A можно записать через элементы множества E и значения функции $\mu_A(x)$ (принадлежности элемента подмножеству A).

Пример 1.1. Запишем конкретные значения подмножества A :

$$A = \{(x_1, 0), (x_2, 1), (x_3, 1), (x_4, 0), (x_5, 1)\}. \quad (1.24)$$

Это означает: элемент x_1 принадлежит подмножеству A с вероятностью $\mu_A(x_1) = 0$, т.е. не принадлежит подмножеству A , в то время как элемент x_2 принадлежит подмножеству A с $\mu_A(x_2) = 1$, т.е. принадлежит подмножеству A .

Для четких множеств определены несколько операций. Наиболее часто употребляются:

– *дополнение*

$$\begin{aligned} \bar{A} &\equiv \{x \in E \mid x \notin A\}, \\ A \cap \bar{A} &= \emptyset, \quad A \cup \bar{A} = E, \end{aligned} \quad (1.25)$$

или, если записать эти соотношения через характеристическую функцию принадлежности,

$$\mu_A(x) = 1, \quad \mu_{\bar{A}}(x) = 0; \quad (1.26)$$

– *пересечение* $A \cap B$ или, если определить эту операцию через функцию принадлежности,

$$\mu_{A \cap B}(x) = \begin{cases} 1, & \text{если } x \in A \cap B; \\ 0, & \text{если } x \notin A \cap B; \end{cases} \quad (1.27)$$

$$\mu_{A \cap B}(x) = \mu_A(x) \cdot \mu_B(x),$$

где « \cdot » – логическое умножение;

– *объединение* $A \cup B$ или, если определить эту операцию через функцию принадлежности:

$$\mu_{A \cup B}(x) = \begin{cases} 1, & \text{если } x \in A \cup B; \\ 0, & \text{если } x \notin A \cup B; \end{cases} \quad (1.28)$$

$$\mu_{A \cup B}(x) = \mu_A(x) + \mu_B(x),$$

где « $+$ » – логическое сложение.

Пример 1.2. Рассмотрим вышеприведенные операции на примере. Пусть имеются множество E (1.22) и два его подмножества: A (которое уже было рассмотрено в предыдущем примере) и B :

$$A = \{(x_1, 0), (x_2, 1), (x_3, 1), (x_4, 0), (x_5, 1)\}, \quad (1.29)$$

$$B = \{(x_1, 1), (x_2, 0), (x_3, 1), (x_4, 0), (x_5, 1)\}. \quad (1.30)$$

Тогда операция пересечения будет выглядеть следующим образом:

$$A \cap B = \{(x_1, 0 \cdot 1), (x_2, 1 \cdot 0), (x_3, 1 \cdot 1), (x_4, 0 \cdot 0), (x_5, 1 \cdot 1)\}. \quad (1.31)$$

Операция объединения соответственно будет записана так:

$$A \cup B = \{(x_1, 0 + 1), (x_2, 1 + 0), (x_3, 1 + 1), (x_4, 0 + 0), (x_5, 1 + 1)\}. \quad (1.32)$$

Знаки умножения и сложения соответствуют логическому И и логическому ИЛИ.

1.4.2. Понятие принадлежности и основные операции для нечетких подмножеств

Рассматривать понятие принадлежности для нечетких подмножеств начнем с примера. Обратимся к выражению (1.24). В нем, как было отмечено, функция принадлежности μ принимает только значения 1 и 0. Представим теперь, что μ может принимать любое значения из интервала $(0, 1)$. Тогда степени принадлежности элемента x_i к нечеткому подмножеству A могут быть записаны следующим образом:

- x_i не принадлежит к A , $\mu_A(x_i) = 0$;
- x_i в небольшой степени принадлежит к A , $\mu_A(x_i)$ близко к 0;
- x_i более или менее принадлежит к A , $\mu_A(x_i)$ равноудалена от 0 и 1;

...

- x_i принадлежит к A , $\mu_A(x_i) = 1$.

Тогда $\underline{A} = \{(x_1|0,2), (x_2|0), (x_3|0,3), (x_4|1), (x_5|0,8)\}$ будет представлять собой нечеткое подмножество множества E . Будем записывать $\underline{A} \subset E$ или $A \subseteq E$.

Принадлежность элемента к нечеткому подмножеству можно обозначить следующим образом: $x_1 \underset{0,2}{\subset} \underline{A}$, $x_2 \underset{0}{\subset} \underline{A}$, $x_4 \underset{1}{\subset} \underline{A}$. Эти обозначения могут быть истолкованы следующим образом:

- x_2 не принадлежит к A ($\mu_A(x_2) = 0$);
- x_1 в небольшой степени принадлежит к A ($\mu_A(x_1) = 0,2$);
- x_4 принадлежит к A ($\mu_A(x_4) = 1$).

Возвращаясь к обозначениям теории множеств, можно говорить, что

\in – эквивалентно $\underset{1}{\subset}$, \notin – эквивалентно $\underset{0}{\subset}$.

Определение: Пусть E – множество, счетное или нет, и x – элемент E . Тогда нечетким подмножеством \underline{A} множества E называется множество упорядоченных пар $\{(x|\mu_{\underline{A}}(x))\} \forall x \in E$, где $\mu_{\underline{A}}(x)$ – *характеристическая функция принадлежности*, которая принимает свои значения во вполне упорядоченном множестве M и указывает вероятность принадлежности элемента x подмножеству \underline{A} . Множество M будем называть *множеством принадлежности*.

Если $M = \{0,1\}$, то нечеткое подмножество \underline{A} переходит в «обычное» четкое подмножество.

Приведем несколько примеров.

Пример 1.3. Запишем нечеткое подмножество чисел x , приблизительно равных данному действительному числу n , где $n \in R$ (R – множество действительных чисел):

$$\underline{A} = \{ \dots (n-1|0,8), (n-0,5|0,9), (n|1), (n+0,5|0,9), (n+1|0,8) \dots \}.$$

Пример 1.4. Пусть N – множество натуральных чисел,

$$N = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, \dots\}.$$

Рассмотрим нечеткое подмножество «небольших» натуральных чисел:

$$\underline{A} = \{(0|1), (1|0,8), (2|0,6), (3|0,4), (4|0,2), (5|0), (6|0) \dots\}.$$

Разумеется, $\mu_A(x)$ в этих примерах задается субъективно. Последнее выражение можно переписать в виде

$$0 \underset{1}{\subset} \underline{A}, 1 \underset{0,8}{\subset} \underline{A}, 2 \underset{0,6}{\subset} \underline{A}, 3 \underset{0,4}{\subset} \underline{A}, \dots$$

1.4.3. Отношение доминирования

Рассмотрим два упорядоченных набора из n чисел: $v = (k_1, k_2, k_3, \dots, k_n)$ и $v' = (k'_1, k'_2, k'_3, \dots, k'_n)$, в которых k_i и k'_i принадлежит к одному и тому же вполне упорядоченному множеству K . Отношение порядка на K будем обозначать через знак \geq .

Будем говорить, что v' доминирует над v , и записывать

$$v' \geq v \quad (1.33)$$

только тогда, когда

$$k'_1 \geq k_1, k'_2 \geq k_2, k'_3 \geq k_3, \dots, k'_n \geq k_n.$$

При этом знак \geq обозначает нестрогий порядок, а знак $>$ – строгий порядок. Так, если записано

$$v' > v, \quad (1.34)$$

то это говорит об отношении строгого доминирования.

Пример 1.5. Пусть заданы 3 упорядоченных набора:

$$u = (7, 3, 1, 5),$$

$$v = (2, 2, 0, 4),$$

$$w = (3, 4, 1, 4).$$

Очевидно, что $u \geq v$, так как $7 > 2, 3 > 2, 1 > 0, 5 > 4$. Также $u > v$, поскольку каждый из v_i меньше u_i . Однако u и w несравнимы.

С технической точки зрения очень часто наибольший интерес представляет последний случай, когда из двух или нескольких вариантов построения системы ни один не имеет явных преимуществ [4].

В такой ситуации пользуются дополнительными критериями, позволяющими провести обоснованный выбор, как это будет показано в подразд. 2.5.

1.4.4. Простейшие операции над нечеткими множествами

Включение: пусть E – множество, M – множество принадлежностей, \underline{A} и \underline{B} – два нечетких подмножества множества E . Будем говорить, что \underline{A} содержится в \underline{B} , если $\forall x \in E \quad \mu_{\underline{B}}(x) \geq \mu_{\underline{A}}(x)$, и обозначать эту операцию $\underline{A} \subset \subset \underline{B}$.

Пример 1.6. Пусть $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4\}$, $0 \leq M \leq 1$,

$$\underline{A} = \{(x_1|0,4), (x_2|0,2), (x_3|0), (x_4|1)\},$$

$$\underline{B} = \{(x_1|0,3), (x_2|0), (x_3|0), (x_4|0)\}.$$

В соответствии с определением $\underline{B} \subset \subset \underline{A}$.

Равенство: пусть E – множество, M – множество принадлежностей, \underline{A} и \underline{B} – два нечетких подмножества множества E . Будем говорить, что \underline{A} и \underline{B} равны тогда и только тогда, когда $\forall x \in E \quad \mu_{\underline{B}}(x) = \mu_{\underline{A}}(x)$.

Пример 1.7. Пусть $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4\}$, $0 \leq M \leq 1$,

$$\underline{A} = \{(x_1|0,4), (x_2|0,2), (x_3|0), (x_4|1)\},$$

$$\underline{B} = \{(x_1|0,4), (x_2|0,2), (x_3|0), (x_4|1)\}.$$

В соответствии с определением $\underline{B} = \underline{A}$.

Дополнение: пусть E – множество, M – множество принадлежностей, \underline{A} и \underline{B} – два нечетких подмножества множества E . Скажем, что \underline{A} и \underline{B} дополняют друг друга, если $\forall x \in E \quad \mu_{\underline{B}}(x) = 1 - \mu_{\underline{A}}(x)$.

Пример 1.8. Пусть $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4\}$, $0 \leq M \leq 1$,

$$\underline{A} = \{(x_1|0,4), (x_2|0,2), (x_3|0), (x_4|1)\},$$

$$\underline{B} = \{(x_1|0,6), (x_2|0,8), (x_3|1), (x_4|0)\}.$$

В соответствии с определением $\underline{B} = \overline{\underline{A}}$ или $\underline{A} = \overline{\underline{B}}$.

Пересечение: пусть E – множество, M – множество принадлежностей, \underline{A} и \underline{B} – два нечетких подмножества множества E . Пересечение $\underline{A} \cap \underline{B}$ определяют как наибольшее нечеткое подмножество, содержащееся одновременно в \underline{A} и \underline{B} :

$$\forall x \in E \quad \mu_{\underline{A} \cap \underline{B}}(x) = \min(\mu_{\underline{A}}(x), (\mu_{\underline{B}}(x))). \quad (1.35)$$

Пример 1.9. Пусть $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$, $0 \leq M \leq 1$,

$$\underline{A} = \{(x_1|0,2), (x_2|0,7), (x_3|1), (x_4|0), (x_5|0,5)\},$$

$$\underline{B} = \{(x_1|0,5), (x_2|0,3), (x_3|1), (x_4|0,1), (x_5|0,5)\}.$$

Тогда $\underline{A} \cap \underline{B} = \{(x_1|0,2), (x_2|0,3), (x_3|1), (x_4|0), (x_5|0,5)\}$.

На основе (1.35) можно записать $\forall x \in E \quad x \in \underset{\mu_A}{\underline{A}}$ и $x \in \underset{\mu_B}{\underline{B}} \Rightarrow$

$\Rightarrow x \in \underset{\mu_{A \cap B}}{\underline{A} \cap \underline{B}}$. Это позволяет ввести понятие «нечеткое и» – \underline{I} .

Пример 1.10. Если \underline{A} – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 5, и \underline{B} – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 10,

$$\underline{A} = \{(9|0,2), (6|0,8), (5|1), (10|0,1), (7,5|0,5)\},$$

$$\underline{B} = \{(9|0,8), (6|0,2), (5|0,1), (10|1), (7,5|0,5)\},$$

то $\underline{A} \cap \underline{B}$ – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 5 и 10.

Тогда $\underline{A} \cap \underline{B} = \{(9|0,2), (6|0,2), (5|0,1), (10|0,1), (7,5|0,5)\}$.

Эту операцию можно проиллюстрировать на рис. 1.3, где $\underline{A} \cap \underline{B}$ – заштрихованная взаимопересекающаяся часть двух окружностей вокруг точек 5 и 10.

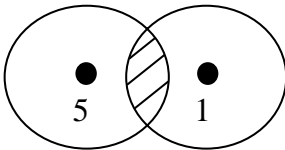


Рис. 1.3. Графическая иллюстрация операции пересечения двух нечетких множеств

Объединение: пусть E – множество, M – множество принадлежностей, \underline{A} и \underline{B} – два нечетких подмножества множества E . Объединение $\underline{A} \cup \underline{B}$ определяют как наименьшее нечеткое подмножество, которое содержит как \underline{A} , так и \underline{B} :

$$\forall x \in E \mu_{\underline{A} \cup \underline{B}}(x) = \max(\mu_{\underline{A}}(x), (\mu_{\underline{B}}(x)). \quad (1.36)$$

Пример 1.11. Пусть $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$, $0 \leq M \leq 1$,

$$\underline{A} = \{(x_1|0,2), (x_2|0,7), (x_3|1), (x_4|0), (x_5|0,5)\},$$

$$\underline{B} = \{(x_1|0,5), (x_2|0,3), (x_3|1), (x_4|0,1), (x_5|0,5)\},$$

тогда $\underline{A} \cup \underline{B} = \{(x_1|0,5), (x_2|0,7), (x_3|1), (x_4|0,1), (x_5|0,5)\}$.

На основе (1.36) можно записать $\forall x \in E \ x \in \underline{A} \text{ или } x \in \underline{B} \Rightarrow \Rightarrow x \in \underline{A} \cup \underline{B}$. Это позволяет ввести понятие «нечеткое или» – ИЛИ.

Пример 1.12. Если \underline{A} – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 5, \underline{B} – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 10,

$$\underline{A} = \{(9|0,2), (6|0,8), (5|1), (10|0,1), (7,5|0,5)\},$$

$$\underline{B} = \{(9|0,8), (6|0,2), (5|0,1), (10|1), (7,5|0,5)\},$$

то $\underline{A} \cup \underline{B}$ – нечеткое подмножество действительных чисел, очень близких к 5 ИЛИ 10. Тогда $\underline{A} \cap \underline{B} = \{(9|0,8), (6|0,8), (5|1), (10|1), (7,5|0,5)\}$.

1.4.5. Расстояние Хэмминга

Для определения того, насколько далеко отстоят друг от друга разные подмножества, существует несколько подходов, задействующих разные метрики. Наиболее распространенным является определение количества мест, в которых отличаются эти упорядоченные подмножества (кортежи, вектора), с учетом того, насколько далеко

каждый элемент одного подмножества отстоит от соответствующего элемента другого упорядоченного подмножества. Это и будет расстояние Хэмминга.

Для двух упорядоченных подмножеств одинаковой размерности расстояние Хэмминга представим в виде

$$d(A, B) = \sum_{i=1}^n |\mu_A(x_i) - \mu_B(x_i)|, \quad (1.37)$$

т.е., расстояние Хэмминга равно сумме по всем элементам подмножеств модулей разности функций принадлежности для каждой пары элементов из этих подмножеств.

Пример 1.13. Рассмотрим два упорядоченных четких подмножества A и B , принадлежащих множеству $E = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7\}$. Пусть $A = \{x_1, x_4, x_6\}$, $B = \{x_2, x_6, x_7\}$, в иной форме $A = \{(x_1|1), (x_2|0), (x_3|0), (x_4|1), (x_5|0), (x_6|1), (x_7|0)\}$, $B = \{(x_1|0), (x_2|1), (x_3|0), (x_4|0), (x_5|0), (x_6|1), (x_7|1)\}$.

Для этих четких подмножеств A и B

$$d(A, B) = |1-0| + |0-1| + |0-0| + |1-0| + |0-0| + |1-1| + |0-1| = 4.$$

Более сложные понятия теории нечетких множеств для рассмотрения проблем надежности технических систем и технической диагностики в данном учебном пособии задействованы не будут.

Выводы

Данная глава имеет двоякую цель.

Во-первых, она знакомит читателя с понятием надежности и составными частями надежности, рассматривает виды надежности и формулирует понятие отказа.

Во-вторых, она позволяет читателю освежить в памяти сведения из математики, которые понадобятся для усвоения последующих разделов книги. В главе рассматривается два математических аппарата.

Первый из них – аппарат теории вероятности. Поскольку этот предмет достаточно хорошо знаком каждому инженеру, приводятся только основные сведения, непосредственно используемые в учебном пособии.

Второй – это аппарат теории нечетких множеств. Теория нечетких множеств в последнее десятилетие получает широкое распространение применительно к техническим системам, поэтому авторы сочли необходимым более подробно остановиться на элементах этой теории, сопроводив приводимые понятия комментариями и примерами. В результате читатель из данной главы может получить сведения, необходимые для усвоения материала о теории нечетких множеств, используемого в данном учебном пособии.

Вопросы и задания

1. Сформулируйте определение надежности.
2. Перечислите составные части надежности.
3. Что такое отказ?
4. Какие существуют виды классификации отказов?
5. Одинаковы ли показатели надежности для восстанавливаемых и невосстанавливаемых объектов?
6. Что такое частота случайного события?
7. Чем случайная величина отличается от случайного события?
8. Какие существуют законы распределения для случайной величины?
9. Что показывает математическое ожидание?
10. Что показывает дисперсия?
11. Если значения случайной величины: 8, 10, 12, то чему равны математическое ожидание и дисперсия?
12. Как определяются надежность характеристики системы, если известны надежность характеристики составляющих ее элементов и эти элементы соединены последовательно?

13. Как определяются надежностные характеристики системы, если известны надежностные характеристики составляющих ее элементов и эти элементы соединены параллельно?

14. Является ли корректным следующее представление нечеткого подмножества «небольших» натуральных чисел:

$$\underline{A} = \{(0|1), (1|0.6), (2|0.7), (3|0.4), (4|0.8), (5|0), (6|0)\dots\}.$$

15. Какие операции наиболее часто употребляются для четких множеств?

16. Как определяется понятие принадлежности для нечеткого множества?

17. Приведите пример нечеткого подмножества.

18. Как определяется операция «включение» для нечетких множеств?

19. Как определяется операция «пересечение» для нечетких множеств?

20. Как определяется операция «объединение» для нечетких множеств?

21. Какова мера для определения того, насколько далеко отстоят друг от друга разные подмножества?

Список литературы

1. Денисенко В.В. Компьютерное управление технологическим процессом, экспериментом, оборудованием. – М.: Горячая линия-Телеком, 2009. – 608 с.

2. Вентцель Е.С. Теория вероятностей. – М.: КноРус, 2010. – 664 с.

3. Кофман А. Введение в теорию нечетких множеств. – М.: Радио и связь, 1982. – 432 с.

4. Батыршин И.З. Основные операции нечеткой логики и их обобщения. – Казань: Отечество, 2001. – 100 с.

2. НАДЕЖНОСТЬ АППАРАТУРНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ

С точки зрения теории надежности все объекты делятся на восстанавливаемые и невосстанавливаемые. Показатели надежности и методика расчета надежности для этих объектов принципиально различаются.

2.1. Надежность невосстанавливаемых систем без резервирования

2.1.1. Показатели надежности невосстанавливаемых объектов

Технические системы, их подсистемы и элементы систем могут работать в режиме, когда восстановление со стороны ремонтного персонала возможно, и в режиме, когда это невозможно либо нецелесообразно. Поэтому для восстанавливаемых и для невосстанавливаемых элементов и систем применяются различные показатели надежности и различные методы расчета надежности.

1. Вероятность безотказной работы объекта $P(t)$ выражает вероятность того, что невосстанавливаемый объект не откажет к моменту времени t .

2. Если $F(t)$ – вероятность того, что невосстанавливаемый объект откажет к моменту времени t , то $P(t) = 1 - F(t)$.

$P(t)$ обладает следующими свойствами:

а) $P(0) = 1$ (предполагается, что до начала работы изделие является безусловно работоспособным);

б) $\lim_{t \rightarrow \infty} P(t) = 0$ (предполагается, что объект не может сохранить свою работоспособность неограниченно долго);

в) если $t_2 > t_1$, то $P(t_2) \leq P(t_1)$ (вероятность безотказной работы – функция невозрастающая).

Статистически определить $\tilde{P}(t)$ по результатам испытаний можно с помощью следующей формулы:

$$P(t) = \frac{N(t)}{N(0)}, \quad (2.1)$$

где $N(t)$ – число исправных объектов в момент времени t ; $N(0)$ – число исправных объектов в начальный момент времени.

2. Вероятность безотказной работы в интервале времени от t_1 до t_2 :

$$P(t_1, t_2) = \frac{P(t_2)}{P(t_1)}, \quad (2.2)$$

$$\tilde{P}(t_1, t_2) = \frac{N(t_2)}{N(t_1)}. \quad (2.3)$$

3. Вероятность отказа $Q(t)$ выражает вероятность того, что невосстанавливаемый объект откажет к моменту времени t :

$$Q(t) = F(t) = 1 - P(t), \quad (2.4)$$

$$Q(t) = \frac{n(t)}{N(t)}, \quad (2.5)$$

где $N(t)$ – число исправных объектов в момент времени t ; $n(t)$ – число отказавших объектов к моменту времени t .

4. Вероятность отказа в интервале времени от t_1 до t_2 :

$$Q(t_1, t_2) = 1 - P(t_1, t_2), \quad (2.6)$$

$$\tilde{Q}(t_1, t_2) = \frac{n(t_2) - n(t_1)}{N(t_1)} = 1 - \frac{N(t_2)}{N(t_1)}. \quad (2.7)$$

5. Плотность распределения отказов $f(t)$ определяет вероятность возникновения отказа в момент времени t :

$$f(t) = \frac{dF(t)}{dt} = \frac{dQ(t)}{dt} = -\frac{d}{dt}P(t). \quad (2.8)$$

Статистическая оценка $\tilde{f}(t)$ производится за интервал времени Δt , так как функция $f(t)$ является дифференциальной:

$$\tilde{f}_{(t+\Delta t)}(t) = \frac{n(t+\Delta t) - n(t)}{N(0)\Delta t} = \frac{N(t) - N(t+\Delta t)}{N(0)\Delta t}. \quad (2.9)$$

Поэтому $\tilde{f}(t)$ можно рассматривать как среднее число отказов в единицу времени непосредственно после момента t , приходящееся на один элемент из множества всех объектов, поставленных на испытания. В связи с этим $f(t)$ на практике обычно называют частотой отказов.

6. Интенсивность отказов $\lambda(t)$ определяет вероятность возникновения отказа в момент времени t с учетом числа объектов, работоспособных к моменту времени t :

$$\lambda(t) = \frac{1}{1 - F(t)} \frac{d}{dt} F(t) = \frac{f(t)}{P(t)}, \quad (2.10)$$

$$\tilde{\lambda}(t + \Delta t) = \frac{n(t + \Delta t) - n(t)}{\left[\frac{N(t) + N(t + \Delta t)}{2} \Delta t \right]}. \quad (2.11)$$

Поэтому $\tilde{\lambda}(t)$ можно рассматривать как среднее число отказов в единицу времени непосредственно после момента t , приходящееся на один элемент, из всех объектов, продолжающих работать к этому моменту t . Отсюда видно, что $\lambda(t)$ характеризует надежность объекта в момент t , этим и объясняется более широкое применение на практике данного показателя. Поскольку на практике единицы времени достаточно велики (при испытаниях Δt может достигать нескольких десятков часов), в числителе стоит усредненное число работоспособных изделий на начало и конец интервала времени Δt .

7. Среднее время наработки на отказ T определяется как математическое ожидание времени до отказа:

$$T = \int_0^{\infty} t f(t) dt = \int_0^{\infty} t dQ(t), \quad (2.12)$$

$$\tilde{T} = \frac{1}{N(0)} \sum_{i=1}^{N(0)} T_i. \quad (2.13)$$

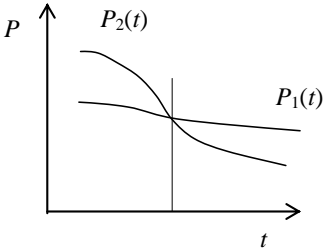


Рис. 2.1. Пример различных функций с одинаковым значением наработкой на отказ

8. Дисперсия наработки до отказа D_t . Средняя наработка до отказа является точечной оценкой и не говорит ничего о характере времени до отказа. Две совершенно различные функции $P_1(t)$ и $P_2(t)$ (рис. 2.1) могут характеризоваться одинаковыми значениями средней наработки на отказ $T_1 = T_2$. Чтобы различать такие случаи, наряду с показателем T используется показатель D_t – дисперсия наработки до отказа (среднеквадратическое отклонение наработки до отказа – $\sigma_t = \sqrt{D_t}$):

$$D_t = y_t^2 = \int_0^{\infty} (t - T)^2 f(t) dt. \quad (2.14)$$

Дисперсия характеризует величину разброса наработки относительно среднего значения:

$$\tilde{D}_t = \frac{1}{N(0)} \sum_{i=1}^{N(0)} (T_i - T)^2, \quad (2.15)$$

где T_i – время отказа i -го объекта.

Пример 2.1. Пусть на испытания было поставлено 35 объектов. Количество отказавших объектов подсчитывали каждые 2 ч. В результате получился следующий ряд значений:

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$n(t_i)$	0	3	3	5	8	7	6	2	1	0

Определим $\tilde{F}(t_i)$ – интегральную функцию распределения до отказа:

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$\tilde{F}(t_i)$	0	3/35	6/35	11/35	19/35	26/35	32/35	34/35	35/35	35/35

Вероятность отказа $\tilde{Q}(t_i) = \tilde{F}(t_i)$:

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$\tilde{Q}(t_i)$	0	0,086	0,172	0,314	0,534	0,743	0,914	0,971	1,00	1,00

Вероятность безотказной работы $\tilde{P}(t_i) = 1 - \tilde{F}(t_i)$:

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$\tilde{P}(t_i)$	1	0,914	0,828	0,686	0,466	0,257	0,086	0,029	0	0

Вероятность безотказной работы в интервале от 4 до 12 ч:

$$\tilde{P}(4, 12) = \frac{1 - \tilde{F}(12)}{1 - \tilde{F}(4)} = \frac{\tilde{P}(12)}{\tilde{P}(4)} = \frac{0,257}{0,914} = 0,28.$$

Вероятность отказа в интервале от 4 до 12 ч:

$$\tilde{Q}(4, 12) = 1 - \tilde{P}(4,12) = 1 - 0,28 = 0,72.$$

Плотность распределения отказов $\tilde{f}(t_i) = \frac{\Delta n(t + \Delta t)}{N(0)\Delta t}$:

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$\tilde{f}(t_i)$	0	$\frac{3}{35 \cdot 2}$	$\frac{3}{35 \cdot 2}$	$\frac{5}{35 \cdot 2}$	$\frac{8}{35 \cdot 2}$	$\frac{7}{35 \cdot 2}$	$\frac{6}{35 \cdot 2}$	$\frac{2}{35 \cdot 2}$	$\frac{1}{35 \cdot 2}$	0

$$\text{Интенсивность отказов } \tilde{\lambda}(t_i) = \left[\frac{\frac{\Delta n(t + \Delta t)}{N(t) + N(t + \Delta t)}}{2} \Delta t \right]:$$

t_i	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
		3	3	5	8	7	6	2	1	
$\tilde{\lambda}(t_i)$	0	$\frac{35+32}{2}$	$\frac{32+29}{2}$	$\frac{29+24}{2}$	$\frac{24+16}{2}$	$\frac{16+19}{2}$	$\frac{9+3}{2}$	$\frac{3+1}{2}$	$\frac{1+0}{2}$	0

Среднее время наработки на отказ

$$\tilde{T} = (2 \cdot 3 + 4 \cdot 3 + 6 \cdot 5 + 8 \cdot 8 + 10 \cdot 7 + 12 \cdot 6 + 14 \cdot 2 + 16 \cdot 1) / 35 \approx 8,52.$$

Следует обратить внимание, что при расчете среднего времени наработки на отказ число отказавших элементов на данном интервале умножается не на время, соответствующее концу интервала, а на время, соответствующее началу. Действительно, обратившись к исходной таблице, мы видим, что за период с 0 до 2 не отказал ни один элемент. С 2 до 4 ч отказали 3 элемента. Эти три элемента не проработали 4 ч. Все, что мы можем сказать, это то, что они проработали 2 ч и, возможно, еще некоторое время после этого. Поэтому эти три элемента входят в выражение для подсчета среднего времени наработки на отказ с временем работы 2, и, таким образом, оценка получается несколько заниженной.

Дисперсия

$$\tilde{D}_t = (6,52^2 \cdot 3 + 4,52^2 \cdot 3 + 2,52^2 \cdot 5 + 0,58^2 \cdot 8 + 1,48^2 \cdot 7 + 3,48^2 \cdot 6 + 5,48^2 \cdot 2 + 7,48^2) / 35 \approx 12,193.$$

$$\sigma_t = \sqrt{12,193} \approx 3,49.$$

2.1.2. Законы распределения случайных величин, используемые в теории надежности

Использовать надежностные характеристики объекта, заданные в виде таблицы, весьма неудобно. В теории вероятности существуют различные законы распределения случайных величин, выраженные в аналитической форме [2]. Поэтому в теории надежности принято аппроксимировать статистические результаты эксперимента одним из таких законов распределения. Данная задача решается с помощью теории гипотез и соответствующих критериев достоверности. В настоящей главе этот раздел теории вероятности не рассматривается. Поскольку цель данного параграфа – изучить типовые законы распределения, используемые в теории надежности, в примерах приводятся только специально подобранные статистические выборки, числовые характеристики которых адекватно отражают исследуемые законы распределения. Рассмотрим наиболее распространенные законы.

Показательное (экспоненциальное) распределение

Показательное распределение характерно тем, что интенсивность постоянна ($\lambda = \text{const}$). Отсюда

$$\begin{aligned} P(t) &= e^{-\lambda t}, \quad Q(t) = 1 - e^{-\lambda t}, \quad f(t) = \lambda e^{-\lambda t}, \\ T &= \int_0^{\infty} t f(t) dt = \int_0^{\infty} t \lambda e^{-\lambda t} dt = \frac{1}{\lambda}. \end{aligned} \quad (2.16)$$

Примерный вид соответствующих кривых показан на рис. 2.2.

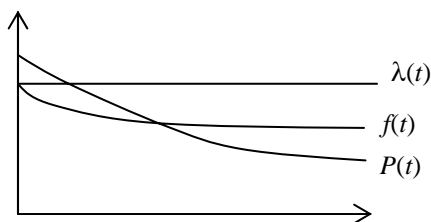


Рис. 2.2. Примерный вид основных показателей надежности при экспоненциальном распределении

Показательное распределение применяется на практике очень широко. При этом отказы элементов рассматриваются как пуассоновский поток отказов, обладающий следующими свойствами: простейший (время между отказами распределено по экспоненциальному закону), ординарный (два события не могут произойти в один и тот же момент времени), стационарный без последствий.

Некоторые данные об интенсивности отказов компонентов вычислительных систем приведены в приложении.

Пример 2.2. Пусть в результате испытаний получены следующие значения:

t_i	0	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
$N(t_i)$	1000	905	818	741	670	606	549	497	449	407	368

Проведя расчеты λ_i , видим, что $\lambda_i \approx 0,05$ и не зависит от t_i . Следовательно, можно сделать вывод, что закон распределения надежности данного объекта является экспоненциальным, при этом $\lambda = 0,05$. Тогда $T = 1/\lambda = 20$ ч. Найдем $P(t)$ и $Q(t)$ за 30 ч согласно (2.16):

$$P(30) = e^{-0,05 \cdot 30} = 0,223,$$

$$Q(30) = 1 - P(30) = 0,777$$

и за 100 ч:

$$P(100) = e^{-5} = 0,067,$$

$$Q(100) = 1 - P(100) = 0,9933.$$

В теории надежности существует правило: считается, что распределение экспоненциальное, если результаты эксперимента явно этому не противоречат.

Экспоненциальное распределение дает завышенное значение числовых характеристик рассчитываемой случайной величины (например, времени наработки на отказ).

Усеченное нормальное распределение

При нормальном (гауссовом) распределении случайной величины ось абсцисс имеет протяженность от $-\infty$ до $+\infty$. Поскольку время t не может быть отрицательной величиной, в теории надежности используется усеченное нормальное распределение.

Усеченным нормальным распределением случайной величины называется распределение, получаемое из нормального при ограничении интервала возможных значений этой величины.

Основными параметрами для нормального распределения являются: T – среднее значение наработки на отказ, σ_t – среднеквадратическое отклонение:

$$P(t) = 1 - \Phi\left(\frac{t-T}{\sigma_t}\right), \quad (2.17)$$

где $\Phi\left(\frac{t-T}{\sigma_t}\right) = \Phi(u)$ – нормированная функция нормального распределения. Значения $\Phi(u)$ приведены в литературе. При этом $\Phi(-u) = 1 - \Phi(u)$,

$$f(t) = \theta\left(\frac{t-T}{\sigma_t}\right). \quad (2.18)$$

Значения $\theta(u)$ приведены в литературе. При этом $\theta(-u) = \theta(u)$,

$$\lambda(t) = \frac{f(t)}{P(t)} = \frac{\theta(u)}{1 - \Phi(u)}. \quad (2.19)$$

Примерный вид соответствующих кривых представлен на рис. 2.3.

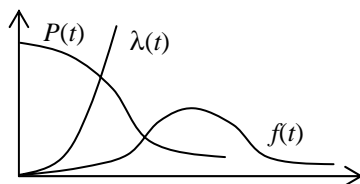


Рис. 2.3. Примерный вид основных показателей надежности при усеченном нормальном распределении

Нормальное распределение может использоваться при исследовании надежности объектов, отказы которых обусловлены действием какого-то одного доминирующего фактора.

Пример 2.3. Пусть параметры нормального распределения $T = 100$ ч, $\sigma_t^2 = 1000$ ч². Найти $P(70)$, $Q(70)$, $\lambda(70)$, $P(130)$, $Q(130)$, $\lambda(130)$. Из формул (2.17)–(2.19):

$$P(70) = 1 - \Phi\left(\frac{70-100}{31,6}\right) = 1 - \Phi(-0,95) = \Phi(0,95) = 0,829,$$

$$Q(70) = 1 - P(70) = 0,171,$$

$$\lambda(70) = \frac{\theta(0,95)}{P(70)} = \frac{0,254}{0,829} = 0,306,$$

$$P(130) = 1 - \Phi\left(\frac{130-100}{31,6}\right) = 1 - \Phi(0,95) = 0,171,$$

$$Q(130) = 1 - P(130) = 0,829,$$

$$\lambda(130) = \frac{\theta(0,95)}{P(130)} = \frac{0,254}{0,171} = 1,485.$$

Усеченное нормальное распределение дает заниженное значение числовых характеристик рассчитываемой случайной величины (например, времени наработки на отказ).

Распределение Вейбулла

Основными параметрами распределения Вейбулла являются λ_0 – масштаб кривой по оси абсцисс и α – острота и асимметрия распределения. Обычно берут $1 \leq \alpha \leq 2$ (см. рис. 2.3).

$$P(t) = e^{-(\lambda_0 t)^\alpha}, \quad F(t) = Q(t) = 1 - e^{-(\lambda_0 t)^\alpha}, \quad f(t) = \alpha \lambda_0 t^{\alpha-1} e^{-(\lambda_0 t)^\alpha},$$

$$\lambda(t) = \frac{f(t)}{P(t)} = \alpha \lambda_0 t^{\alpha-1}. \quad (2.20)$$

При $\alpha = 1$ распределение Вейбулла переходит в экспоненциальное. Примерный вид соответствующих кривых дан на рис. 2.4.

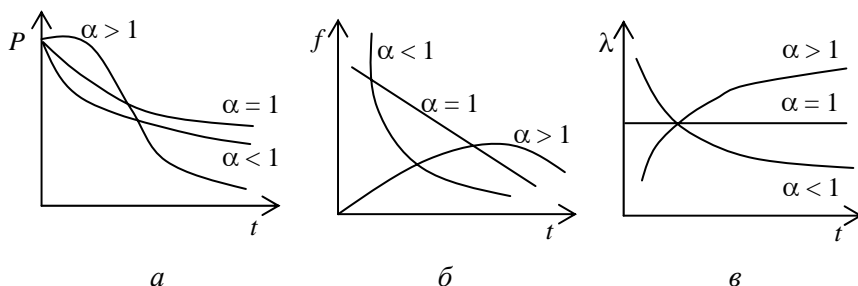


Рис. 2.4. Примерный вид основных показателей надежности при распределении Вейбулла

С законом Вейбулла хорошо согласуется время безотказной работы качественных полупроводниковых приборов.

Пример 2.4. Пусть $\lambda_0 = 0,05$, $\alpha = 1,5$. Определить $P(10)$, $Q(10)$, $\lambda(10)$, $P(100)$, $Q(100)$, $\lambda(100)$. По (2.20):

$$P(10) = e^{-(0,05 \cdot 10)^{1,5}} = 0,702,$$

$$Q(10) = 1 - 0,702 = 0,298,$$

$$\lambda(10) = 1,5 \cdot 0,05 \cdot 10^{0,5} = 0,237,$$

$$P(100) = e^{-(0,05 \cdot 100)^{1,5}} = 0,0000139,$$

$$Q(100) = 0,9999861,$$

$$\lambda(100) = 1,5 \cdot 0,05 \cdot 100^{0,5} = 0,75.$$

Гамма-распределение

Гамма-распределение имеет те же параметры, что и распределение Вейбулла – λ_0 и α . Форма кривых $P(t)$, $f(t)$ и $\lambda(t)$ также аналогична форме кривых при распределении Вейбулла:

$$f(t) = \frac{\lambda_0^\alpha t^{\alpha-1}}{\Gamma(\alpha)} e^{-\lambda_0 t}, \quad (2.21)$$

где $\Gamma(\alpha)$ – гамма-функция, для которой имеются соответствующие значения. Однако гамма-распределение чаще всего описывает распределение времени безотказной работы резервированных изделий, при этом параметр α равен суммарному качеству объектов, поэтому чаще всего α – целое число. При целом α

$$\Gamma(\alpha) = (\alpha - 1)!. \quad (2.22)$$

Тогда

$$P(t) = e^{-\lambda_0 t} \sum_{i=0}^{\alpha-1} \frac{(\lambda_0 t)^i}{i!}, \quad (2.23)$$

$$\lambda(t) = \frac{\lambda_0^\alpha t^{\alpha-1}}{(\alpha-1)! \sum_{i=0}^{\alpha-1} \frac{(\lambda_0 t)^i}{i!}}. \quad (2.24)$$

При $\alpha = 1$ гамма-распределение переходит в экспоненциальное, а при больших α – в нормальное.

Примеры областей применения законов распределения времени безотказной работы технических изделий

На практике обычно при расчете параметров надежности технических систем используют экспоненциальное распределение. Это обусловлено тем, что для правильно организованных (т.е. отвечающих стандартам отрасли) этапов изготовления и эксплуатации изделий (подразд. 2.1.3) результаты вычислений удовлетворяют требованиям практики, при этом математические формулы комплексной оценки показателей надежности для экспоненциального распределения значительно проще, чем для остальных законов распределения случайных величин.

Однако встречаются ситуации, когда статистические данные резко противоречат предположению об экспоненциальном распределении, например, интенсивность отказов отличается от константной, т.е. либо со временем значительно увеличивается, либо со временем значительно уменьшается. В этом случае используют другие законы распределения. В литературе [1] отмечается, что при условии жесткого контроля процесса производства и условий испытаний, в результате которых отбраковываются элементы даже с минимальными отклонениями от технических требований, для анализа оценки показателей надежности целесообразно применять усеченное нормальное распределение времени наработки на отказ.

Однако ряд статистических характеристик, встречающихся на практике, нельзя аппроксимировать нормальным распределением, поскольку они заметно асимметричны, тогда как нормальное распределение симметрично.

В этих случаях целесообразно применять гамма-распределение и распределение Вейбулла. Гамма-распределение проще в использовании, однако распределение Вейбулла дает наиболее точные оценки надежностных характеристик системы.

2.1.3. Использование λ и λ -характеристик для решения практических задач

При исследовании надежности элементов и систем возможны два пути:

1. Графики интенсивности отказов $\lambda(t)$ или плотности распределения времени безотказной работы $f(t)$ строятся точно по экспериментальным данным, а не подгоняются под теоретические законы распределения.

2. Имеющееся в действительности распределение аппроксимируется одним из теоретических распределений. При этом статистическая информация свертывается и представляется в компактном виде.

В вероятностных методах исследования используются в основном теоретические законы распределения. После того как выбран закон распределения, вычисляются лишь немногие числовые характеристики данного распределения. В общем случае целесообразность использования экспериментального или теоретического распределения определяется характером решаемой задачи.

Изменение интенсивности отказа элемента в зависимости от времени его работы можно разбить на 3 периода (рис. 2.5).

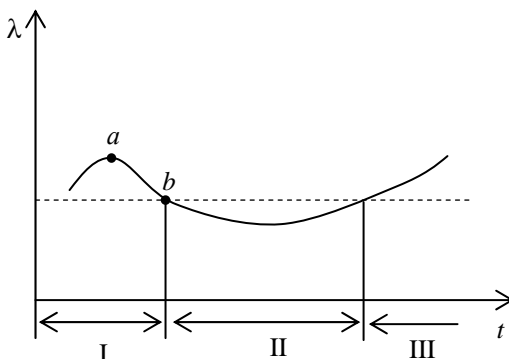


Рис. 2.5. Три периода изменения интенсивности отказа элемента

Период I – «детство» элемента. В этот период происходит значительное количество отказа. Отказы определяются производственными причинами – нарушением технологии при изготовлении данного элемента и т.д. Отказывают наиболее слабые элементы со скрытыми дефектами. Длительность периода I обычно от 10 до 200 ч.

Период II – «зрелость» элемента. Количество отказов уменьшается, отказы носят случайный характер. Интенсивность отказов практически постоянная.

Период III – «старость» элемента. Интенсивность отказов растет за счет износа, и дальнейшая эксплуатация системы без замены элементов становится нерациональной.

λ -характеристики системы иногда имеют и другой вид. На λ -характеристике может появиться «горб» – резкое увеличение интенсивности отказов в период от t_1 до t_2 как следствие суммирования λ -характеристик элементов системы (рис. 2.6). На λ -характеристике может появиться много «горбов» (рис. 2.7).

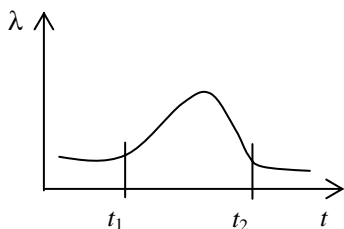


Рис. 2.6. Резкое увеличение интенсивности отказов в определенный период времени

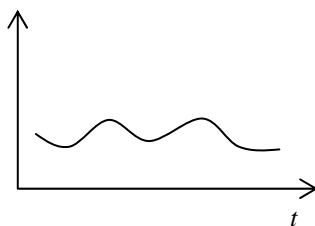


Рис. 2.7. Резкое увеличение интенсивности отказов в разные периоды времени

На разрабатываемую аппаратуру желательно задавать предельную интенсивность отказов $\lambda_{пр}$.

На рис. 2.8 представлены λ -характеристики систем 1, 2 и 3. Если считать, что в период от 0 до t_1 система испытывается, а от t_1 до t_2 должна эксплуатироваться, то система 3 не удовлетворяет предельной интенсивности отказов $\lambda_{пр}$, а системы 1 и 2 удовлетворяют.

На основе вышеизложенного можно сделать следующие выводы:

1. Системы, предназначенные для длительной работы без тренировки, желательно составлять из разнородных по надежности элементов, так как при сложении λ -характеристик однородных элементов может получиться «горб».

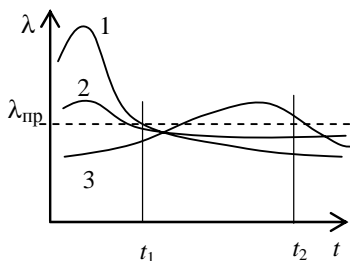


Рис. 2.8. Примеры систем, удовлетворяющих и не удовлетворяющих предельной интенсивности отказов

2. Системы, предназначенные для работы с предварительной тренировкой, желательно составлять из однородных элементов.

3. Замена элементов системы при падающей интенсивности отказов ведет к увеличению интенсивности отказов системы.

4. В качестве закона распределения можно выбирать экспоненциальный закон (с постоянной интенсивностью отказов), если экспериментальные данные резко ему не противоречат.

2.1.4. Особенности расчета надежности при проектировании различных систем

На различных стадиях проектирования необходимо приближенно оценить, а главное – сравнить надежность вариантов системы. При этом на начальной стадии проектирования сведений о создаваемой системе, как правило, недостаточно для использования графиков $\lambda(t)$. Поэтому при расчетах надежности проектируемых систем будем полагать, что интенсивности отказов элементов постоянны и равны средним значениям $\lambda_i(t)$ за срок службы системы:

$$\lambda_{\text{иср}} = \frac{1}{t_0} \int_0^{t_0} \lambda_i(t) dt. \quad (2.25)$$

В настоящее время можно выделить три этапа расчета надежности систем:

1. Ориентировочный расчет надежности по блок-схеме системы.
2. Расчет надежности при подборе элементов.
3. Расчет надежности при уточнении режимов работы элементов.

Все три этапа расчета надежности проектируемой системы одинаковы и различаются только тем, что по мере создания системы учитывается все большее число факторов. Деление расчета надежности проектируемой системы на этапы в этом смысле представляется условным.

2.1.5. Расчет надежности по блок-схеме системы

Данный расчет производится при решении вопроса о принципах организации системы.

При расчете надежности вариантов системы необходимо выполнить следующие операции:

1. Определить число элементов каждого типа в блоках рассматриваемого варианта системы. При этом учитываются только те элементы, отказ которых приводит к отказу системы. Так как принципиальная схема на данном этапе отсутствует, число элементов определяется приближенно следующим образом:

- либо по сравнению с аналогами;
- либо с использованием стандартных узлов;
- либо по специальным таблицам.

2. Отыскать в справочных материалах λ_i .

3. Рассчитать интенсивность отказов системы по формуле

$$k_Q = \frac{Q_{\text{нер}}}{Q_{\text{рез}}}. \quad (2.26)$$

где d – число типов элементов; N_i – число элементов определенного типа; λ_i – интенсивность отказов элементов данного типа.

Различные варианты можно сравнивать и по λ , и по вероятности безотказной работы за заданное время t_3 . Согласно (2.16)

$$P(t) = e^{-\lambda t_3}.$$

Пример 2.5. Сравнить надежность двух вариантов реализации системы управления, в первом варианте используется аппаратно-программная реализация функций на базе микропроцессора (микроконтроллера), во втором варианте используется полностью аппаратная реализация функций. Пусть в первом варианте используется центральный процессор и 2 блока ОЗУ, а во втором варианте ≈ 100 микросхем малой и средней степени интеграции, 20 резисторов и 10 конденсаторов:

$$\lambda_{\text{пр}} = 152 \cdot 10^{-6} + 2 \cdot 100 \cdot 10^{-6} = 352 \cdot 10^{-6},$$

$$\lambda_{\text{ап}} = 100 \cdot 0,1 \cdot 10^{-6} + 20 \cdot 0,1 \cdot 10^{-6} + 10 \cdot 0,04 \cdot 10^{-6} = 12,4 \cdot 10^{-6}.$$

В данном случае с точки зрения надежности аппаратурная реализация предпочтительнее.

2.1.6. Расчет надежности при подборе элементов системы

Этот вид расчета производится при уточнении принципиальной схемы. Ход расчета в основном совпадает с описанием выше. Отличие заключается в том, что значения параметров λ_l берутся не средними, а различными для различных типов и марок элементов.

2.1.7. Расчет надежности системы с учетом режимов работы элементов

Для элементов систем имеются графики зависимости интенсивности отказов элементов от нагрузок – температуры, давления, напряжения и т.д., а также от условий применения. Пересчет интенсивности отказов на различные условия можно осуществить:

- с помощью коэффициентов;
- с помощью расчетных графиков;
- с учетом разброса значений параметров режимов применения элементов.

Наиболее грубым является метод поправочных коэффициентов. При использовании этого метода по экспериментальным данным вычисляются коэффициенты k_l , показывающие, во сколько раз значения интенсивности отказов элементов, работающих в данных условиях применения, больше интенсивности отказов в лабораторных условиях:

$$\lambda = \sum_{l=1}^d N_l k_l \lambda_l. \quad (2.27)$$

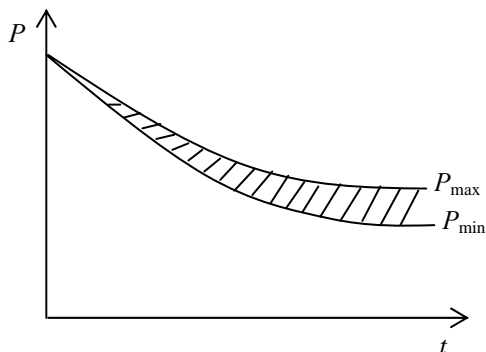


Рис. 2.9. Пример метода применения расчетных графиков

Метод применения расчетных графиков отличается тем, что поправочный коэффициент k_l не является постоянным, а зависит от значения нагрузки. Коэффициент k_l выбирается по графику зависимости k_l от нагрузки. При учете разброса значений параметров берется не среднее значение k_l , а $k_{l\max}$ и $k_{l\min}$. В результате получается λ_{\max} и λ_{\min} , внутри которой и лежит λ системы, а также $P(t)$ системы (рис. 2.9).

2.1.8. Учет цикличности работы аппаратуры

Принято считать, что увеличение числа включений и выключений системы увеличивает число отказов аппаратуры. Имеется эмпирическая формула

$$\lambda_c = \lambda_o + \lambda_{ц}f, \quad (2.28)$$

где λ_o – интенсивность отказа без учета цикличности; $\lambda_{ц}$ – интенсивность отказа за цикл «включение-выключение»; f – число включений за 1 ч непрерывной работы.

Отношение $c_{ц} = \lambda_{ц} / \lambda_o$ (ч/цикл) обычно принимается в определенных пределах изменения f постоянным, исходя из этого можно записать:

$$c_{ц} = \frac{\lambda_{ц}}{\lambda_o}, \quad \lambda_c = \lambda_o(1 + c_{ц}f). \quad (2.29)$$

В электротехнике при $f = 0 \div 1,3$ цикл/ч $c_{ц}$ можно принять равной 8 ч/цикл.

2.2. Надежность невосстанавливаемых систем с резервированием

2.2.1. Пути повышения надежности

Мероприятия по повышению надежности могут и должны проводиться на всех этапах жизни системы при проектировании, производстве и эксплуатации.

Основные меры для повышения надежности должны приниматься на этапе проектирования. На практике встречаются примеры, где стоимость эксплуатации системы в 10–100 раз превышает стоимость ее разработки. Поэтому выгоднее направить усилия на создание надежных устройств, чем пытаться поддерживать работоспособность ненадежной аппаратуры.

Методы повышения надежности делятся на конструктивные и схемные.

К конструктивным методам относятся:

1. Создание надежных элементов.
2. Создание благоприятных режимов работы.
3. Правильный подбор параметров.
4. Микроминиатюризация.
5. Меры по облегчению ремонта.
6. Унификация.

К схемным методам относятся:

1. Упрощение схем.
2. Создание схем с широкими допусками.
3. Создание схем с ограниченным последствием отказов.
4. Резервирование.

Наиболее сложны в реализации методы группы схемных методов. Они применяются, как правило, в системах, отказы которых ведут к серьезным авариям. Отказы таких систем делятся на две группы:

- а) с опасными последствиями;
- б) без опасных последствий.

Схемные методы направлены на перевод отказов из группы «а» в группу «б», что достигается, как правило, за счет введения в систему средств встроенного функционального контроля. Встроенный функциональный контроль не повышает собственно надежность системы, однако повышает достоверность информации на выходе системы. Основным же средством повышения надежности системы является резервирование.

2.2.2. Методы резервирования

Система без резервирования имеет существенный недостаток – ее надежность всегда меньше надежности самого ненадежного элемента системы.

Резервирование – это метод повышения надежности введением запасных (резервных) элементов, являющихся избыточными по отношению к минимальной структуре системы.

Аппаратуру с избыточными элементами называют резервированной. Эффективность резервирования определяется тем, что за счет избыточности можно создать надежную аппаратуру даже из относительно ненадежных элементов.

Кратностью резервирования называют число резервных элементов на один резервируемый.

Эффективность резервирования оценивается с помощью коэффициентов повышения надежности, определяемых как отношение показателя надежности до и после преобразования системы:

– коэффициент безотказности:

$$k_p = \frac{P_{\text{рез}}}{P_{\text{нер}}} ; \quad k_Q = \frac{Q_{\text{нер}}}{Q_{\text{рез}}} ; \quad (2.30)$$

– коэффициент долговечности:

$$k_T = \frac{T_{\text{рез}}}{T_{\text{нер}}}. \quad (2.31)$$

Классическими методами являются постоянное резервирование и резервирование замещением.

При постоянном резервировании резервные элементы соединяются с основными через элементы связи (ЭС). Резервные элементы работают в том же режиме, что и основные, в течение всего периода работы системы. Это способ резервирования элементов и простых узлов (рис. 2.10).

При резервировании замещением функции основного элемента передаются резервному только при отказе основного элемента (рис. 2.11). Этот способ применяется при резервировании крупных блоков или целых систем.

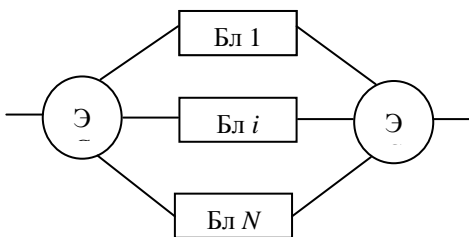


Рис. 2.10. Постоянное резервирование

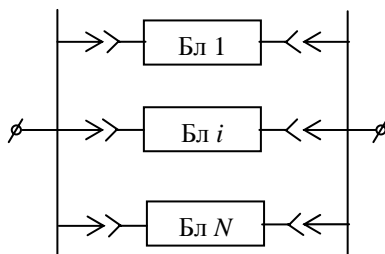


Рис. 2.11. Резервирование замещением

В последнее время получило распространение функциональное резервирование. Функциональное резервирование может работать как в режиме постоянно включенного резерва, так и в режиме резервирования замещением. Функциональное резервирование основано:

- на способности отдельных элементов системы выполнять, помимо основных, еще и дополнительные функции;
- возможности различных элементов системы выполнять одинаковые функции, но разными физическими способами.

К первому направлению можно отнести методы синтеза избыточных схем из однотипных модулей или многофункциональных элементов, допускающих перестроение своей структуры в случае отказа отдельных элементов, например однотипные структуры.

Ко второму направлению можно отнести, например, дублирование одних блоков аппаратуры другими с различными физическими действия: электропривод самолета дублируется гидроприводом, магнитный компас на корабле дублируется радиокompасом.

2.2.3. Расчет надежности сложных систем при постоянно включенном резерве

В данном параграфе будет изложена методика расчета сложных систем при постоянно включенном резерве с использованием структурно-логических схем надежности (СЛСН) и структурно-логических функций надежности (СЛФН), которые строятся по структурной или структурно-функциональной схеме системы. В конце раздела будет показано, как использовать марковские цепи для построения СЛФН системы.

В расчетах будет допускаться, что элементы системы в смысле надежности независимы, т.е. отказы одних элементов не изменяют надежности других. Однако, в общем случае, это довольно грубое допущение, так как на самом деле элементы в системе обычно зависимы. Например, отказ одного из двух элементов, включенных параллельно, может изменить надежность оставшегося, так как последний вследствие этого может оказаться более нагруженным.

Чтобы учесть зависимость между элементами, надо при расчете надежности исходить не из абсолютных значений надежности составляющих элементов, а из условных надежностей, вычисленных при различных условиях отказа того или иного числа элементов системы. Однако это приводит к резкому усложнению методики, и в данном учебном пособии такой подход не используется.

Методику расчета сложных систем с постоянно включенным резервом удобнее всего изложить, используя конкретные примеры.

Рассмотрим, как одну из возможных, структурную схему технической системы, приведенную на рис. 2.12.

Это вариант системы с функциональным резервированием. Собственно система состоит из сервера и удаленного персонального компьютера. Для повышения надежности сервер задублирован (блоки C_3 и C_4 на рис. 2.12), персональный компьютер также (блоки ПК₁ и ПК₂ на рис. 2.12). Кроме того, благодаря коммутатору K_5 возможен доступ от любого персонального компьютера к параллельно подключенному варианту сервера. Такую структуру, по аналогии с электрическими структурными и функциональными схемами, можно назвать мостиковой. Покажем, как для данной системы использовать логико-вероятностный метод расчета надежности.

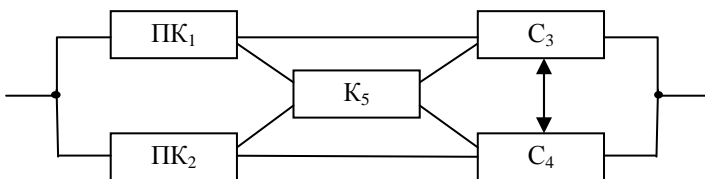


Рис. 2.12. Структура системы с функциональным резервированием

Алгоритм будет выглядеть следующим образом:

1. На первом этапе строим СЛСН. Она приведена на рис. 2.13. Основными являются блоки 1 и 3. Блоки 2 и 4 их дублируют. Блок 5 одновременно резервирует часть функций блоков 3 и 4. Получается мостиковая схема, в которой нет возможности выделить параллельное и последовательное соединение.

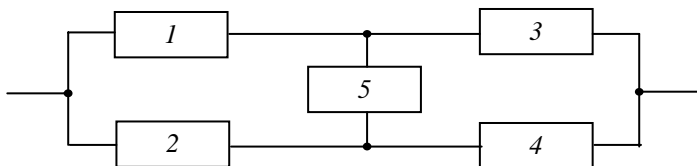


Рис. 2.13. Структурно-логическая схема надежности

2. На втором этапе по СЛСН строим СЛФН. Введем понятие истока (точка, в которой сигнал поступает в схему) и стока (точка выхода сигнала из схемы). Для построения СЛФН необходимо включить в нее все возможные пути от истока до стока. Для рассматриваемой схемы (см. рис. 2.13) словесная формулировка работоспособности будет записана следующим образом: объект работоспособен, если исправны блоки 1 и 3 или блоки 2 и 4, или блоки 1, 5 и 4, или блоки 2, 5 и 3.

3. Записываем структурно-логическую функцию надежности:

$$F_{\text{л}} = a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_5 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_5 \cdot a_3 \vee \\ \vee a_1 \cdot a_3 \cdot a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_3 \cdot a_2 \cdot a_4 \cdot a_5. \quad (2.32)$$

4. Минимизация логической функции. Минимизация логической функции проводится любыми известными из теории логической алгебры способами. После минимизации функция примет вид

$$F_{\text{л}} = a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_5 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_5 \cdot a_3.$$

5. Упрощение логической функции. Функцию стараются привести к такому виду, чтобы в каждую функцию входило не больше двух членов. Для этого можно воспользоваться разложением функции по какой-либо переменной на две части. Данное разложение в общем виде выглядит следующим образом [2]:

$$F_{\text{л}}(a, b, c, d) = cF_{\text{л}}(a, b, 1, d) \vee \bar{c}F_{\text{л}}(a, b, 0, d). \quad (2.33)$$

Используем (2.33) для преобразования полученной на втором этапе СЛФН:

$$F_{\text{л}} = a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_5 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_5 \cdot a_3 = \\ = a_5(a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_3) \vee \bar{a}_5(a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4) = \\ = a_5[(a_1 \vee a_2)(a_3 \vee a_4)] \vee \bar{a}_5(a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4)$$

6. Арифметизация булевой функции. Правила арифметической функции следующие:

$$a \vee b = a + b - ab, \quad (2.34)$$

$$a \& b = ab, \quad (2.35)$$

$$\bar{a} = 1 - a, \quad (2.36)$$

$$\begin{aligned} F_a = & a_5[a_1 + a_2 - a_2 \cdot a_1](a_3 + a_4 - a_3 \cdot a_4)] + (1 - a_5)(a_1 \cdot a_3 + a_2 \cdot a_4 - \\ & - a_1 \cdot a_3 \cdot a_2 \cdot a_4) - a_5(1 - a_5)(a_1 + a_2 - a_2 \cdot a_1)(a_3 + a_1 - a_3 \cdot a_4)(a_1 \cdot a_3 + \\ & + a_2 \cdot a_4 - a_1 \cdot a_2 \cdot a_3 \cdot a_4). \end{aligned} \quad (2.37)$$

7. Замена событий их вероятностями:

$$\begin{aligned} P_c = & P_5(P_1 + P_2 - P_1 \cdot P_2) + (1 + P_5)(P_1 \cdot P_3 + P_2 \cdot P_4 - \\ & - P_1 \cdot P_3 \cdot P_2 \cdot P_4) - P_5(1 - P_5)(P_1 + P_2 - P_2 \cdot P_1)(P_1 \cdot P_3 + \\ & + P_2 \cdot P_4 - P_1 \cdot P_2 \cdot P_3 \cdot P_4). \end{aligned} \quad (2.38)$$

8. Расчет надежности.

Пусть

$$\begin{aligned} P_1 = P_2 = 0,9; P_3 = P_4 = P_5 = 0,8; P_c = & 0,8(0,9 + 0,9 + \\ & + 0,64) + 0,1(0,9 \cdot 0,8 + 0,9 \cdot 0,8 - 0,64 \cdot 0,81) - 0,8 \cdot 0,1(0,9 + 0,9 - \\ & - 0,64)(0,8 + 0,8 - 0,64)(0,72 + 0,72 - 0,64 \cdot 0,81) = 0,938. \end{aligned} \quad (2.39)$$

Если СЛСН системы можно свести только к последовательно-му и параллельному соединению участков, то расчет надежности можно упростить.

Рассмотрим СЛСН, приведенную на рис. 2.14.

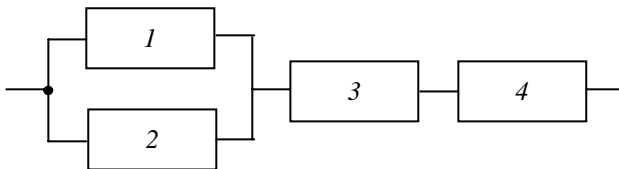


Рис. 2.14. Структурно-логическая схема надежности

1. Словесная формулировка условий работоспособности объекта. Для приведенной схемы: объект исправен, если исправны блоки 1, 3 и 4 или блоки 2, 3 и 4.

2. Составление структурно-логической функции надежности:

$$F_{\text{л}} = a_1 \cdot a_3 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_3 \cdot a_4. \quad (2.40)$$

3. Минимизация и упрощение логической функции:

$$F_{\text{л}} = a_3 \cdot a_4 (a_1 \vee a_2). \quad (2.41)$$

4. Арифметизация булевой функции:

$$F_{\text{л}} = a_3 \cdot a_4 (a_1 + a_2 - a_1 \cdot a_2). \quad (2.42)$$

5. Замена событий их вероятностями:

$$P_c = P_3 \cdot P_4 (P_1 + P_2 - P_1 \cdot P_2). \quad (2.43)$$

Однако

$$(P_1 + P_2 - P_1 \cdot P_2) = 1 - (1 - P_1)(1 - P_2), \quad (2.44)$$

т.е. мы видим, что для блоков 1 и 2, соединенных параллельно, мы пришли к формуле расчета надежности при параллельном соединении (1.20) (подразд. 1.2.3), а для последовательного соединения: параллельный участок (блок 1–блок 2), блок 3, блок 4 мы пришли к формуле расчета надежности при последовательном соединении (1.17) (подразд. 1.2.2).

Таким образом, задача расчета надежности свелась к поэтапному выделению последовательных и параллельных участков и применению формул (1.20) и (1.17). Покажем применение этого упрощенного метода на примере СЛСН, приведенной на рис. 2.15.

Здесь основными являются блоки 1, 3, 4, 8. Блок 1 является самым ненадежным и резервируется однотипным ему блоком 2. Подсистема блоков 1, 2, 3, 4 также не является достаточно надежной и потому функционально резервируется подсистемой блоков 5, 6, 7, в которой блоки 5 и 6 – однотипные с низкими надежностными пока-

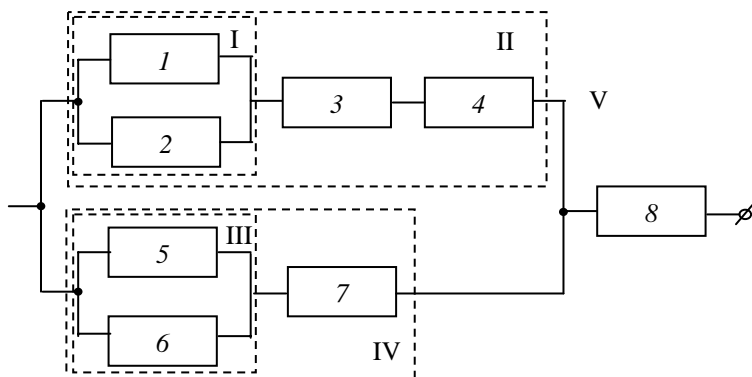


Рис. 2.15. Структурно-логическая схема надежности

зателями. Блок 8 является высоконадежным и не требует резервирования.

Пусть

$$P_1 = P_2 = 0,8, P_3 = 0,9, P_4 = 0,9,$$

$$P_5 = P_6 = 0,82, P_7 = 0,85, P_8 = 0,99.$$

Обозначим выделенные участки римскими цифрами:

$$P_I = 1 - (1 - P_1)(1 - P_2) = 1 - 0,2 \cdot 0,2 = 0,96, \quad (2.45)$$

$$P_{II} = P_1 \cdot P_3 \cdot P_4 = 0,96 \cdot 0,9 \cdot 0,9 = 0,78, \quad (2.46)$$

$$P_{III} = 1 - (1 - P_5)(1 - P_6) = 1 - 0,18 \cdot 0,18 = 0,98, \quad (2.47)$$

$$P_{IV} = P_{III} \cdot P_7 = 0,98 \cdot 0,85 = 0,84, \quad (2.48)$$

$$P_V = 1 - (1 - P_{II})(1 - P_{IV}) = 1 - 0,22 \cdot 0,16 = 0,696, \quad (2.49)$$

$$P_c = P_V \cdot P_8 = 0,96 \cdot 0,99 = 0,95. \quad (2.50)$$

Сравним полученную надежность с надежностью нерезервированной системы:

$$P_{\text{нрс}} = P_1 \cdot P_3 \cdot P_4 \cdot P_8 = 0,8 \cdot 0,9 \cdot 0,9 \cdot 0,99 = 0,64. \quad (2.51)$$

Следует учесть, что построить СЛСН для сложных систем, особенно при наличии функционального резервирования, не всегда просто. Желательно иметь формальный алгоритм для построения СЛФН, использующий другие методы и структуры. Такой алгоритм будет использовать в качестве математического аппарата марковские цепи [2]. Покажем, как строится марковская цепь для технической системы, приведенной на рис. 2.12.

Сначала выпишем все возможные состояния системы:

0 – все блоки исправны, система работоспособна;

1 – блок 1 неисправен, система работоспособна;

2 – блок 2 неисправен, система работоспособна;

...

5 – блок 5 неисправен, система работоспособна;

6 – блоки 1 и 2 неисправны, система неработоспособна;

7 – блоки 1 и 3 неисправны, система неработоспособна;

...

32 – все блоки неисправны, система неработоспособна.

Будем считать, что два события одновременно произойти не могут, т.е. из состояния 0 мы можем попасть в состояние с одним отказавшим блоком (состояния 1–5), но не с двумя или больше. Марковская цепь для рассматриваемой системы приведена на рис. 2.16. Внутри каждого состояния проставлены неисправные блоки, каждое состояние помечено либо как «р» (работоспособное), либо как «н/р» (неработоспособное).

Теперь по этой марковской цепи можно непосредственно записать минимизированную СЛФН. Очевидно, что в СЛФН могут войти только состояния, в которых система работоспособна.

Начиная от конца схемы, просматриваем состояния, пока не найдем состояние, помеченное как работоспособное. По нашей цепи это состояние с неисправными блоками 1, 3 и 5, т.е. с исправными блоками 2 и 4. Вносим в СЛНФ терм a_2a_4 . Затем вычеркиваем из кандидатов на внесение в СЛФН предшественников выбранного нами состояния (т.е. состояний, из которых мы могли попасть в данное состояние) вплоть до состояния 0. Для рассматриваемого состояния это будут: состояние с неисправными блоками 1 и 3, состояние

с неисправными блоками 1 и 5, состояние с неисправными блоками 3 и 5, состояние с неисправным блоком 1, состояние с неисправным блоком 3, состояние с неисправным блоком 5 и состояние со всеми исправными блоками.

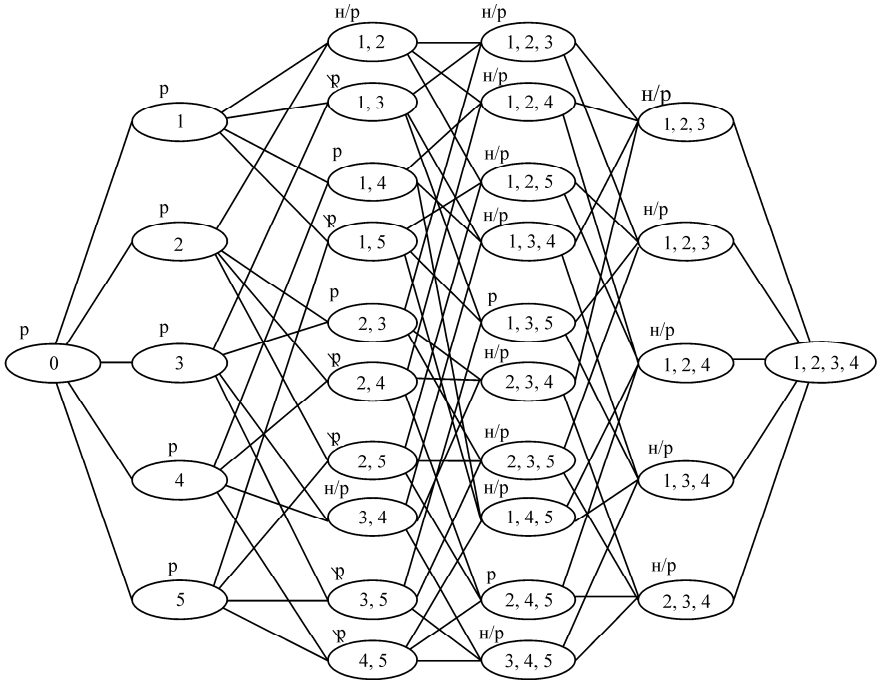


Рис. 2.16. Марковская цепь для системы с функциональным резервированием

Процесс повторяем до тех пор, пока все состояния, в которых система работоспособна, либо войдут в СЛФН, либо будут вычеркнуты.

Легко увидеть, что по завершении работы алгоритма мы получим:

$$F_{\text{л}} = a_1 \cdot a_3 \vee a_2 \cdot a_4 \vee a_1 \cdot a_5 \cdot a_4 \vee a_2 \cdot a_5 \cdot a_3,$$

т.е. ту же функцию, что при составлении СЛФН по СЛСН.

Недостаток метода – большая размерность марковской цепи, однако при использовании данного алгоритма мы гарантированно получаем правильную минимизированную СЛФН.

2.2.4. Расчет надежности системы при резервировании замещением

Если по условиям выполняемого задания работу системы можно прерывать для замены отказавшего элемента резервным, то обычно применяют резервирование замещением отказавшего элемента. Особенность этого резервирования состоит в том, что резервный элемент включается в работу только после отказа основного, а до этого он содержится в резерве и непосредственно в работе не участвует.

Чтобы резервный элемент в момент его включения в работу был подготовлен к выполнению этой работы, иногда его приходится содержать в резерве в некотором нагруженном режиме. В общем случае резервный элемент до его включения в работу может содержаться в резерве в одном из следующих состояний:

- в том же самом рабочем режиме, что и работающий основной (нагруженный резерв);
- в облегченном рабочем режиме (облегченный резерв);
- в ненагруженном режиме (ненагруженный резерв).

Рассмотрим сначала случай резервирования замещением одного основного элемента 0 одним дублирующим 1, который переключающим устройством Π_1 включается в работу в момент отказа основного (рис. 2.17).

Пусть график плотности распределения времени безотказной работы основного элемента 0 имеет такой вид резервированной группы, где отрезок времени t разделен на n частичных отрезков $\Delta t_i \equiv t_i - t_{i-1}$, $i = 1, 2, \dots, n$ (рис. 2.18).

Тогда рассматриваемая резервированная группа (см. рис. 2.17) к моменту времени t не откажет лишь в случаях, когда:

- 1) либо основной элемент 0 к моменту t не откажет;

2) либо основной элемент 0 откажет к моменту τ_i , где $t_{i-1} < \tau_i < t_i < t$, $i = 1, 2, \dots, n$, но резервный элемент 1, будучи исправным к времени $\tau_i < t$, не откажет на отрезке времени $t - \tau_i$.

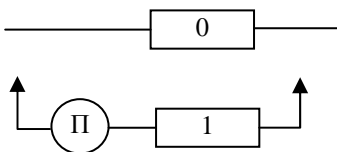


Рис. 2.17. Резервированная группа

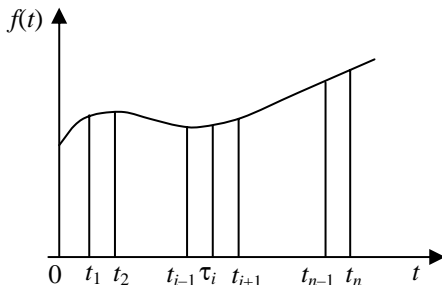


Рис. 2.18. Функция плотности распределения резервированной группы

Принимая отказы основного элемента 0 на отрезках времени $\Delta t_i \equiv t_i - t_{i-1}$, $i = 1, 2, \dots, n$ за гипотезы, по формуле полной вероятности получаем:

$$P_1(t) \cong P_0(t) + \sum_{i=1}^n f(\tau_i) \Delta t_i p_1(t, \tau_i), \quad (2.52)$$

где $P_1(t)$ — надежность рассматриваемой резервированной группы (см. рис. 2.17); $P_0(t)$ — надежность основного элемента 0; $f(\tau_i) \Delta t_i \equiv P(t_{i-1} < T < t_i)$ — вероятность гипотезы отказа основного элемента 0 на отрезке времени Δt_i ; $p_1(t, \tau_i)$ — вероятность безотказной работы резервного элемента 1 к моменту t при условии, что основной элемент отказал в момент τ_i .

Переходя в формуле к пределу $\max \Delta t \Rightarrow 0$, получим точное выражение для надежности $P_1(t)$ рассматриваемой резервированной группы:

$$P_1(t) = P_0(t) + \int_0^t p_1(t, \tau) f_0(\tau) d\tau. \quad (2.53)$$

Формула, естественно, обобщается на случай k -кратного резервирования замещением, т.е. такого резервирования, когда в момент отказа основного элемента 0 переключающее устройство Π_1 включает в работу 1-й резервный элемент, в момент отказа 1-го резервного элемента переключающее устройство Π_2 включает 2-й резервный элемент и т.д. до включения в работу последнего k -кратного резервного элемента. Такую группу элементов k -кратного резервирования можно рассматривать как группу элементов, составленную из группы $(k - 1)$ -кратного резервирования и одного дополнительного k -го резервного элемента (рис. 2.19). При таком рассмотрении формула для k -кратно резервированной группы примет вид

$$P_k(t) = P_{k-1}(t) + \int_0^t p_k(t, \tau) f_{k-1}(\tau) d\tau, \quad (2.54)$$

где $P_k(t)$ – надежность рассматриваемой группы k -кратного резервирования; $P_{k-1}(t)$ – надежность группы $(k-1)$ -кратного резервирования; $p_k(t, \tau)$ – вероятность безотказной работы k -го резервного элемента к моменту времени t при условии, что группа $(k-1)$ -кратного резервирования отказала в момент τ ; $f_{k-1}(t)$ – плотность распределения времени безотказной работы группы $(k-1)$ -кратного резервирования.

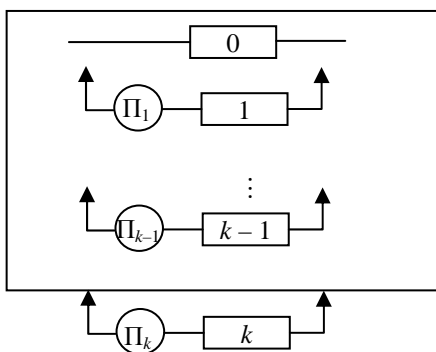


Рис. 2.19. k -кратное резервирование

Если обозначить через $q_k(t, \tau)$ – вероятность того, что k -й резервный элемент откажет к моменту t при условии, что группа $(k-1)$ -кратного резервирования отказала в момент τ , т.е. если

$$q_k(t, \tau) \equiv 1 - p_k(t, \tau), \quad (2.55)$$

то формулу можно переписать так:

$$P_k(t) = P_{k-1}(t) + \int_0^t f_{k-1}(\tau) d\tau - \int_0^t q_k(t, \tau) f_{k-1}(\tau) d\tau. \quad (2.56)$$

Но

$$\int_0^t f_{k-1}(\tau) d\tau = Q_{k-1}(t) \text{ и } P_{k-1}(t) + Q_{k-1}(t) = 1, \quad (2.57)$$

где $Q_{k-1}(t)$ – надежность $(k-1)$ -кратно резервированной группы. Поэтому

$$P_k(t) = 1 - \int_0^t q_k(t, \tau) f_{k-1}(\tau) d\tau, \quad (2.58)$$

откуда окончательно получим:

$$Q_k(t) = \int_0^t q_k(t, \tau) f_{k-1}(\tau) d\tau. \quad (2.59)$$

Эти формулы и являются основными формулами расчета надежности системы при резервировании замещением.

При выводе этих формул мы допускали, что переключающие устройства $\Pi_1, \Pi_2, \dots, \Pi_k$ действуют безотказно. Однако надежность этих переключающих устройств легче учесть, рассматривая их как самостоятельные элементы, включенные последовательно с соответствующими резервными элементами группы.

В следующих трех подразделах рассмотрим частные случаи резервирования замещением: нагруженный, облегченный и ненагруженный резервы.

2.2.5. Резервирование замещением в случае нагруженного резерва

Пусть все k резервных элементов составляют нагруженный резерв. В этом случае

$$q_i(t, \tau) \equiv q_i(t), \quad i = 1, 2, \dots, k, \quad (2.60)$$

где $q_i(t)$ – ненадежность i -го резервного элемента.

Тогда формула (2.59) примет вид:

$$Q_k(t) = \int_0^t q_k(t) f_{k-1}(\tau) d\tau = q_k(t) \int_0^t f_{k-1}(\tau) d\tau = q_k(t) Q_{k-1}(t). \quad (2.61)$$

Применяя k раз найденное рекуррентное соотношение

$$Q_k(t) = q_k(t) Q_{k-1}(t), \quad (2.62)$$

получаем ту же формулу, что и в случае нагруженного резерва с постоянным включением резервных элементов в работу (подразд. 2.2.3):

$$Q_k(t) = q_0(t) q_1(t) \dots q_k(t). \quad (2.63)$$

Этот результат очевиден, так как случаи нагруженного резервирования с постоянным включением и замещением в смысле надежности не отличаются друг от друга. Действительно, в обоих случаях расход надежности всех резервных элементов начинается с момента включения системы в работу и протекает одинаково интенсивно. Для экспоненциального закона распределения

$$P_c = 1 - (1 - e^{-\lambda t_3})^{k+1}. \quad (2.64)$$

2.2.6. Резервирование замещением в случае облегченного резерва

Пусть все k резервных элементов составляют облегченный резерв. В этом случае, как и при нагруженном резерве, отказ резервного элемента может наступить и до его включения в работу. Поэтому

му введенную выше вероятность безотказной работы k -го резервного элемента $p_k(t, \tau)$ здесь можно представить так:

$$p_k(t, \tau) = p_k^{(\text{обл})}(\tau) p_k^{(\text{раб})}(t - \tau), \quad (2.65)$$

где $p_k^{(\text{обл})}(\tau)$ – надежность k -го резервного элемента в облегченном режиме, т.е. в резерве, а $p_k^{(\text{раб})}(t - \tau)$ – надежность этого же k -го резервного элемента в рабочем режиме при условии, что до включения в работу он, будучи в резерве, не откажет к моменту τ .

Учитывая это выражение, основные рекуррентные формулы (2.58) и (2.59) перепишем так:

$$P_k(t) = P_{k-1}(t) + \int_0^t p_k^{(\text{обл})}(\tau) p_k^{(\text{раб})}(t - \tau) f_{k-1}(\tau) d\tau, \quad (2.66)$$

$$Q_k(t) = \int_0^t \left[1 - p_k^{(\text{обл})}(\tau) p_k^{(\text{раб})}(t - \tau) \right] f_{k-1}(\tau) d\tau. \quad (2.67)$$

Рассмотрим практически важный частный случай, когда все элементы k -кратно резервированной группы (см. рис. 2.19) с облегченным резервированием подчинены экспоненциальному закону надежности. Пусть

$$P_0(t) = e^{-\lambda t}, P_i^{(\text{обл})}(\tau) = e^{-\lambda_0 \tau}, P_i^{(\text{раб})}(t - \tau) = e^{-\lambda(t - \tau)}, \quad (2.68)$$

$$i = 1, 2, \dots, k.$$

Тогда из формулы (2.66) последовательно найдем:

1) при $k = 1$

$$f_0(\tau) = -P'_0(\tau) = \lambda e^{-\lambda \tau},$$

$$P_1(t) = e^{-\lambda t} + \int_0^t e^{-\lambda_0 \tau} \cdot e^{-\lambda(t - \tau)} \lambda e^{-\lambda \tau} d\tau = e^{-\lambda t} \left[1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} (1 - e^{-\lambda_0 t}) \right]; \quad (2.69)$$

2) при $k = 2$

$$\begin{aligned}
 f_1(\tau) &= -P'_1(\tau) = \lambda e^{-\lambda\tau} \left[1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} (1 - e^{-\lambda_0\tau}) \right] = \lambda e^{-(\lambda_0 + \lambda)\tau}, \\
 P_2(t) &= e^{-\lambda t} \left[1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} (1 - e^{-\lambda_0 t}) \right] + \int_0^t e^{-\lambda_0\tau} \cdot e^{-\lambda(t-\tau)} \times \\
 &\quad \times \left\{ \lambda e^{-\lambda\tau} \left[1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} (1 - e^{-\lambda_0\tau}) \right] - \lambda e^{-(\lambda_0 + \lambda)\tau} \right\} d\tau = \\
 &= e^{-\lambda t} \left[1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} (1 - e^{-\lambda_0 t}) + \frac{1}{2} \frac{\lambda}{\lambda_0} \left(1 + \frac{\lambda}{\lambda_0} \right) (1 - e^{-\lambda_0 t})^2 \right].
 \end{aligned} \tag{2.70}$$

Проведя подобные вычисления для $k = 3, 4, \dots$, находим закономерность изменения $P_k(t)$, согласно которой

$$P_k(t) = e^{-\lambda t} \left[1 + \sum_{i=1}^k \frac{(1 - e^{-\lambda_0 t})^i}{i!} \prod_{j=0}^{i-1} \left(j + \frac{\lambda}{\lambda_0} \right) \right]. \tag{2.71}$$

Пользуясь этой формулой, можно найти и все другие количественные характеристики надежности рассматриваемой резервированной группы.

2.2.7. Резервирование замещением в случае ненагруженного резерва

Пусть все k резервных элементов составляют ненагруженный резерв. В этом случае естественно считать, что резервный элемент не может отказать до его включения в работу. Поэтому введенные в подразд. 4.5 вероятности $p_k(t, \tau)$ и $q_k(t, \tau)$ здесь будут:

$$p_k(t, \tau) = p_k(t - \tau) \text{ и } q_k(t, \tau) = q_k(t - \tau), \tag{2.72}$$

где p_k и q_k – надежность и ненадежность k -го резервного элемента в рабочем режиме. Учитывая это, основные рекуррентные формулы (2.58) и (2.59) запишем так:

$$P_k(t) = P_{k-1}(t) + \int_0^t p_k(t-\tau) f_{k-1}(\tau) d\tau, \quad (2.73)$$

$$Q_k(t) = \int_0^t q_k^{(t,\tau)} f_{k-1}(\tau) d\tau. \quad (2.74)$$

Но пользоваться формулами (2.73), (2.74) неудобно, так как для вычисления по этим формулам надежности $P_k(t)$ и ненадежности $Q_k(t)$ k -кратно резервированной группы надо уже знать плотность распределения времени безотказной работы $f_{k-1}(\tau)$ $(k-1)$ -кратно резервированной группы. Однако формулы (2.73), (2.74) можно упростить.

Обозначая $p_k(t-\tau) = u$, $f_{k-1}(\tau) d\tau = dv$ и применяя к интегралу формулу интегрирования по частям, получаем:

$$\begin{aligned} P_k(t) &= P_{k-1}(t) + p_k(t-\tau) Q_{k-1}(\tau) \Big|_0^t - \int_0^t Q_{k-1}(\tau) dp_k(t-\tau) = \\ &= P_{k-1}(t) + Q_{k-1}(t) - \int_0^t Q_{k-1}(\tau) dp_k(t-\tau) = \\ &= 1 - \int_0^t Q_{k-1}(\tau) dp_k(t-\tau) = 1 - \int_0^t [1 - P_{k-1}(\tau)] dp_k(t-\tau) = \\ &= 1 - p_k(t-\tau) \Big|_0^t + \int_0^t P_{k-1}(\tau) dp_k(t-\tau) = p_k(t) + \int_0^t P_{k-1}(\tau) dp_k(t-\tau), \end{aligned} \quad (2.75)$$

где учитываем, что $P_k(0) = 1$, $Q_{k-1}(0) = 0$.

Аналогично можно преобразовать и формулу (2.74). Тогда ради упрощения, допуская, что все элементы в рассматриваемой резервированной группе равнонадежны, окончательно получаем:

$$P_k(t) = p_k(t) + \int_0^t P_{k-1}(\tau) f_k(t-\tau) d\tau, \quad (2.76)$$

$$Q_k(t) = q_k(t) - \int_0^t P_{k-1}(\tau) f_k(t-\tau) d\tau, \quad (2.77)$$

где $p(t)$, $q(t)$, $f(t) = -P'(t)$ – количественные характеристики надежности, общие для всех элементов этой группы. Зная эти характеристики и применяя последовательно k раз рекуррентные формулы (2.76) и (2.77), получаем надежность $P_k(t)$ и ненадежность $Q_k(t)$ рассматриваемой резервированной группы в случае, когда ее элементы равнонадежны.

Рассмотрим практически важный частный случай, когда все элементы k -кратно резервированной группы (см. рис. 2.19) с ненагруженным резервированием подчинены одному и тому же экспоненциальному закону надежности: $P(t) = e^{-\lambda t}$.

Тогда, учитывая равенство $f(t) = -P(t) = \lambda e^{-\lambda t}$ и применяя формулу (2.76), последовательно находят:

1) при $k = 1$

$$P_1(t) = e^{-\lambda t} + \int_0^t e^{-\lambda \tau} \lambda e^{-\lambda(t-\tau)} d\tau = e^{-\lambda t} (1 + \lambda t); \quad (2.78)$$

2) при $k = 2$

$$P_2(t) = e^{-\lambda t} + \int_0^t e^{-\lambda \tau} (1 + \lambda \tau) \lambda e^{-\lambda(t-\tau)} d\tau = e^{-\lambda t} \left(1 + \lambda t + \frac{\lambda^2 t^2}{2!} \right); \quad (2.79)$$

3) при $k = 3$

$$\begin{aligned} P_3(t) &= e^{-\lambda t} + \int_0^t e^{-\lambda \tau} \left(1 + \lambda \tau + \frac{\lambda^2 \tau^2}{2!} \right) \lambda e^{-\lambda(t-\tau)} d\tau = \\ &= e^{-\lambda t} \left(1 + \lambda t + \frac{\lambda^2 t^2}{2!} + \frac{\lambda^3 t^3}{3!} \right). \end{aligned} \quad (2.80)$$

И в случае любого k получаем:

$$P_k(t) = e^{-\lambda t} \left[1 - \frac{(\lambda t)}{1!} + \frac{(\lambda t)^2}{2!} + \frac{(\lambda t)^3}{3!} + \dots + \frac{(\lambda t)^k}{k!} \right] = e^{-\lambda t} \sum_{m=0}^k \frac{(\lambda t)^m}{m!}. \quad (2.81)$$

Пользуясь этой формулой, можно найти и все другие количественные характеристики надежности рассматриваемой резервированной группы.

Ненагруженное резервирование замещением обеспечивает большую надежность, чем нагруженное резервирование. Это очевидно, так как во втором случае в отличие от первого расход надежности резерва начинается сразу же после включения системы в работу.

Резервирование замещением наряду с нагруженным резервом позволяет также использовать облегченный и ненагруженный резервы. В этом состоит его преимущество перед резервированием с постоянным включением резерва, которое позволяет использовать только нагруженный резерв.

2.2.8. Расчет надежности систем с функциональным резервированием

В подразд. 2.2.2 было введено понятие функционального резервирования и дано его определение. Как было отмечено, одним из примеров функционального резервирования являются однородные реконфигурируемые структуры, когда одна и та же ячейка может в различные моменты времени выполнять различные функции, заменяя неисправные (отказавшие) ячейки.

Рассмотрим расчет такой системы на примере однородной реконфигурируемой системы измерительных преобразователей (ОРС ИП), которая является типичной для АСУ ТП, а также в трактах телеизмерения в составе многофункциональных систем телемеханики. Сформулируем понятие отказа для данной системы.

Изначально предположим, что ячейки системы абсолютно надежны, т.е. в течение заданного времени не выходят из строя. Пусть имеется ОРС ИП с числом ячеек k , из которых при необходимости можно сформировать до n измерительных преобразователей. При поступлении заявки на обслуживание устройство управления ОРС ИП формирует из числа свободных ячеек измерительный преобразователь требуемой точности, т.е. один канал обслуживания. Если свободных ячеек недостаточно, имеет место отказ в обслуживании заявки [2].

Однако в общем случае ячейки ОРС ИП не являются абсолютно надежными и со временем могут выходить из строя. При этом отказавшая ячейка не восстанавливается до отказа всей системы. Учитывая это обстоятельство, в ОРС ИП следует предусмотреть в дополнение к k исходных ячеек определенное количество резервных ячеек так, чтобы в течение заданного времени работы число функционирующих ячеек не опускалось ниже k .

Сформулируем понятие отказа для модифицированной модели системы. Отказ системы – это ситуация, когда при приходе заявки на обслуживание новый канал не может быть сформирован, т.е. заявка не обслуживается либо из-за недостаточного количества изначально запланированных ячеек (включая резервные), либо из-за уменьшения количества свободных ячеек в результате их выхода из строя.

Поставим задачу следующим образом: следует рассчитать w – количество ячеек однородной реконфигурируемой системы, состоящее из k – числа основных ячеек (позволяющих сформировать n каналов обслуживания) и r – числа дополнительных ячеек, чтобы за заданное время $t_{\text{зад}}$ отказ системы наступил с вероятностью не больше чем $Q_{\text{зад}}$.

Решение задачи можно разделить на два этапа. На первом этапе следует рассчитать количество ячеек k ОРС ИП, обеспечивающее заданную вероятность отказа в обслуживании, предполагая идеальную надежность ячеек. На втором этапе (зная уже число основных ячеек k) необходимо рассчитать число дополнительных ячеек r ,

обеспечивающее заданную вероятность отказа в обслуживании, предполагая, что ячейки ненадежны.

В соответствии с данным подходом при функционировании ОРС ИП имеют место два независимых события. Первое событие заключается в том, что k ячеек не хватило для формирования n каналов – это отказ идеального преобразователя (вероятность данного события $Q_{\text{обс}}$). Расчет вероятности этого события ведется с помощью методов теории массового обслуживания. Второе событие заключается в том, что за заданное время вышло из строя более r ячеек – это недостаточность заложенного в систему резерва (вероятность данного события $Q_{\text{яч}}$). Расчет вероятности второго события ведется с помощью методов теории надежности.

Отказ системы (в несколько упрощенной формулировке, позволяющей значительно уменьшить объем вычислений) заключается в том, что произошло либо первое событие, либо второе, и, таким образом, представляет собой сумму двух вышеуказанных независимых событий. Следовательно, его вероятность равна сумме вероятностей этих событий:

$$Q_{\text{зад}} = Q_{\text{обс}} + Q_{\text{яч}}. \quad (2.82)$$

В первом приближении и поток заявок, и поток выхода из строя ячеек можно считать пуассоновскими. Пуассоновский поток обладает следующими свойствами: а) стационарностью, т.е. его характеристики не меняются во времени; б) отсутствием последовательности, т.е. интервал до наступления следующего события не зависит от предыдущего; в) ординарностью, т.е. два события одновременно произойти не могут.

Обозначим через λ плотность потока, т.е. среднее число событий, приходящееся на единицу времени. Вероятность того, что за время τ произойдет ровно m событий,

$$P_m(\tau) = \frac{(\lambda\tau)^m}{m!} e^{-\lambda\tau}. \quad (2.83)$$

На первом этапе, как уже говорилось, рассчитывается k – число ячеек ОРС ИП, в предположении об идеальной надежности ячеек.

Рассмотрим процесс обслуживания заявок ОРС ИП. Этот процесс является марковским, т.е. для каждого момента времени вероятность любого состояния системы в будущем зависит только от состояния системы в настоящий момент и не зависит от того, каким образом система пришла в это состояние [1]. Пусть для данной системы λ – плотность потока заявок, а μ – плотность потока освобождений. Введем понятие приведенной плотности потока заявок α , где

$$\alpha = \frac{\lambda}{\mu}. \quad (2.84)$$

Тогда, в соответствии с формулой Эрланга,

$$Q_{\text{обс}} = \frac{\frac{\alpha^n}{n!}}{\sum_{i=0}^n \frac{\alpha^i}{i!}}, \quad (2.85)$$

где n – количество каналов обслуживания системы.

$Q_{\text{обс}}$ выбирается на основе формулы (2.82) в каждом случае по своим конкретным соображениям, в зависимости от того, что важнее – повысить вероятность обслуживания идеального преобразователя или повысить вероятность того, что заложенного в систему резерва окажется достаточно.

Таким образом, зная плотности потока заявок и потока освобождений и задавшись $Q_{\text{обс}}$, можно рассчитать n . Если считать, что в среднем на формирование канала требуется a ячеек, то требуемое число ячеек идеальной ОРС ИП

$$k = an. \quad (2.86)$$

На втором этапе рассчитывается r – число резервных ячеек ОРС ИП, в предположении того, что ячейки ненадежны. Методика расчета является многошаговой и основана на переборе.

Вероятность того, что за заданное время выйдет из строя не более r ячеек с учетом формулы (2.82)

$$P_{\text{яч}} = 1 - Q_{\text{яч}} = 1 - (Q_{\text{зад}} - Q_{\text{обс}}). \quad (2.87)$$

Для пуассоновского потока вероятность того, что число отказов за время $t_{\text{зад}}$ будет не больше r ,

$$P_{j \leq r}(t) = \sum_{j=0}^r \frac{(\lambda t_{\text{зад}})^j}{j!} e^{-\lambda t_{\text{зад}}}. \quad (2.88)$$

Методом перебора находим такое количество резервных ячеек r , при котором вероятность выхода всех резервных ячеек из строя меньше заданной.

Проиллюстрируем данную методику примером. Пусть требуется определить количество ячеек w при следующих исходных данных: плотность потока заявок $\lambda = 100$ 1/с, плотность потока освобождений $\mu = 50$ 1/с, среднее количество ячеек на канал $a = 10$, вероятность отказа системы $Q_{\text{зад}} = 0,001$, интенсивность отказов ячейки и связанной с ней коммутационной аппаратуры $\lambda_{\text{яч}} = 10^{-4}$ 1/с, заданное время $t_{\text{зад}} = 1000$ ч.

В соответствии с алгоритмом определяем, что для нас важнее: повысить вероятность обслуживания идеального преобразователя или повысить вероятность того, что заложенного в систему резерва окажется достаточно. Предположим, обе вероятности важны одинаково. Тогда $Q_{\text{обс}} = Q_{\text{яч}} = Q_{\text{зад}}/2 = 0,0005$ и, соответственно формуле (2.87), $P_{\text{яч}} = 0,9995$.

На первом этапе рассчитывается число ячеек ОРС ИП, состоящей из абсолютно надежных элементов. По формуле (2.85) подбираем нужное количество каналов

$$n = 7.$$

Тогда требуемое количество ячеек без учета вышедших из строя в соответствии с формулой (2.86)

$$k = an = 70.$$

На втором этапе рассчитывается число резервных ячеек r ОРС ИП, состоящей из ненадежных элементов.

Интенсивность отказов системы λ_{Σ} в предположении об экспоненциальном распределении наработки на отказ равно сумме интенсивностей отказов элементов системы:

$$\lambda_{\Sigma} = \lambda w = \lambda(k + r). \quad (2.89)$$

Предположим, что в систему не добавлено ни одного резервного элемента, т.е. $r = 0$.

При $r = 0$

$$P_{n \leq 0} = e^{-\lambda_{\Sigma} t_{\text{зад}}} = e^{-7} = 0,0009. \quad (2.90)$$

Вероятность того, что на заданном интервале времени не выйдет из строя ни одна ячейка, значительно меньше заданной. Начиная добавлять резервные элементы:

при $r = 1$

$$P_{n \leq 1} = P_{n \leq 0} + P_1(t_n) = 0,0009 + \frac{(\lambda_{\Sigma} t_n)^1}{1!} e^{-\lambda_{\Sigma} t_n} = 0,0072; \quad (2.91)$$

при $r = 2$

$$P_{n \leq 2} = P_{n \leq 1} + P_2(t_n) = 0,0072 + \frac{(\lambda_{\Sigma} t_n)^2}{2!} e^{-\lambda_{\Sigma} t_n} = 0,02925; \quad (2.92)$$

при $r = 3$

$$P_{n \leq 3} = P_{n \leq 2} + P_3(t_n) = 0,02925 + \frac{(\lambda_{\Sigma} t_n)^3}{3!} e^{-\lambda_{\Sigma} t_n} = 0,0807 \quad (2.93)$$

и т.д., пока при $r = 19$ $P_{n \leq 19} = 0,99956$, т.е. вероятность того, что в системе на заданном интервале времени число ячеек не опустится ниже k , превысит заданную.

Таким образом,

$$w = k + r = 70 + 19 = 89.$$

Следовательно, в соответствии с разработанным алгоритмом преобразователь должен в начальной стадии содержать 89 исправных ячеек.

Данная система, безусловно, не охватывает все стороны функционального резервирования, однако является достаточно типичной, чтобы приведенная методика расчета могла быть принята за базовую.

2.3. Расчет надежности восстанавливаемых систем

2.3.1. Критерий надежности систем с восстановлением

Как было указано в основных определениях теории надежности, все системы, рассматриваемые в теории надежности, разделяются на восстанавливаемые, допускающие перерыв в работе для восстановления и ремонта, и невосстанавливаемые, работоспособность которых в случае отказа не подлежит восстановлению. Большинство технических систем являются восстанавливаемыми.

В общем случае функционирование восстанавливаемого объекта представляет собой с точки зрения надежности последовательность чередующихся интервалов работоспособности t_p и восстановления t_b (рис. 2.20).

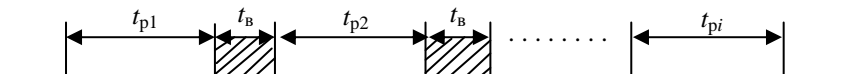


Рис. 2.20. Функционирование восстанавливаемого объекта

Конец интервала работоспособности определяется случайным событием – отказом. Поэтому отрезок работоспособности t_p – величина случайная. Время восстановления, определяясь многими факторами: временем поиска дефектов, квалификацией обслуживающего персонала, запасом инструментов и принадлежностей и т.д., также является случайной величиной. Для конкретного потока можно определить T_o – среднее время между отказами и T_b – среднее время восстановления.

Для определения характеристик надежности с восстановлением необходимо описать поток отказов, поток восстановлений и их взаимодействие. Рассмотрим данные потоки по отдельности и комплексные характеристики, их связывающие.

Характеристики потока отказов

Для получения характеристик потока отказов может быть использована следующая модель испытаний. Пусть на испытании находится N восстанавливаемых изделий. Отказавшие объекты немедленно восстанавливаются (вплоть до замены новыми). По каждому изделию фиксируется число отказов $m_i(t)$ за время испытаний t . Надежность изделий в этом случае можно характеризовать средним арифметическим числом отказов $H(t)$:

$$H(t) = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N m_i(t). \quad (2.94)$$

Другой характеристикой является параметр потока отказов $\omega(t)$:

$$\omega(t) = \frac{n(\Delta t)}{N \Delta t}, \quad (2.95)$$

где $n(\Delta t)$ – число изделий, отказавших за момент времени Δt .

Параметр потока отказов, определяемый как отношение числа изделий, отказавших в единицу времени, к числу испытываемых изделий, представляет собой интенсивность, или плотность, потока. Чтобы предупредить смешение этой величины с интенсивностью отказов $\lambda(t)$ восстанавливаемых изделий, ГОСТом установлен термин «параметр потока отказов». По своему содержанию $\lambda(t)$ и $\omega(t)$ различны. Интенсивность $\lambda(t)$ является условной плотностью вероятности отказа в момент t при условии, что до момента t объект работал исправно, т.е. это частота отказов изделий, имеющих наработку t .

Между $\lambda(t)$ и $\omega(t)$ могут быть установлены следующие соотношения:

1. Если $\lambda(t)$ увеличивается, то $\lambda(t) > \omega(t)$.
2. Если $\lambda(t)$ уменьшается, то $\lambda(t) < \omega(t)$.
3. Если $\lambda(t) = \text{const}$, то $\lambda(t) = \omega(t)$.

Третье соотношение описывает важный частный случай, характерный для периода нормальной работы, когда $\lambda(t) = \text{const}$. В этом случае поток отказов будет пуассоновским, т.е. простейшим, ординарным, стационарным потоком без последствий. Как было показано в подразд. 2.1.2, в этом случае $\lambda = 1/T_0$.

Характеристики потока восстановления

Поток восстановления может характеризоваться параметром потока восстановления $\mu(t)$, представляющим интенсивность потока. Физический смысл $\mu(t)$ – вероятность восстановления в течение достаточно малого отрезка времени. Если поток восстановлений также рассматривать как пуассоновский, то $\mu(t)$ является величиной, обратной среднему времени восстановления T_b :

$$\mu = \frac{1}{T_b}. \quad (2.96)$$

Уменьшить среднее время восстановления помогают методы, разработанные средствами технической диагностики и описанные в главе 4.

Комплексные характеристики надежности систем с восстановлением

Потоки отказов и восстановлений описывают процесс функционирования объекта с двух сторон независимо друг от друга. Для связи потока вводятся комплексные показатели, в качестве которых

используются обычно коэффициент готовности $K_{\Gamma}(t)$ и коэффициент оперативной готовности $K_{\text{ор}}(t, \tau)$.

Коэффициент готовности – это вероятность заставить объект исправным в произвольно выбранный момент времени t . Для простейших потоков

$$K_{\Gamma} = \frac{T_0}{T_0 + T_{\text{в}}} . \quad (2.97)$$

Коэффициент оперативной готовности – это вероятность того, что объект, будучи исправным в момент t , проработает безотказно в течение времени τ . $K_{\text{ор}}(t, \tau)$ вычисляют как произведение вероятности заставить объект исправным в момент $t(K_{\Gamma})$ на вероятность безотказной работы $P_{\text{ост}}(\tau)$ в течение оставшегося интервала времени:

$$K_{\text{ор}}(t, \tau) = K_{\Gamma} P_{\text{ост}}(\tau) . \quad (2.98)$$

Если время безотказной работы имеет экспоненциальное распределение и $P_{\text{ост}}(\tau) = e^{-\omega \tau}$, то:

$$K_{\text{ор}}(t, \tau) = K_{\Gamma} e^{-\omega \tau} . \quad (2.99)$$

Если $\omega(t) \neq \text{const}$, то $P_{\text{ост}}(\tau)$ вычисляется с помощью общей формулы:

$$P_{\text{ост}}(\tau) = \frac{1}{T_0} \int_{\tau}^{\infty} P(t) dt . \quad (2.100)$$

2.3.2. Расчет надежности по графу работоспособности объекта

Для расчета надежности невосстанавливаемых объектов достаточно применения теории случайных событий и величин. Но, поскольку для восстанавливаемых объектов имеют место не только отказы, но и восстановления, исследование надежности восстанавливаемых систем с необходимостью требует привлечения аппарата случайных процессов, описывающих возможность перехода изделия

из одного состояния в другое в случайные моменты времени, т.е. аппарата марковских цепей.

Ниже рассматриваются по этапам наиболее иллюстрированный метод расчета надежности, основанный на составлении графа переходов изделия в различные состояния работоспособности.

На первом этапе составляется граф работоспособности объекта (он же граф состояний марковской цепи). Для этого определяются все состояния работоспособности с учетом блоков системы и устанавливаются интенсивности переходов по данным состояниям. Например, для системы с восстановлением из двух блоков (рис. 2.21), один из которых резервный, могут быть выделены следующие состояния:

1. Блок 1 и блок 2 исправны (система полностью исправна).
2. Блок 1 отказал, блок 2 исправен.
3. Блок 2 отказал, блок 1 исправен.
4. Отказ блока 1 и блока 2 (отказ системы).

Вероятность нахождения системы в i -м выделенном состоянии обозначается P_i . Вероятность перехода из i -го состояния в j – P_{ij} . Например, P_{12} – вероятность отказа первого блока, P_{21} – вероятность восстановления первого блока и т.д.

Граф работоспособности системы (см. рис. 2.21), построенный с учетом введенных обозначений, представлен на рис. 2.22.

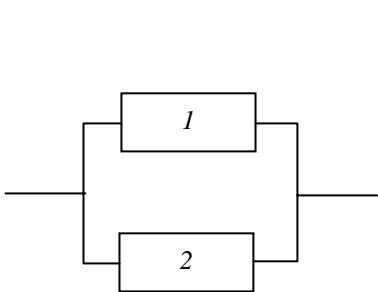


Рис. 2.21. Структура системы с параллельным соединением

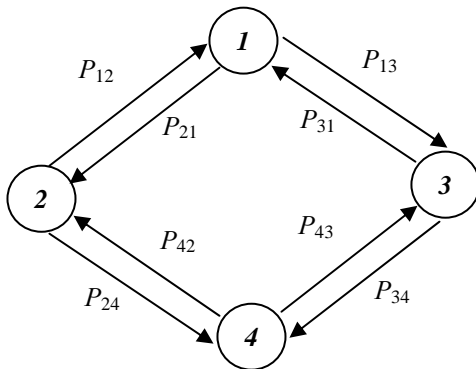


Рис. 2.22. Граф работоспособности системы

Граф переходов по состояниям можно представить также матрицей переходов, используемой в дальнейшем для автоматизации расчетов:

$$P_{ij} = \begin{vmatrix} P_{11} & P_{12} & P_{13} & P_{14} \\ P_{21} & P_{22} & P_{23} & P_{24} \\ P_{31} & P_{32} & P_{33} & P_{34} \\ P_{41} & P_{42} & P_{43} & P_{44} \end{vmatrix}.$$

Как видно из определений, граф переходов аналогичен марковской цепи [2].

Вероятности $P_{14}, P_{41}, P_{23}, P_{32}$ вследствие ординарности потока равны нулю.

Система уравнений, определяющая вероятности состояний, имеет следующий вид:

$$\left. \begin{aligned} P_1(t + \Delta t) &= P_1(t) \{1 - [P_{12}(\Delta t) + P_{13}(\Delta t)]\} + P_2(t)P_{21}(\Delta t) + P_3(t)P_{31}(\Delta t), \\ P_2(t + \Delta t) &= P_2(t) \{1 - [P_{21}(\Delta t) + P_{24}(\Delta t)]\} + P_1(t)P_{12}(\Delta t) + P_4(t)P_{42}(\Delta t), \\ P_3(t + \Delta t) &= P_3(t) \{1 - [P_{31}(\Delta t) + P_{34}(\Delta t)]\} + P_1(t)P_{13}(\Delta t) + P_4(t)P_{43}(\Delta t), \\ P_4(t + \Delta t) &= P_4(t) \{1 - [P_{42}(\Delta t) + P_{43}(\Delta t)]\} + P_2(t)P_{24}(\Delta t) + P_3(t)P_{34}(\Delta t). \end{aligned} \right\} \quad (2.101)$$

Уравнения системы, например первое, читается следующим образом: вероятность того, что система во время $t + \Delta t$ будет находиться в первом состоянии, равна произведению вероятности того, что система в момент времени t находилась в первом состоянии, и вероятности отсутствия перехода во второе и третье состояние, плюс вероятности того, что система находилась во втором или третьем состоянии в момент t , умноженные на вероятности перехода из этих состояний в первое за промежуток Δt .

Если Δt достаточно мало, то $P_{ij}(\Delta t) = \lambda_{ij}\Delta t$, где λ_{ij} – интенсивность перехода из i -го состояния в j -е состояние.

Система, записанная в функциях интенсивностей, имеет следующий вид:

$$\left. \begin{aligned} P_1(t + \Delta t) &= P_1(t) - P_1(t)(\lambda_{12} + \lambda_{13})\Delta t + P_2(t)\lambda_{21}\Delta t + P_3(t)\lambda_{31}\Delta t, \\ P_2(t + \Delta t) &= P_2(t) - P_2(t)(\lambda_{21} + \lambda_{24})\Delta t + P_1(t)\lambda_{12}\Delta t + P_4(t)\lambda_{42}\Delta t, \\ P_3(t + \Delta t) &= P_3(t) - P_3(t)(\lambda_{31} + \lambda_{34})\Delta t + P_1(t)\lambda_{13}\Delta t + P_4(t)\lambda_{43}\Delta t, \\ P_4(t + \Delta t) &= P_4(t) - P_4(t)(\lambda_{42} + \lambda_{43})\Delta t + P_2(t)\lambda_{24}\Delta t + P_3(t)\lambda_{34}\Delta t. \end{aligned} \right\} \quad (2.102)$$

Перенос везде $P_i(t)$ влево и деление уравнений на Δt приводит к получению в левой части:

$$\frac{P_i(t + \Delta t) - P_i(t)}{\Delta t} = \frac{\Delta P_i(t)}{\Delta t}. \quad (2.103)$$

При условии $\Delta t \Rightarrow 0$ получаем:

$$\Delta P_i(t)/\Delta t = dP_i(t)/dt. \quad (2.104)$$

В окончательном виде система описывается следующими дифференциальными уравнениями:

$$\left. \begin{aligned} dP_1(t)/dt &= -P_1(t)\lambda_{12} - P_1(t)\lambda_{13} + P_2(t)\lambda_{21} + P_3(t)\lambda_{31}, \\ dP_2(t)/dt &= P_1(t)\lambda_{12} - P_2(t)\lambda_{21} + P_2(t)\lambda_{24} + P_4(t)\lambda_{42}, \\ dP_3(t)/dt &= P_1(t)\lambda_{13} - P_3(t)\lambda_{31} + P_3(t)\lambda_{34} + P_4(t)\lambda_{43}, \\ dP_4(t)/dt &= P_2(t)\lambda_{24} - P_3(t)\lambda_{34} + P_4(t)\lambda_{42} + P_4(t)\lambda_{43}. \end{aligned} \right\} \quad (2.105)$$

При расчетах надежности систему уравнений составляют по графу работоспособности сразу в виде (2.105), минуя рассмотренные пояснительные этапы. Существует следующее правило составления системы. В левой части каждого уравнения записывается $dP_i(t)/dt$. В правой части уравнения содержится столько членов, сколько стрелок связано (входит и выходит) с данным состоянием. Каждый член равен произведению интенсивности потока λ , переводящего систему по данной стрелке, умноженной на вероятность того состояния, откуда стрелка исходит. Если стрелка входит в описываемое состояние, то произведению присваивается знак «+», если исходит, то знак «-».

Приведенное правило позволяет после получения графа работоспособности изделия составить систему дифференциальных уравнений, описывающих функционирование объекта.

На втором этапе в соответствии с приведенным правилом по графу работоспособности изделия составить систему дифференциальных уравнений, описывающих функционирование объекта.

На третьем этапе решаются уравнения системы и находятся искомые вероятности пребывания объекта в состояниях его работоспособности. Очевидно, что в рассматриваемом примере коэффициент готовности равен вероятности заставить ответ в одном из трех работоспособных состояний:

$$K_r = P_1(t) + P_2(t) + P_3(t). \quad (2.106)$$

Решение системы может быть выполнено известными способами. В дальнейшем используется способ, основанный на преобразованиях Лапласа, переводящих систему дифференциальных уравнений в систему алгебраических уравнений:

$$\left. \begin{aligned} ZP_1(Z) - P_1(0) &= -P_1(Z)\lambda_{12} - P_1(Z)\lambda_{13} + P_2(Z)\lambda_{21} + P_3(Z)\lambda_{31}, \\ ZP_2(Z) - P_2(0) &= P_1(Z)\lambda_{12} - P_2(Z)\lambda_{21} - P_2(Z)\lambda_{24} + P_4(Z)\lambda_{42}, \\ ZP_3(Z) - P_3(0) &= P_1(Z)\lambda_{13} - P_3(Z)\lambda_{31} - P_3(Z)\lambda_{34} + P_4(Z)\lambda_{43}, \\ ZP_4(Z) - P_4(0) &= P_2(Z)\lambda_{24} + P_3(Z)\lambda_{34} - P_4(Z)\lambda_{42} + P_4(Z)\lambda_{43}. \end{aligned} \right\} \quad (2.107)$$

Из системы алгебраических уравнений находятся вероятности пребывания системы в состояниях $P_i(Z)$. С помощью обратных преобразователей Лапласа полученные вероятности $P_i(Z)$ приводят к искомому виду $P_i(t)$.

В случаях когда вероятности состояний являются постоянными, что характерно для установившегося режима работы, достигаемого в практике сравнительно быстро при существующих соотношениях $\omega(t)$ и $\lambda(t)$, система уравнений (2.105) становится системой алгебраических уравнений, так как в этом случае $dP_i(t)/dt = 0$.

$$\left. \begin{aligned} 0 &= -P_1(t)\lambda_{12} - P_1(t)\lambda_{13} + P_2(t)\lambda_{21} + P_3(t)\lambda_{31}, \\ 0 &= P_1(t)\lambda_{12} - P_2(t)\lambda_{21} - P_2(t)\lambda_{24} + P_4(t)\lambda_{42}, \\ 0 &= P_1(t)\lambda_{13} - P_3(t)\lambda_{31} - P_3(t)\lambda_{34} + P_4(t)\lambda_{43}, \\ 0 &= P_2(t)\lambda_{24} + P_3(t)\lambda_{34} - P_4(t)\lambda_{42} + P_4(t)\lambda_{43}, \\ P_1(t) + P_2(t) + P_3(t) + P_4(t) &= 1. \end{aligned} \right\} \quad (2.108)$$

Добавление последнего уравнения является обязательным и необходимым для закрытия системы, поскольку ни одно из предыдущих уравнений не учитывает начальных условий.

Решение системы (2.108) позволяет определить установившийся коэффициент готовности. Рассмотрим порядок расчета на более конкретном примере.

Пример 2.6. Пусть необходимо определить надежность изделия, не имеющего резервирования, с заданными интенсивностями переходов – параметров потока отказов $\omega = \text{const}$ и интенсивностью восстановления μ . Работоспособность системы описывается графом (рис. 2.23): состояние 1 – состояние работоспособности, состояние 2 – состояние отказа.

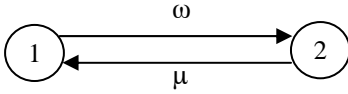


Рис. 2.23

Описание графа по приведенному правилу дает следующую систему уравнений вида (2.107):

$$ZP_1(Z) - P_1(0) = -P_1(Z)\omega + P_2(Z)\mu,$$

$$ZP_2(Z) - P_2(0) = P_1(Z)\omega - P_2(Z)\mu.$$

Учитывая, что в момент включения $t = 0$ система должна быть исправна ($P_1(0) = 1$, $P_2(0) = 0$), получаем:

$$ZP_1(Z) + P_1(Z)\omega - P_2(Z)\mu = 1,$$

$$ZP_2(Z) + P_2(Z)\mu - P_1(Z)\omega = 0.$$

Отсюда

$$\begin{aligned} P_2(Z) &= \frac{P_1(t)\omega}{Z+\mu}, \\ P_1(Z) &= \frac{Z+\mu}{Z(Z+\mu+\omega)}. \end{aligned} \quad (2.109)$$

Обратное преобразование вероятности $P_1(Z)$ требует приведения ее к табличному виду. Для этого умножим и разделим $P_1(Z)$ на $(\omega + \mu)$:

$$\begin{aligned} P_1(Z) &= \frac{Z+\mu}{Z(\mu+\omega+Z)} \cdot \frac{\omega+\mu}{\omega+\mu} = \frac{\mu(\mu+\omega+Z)+Z\omega}{Z(Z+\omega+\mu)(\omega+\mu)}, \\ P_1(Z) &= \frac{1}{Z} \cdot \frac{\mu}{\omega+\mu} + \frac{1}{Z+\omega+\mu} \cdot \frac{\omega}{\omega+\mu}. \end{aligned}$$

Отсюда, учитывая, что $1/Z$ соответствует $1(t)$, а $1/(Z+\omega+\mu)$ соответствует $e^{-(\mu+\omega)t}$, получаем:

$$P_1(t) = \frac{\mu}{\omega+\mu} + \frac{\omega}{\omega+\mu} e^{-(\mu+\omega)t}. \quad (2.110)$$

Анализом полученного выражения устанавливаем, что $P_1(t)$ при $t \Rightarrow \infty$ не может быть ниже величины $\mu/(\omega+\mu)$. Эта постоянная часть и является стационарным коэффициентом готовности изделия:

$$\frac{\mu}{\omega+\mu} = \frac{1/T_B}{1/T_B + 1/T_0} = \frac{T_0}{T_0 + T_B} = K_r. \quad (2.111)$$

Постоянная времени экспоненты $T_{пэ} = 1/(\omega+\mu)$. Переходный процесс длится $3 \div 4 T_{пэ}$, после чего наступает установившийся режим.

Пример 2.7. Пусть $\omega = 10^{-2}$ 1/ч, а $\mu = 1$ 1/ч. Тогда

$$T_{пэ} = \frac{1}{1+10^{-2}} \approx 1 \text{ ч.}$$

Следовательно, переходный процесс длится 3÷4 ч, а далее надежность системы определяется стационарным коэффициентом готовности:

$$K_r = \frac{1}{1+10^{-2}} = 0,99.$$

На рис. 2.24 приведен график зависимости коэффициента готовности от времени.

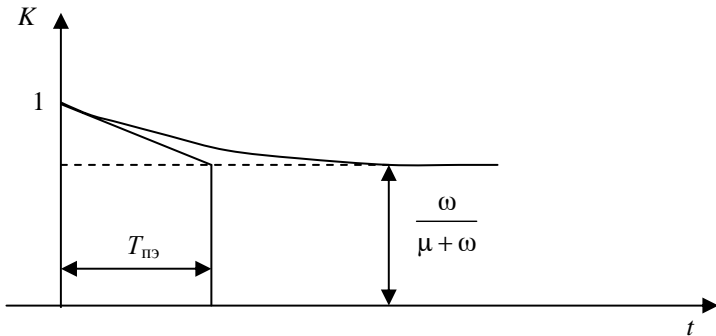


Рис. 2.24. График зависимости коэффициента готовности от времени

2.3.3. Определение среднего времени наработки на отказ системы с восстановлением

Время наработки на отказ (подразд. 2.1.1) определяется как

$$T = \int_0^{\infty} P(t) dt .$$

В то же время преобразование Лапласа определяется следующей формулой [2]:

$$P(Z) = \int_0^{\infty} P(t) e^{-Zt} dt, \quad (2.112)$$

т.е. при $Z = 0$ $T = P(Z)$.

Рассмотрим систему из двух восстанавливаемых блоков, один из которых основной, а другой – резервный. Перепишем систему уравнений (2.107), заменяя $P_i(Z)$ на T_i , с учетом того, что состояние 4 – состояние отказа. В результате $P_4(Z) = T_4 = 0$, а также исчезает строка, соответствующая $dP_4(t)/dt$,

$$\begin{cases} -1 = -T_1\lambda_{12} - T_1\lambda_{13} + T_2\lambda_{21} + T_3\lambda_{31}, \\ 0 = T_1\lambda_{12} - T_2\lambda_{21} - T_2\lambda_{24}, \\ 0 = T_1\lambda_{13} - T_3\lambda_{31} - T_3\lambda_{34}. \end{cases} \quad (2.113)$$

Среднее время наработки на отказ всей системы $T = T_1 + T_2 + T_3$, так как 1, 2, 3 – состояния работоспособности.

Пример 2.8. Пусть

$$\begin{aligned} \lambda_{12} = \lambda_{13} = \lambda_{24} = \lambda_{34} &= 10^{-2} \quad 1/\text{ч}, \\ \lambda_{21} = \lambda_{31} = \lambda_{42} = \lambda_{43} &= 1 \quad 1/\text{ч}. \end{aligned}$$

Тогда

$$\begin{aligned} -1 &= -T_1 \cdot 2 \cdot 10^{-2} + T_2 + T_3, \\ 0 &= T_1 \cdot 10^{-2} - T_2(1 + 10^{-2}), \\ 0 &= T_1 \cdot 10^{-2} - T_3(1 + 10^{-2}). \end{aligned}$$

Решив систему, получаем:

$$T_1 \approx 5050, \quad T_2 \approx 50, \quad T_3 \approx 50.$$

Среднее время наработки на отказ

$$T = T_1 + T_2 + T_3 = 5150 \text{ ч.}$$

2.3.4. Расчет надежности систем с восстановлением при основном (последовательном) и параллельном соединении элементов

Рассмотрим методику, приведенную в подразд. 2.3.2, для различных видов соединения элементов. Возьмем систему, состоящую из двух образцов оборудования, соединенных последовательно так,

что отказ любого из них приводит к отказу всей системы (рис. 2.25). Для простоты предположим, что каждый образец имеет одинаковую интенсивность отказов ω и интенсивность ремонтов μ .

Предположим, что у нас имеется один ремонтник. Составим граф переходов системы (рис. 2.26).



Рис. 2.25. Структура системы с последовательным соединением

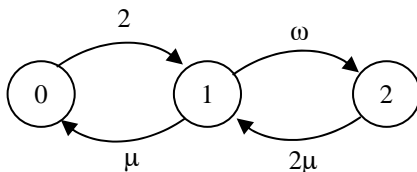


Рис. 2.26. Граф работоспособности системы

Обозначим:

0 – состояние системы, в котором оба образца исправны;

1 – состояние системы, когда один образец исправен, а другой ремонтируется;

2 – состояние системы, когда оба образца неисправны, один ремонтируется.

Из состояния 0 система может перейти в состояние 1 с интенсивностью отказов 2ω . Из состояния 1 система может перейти в состояние 0 с интенсивностью восстановления μ и в состояние 2 с интенсивностью отказов ω . Из состояния 2 система может перейти в состояние 1 с интенсивностью восстановления 2μ .

Запишем по графу переходов систему дифференциальных уравнений:

$$\begin{cases} dP_0 / dt = -2\omega P_0(t) + \mu P_1(t), \\ dP_1 / dt = 2\omega P_0(t) - (\omega + \mu) P_1(t) + \mu P_2(t), \\ dP_2 / dt = \omega P_1(t) - \mu P_2(t). \end{cases} \quad (2.114)$$

Будем искать решение только для установившегося значения. Тогда система дифференциальных уравнений перейдет в систему линейных уравнений:

$$\begin{cases} 0 = -2\omega P_0 + \mu P_1, \\ 0 = 2\omega P_0 - (\omega + \mu)P_1 + \mu P_2, \\ 0 = \omega P_1 - \mu P_2, \\ 1 = P_0 + P_1 + P_2. \end{cases} \quad (2.115)$$

Отсюда коэффициент готовности

$$K_r = P_0 = \frac{\mu^2}{\mu^2 + 2\omega\mu + 2\omega^2}. \quad (2.116)$$

Пример 2.9. Пусть $\omega = 10^2$ 1/ч, $\mu = 1$ 1/ч. Определить коэффициент готовности:

$$K_r = P_0 = \frac{1}{1 + 2 \cdot 10^{-2} + 2 \cdot 10^{-4}} = 0,98.$$

В общем случае, если у нас имеется n образцов оборудования и один ремонтник, справедлива формула:

$$P_0 = \frac{\left(\frac{\mu}{\omega}\right)^n}{n! \sum_{j=0}^n \left(\frac{\mu}{\omega}\right)^j / j!}. \quad (2.117)$$

В качестве другого крайнего случая рассмотрим систему, когда количество ремонтников равно количеству образцов оборудования. Пусть на оба образца имеется два ремонтника. Составим граф перехода системы (рис. 2.27):

0 – состояние системы, в котором оба образца исправны;

1 – состояние системы, когда один образец исправен, а другой ремонтируется;

2 – оба образца неисправны и ремонтируются.

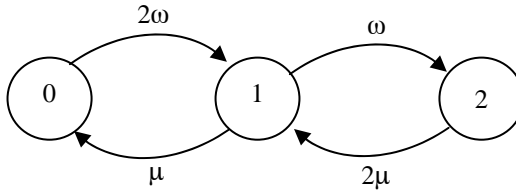


Рис. 2.27. Граф переходов системы

Запишем по графу переходов систему уравнений для установившегося значения:

$$\begin{cases} 0 = -2\omega P_0 + \mu P_1, \\ 0 = 2\omega P_0 - (\omega + \mu) P_1 + 2\mu P_2, \\ 0 = \omega P_1 - 2\mu P_2, \\ 1 = P_0 + P_1 + P_2. \end{cases}$$

Решая систему, получим:

$$K_r = P_0 = \frac{\mu^2}{(\mu + \omega)^2} = \frac{\mu^2}{\mu^2 + 2\omega\mu + \omega^2}. \quad (2.118)$$

Пример 2.10. Пусть $\omega = 10^{-2}$ 1/ч, $\mu = 1$ 1/ч. Определить коэффициент готовности:

$$K_r = \frac{1}{1 + 2 \cdot 10^{-2} + 2 \cdot 10^{-4}} = 0,98.$$

В общем случае, если у нас имеется n образцов оборудования и n ремонтников,

$$K_r = P_0 = \frac{\mu^n}{(\mu + \omega)^n}, \quad (2.119)$$

т.е. коэффициент готовности системы находится как произведение коэффициентов готовности каждого образца. Это и следовало ожи-

дать, так как для каждого образца имеется свой ремонтник и K_r каждого образца не зависит от K_r остальных.

Рассмотрим систему из двух образцов оборудования, соединенных параллельно (рис. 2.28). Как уже указывалось, в этом случае отказ системы наступает только при отказе всех элементов системы.

Предположим, что у нас имеется один ремонтник, который сразу начинает ремонтировать отказавший элемент.

Составим граф переходов системы (рис. 2.29):

0 – состояние системы, в котором оба образца исправны;

1 – состояние системы, когда один образец исправен, а другой ремонтируется;

2 – оба образца неисправны, один ремонтируется.

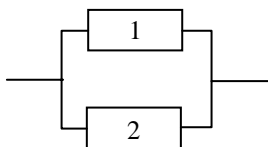


Рис. 2.28. Структура системы с параллельным соединением

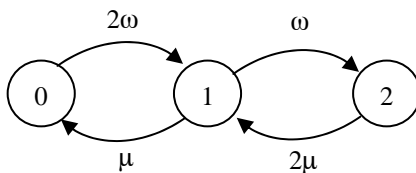


Рис. 2.29. Граф переходов системы

Запишем по графу переходов систему уравнений для установившегося значения:

$$\begin{cases} 0 = -2\omega P_0 + \mu P_1, \\ 0 = 2\omega P_0 - (\omega + \mu)P_1 + \mu P_2, \\ 0 = \omega P_1 - 2\mu P_2, \\ 1 = P_1 + P_2 + P_3. \end{cases}$$

Решив систему, получим:

$$P_0 = \frac{\mu^2}{\mu^2 + 2\omega\mu + 2\omega^2}, \quad P_1 = \frac{2\omega\mu^2}{\mu^2 + 2\omega\mu + 2\omega^2}.$$

Коэффициент готовности

$$K_r = P_0 + P_1 = \frac{\mu^2 + 2\omega\mu}{\mu^2 + 2\omega\mu + 2\omega^2}. \quad (2.120)$$

Пример 2.11. Пусть $\omega = 10^{-2}$ 1/ч, $\mu = 1$ 1/ч. Определить коэффициент готовности:

$$K_r = \frac{1 + 2 \cdot 10^{-2}}{1 + 2 \cdot 10^{-2} + 2 \cdot 10^{-4}} = 0,9998.$$

Имеется довольно многочисленный класс систем, в которых обслуживание невозможно начать до наступления полного отказа системы. Это может произойти, если контролируется только выход из строя всей системы, а не отдельных образцов оборудования. Допустим, у нас имеется 2 образца оборудования, соединенных параллельно. После того как откажет вся система, два ремонтника начинают ремонтировать каждый свой элемент.

Составим граф переходов системы (рис. 2.30):

0 – состояние системы, в котором оба образца исправны;

1 – состояние системы, когда один образец исправен, а другой неисправен, но не ремонтируется;

2 – состояние системы, когда оба образца неисправны и ремонтируются.

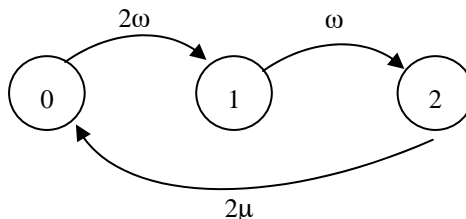


Рис. 2.30. Граф переходов системы

Запишем по графу переходов систему уравнений для установившегося значения:

$$\begin{cases} 0 = -2\omega P_0 + 2\mu P_2, \\ 0 = 2\omega P_0 - \omega P_1, \\ 0 = \omega P_1 - 2\mu P_2, \\ 1 = P_0 + P_1 + P_2. \end{cases}$$

Решив систему, получим:

$$P_0 = \frac{\mu}{3\mu + \omega}, \quad P_1 = \frac{2\mu}{3\mu + \omega}.$$

Коэффициент готовности:

$$K_r = P_0 + P_1 = \frac{3\mu}{3\mu + \omega}. \quad (2.121)$$

Пример 2.12. Пусть $\omega = 10^{-2}$ 1/ч, $\mu = 1$ 1/ч. Определить коэффициент готовности:

$$K_r = \frac{3}{3 \cdot 10^{-2}} = 0,9967.$$

В данном разделе мы рассмотрели несколько вариантов расчета стационарного коэффициента готовности для систем с последовательным и параллельным соединением однотипных элементов. В случае параллельного соединения однотипных элементов коэффициент готовности при тех же параметрах потока отказов и восстановлений значительно выше, так как параллельное соединение одинаковых элементов означает наличие резервирования.

Однако примеры были выбраны минимальной размерности. Для реальных систем количество блоков будет значительно большим, параметры потока отказов и восстановлений – различными. Все это приводит к тому, что размерность графа переходов системы, как правило, оказывается чрезмерно большой для практических расчетов. В этих случаях граф можно сократить, отбросив состояния, вероятность пребывания в которых пренебрежимо мало. Технология

сокращения графа переходов системы проиллюстрирована ниже на двух реальных примерах расчета надежности сложной телекоммуникационной системы.

2.3.5. Расчет надежности сложных инфокоммуникационных систем

Как видно из всего вышеизложенного, методика расчета невозстанавливаемых систем и методика расчета систем с восстановлением значительно отличаются друг от друга. Однако грань между восстанавливаемыми системами не является резкой. Одна и та же система в зависимости от режима эксплуатации может рассматриваться и как восстанавливаемая, и как невозстанавливаемая. Если, допустим, система слежения за погодой, содержащая в своем составе различные датчики и канал для передачи информации, расположена в отдаленном труднодоступном участке, то ее чаще всего придется рассматривать как невозстанавливаемую систему, в то время как та же система, расположенная около возможных центров обслуживания, будет считаться системой восстанавливаемой.

То же происходит и с методиками расчета. Обычно надежные характеристики для невозстанавливаемых систем определяются по структурно-логической схеме надежности либо структурно-логической функции надежности (подразд. 2.2.3). Однако в ряде случаев для больших и сложных систем с функциональным резервированием эти схемы и, соответственно, функции будут также объемными и сложными. Тогда переход от структурно-логической схемы надежности к структурно-логической функции надежности осуществляется через марковскую цепь, учитывающую все возможные состояния системы (подразд. 2.2.3).

Рассмотрим подсистему передачи информации, представленную на рис. 2.31. Информация хранится на сервере, который для надежности задублирован. Подключение рабочих станций к серверам осуществляется через коммутаторы. Каждая из рабочих станций подключается к серверам через пару коммутаторов (на случай отказа коммутатора), но разные рабочие станции подключаются через разные пары.

Структурно-логическую схему надежности в данном случае построить сложно. Проще создать марковскую цепь, аналогично тому, как это в подразд. 2.3.2 сделано для восстанавливаемых объектов. В нее будут входить одно состояние, в котором все блоки исправны, восемь состояний, в которых неисправен один конкретный блок, двадцать восемь (число сочетаний из 8 по 2) состояний, в которых неисправны два блока, и т.д. до последнего состояния, в котором неисправны все блоки. Для каждого состояния достаточно легко определить, работоспособна система в данном состоянии или нет, и провести расчет показателей надежности по построенной марковской цепи.

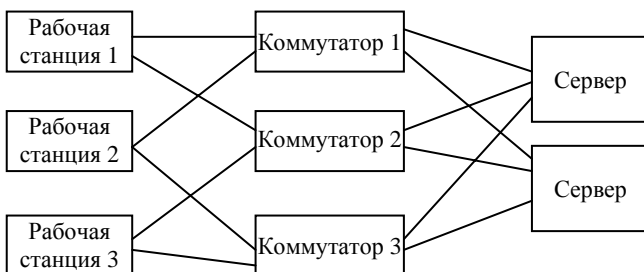


Рис. 2.31. Подсистема передачи информации

Таким образом, можно сделать вывод, что для сложных невосстанавливаемых технических систем расчет по марковской цепи осуществлять удобнее, чем по структурно-логическим схемам и структурно-логическим функциям надежности.

Понятие сложности расчета показателей надежности системы связано с рядом факторов (перечислим лишь некоторые):

- алгоритмической сложностью системы;
- сложностью определения понятия отказа;
- учетом корреляции отказов различных блоков системы, влияющих на отказ системы в целом;
- размерностью системы;
- многообразием состояний системы, учитывающих ненадежность систем контроля, достоверность систем контроля;
- неравнозначностью последствий отказов.

Однако сложность технических систем сказывается и на методике расчета, использующей марковскую цепь. В частности, возникают проблемы, связанные с резким увеличением размерности графа переходов.

Вследствие наличия одного или нескольких факторов, увеличивающих сложность расчета показателей надежности, число состояний графа переходов может оказаться слишком большим для реальных расчетов надежности системы. Поэтому приходится производить усечение графа. Основная идея заключается в том, что разумно отбрасывать состояния, в которых система пребывает с малой вероятностью. Как видно из примеров 2.9–2.12, для системы с последовательным соединением вероятность пребывания в состоянии с отказами двух блоков на несколько порядков меньше вероятности пребывания в состоянии с одним отказавшим блоком. Для систем с параллельным соединением общая тенденция сохраняется, но есть свои отличия, связанные с организацией ремонта. Излагаемый подход иллюстрируется на примере двух реальных технических систем.

В данном параграфе рассматриваются основные этапы расчета надежности сложных технических систем:

1. Анализ структуры системы и определение ее функций.
2. Определение надежностных характеристик блоков системы.
- 3а. Составление структурно-логической схемы надежности и/или графа состояний.
- 3б. Расчет интенсивностей перехода по состояниям.
4. Расчет коэффициента готовности и других требуемых показателей надежности системы.

Пример 2.13. Расчет надежности системы технологической связи (СТС), реализующей технологию STM-1 (синхронная цифровая передача данных, обеспечивающая скорость передачи 155 Мбит/с).

Структура и функции СТС

Система технологической связи установлена на железной дороге и выполнена на базе промышленных блоков СММ-01, которые

предназначены для установки плат МТ-01, МТ-02, МХ-01, ММ-01, МХ-02 и их модификаций в соответствии с проектом связи (все обозначения, определения, функциональные и надежность характеристики взяты из технической документации ОАО «Морион»). Структура СТС является регулярной, поэтому достаточно рассмотреть упрощенную структуру (рис. 2.32).

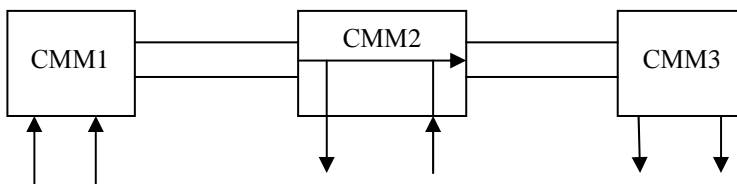


Рис. 2.32 Структура простейшего соединения блоков СТС

Блоки СММ1 и СММ3 являются терминальными мультиплексорами, т.е. они либо принимают информацию от источников (СММ1), либо доставляют информацию потребителям (СММ3). Блок СММ2 является так называемым мультиплексором add-drop – это мультиплексор, который может часть информации передать потребителю, а на ее место принять информацию от нового источника и передать следующему мультиплексору. Оптоволокно, связывающее блоки СММ, является задублированным.

Рассмотрим функции основных плат.

Плата ММ-01-02 реализует функции:

- ведущего мультиплексора в сетях с кольцевой и линейной структурой;
- регенерации оптического сигнала на скорости 155,520 Мбит/с;
- резервирования волоконно-оптического тракта;
- оптического интерфейса L-1.2.

Плата МХ-02 предназначена для приема и передачи группового потока сигнала STM-1 на скорости 155,52 Мбит/с по коаксиальному кабелю. Плата МТ-01 реализует функции:

– ввода до 21 компонентного потока 2048 кбит/с в групповой сигнал TUG-3;

– вывода до 21 компонентного потока 2048 кбит/с из группового сигнала TUG-3;

– 21 компонентный интерфейс 2048 кбит/с.

Плата ОС-01– генератор опорных частот и устройство синхронизации.

Плата ВВ-01– ввод фидера питания.

Определение надежности характеристик блоков СТС

Интенсивность отказов для каждого блока приведена в технической документации. Следует определиться с интенсивностью потока восстановлений для каждого блока. В состав системы включены средства управления, мониторинга и диагностики (платы УМ-01), которые позволяют зафиксировать обрыв связи и установить неисправность с точностью до блока или до платы на блоки. В соответствии с рекомендациями по эксплуатации на каждой станции хранится определенный запас плат и блоков, и ремонт производится путем замены неисправного блока на исправный. Это позволяет принять довольно высокие значения интенсивности восстановления для каждого блока. Надежные характеристики блоков сведены в табл. 2.1.

Таблица 2.1

	$\lambda, 1/\text{ч}$	$\mu, 1/\text{ч}$
1. МХ-02	0,0000001	1
2. МТ-01	0,0000001	1
3. УМ-01-01	0,0000001	1
4. ОС-01	0,0000001	1
5. ВВ-01	0,0000001	1
6. СК-01	0,0000001	1
7. УМ-01	0,0000001	1
8. СММ-11-11	0,0000001	1
9. ММ-01-02	0,000001	1

Составление структурно-логической схемы надежности и графа состояний

При составлении структурно-логической схемы надежности следует определить, какие блоки соединены последовательно, а какие параллельно. При этом блоки, которые не являются избыточными и необходимы для работы системы, считаются соединенными последовательно, а блоки, которые дублируют основные, считаются соединенными параллельно. Структура СТС является регулярной, блоки СММ соединены задублированным оптоволоком. Однако в каждом конкретном блоке СММ может быть установлен свой набор плат. Поскольку структурная схема СТС для данного примера почти не отличается от структурно-логической схемы надежности, на рис. 2.33 сразу представлена структурно-логическая схема надежности СТС.

Выделим возможные состояния системы и нарисуем граф переходов между этими состояниями.

Поскольку в полном виде, как уже говорилось, граф переходов имеет слишком большую размерность, работать приходится с усеченным графом переходов. При усечении графа не учитываются неработоспособные состояния с накоплением отказов элементов системы. При этом, как показывает практика, результаты расчетов практически не отличаются от результатов расчетов по полному графу.

Построим граф переходов по состояниям для рассматриваемой СТС. Нулевым состоянием является такое состояние, в котором все блоки системы исправны, при этом, естественно, вся система в целом исправна и работоспособна.

Будем отдельно рассматривать отказы недублированных блоков и задублированных блоков СТС.

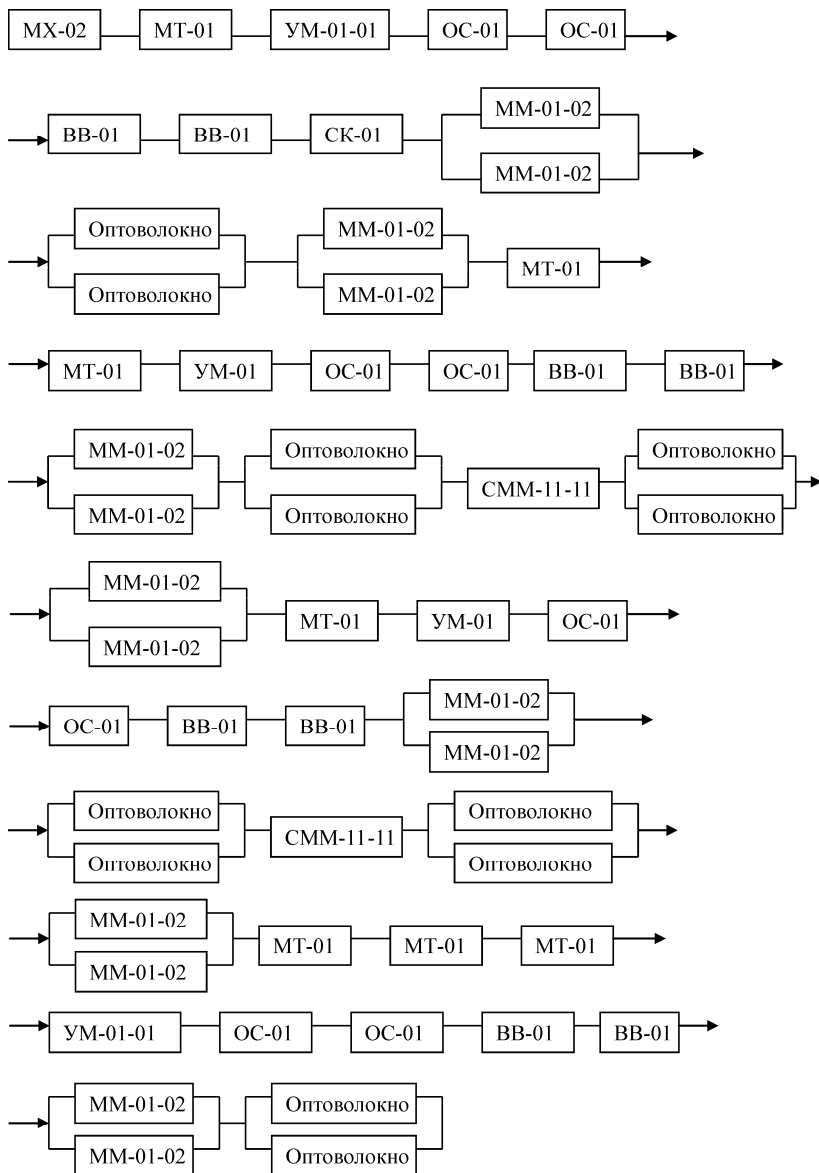


Рис. 2.33 Структурно-логическая схема надежности системы технологической связи

Недублированные блоки в системе следующие: МХ-01 (1 шт.), МТ-01 (7 шт.), УМ-01-01 (2 шт.), ОС-01 (8 шт.), ВВ-01 (8 шт.), СК-01 (4 шт.), УМ-01 (2 шт.), СММ-11-11 (2 шт.). Соответственно, в графе будут присутствовать следующие состояния:

- первое состояние – вышел из строя блок МХ-1;
- второе состояние – вышел из строя любой один из блоков МТ-01;
- третье состояние – вышел из строя любой один из блоков УМ-01-01;
- четвертое состояние – вышел из строя любой один из блоков ОС-1;
- пятое состояние – вышел из строя любой один из блоков ВВ-01;
- шестое состояние – вышел из строя любой один из блоков СК-01;
- седьмое состояние – вышел из строя любой один из блоков УМ-01;
- восьмое состояние – вышел из строя любой один из блоков СММ-11-11.

В любом из этих состояний система неработоспособна.

Далее будем рассматривать задублированные блоки. Первыми рассмотрим пару блоков ММ-01-02. Если один из этих блоков выйдет из строя (состояние девять), система останется работоспособной. Следовательно, необходимо ввести еще одно состояние (состояние десять), в котором оба эти блока вышли из строя, и система в целом переходит в состояние неработоспособности. Аналогично появляются пары состояний (с одиннадцатого по тридцать третье) для всех остальных задублированных блоков ММ-01-02 и оптоволоконных линий связи. Граф переходов системы представлен на рис. 2.34. Все стрелки, исходное или конечное состояние которых четко не обозначено, связаны с нулевым состоянием.

Исходящие из состояния с меньшим номером стрелки нагружены интенсивностью отказов соответствующего блока. Например, (0-1) – интенсивность отказов блока МХ-02 (λ_1). Исходящие из со-

стояния с большим номером стрелки нагружены интенсивностью восстановления соответствующего блока. Например, (1-0) – интенсивность восстановления блока МХ-02 (μ_1).

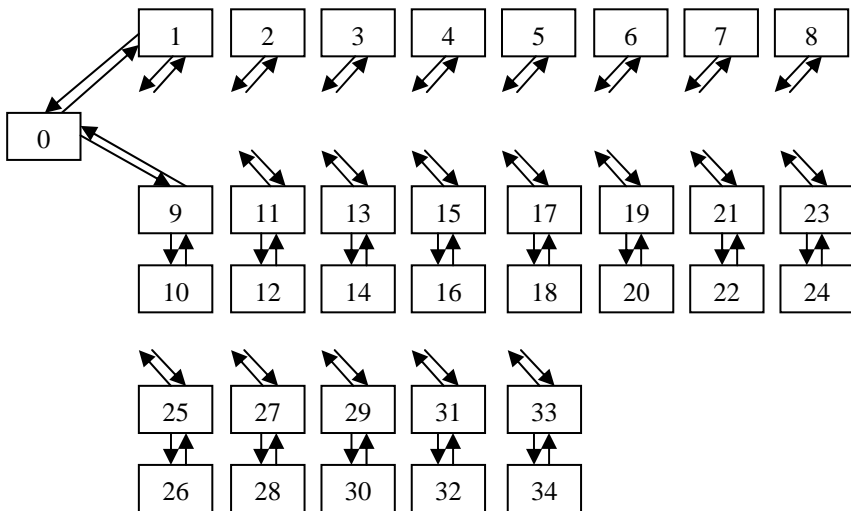


Рис. 2.34. Граф состояний марковской цепи функционирования системы технологической связи

При этом следует учитывать, что для задублированных блоков интенсивность отказов может удваиваться. Так, перейти из состояния 0 в состояние 9 система может при отказе любого из двух блоков ММ-01-02. Следовательно, интенсивность этого перехода равна двум интенсивностям отказа блока ММ-01-02. Переход из состояния 9 в состояние 10 связан с отказом только одного из блоков ММ-01-02 (поскольку второй уже отказал), и, следовательно, его интенсивность равна интенсивности отказа одного блока ММ-01-02. Поскольку мы не знаем, как именно будет организован ремонт, интенсивность восстановлений удваивать не будем, поскольку иначе можем получить завышенную оценку коэффициента готовности. Все вышесказанное относится и к остальным парам задублированных блоков.

Расчет коэффициента готовности СТС

Для вычисления финальных вероятностей составим по графу состояний марковской цепи, изображенной на рис. 2.34, систему уравнений. Так как коэффициент готовности будет рассчитываться для установившегося режима, то систему дифференциальных уравнений сразу преобразуем в систему алгебраических уравнений (2.108):

$$\begin{aligned}0 &= \lambda_1 P_0 - \mu_1 P_1, \\0 &= 7\lambda_2 P_0 - \mu_2 P_2, \\0 &= 2\lambda_3 P_0 - \mu_3 P_3, \\0 &= 8\lambda_4 P_0 - \mu_4 P_4, \\0 &= 8\lambda_5 P_0 - \mu_5 P_5, \\0 &= 4\lambda_6 P_0 - \mu_6 P_6, \\0 &= 2\lambda_7 P_0 - \mu_7 P_7, \\0 &= 2\lambda_8 P_0 - \mu_8 P_8, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_9 - \lambda_{10} P_9 + \mu_{10} P_{10}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_{10}, \\0 &= 2\lambda_{11} P_0 - \mu_{11} P_{11} - \lambda_{11} P_{11} + \mu_{11} P_{12}, \\0 &= 2\lambda_{11} P_{11} - \mu_{11} P_{12}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_{13} - \lambda_{10} P_{13} + \mu_{10} P_{14}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_{13} - \mu_{10} P_{14}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_{15} - \lambda_{10} P_{15} + \mu_{10} P_{16}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_{15} - \mu_{10} P_{16}, \\0 &= 2\lambda_{12} P_0 - \mu_{12} P_{17} - \lambda_{12} P_{17} + \mu_{12} P_{18}, \\0 &= 2\lambda_{12} P_{17} - \mu_{17} P_{18}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_{19} - \lambda_{10} P_{19} + \mu_{10} P_{20}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_{19} - \mu_{10} P_{20}, \\0 &= 2\lambda_{10} P_0 - \mu_{10} P_{21} - \lambda_{10} P_{21} + \mu_{10} P_{22},\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
0 &= 2\lambda_{10}P_{21} - \mu_{10}P_{22}, \\
0 &= 2\lambda_{13}P_0 - \mu_{13}P_{23} - \lambda_{13}P_{23} + \mu_{13}P_{24}, \\
0 &= 2\lambda_{13}P_{23} - \mu_{13}P_{24}, \\
0 &= 2\lambda_{10}P_0 - \mu_{10}P_{25} - \lambda_{10}P_{25} + \mu_{10}P_{26}, \\
0 &= 2\lambda_{10}P_{25} - \mu_{10}P_{26}, \\
0 &= 2\lambda_{10}P_0 - \mu_{10}P_{27} - \lambda_{10}P_{27} + \mu_{10}P_{28}, \\
0 &= 2\lambda_{10}P_{27} - \mu_{10}P_{28}, \\
0 &= 2\lambda_{14}P_0 - \mu_{14}P_{29} - \lambda_{14}P_{29} + \mu_{14}P_{30}, \\
0 &= 2\lambda_{14}P_{29} - \mu_{14}P_{30}, \\
0 &= 2\lambda_{15}P_0 - \mu_{15}P_{31} - \lambda_{15}P_{31} + \mu_{15}P_{32}, \\
0 &= 2\lambda_{15}P_{31} - \mu_{15}P_{32}, \\
0 &= 2\lambda_{16}P_0 - \mu_{16}P_{33} - \lambda_{16}P_{33} + \mu_{16}P_{34}, \\
0 &= 2\lambda_{16}P_{33} - \mu_{16}P_{34},
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
1 &= P_0 + P_1 + P_2 + P_3 + P_4 + P_5 + P_6 + P_7 + P_8 + P_9 + P_{10} + P_{11} + P_{12} + \\
&+ P_{13} + P_{14} + P_{15} + P_{16} + P_{17} + P_{18} + P_{19} + P_{20} + P_{21} + P_{22} + P_{23} + P_{24} + \\
&+ P_{25} + P_{26} + P_{27} + P_{28} + P_{29} + P_{30} + P_{31} + P_{32} + P_{33} + P_{34}.
\end{aligned}$$

Решая систему уравнений методом подстановки, найдем финальные вероятности в выражении для коэффициента готовности:

$$\begin{aligned}
P_0 &= \frac{1}{(1 + \frac{\lambda_1}{\mu_1} + \frac{7\lambda_2}{\mu_2} + \frac{2\lambda_3}{\mu_3} + \frac{8\lambda_4}{\mu_4} + \frac{8\lambda_5}{\mu_5} + \frac{4\lambda_6}{\mu_6} + \frac{3\lambda_7}{\mu_7} + \frac{2\lambda_8}{\mu_8} + \frac{14\lambda_{10}}{\mu_{10}} + \frac{14\lambda_{10}^2}{\mu_{10}^2} + \frac{2\lambda_{11}}{\mu_{11}} +} \\
&= \frac{1}{\frac{\lambda_{11}^2}{\mu_{11}^2} + \frac{2\lambda_{12}}{\mu_{12}} + \frac{\lambda_{12}^2}{\mu_{12}^2} + \frac{2\lambda_{13}}{\mu_{13}} + \frac{\lambda_{13}^2}{\mu_{13}^2} + \frac{2\lambda_{14}}{\mu_{14}} + \frac{\lambda_{14}^2}{\mu_{14}^2} + \frac{2\lambda_{15}}{\mu_{15}} + \frac{\lambda_{15}^2}{\mu_{15}^2} + \frac{2\lambda_{16}}{\mu_{16}} + \frac{\lambda_{16}^2}{\mu_{16}^2}}. \\
P_9 &= P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{11} = P_0 \frac{2\lambda_{11}}{\mu_{11}}; \quad P_{13} = P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{15} = P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{17} = P_0 \frac{2\lambda_{12}}{\mu_{12}}; \\
P_{19} &= P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{21} = P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{23} = P_0 \frac{2\lambda_{13}}{\mu_{13}}; \quad P_{25} = P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}}; \quad P_{27} = P_0 \frac{2\lambda_{10}}{\mu_{10}};
\end{aligned}$$

$$P_{29} = P_0 \frac{2\lambda_{14}}{\mu_{14}}; \quad P_{31} = P_0 \frac{2\lambda_{15}}{\mu_{15}}; \quad P_{33} = P_0 \frac{2\lambda_{16}}{\mu_{16}}.$$

Поскольку коэффициент готовности – это сумма вероятностей пребывания системы в работоспособных состояниях,

$$K_r = P_0 + P_9 + P_{11} + P_{13} + P_{15} + P_{17} + P_{19} + P_{21} + P_{23} + P_{25} + \\ + P_{27} + P_{29} + P_{31} + P_{33} = 0,9996.$$

В данном примере еще раз использовалась методика расчета надежности сложных технических систем, изложенная в подразд. 2.3.2. В отличие от предыдущих примеров (2.9–2.12), исследуемая система состояла из достаточно большого количества блоков, что привело к необходимости разработать эмпирические правила по усечению графа переходов системы. Однако структура СТС являлась регулярной, и построение структурно-логической схемы надежности системы не представляло особых сложностей. Рассмотрим еще один пример реальной системы, в которой основную трудность представляет именно построение структурно-логической схемы надежности.

Пример 2.14. Проектная оценка надежности автоматизированной информационно-измерительной системы (АИИС) «Алтайэнерго».

Структурная схема АИИС «Алтайэнерго» приведена на рис. 2.35. АИИС предназначена для измерения параметров на указанных подстанциях и передаче их в ОАО «Алтайэнерго» г. Барнаула через корпоративную сеть передачи данных. Если корпоративная сеть или ее блоки отказали, то передавать информацию можно через сотовую сеть связи стандарта GSM. Для такой системы с повышенной надежностью функций передачи данных следует определить понятие отказа. В нашем случае отказом АИИС КУЭ будем считать невозможность выполнения системой функций в полном объеме.

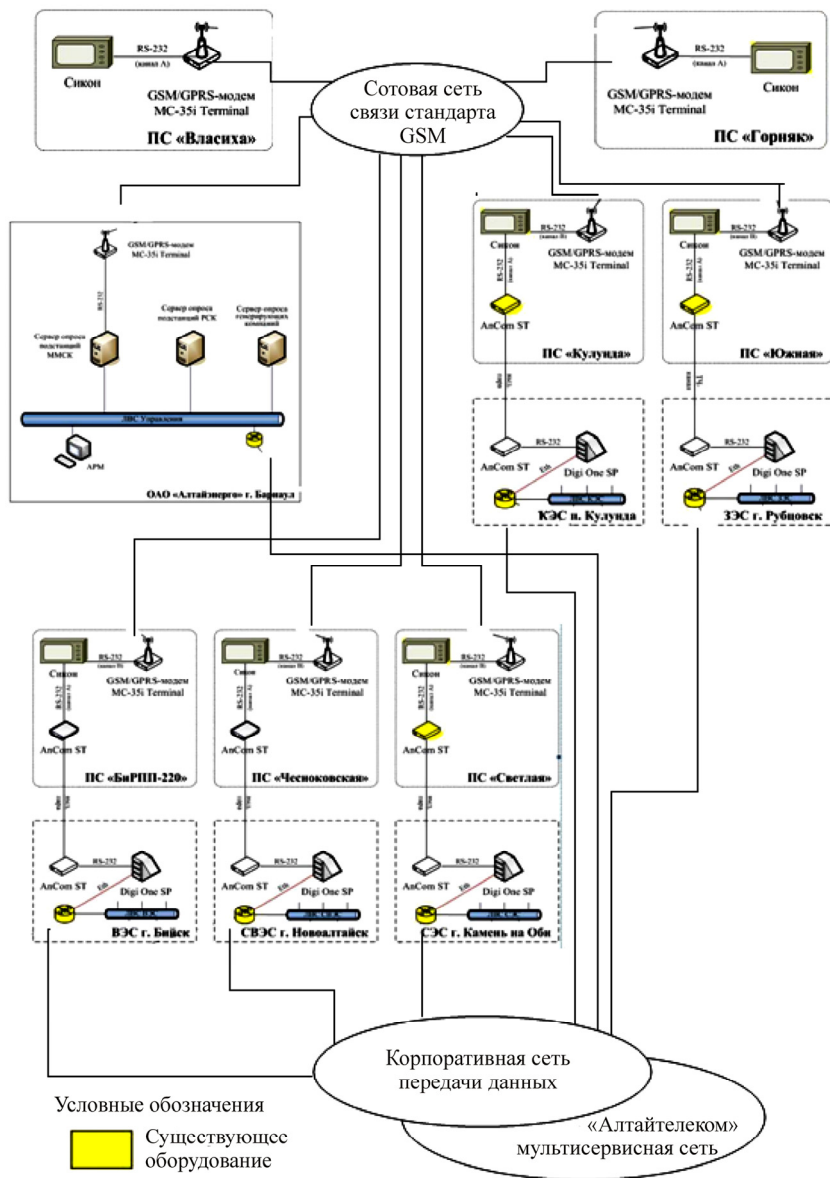


Рис. 2.35. Структурная схема АИИС «Алтайэнерго»

Определение надежностных характеристик блоков АИИС

Все оборудование АИИС защищено от влияния внешних воздействий и функционирует в штатных условиях, указанных в документах производителей. Поэтому показатели надежности элементов АИИС КУЭ приравниваются к показателям, указанным производителями, и поправочные коэффициенты на условия эксплуатации не учитываются.

Для сотовой связи стандарта GSM и корпоративной сети передачи данных примем следующие значения наработки на отказ и времени восстановления: $T = 170000$ ч, $T_b = 1$ ч. Для спутниковой системы связи «GlobalStar»: $T = 220000$ ч, $T_b = 1$ ч.

Значение показателей надежности элементов АИИС приведены в табл. 2.2.

Таблица 2.2

Элемент	Марка	Кол-во	Производитель	T , ч	T_b , ч
УСПД	Сикон C50	7	ЗАО ИТФ «СИСТЕМЫ И ТЕХНОЛОГИИ»	70 000	1
Сервер	HP Proliant DL360	1	HP	70 000	1
Модем	AnCom ST	10	ООО «Аналитик-ТС»	60 000	0,5
GSM/GPRS-модем	MC-35i Terminal	8	Siemens	65 000	0,5
Спутниковый терминал	GSP-1620x1C	4	Спутник-Связь-Сервис	80 000	0,5
Терминальный сервер	Digi120-240 Vac Power Supply	5	Digi International Inc.	100 000	0,5
Сетевой коммутатор	8 port 10/100BaseT	1	Intel	100 000	1
Маршрутизатор	Cisco 2950	2	Cisco Systems	320 000	1
ИБП	SUA750I	6	Корпорация «APC»	75 000	2

Отказ источника бесперебойного питания (ИБП) резервируется прямым включением УСПД и сервера в сеть. Одновременный отказ ИБП и пропадание питания в сети (за время восстановления или замены ИБП) является достаточно маловероятным, и его можно не принимать в расчет, учитывая достаточно высокую надежность поставки электроэнергии.

Составление структурно-логической схемы надежности и графа переходов марковской цепи

По структурной схеме АИИС (см. рис. 2.35) видно, что блоки делятся, как и предыдущем примере, на дублированные и недублированные. Однако дублирование блоков не является явно выраженным, и построение структурно-логической схемы надежности является более сложной задачей.

Анализ функций блоков АИИС показывает следующее. Сервер ОАО не дублируется. Линии связи корпоративной сети дублируются сотовой связью GSM. Оборудование для связи подстанций (ПС) не дублируется. Оборудование для связи в составе КЭС, ЗЭС, ВЭС, СВЭС и СЭС дублируется GSM/GPRS-модемом.

В результате выявленных особенностей функционирования АИИС получается структурно-логическая схема надежности, представленная на рис. 2.36.

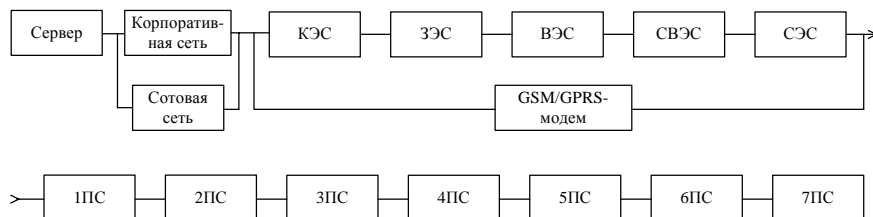


Рис. 2.36. Структурно-логическая схема надежности АИИС

Расчет коэффициента готовности АИИС «Алтайэнерго»

На первом этапе расчета составим граф работоспособности системы. Для этого определим все состояния работоспособности системы с учетом блоков системы и установим интенсивности перехода по данным состояниям. Усечение графа переходов будет осуществляться так же, как в предыдущем примере.

Выделим следующие состояния. Буква «р» в обозначении состояния свидетельствует о работоспособности АИИС в данном состоянии, буква «н» – о неработоспособности.

0 – все блоки исправны;

1р – отказ блока GSM/GPRS-модем;

2р – отказ блока КЭС;

3р – отказ блока ЗЭС;

4р – отказ блока ВЭС;

5р – отказ блока СВЭС;

6р – отказ блока СЭС;

1н – отказ блока GSM/GPRS-модем и блока КЭС или блока ЗЭС или блока ВЭС или блока СВЭС или блока СЭС;

7р – отказ блока Корпоративная сеть;

8р – отказ блока Сотовая сеть;

7н – отказ блоков Корпоративная сеть и Сотовая связь;

9н – отказ блока 1ПС;

10н – отказ блока 2ПС;

11н – отказ блока 3ПС;

12н – отказ блока 4ПС;

13н – отказ блока 5ПС;

14н – отказ блока 6ПС;

15н – отказ блока 7ПС;

16н – отказ блока «Сервер».

Граф работоспособности системы, построенный с учетом введенных обозначений, представлен на рис. 2.37.

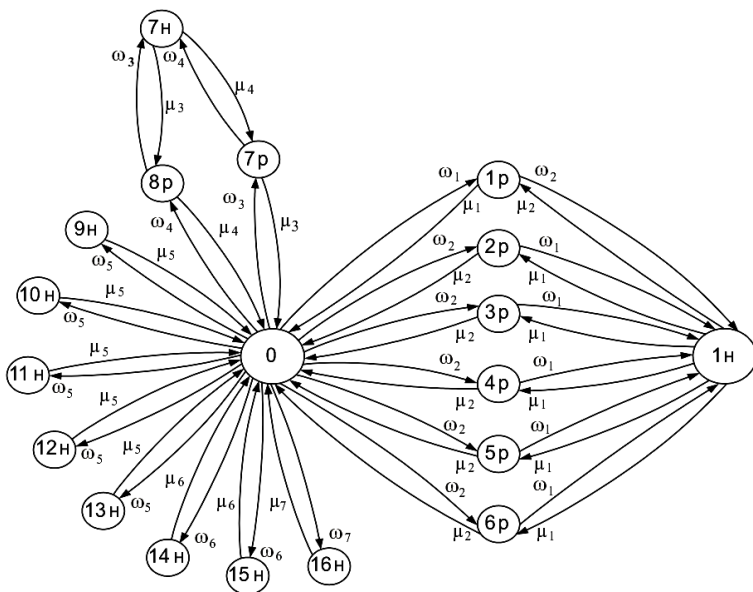


Рис. 2.37. Граф работоспособности системы

Рассчитаем интенсивности отказов и восстановления блоков и интенсивности перехода между состояниями:

GSM/GPRS-модем: $T = 65000$ ч, $T_b = 1$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов:

$$\omega_1 = \frac{1}{T} = \frac{1}{65000} = 0,000015.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_1 = \frac{1}{T_b} = \frac{1}{1} = 1.$$

Блок КЭС: в данный блок входят терминальный сервер Digi One SP и телефонный модем AnCom ST.

Digi One SP: $T = 100000$ ч, $T_b = 0,5$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов:

$$\omega_{2C} = \frac{1}{T} = \frac{1}{100000} = 0,00001.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_{2C} = \frac{1}{T_B} = \frac{1}{0,5} = 2.$$

AnCom ST: $T = 60000$ ч, $T_B = 0,5$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов для модема:

$$\omega_{2M} = \frac{1}{T} = \frac{1}{60000} = 0,000017.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_{2M} = \frac{1}{T_B} = \frac{1}{0,5} = 2.$$

Суммарная интенсивность отказа складывается из интенсивностей ω_{2C} и ω_{2M} и вычисляется следующим образом:

$$\omega_2 = \omega_{2C} + \omega_{2M} = 0,00001 + 0,000017 = 0,000027.$$

Интенсивность восстановления примем равной 2.

Так как блоки КЭС, ЗЭС, ВЭС, СВЭС и СЭС содержат одинаковые элементы, соответственно, их интенсивности отказа и восстановления будут равны.

Корпоративная сеть передачи данных:

$T = 170\,000$ ч, $T_B = 1$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов:

$$\omega_3 = \frac{1}{T} = \frac{1}{1\,700\,000} = 0,0000059.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_3 = \frac{1}{T_B} = \frac{1}{1} = 1.$$

Для *сотовой связи стандарта GSM* исходные данные такие же, как у корпоративной сети передачи данных, следовательно, значения интенсивностей будут равны: $\omega_4 = 0,0000059$ и $\mu_4 = 1$.

Блок 1ПС: в данный блок входят телефонный модем AnCom ST, GSM/GPRS-модем и Сикон C50.

Для GSM/GPRS-модема и телефонного модема AnCom ST интенсивности были рассчитаны выше.

Сикон C50: $T = 70000$ ч, $T_b = 0,5$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов:

$$\omega_{5C} = \frac{1}{T} = \frac{1}{70000} = 0,000014.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_{5C} = \frac{1}{T_b} = \frac{1}{1} = 1.$$

Суммарная интенсивность отказа будет складываться из интенсивностей ω_1 , ω_{2M} и ω_{5C} и вычисляется следующим образом:

$$\omega_5 = \omega_1 + \omega_{2M} + \omega_{5C} = 0,000015 + 0,000017 + 0,000014 = 0,000046.$$

Интенсивность восстановления примем равной 2.

Поскольку блоки 1ПС, 2ПС, 3ПС, 4ПС и 5ПС содержат одинаковые элементы, соответственно, их интенсивности отказа и восстановления будут равны.

Блок 6ПС: в данный блок входят GSM/GPRS-модем и Сикон C50.

Интенсивности GSM/GPRS-модема и Сикона C50 были рассчитаны выше.

Суммарная интенсивность отказа будет складываться из интенсивностей ω_1 и ω_{5C} и вычисляется следующим образом:

$$\omega_6 = \omega_1 + \omega_{5C} = 0,000015 + 0,000014 = 0,000029.$$

Интенсивность восстановления примем равной 1.

Сервер: $T = 70000$ ч, $T_b = 1$ ч.

Рассчитаем интенсивность отказов:

$$\omega_7 = \frac{1}{T} = \frac{1}{70000} = 0,000014.$$

Интенсивность восстановления

$$\mu_7 = \frac{1}{T_B} = \frac{1}{1} = 1.$$

Расчет коэффициента готовности АИИС

В соответствии с принятой методикой составим по графу систему линейных уравнений (2.108):

$$\left\{ \begin{array}{l} -P_0 \cdot \omega_1 + P_{1p} \cdot \mu_1 - P_0 \cdot \omega_2 + P_{2p} \cdot \mu_2 - P_0 \cdot \omega_2 + P_{3p} \cdot \mu_2 - P_0 \cdot \omega_2 + \\ + P_{4p} \cdot \mu_2 - P_0 \cdot \omega_2 + P_{5p} \cdot \mu_2 - P_0 \cdot \omega_2 + P_{6p} \cdot \mu_2 - P_0 \cdot \omega_3 + P_{7p} \cdot \mu_3 - \\ - P_0 \cdot \omega_4 + P_{8p} \cdot \mu_4 - P_0 \cdot \omega_5 + P_{9h} \cdot \mu_5 - P_0 \cdot \omega_5 + P_{10h} \cdot \mu_5 - \\ - P_0 \cdot \omega_5 + P_{11h} \cdot \mu_5 - P_0 \cdot \omega_5 + P_{12h} \cdot \mu_5 - P_0 \cdot \omega_5 + P_{13h} \cdot \mu_5 - \\ - P_0 \cdot \omega_6 + P_{14h} \cdot \mu_6 - P_0 \cdot \omega_6 + P_{15h} \cdot \mu_6 - \\ - P_0 \cdot \omega_7 + P_{16h} \cdot \mu_7 = 0 \\ P_0 \cdot \omega_1 - P_{1p} \cdot \mu_1 - P_{1p} \cdot \omega_2 + P_{1h} \cdot \mu_2 = 0 \\ P_0 \cdot \omega_2 - P_{ip} \cdot \mu_2 - P_{ip} \cdot \omega_1 + P_{1h} \cdot \mu_1 = 0, \text{ где } i = 2 \dots 6 \\ P_{1p} \cdot \omega_2 - P_{1h} \cdot \mu_2 + P_{2p} \cdot \omega_1 - P_{1h} \cdot \mu_1 + P_{3p} \cdot \omega_1 - P_{1h} \cdot \mu_1 + P_{4p} \cdot \omega_1 - P_{1h} \cdot \mu_1 + \\ + P_{5p} \cdot \omega_1 - P_{1h} \cdot \mu_1 + P_{6p} \cdot \omega_1 - P_{1h} \cdot \mu_1 = 0 \\ P_0 \cdot \omega_3 - P_{7p} \cdot \mu_3 - P_{7p} \cdot \omega_4 + P_{7h} \cdot \mu_4 = 0 \\ P_0 \cdot \omega_4 - P_{8p} \cdot \mu_4 - P_{8p} \cdot \omega_3 + P_{7h} \cdot \mu_3 = 0 \\ P_{7p} \cdot \omega_4 - P_{7h} \cdot \mu_4 + P_{8p} \cdot \omega_3 - P_{7h} \cdot \mu_3 = 0 \\ P_0 \cdot \omega_5 - P_{jh} \cdot \mu_5 = 0, \text{ где } j = 9 \dots 13 \\ P_0 \cdot \omega_6 - P_{kh} \cdot \mu_6 = 0, \text{ где } k = 15, 16 \\ P_0 \cdot \omega_7 - P_{16h} \cdot \mu_7 = 0 \\ P_{7p} \cdot \omega_4 - P_{7h} \cdot \mu_4 + P_{8p} \cdot \omega_3 - P_{7h} \cdot \mu_3 = 0 \\ P_0 + \sum P_{mp} + \sum P_{rh} = 1, \text{ где } m = 1 \dots 8, \quad r = 1, 7, 9 \dots 16. \end{array} \right.$$

Решив систему уравнений, получим следующие значения вероятностей:

$$\begin{aligned}
 P_0 &= 0,999717, P_{1p} = 0,000015, P_{2p} = 0,000013, P_{3p} = 0,000013, \\
 P_{4p} &= 0,000013, P_{5p} = 0,000013, P_{6p} = 0,000013, P_{7p} = 0,0000059, \\
 P_{8p} &= 0,0000059, P_{1н} = 0,00000000021, P_{7н} = 0,000000000035, \\
 P_{9н} &= 0,000023, \\
 P_{10н} &= 0,000023, P_{11н} = 0,000023, P_{12н} = 0,000023, P_{13н} = 0,000023, \\
 P_{14н} &= 0,0000297, P_{15н} = 0,0000297, P_{16н} = 0,000014.
 \end{aligned}$$

Коэффициент готовности будет равняться вероятности застать АИИС в одном из работоспособных состояний:

$$\begin{aligned}
 K_r &= P_0 + \sum_{n=1}^8 P_{np} = 0,999717 + 0,000015 + 5 \cdot 0,000013 + \\
 &\quad + 2 \cdot 0,0000059 = 0,99981.
 \end{aligned}$$

Данный пример еще раз иллюстрирует методику расчета надежности сложных технических систем, изложенную в подразд. 2.3.2. Однако структура АИИС с точки зрения надежности и, соответственно, построения структурно-логической схемы несколько сложнее, чем структура СТС, в силу чего основное внимание было уделено анализу структуры и функционирования АИИС. Кроме того, более подробно был показан расчет интенсивностей переходов между состояниями графа переходов.

2.4. Расчет надежности восстанавливаемых систем при наличии системы контроля

Как было указано в подразд. 2.3.5, сложность технической системы связана с многообразием состояний системы, в том числе учитывающих ненадежность систем контроля и достоверность систем контроля. Подробно системы контроля будут рассмотрены в четвертой главе. В данном параграфе показано, как усложняется анализ и увеличивается число состояний в графе перехода из-за ненадежности систем контроля.

Внешние системы контроля не снижают надежности контролируемой системы, а их воздействие на надежность характеристики контролируемой системы может учитываться через изменение среднего времени восстановления того или иного элемента системы, однако, как правило, это чрезвычайно трудно сделать.

Как будет показано в четвертой главе (подразд. 4.3.2), встроенные системы контроля подразделяются на тестовые системы, системы функционального контроля и комбинированные системы.

В системах *тестового контроля* на блоки контролируемой системы подаются специально организованные (тестовые) воздействия от системы контроля. Тестовый контроль применяется в специальных тестовых режимах как перед началом функционирования, так и в процессе функционирования в специальных тайм-аутах, но при этом тестовые воздействия не должны мешать нормальному функционированию контролируемой системы.

В системах *функционального контроля* подача воздействий на блоки контролируемой системы не производится. Система функционального контроля на основе сравнения входных рабочих воздействий и соответствующих им выходных реакций контролируемой системы выносит решение об исправности либо неисправности контролируемой системы.

В *комбинированных* системах часть блоков контролируемой системы охватывается встроенным тестовым контролем, часть – функциональным.

Встроенные системы контроля снижают общую надежность системы. Для них может иметь место и пропуск неисправности (неисправность есть, но система контроля ее не обнаруживает), и ложная браковка (система контроля выдает сообщение о неисправности, однако неисправности не существует).

Однако встроенная система позволяет охватить контролем все или некоторые блоки контролируемой системы, что, как правило, ускоряет время обнаружения отказа блока (в частности, обнаружить выход из строя зарезервированного элемента удастся только при наличии системы встроенного контроля). В результате удастся поднять

коэффициент готовности системы за счет уменьшения времени восстановления системы. Будем обозначать время восстановления блока в присутствии встроенной системы контроля $T_{\text{вк}}^{\text{к}}$.

Рассмотрим методику расчета коэффициента готовности системы в присутствии системы встроенного контроля.

2.4.1. Система встроенного контроля абсолютно надежна

Рассмотрим наиболее общий вариант расчета коэффициента готовности, когда некоторые блоки системы охвачены встроенным контролем, а некоторые – нет. Если ввести понятие полноты обхвата встроенным контролем $\Pi_{\text{вк}}$, то в этом случае

$$\Pi_{\text{вк}} = \frac{N_{\text{бл}}^{\text{охв}}}{N_{\text{бл}}} < 1. \quad (2.122)$$

Проанализируем вариант последовательного соединения блоков контролируемой системы. Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, а блок 2 – не охвачен (рис. 2.38).

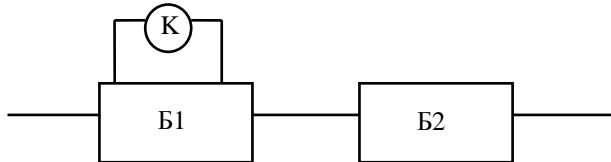


Рис. 2.38. Последовательное соединение блоков контролируемой системы

Поскольку Б1 охвачен встроенным контролем, интенсивность восстановления для него будет не μ_1 , а $\mu_1^{\text{к}}$ (в некоторых случаях эти значения могут совпадать). У Б2, не охваченного встроенным контролем, интенсивность восстановления останется прежней – μ_2 .

Состояния системы:

0 – Б1, Б2 исправны, система работоспособна;

1 – Б1 неисправен и ремонтируется, Б2 исправен, система неработоспособна;

2 – Б1 исправен, Б2 неисправен и ремонтируется, система неработоспособна;

3 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

Граф моделирования приведен на рис. 2.39.

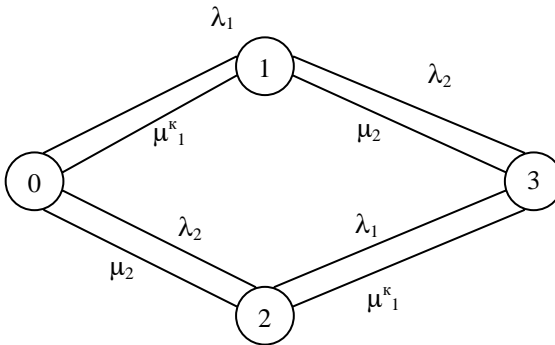


Рис. 2.39. Граф моделирования

Проанализируем вариант параллельного соединения блоков контролируемой системы (рис. 2.40). Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, а блок 2 – не охвачен.

Поскольку Б2 не охвачен встроенным контролем, его одиночный отказ не обнаруживается. Поэтому состояния системы будут выглядеть следующим образом:

0 – Б1 и Б2 исправны, система работоспособна;

1 – Б1 неисправен и ремонтируется, Б2 исправен, система работоспособна;

2 – Б1 исправен, Б2 неисправен и не ремонтируется, система работоспособна;

3 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

Граф моделирования приведен на рис. 2.41.

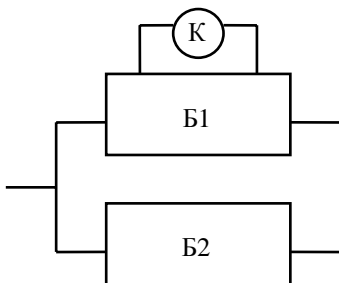


Рис. 2.40. Параллельное соединение блоков контролируемой системы

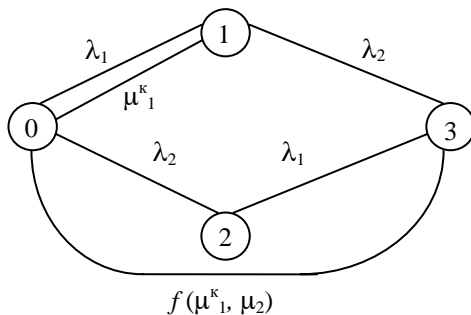


Рис. 2.41. Граф моделирования

В данном случае при переходе из состояния 3 в состояние 0 в качестве интенсивности восстановления приходится ставить функцию от интенсивностей отказов блоков 1 и 2. Эта функция f зависит от числа ремонтников. Если каждый блок ремонтируется своим ремонтником одновременно, то

$$f = \max(\mu_1^k, \mu_2). \quad (2.123)$$

Если оба блока ремонтируются одним ремонтником, то

$$T_B = T_{B1} + T_{B2} \quad (2.124)$$

и, следовательно,

$$f = \frac{\mu_1^k \cdot \mu_2}{\mu_1^k + \mu_2}. \quad (2.124, a)$$

Далее расчет по графам ведется в соответствии с методикой, изложенной в подразд. 2.3.2.

2.4.2. Система встроенного контроля самопроверяемая с мгновенным обнаружением своего отказа

Проанализируем вариант последовательного соединения блоков контролируемой системы. Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, а блок 2 – не охвачен (рис. 2.42).

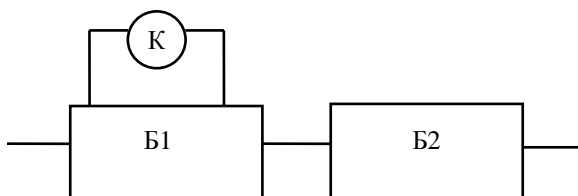


Рис. 2.42. Структура последовательной системы с частичным охватом СВК

Состояния системы:

- 0 – Б1, Б2 и К исправны, система работоспособна;
- 1 – Б1 неисправен и ремонтируется, система неработоспособна;
- 2 – Б2 неисправен и ремонтируется, система неработоспособна;
- 3 – К неисправна и ремонтируется, система работоспособна;
- 4 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
- 5 – Б1 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
- 6 – Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
- 7 – Б1, Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

Граф моделирования состояний работоспособности системы приведен на рис. 2.43.

Следует обратить внимание, что при переходе от состояния 7 (все неисправны) к состоянию 6 (Б1 исправен) интенсивность восстановления – μ_1 , а не μ_1^k , так как система встроенного контроля в этот момент выведена из строя.

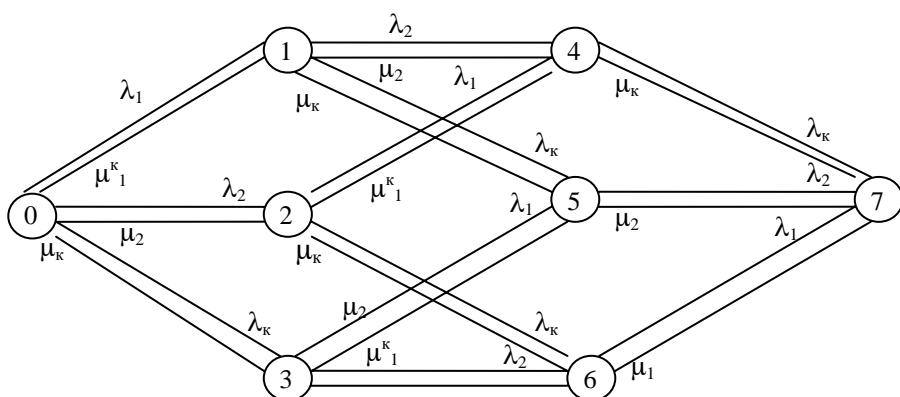


Рис. 2.43. Граф моделирования

Проанализируем вариант параллельного соединения блоков контролируемой системы (рис. 2.44). Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, а блок 2 – не охвачен.

Состояния системы:

0 – Б1, Б2 и К исправны, система работоспособна;

1 – Б1 неисправен и ремонтируется, система работоспособна;

2 – Б2 неисправен и ремонтируется, система работоспособна;

3 – К неисправна и ремонтируется, система работоспособна;

4 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;

5 – Б1 и К неисправны и ремонтируются, система работоспособна;

6 – Б2 и К неисправны, К ремонтируется, система работоспособна;

7 – Б1, Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

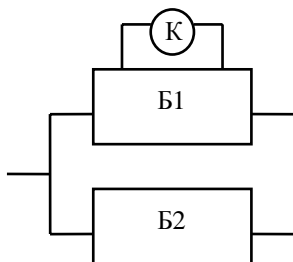


Рис. 2.44. Структура параллельной системы с частичным охватом СВК

Граф моделирования состояний работоспособности системы приведен на рис. 2.45.

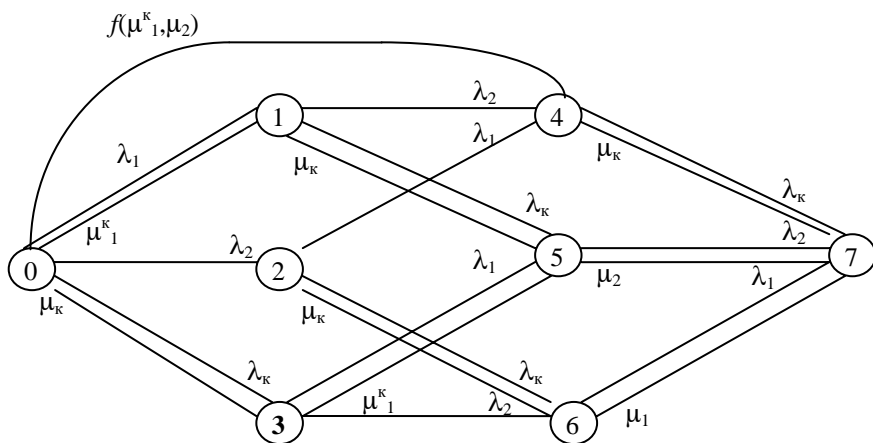


Рис. 2.45. Граф моделирования

Для этого графа следует отметить отличительные особенности. При переходе от состояния 7 к состоянию 6 (ремонт Б1) интенсивность восстановления – μ_1 , а не $\mu_{k_1}^k$, как и для предыдущего случая. При переходе из состояния 4 в состояние 0 (ремонт Б1 и Б2) интенсивность восстановления является функцией от $\mu_{k_1}^k$ и μ_2 , как в подразд. 2.4.1.

Далее расчет по графам ведется в соответствии с методикой, изложенной в подразд. 2.3.2.

2.4.3. Система встроенного самоконтроля несамопроверяемая

Проанализируем вариант последовательного соединения блоков контролируемой системы. Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, а блок 2 – не охвачен (рис. 2.46).

Состояния системы:

0 – Б1, Б2 и К исправны, система работоспособна;

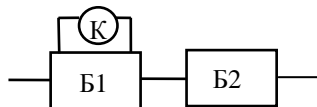


Рис. 2.46. Последовательная структура соединения блоков при нессамопроверяемой СВК

1 – Б1 неисправен и ремонтируется, система неработоспособна;
 2 – Б2 неисправен и ремонтируется, система неработоспособна;
 3 – К неисправна и не ремонтируется, система работоспособна;
 4 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
 5 – Б1 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;

6 – Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
 7 – Б1, Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

Граф моделирования состояний работоспособности системы приведен на рис. 2.47.

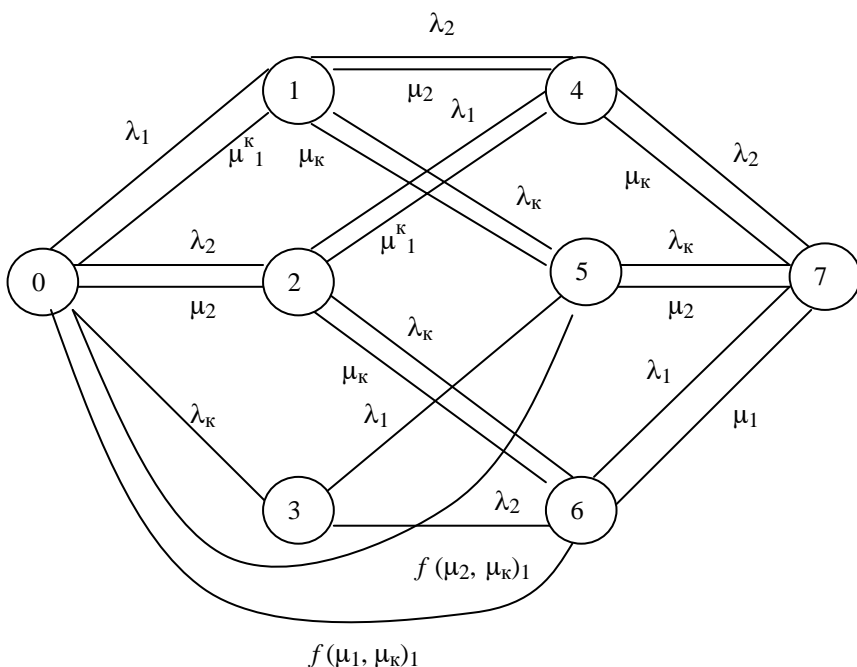


Рис. 2.47. Граф моделирования

Для этого графа следует отметить отличительные особенности. При переходе от состояния 7 к состоянию 6 (ремонт Б1) интенсивность восстановления – μ_1 , а не μ_1^k , как и для предыдущего случая. На переходах из состояния 6 в состояние 0 и из состояния 5 в состояние 0 интенсивность восстановления является соответствующей функцией, как в подразд. 2.4.1.

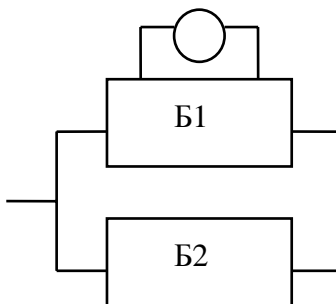


Рис. 2.48. Параллельная структура соединения блоков при несамопроверяемой СВК

Проанализируем вариант параллельного соединения блоков контролируемой системы (рис. 2.48). Пусть блок 1 охвачен встроенным контролем, блок 2 – не охвачен.

Состояния системы:

- 0 – Б1, Б2 и К исправны, система работоспособна;
- 1 – Б1 неисправен и ремонтируется, система работоспособна;
- 2 – Б2 неисправен и не ремонтируется, система работоспособна;
- 3 – К неисправна и не ремонтируется, система работоспособна;
- 4 – Б1 и Б2 неисправны и ремонтируются, система неработоспособна;
- 5 – Б1 и К неисправны и не ремонтируются, система работоспособна;
- 6 – Б2 и К неисправны и не ремонтируются, система работоспособна;
- 7 – Б1, Б2 и К неисправны и ремонтируются, система неработоспособна.

Граф моделирования состояний работоспособности системы приведен на рис. 2.49.

Отличительная особенность графа – на переходе из состояния 7 в состояние 0 (ремонтируются все блоки, включая систему контроля) интенсивность восстановления является сложной функцией и зависит от того, как будет организован ремонт.

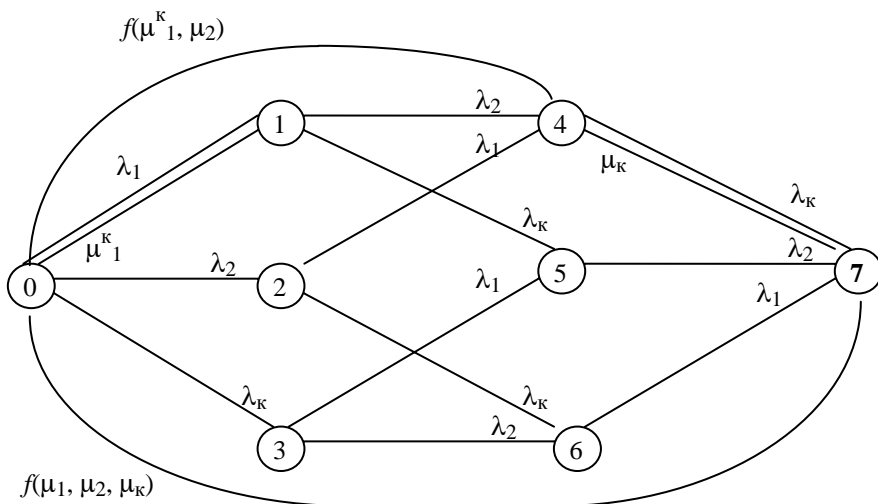


Рис. 2.49. Граф моделирования

Если все три блока ремонтируются одновременно тремя ремонтниками, то

$$f = \max(\mu_1, \mu_2, \mu_k). \quad (2.125)$$

Если все три блока ремонтируются одним ремонтником, то, учитывая, что время восстановления системы будет равно сумме времени восстановления всех трех блоков, применяют соотношение:

$$f = \frac{\mu_1, \mu_2, \mu_3}{\mu_1 + \mu_2 + \mu_3}. \quad (2.126)$$

Если неизвестно, как будет организован ремонт, можно взять среднее значение.

Далее расчет по графам ведется в соответствии с методикой, изложенной в подразд. 2.3.2.

2.5. Расчет надежности в условиях нечетко заданных исходных данных

Данный раздел посвящен проблеме расчета надежности сложных технических систем в процессе их проектирования при нечетко заданных исходных данных. Такая постановка задачи встречается в реальных условиях достаточно часто по двум причинам. Во-первых, надежность характеристики отдельных блоков системы не всегда можно установить достаточно точно, в ряде случаев техническая документация дает разные значения, а иногда они и вовсе не указаны, и проектировщику приходится руководствоваться собственным опытом. Во-вторых, проектируемая система может работать в неблагоприятных условиях, и тогда реальные надежность характеристики будут отличаться от тех, которые указаны в документации и справочной литературе.

Расчет надежности систем при нечетко заданных исходных данных практически не освещен в учебно-методической литературе, в отличие от стандартного расчета надежности системы при надежности характеристиках, заданных детерминированно. Учитывая изложенное, в данном разделе основной упор будет сделан не на методику расчета надежности, а на ее модификацию применительно к нечетко заданным исходным данным [4]. Для упрощения изложения в качестве примера проектируемой системы будет взят самый простой ее вариант, поскольку алгоритм расчета надежности в условиях нечетко заданных исходных данных не зависит от сложности проектируемой системы.

Система может быть собрана из блоков различных типов. Надежные характеристики блоков, составляющих систему, при этом рассматриваются как известные с определенной вероятностью. Достаточно хорошие возможности для этого предоставляет описание надежности характеристик блока системы в форме нечеткого множества. Проектировщик (заказчик), задаваясь различными значениями, к примеру, среднего времени наработки на отказ, формулирует степень своей уверенности в реализации каждого из них с помощью по-

казателя, именуемого «степенью принадлежности» и принимающего значения в диапазоне от 0 до 1 [1]. Чем хуже показатель с точки зрения надежности, тем выше степень уверенности в его реализации.

Предполагается, что в проектируемой системе отсутствует аппаратная избыточность, т.е. встроенные технические средства повышения надежности, такие как резервирование или дублирование, а системы встроенного функционального и тестового контроля обладают идеальными характеристиками: надежностью, полнотой контроля и глубиной локализации. В этом случае надежностные показатели блоков и методика расчета системы зависят от того, является она восстанавливаемой или невосстанавливаемой.

Рассматриваемая в настоящем разделе задача проектирования формулируется следующим образом: выбрать из нескольких заданных вариантов построения неизбыточной системы такой вариант, который минимизирует стоимость системы при надежности системы не хуже заданной.

Сформулируем алгоритм выбора (рис. 2.50).

В соответствии с блоком 1 проектировщик определяет надежностные показатели блоков системы. В процессе определения показателей проектировщик в соответствии с блоком 2 выясняет, будет ли интенсивности отказов задана детерминировано или нет? Если да, то выбор оптимального варианта пойдет по левой ветви, если нет, то по правой. Последовательность шагов по левой и правой ветви в основном одинаковая. В блоках 3 (левая ветвь) и 6 (правая) выбирают возможные варианты построения системы. В блоках 4 (левая ветвь) и 7 (правая) рассчитываются надежностные показатели по каждому варианту построения системы. Далее при нечетко заданных исходных данных в блоке 8 правой ветви по каждому варианту рассчитываются потери от неверного выбора исходных надежностных показателей. И, наконец, в блоках 5 (левая ветвь) и 9 (правая) выбирается оптимальный вариант построения системы. В предыдущем разделе в примерах 2.13 и 2.14 был рассмотрен расчет надежности систем, структура которых уже была зафиксирована. Соответственно, в обоих случаях путь продвижения по алгоритму был: 1 – 2 – 4б.

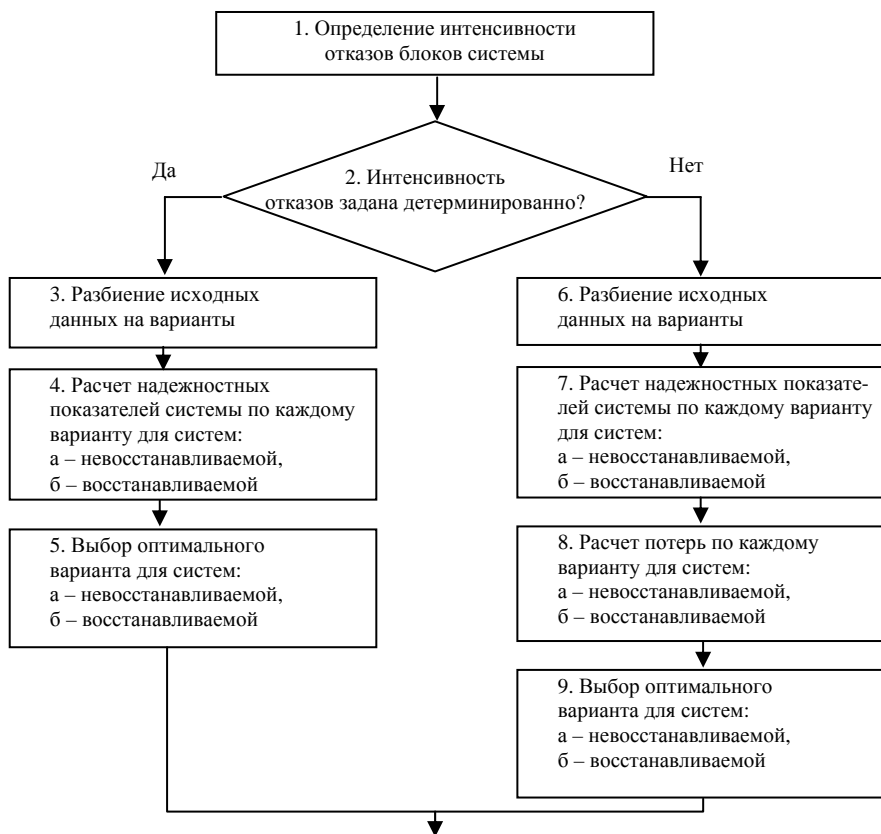


Рис. 2.50. Алгоритм выбора оптимального варианта построения невосстанавливаемой системы в условиях нечеткого задания исходных данных

Рассмотрим более сложные случаи реализации блоков данного алгоритма для невосстанавливаемых и восстанавливаемых систем, когда есть несколько вариантов построения системы.

2.5.1. Выбор оптимального варианта для невосстанавливаемых систем

Для невосстанавливаемых систем основной характеристикой надежности является среднее время наработки на отказ T или интенсивность отказов λ , при этом обе характеристики связаны соотношением (2.16).

В качестве основной надежностной характеристики при формировании исходного нечеткого множества выберем интенсивность отказов λ , так как чем выше интенсивность отказов, тем выше уверенность в том, что реальная интенсивность отказов не превысит заданную. Тогда нечеткое множество интенсивности отказов для заданного блока будет выглядеть следующим образом:

$$\lambda = \{(\lambda_1 | \beta_1), (\lambda_2 | \beta_2), \dots, (\lambda_n | \beta_n)\}, \quad (2.127)$$

где $\lambda_1, 2, \dots, n$ – значение интенсивности отказов; $\beta_1, 2, \dots, n$ – вероятность того, что реальная интенсивность отказов не превысит заданную.

Пример 2.15. При определении интенсивности отказов для заданного блока проектировщик получил следующее множество:

$$\lambda_i = \{(1,35 \cdot 10^{-6} | 0,8), (2,80 \cdot 10^{-6} | 0,9), (4,60 \cdot 10^{-6} | 0,95)\},$$

что означает: интенсивность отказа блока не превысит $1,35 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,8, не превысит $2,80 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,9 и не превысит $4,60 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,95.

Совокупность интенсивностей отказов для всех блоков образует массив Λ .

В случае если проектировщику известна точная интенсивность отказов блока, нечеткое множество переходит в детерминированную характеристику блока системы и вместо правой ветви алгоритма проектировщик пойдет по левой.

Первый блок алгоритма – определение интенсивности отказов блоков системы – был проанализирован выше. Рассмотрим левую

ветвь алгоритма – выбор составляющих блоков системы по известным надежностным характеристикам возможных вариантов блоков, заданных детерминировано.

При построении системы имеется возможность выбора между однотипными блоками с различными надежностными характеристиками и различной стоимостью. Сначала рассмотрим пример выбора структуры системы с детерминированно заданными характеристиками.

Пример 2.16. Пусть в вычислительной системе используется центральный процессор и блок ОЗУ (см. рис. 2.25). Выбирать можно между двумя типами процессора, причем интенсивность отказов первого типа процессора $152 \cdot 10^{-6}$, стоимость его 60 у.е., а интенсивность отказов второго типа процессора $250 \cdot 10^{-6}$, стоимость 40 у.е. Для ОЗУ также имеется выбор из двух типов, интенсивность отказов первого типа ОЗУ $64 \cdot 10^{-6}$, стоимость его 10 у.е., а интенсивность отказов второго типа процессора $80 \cdot 10^{-6}$, стоимость 8 у.е. Выбрать наименьший по стоимости вариант построения системы с интенсивностью отказов не выше $300 \cdot 10^{-6}$.

На первом этапе проводится полный перебор вариантов построения системы. Возможно 4 варианта построения системы:

- 1) процессор – тип 1; ОЗУ – тип 1;
- 2) процессор – тип 1; ОЗУ – тип 2;
- 3) процессор – тип 2; ОЗУ – тип 1;
- 4) процессор – тип 2; ОЗУ – тип 2.

Просчитаем интенсивность отказов по каждому из четырех вариантов в соответствии с методикой, приведенной в подразд. 2.1.5 (формула (2.26)):

- 1) $\lambda_1 = 1 \cdot 152 \cdot 10^{-6} + 1 \cdot 64 \cdot 10^{-6} = 216 \cdot 10^{-6}$,
- 2) $\lambda_2 = 1 \cdot 152 \cdot 10^{-6} + 1 \cdot 80 \cdot 10^{-6} = 232 \cdot 10^{-6}$,
- 3) $\lambda_3 = 1 \cdot 250 \cdot 10^{-6} + 1 \cdot 64 \cdot 10^{-6} = 314 \cdot 10^{-6}$,
- 4) $\lambda_4 = 1 \cdot 250 \cdot 10^{-6} + 1 \cdot 80 \cdot 10^{-6} = 330 \cdot 10^{-6}$.

Запишем интенсивности отказов и стоимости всех четырех вариантов:

$$1) \lambda_1 = 216 \cdot 10^{-6}, C = 70 \text{ у.е.};$$

$$2) \lambda_2 = 232 \cdot 10^{-6}, C = 68 \text{ у.е.};$$

$$3) \lambda_3 = 314 \cdot 10^{-6}, C = 50 \text{ у.е.};$$

$$4) \lambda_4 = 330 \cdot 10^{-6}, C = 48 \text{ у.е.}$$

По надежности нас устраивают первый и второй варианты, по стоимости предпочтительным является второй вариант, как более дешевый.

Рассмотрим правую часть алгоритма, показанного рис. 2.50: расчет надежности системы по надежностным характеристикам составляющих ее блоков, заданных в форме нечеткого множества.

Пример 2.17. Рассмотрим систему из примера 2.16. Пусть интенсивность отказов двух вариантов центрального процессора и ОЗУ задана в форме нечеткого множества:

$$\lambda_{п1} = (140 \cdot 10^{-6}|0,8; 152 \cdot 10^{-6}|0,85; 160 \cdot 10^{-6}|0,9),$$

$$\lambda_{п2} = (240 \cdot 10^{-6}|0,7; 250 \cdot 10^{-6}|0,85; 270 \cdot 10^{-6}|0,9),$$

$$\lambda_{ОЗУ1} = (60 \cdot 10^{-6}|0,8; 64 \cdot 10^{-6}|0,9; 70 \cdot 10^{-6}|0,95),$$

$$\lambda_{ОЗУ2} = (75 \cdot 10^{-6}|0,85; 80 \cdot 10^{-6}|0,9; 90 \cdot 10^{-6}|0,95),$$

где $\lambda_{п1}$, $\lambda_{п2}$, $\lambda_{ОЗУ1}$ и $\lambda_{ОЗУ2}$ образуют в совокупности массив Λ .

Массив Λ формируем следующим образом. Выписываем все значения вероятности задания исходных данных, входящие в данный массив. Одинаковые значения объединяем, оставшиеся выстраиваем по возрастанию. Получим пять значений:

$$1) \beta_1 = 0,7; 2) \beta_2 = 0,8; 3) \beta_3 = 0,85; 4) \beta_4 = 0,9; 5) \beta_5 = 0,95.$$

Произведем разложение массива Λ на четкие подмножества β -уровня, руководствуясь следующим правилом:

$$\begin{cases} \lambda_i^k \in \Lambda_i, & \text{если } \beta_i^k \geq \beta; \\ \lambda_i^k \notin \Lambda_i, & \text{если } \beta_i^k < \beta, \end{cases} \quad (2.128)$$

где β – фиксированное значение вероятности из набора значений массива Λ . При этом для каждого значения β рассматриваются все возможные варианты построения системы.

Для каждого из пяти вариантов построения системы значения интенсивности отказов берутся по вышеуказанному алгоритму. Рассмотрим подробнее построение четких подмножеств для значения $\beta = 0,7$. Для первого варианта (процессор типа 1, ОЗУ типа 1) в качестве интенсивности отказов процессора берется значение $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$, имеющее $\beta = 0,8$, поскольку это ближайшая большая вероятность в ряду значений интенсивности отказов для процессора типа 1. Для ОЗУ типа 1 берется $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$, по той же самой причине и т.д.

В соответствии с этим алгоритмом четких множеств для $\beta = 0,95$ построить не удастся, поскольку не для все типов процессора и ОЗУ есть надежностные характеристики с вероятностью, большей или равной 0,95.

Таким образом, четкие множества строятся для четырех значений вероятности:

1) $\beta_1 = 0,7$; 2) $\beta_2 = 0,8$; 3) $\beta_3 = 0,85$; 4) $\beta_4 = 0,9$.

В результате разбиений массива Λ получаем:

- | | |
|-----------------------|--|
| 1) $\beta_1 = 0,7$: | $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$; |
| 2) | $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 75 \cdot 10^{-6}$; |
| 3) | $\lambda_{п2} = 240 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$; |
| 4) | $\lambda_{п2} = 240 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 75 \cdot 10^{-6}$; |
| 5) $\beta_2 = 0,8$: | $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$; |
| 6) | $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 75 \cdot 10^{-6}$; |
| 7) | $\lambda_{п2} = 250 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$; |
| 8) | $\lambda_{п2} = 250 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 75 \cdot 10^{-6}$; |
| 9) $\beta_3 = 0,85$: | $\lambda_{п1} = 152 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 64 \cdot 10^{-6}$; |
| 10) | $\lambda_{п1} = 152 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 80 \cdot 10^{-6}$; |
| 11) | $\lambda_{п2} = 250 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 64 \cdot 10^{-6}$; |
| 12) | $\lambda_{п2} = 250 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 80 \cdot 10^{-6}$; |

- | | |
|-----------------------|--|
| 13) $\beta_4 = 0,9$: | $\lambda_{п1} = 160 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 64 \cdot 10^{-6}$. |
| 14) | $\lambda_{п1} = 160 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 80 \cdot 10^{-6}$; |
| 15) | $\lambda_{п2} = 270 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 64 \cdot 10^{-6}$; |
| 16) | $\lambda_{п2} = 270 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 80 \cdot 10^{-6}$. |

Далее проводим расчет надежности системы по каждому из полученных шестнадцати вариантов исходных данных. Расчет надежности ведем в соответствии с методикой, изложенной в подразд. 2.1.5 (формула (2.26)).

Для шестнадцати вариантов проводим расчет надежности системы. Дополним полученные данные значениями стоимости C для каждого варианта:

- 1) $\beta = 0,7$; $\lambda = 200 \cdot 10^{-6}$; $C = 70$ у.е.;
- 2) $\beta = 0,7$; $\lambda = 215 \cdot 10^{-6}$; $C = 68$ у.е.;
- 3) $\beta = 0,7$; $\lambda = 300 \cdot 10^{-6}$; $C = 50$ у.е.;
- 4) $\beta = 0,7$; $\lambda = 315 \cdot 10^{-6}$; $C = 48$ у.е.;
- 5) $\beta = 0,8$; $\lambda = 200 \cdot 10^{-6}$; $C = 70$ у.е.;
- 6) $\beta = 0,8$; $\lambda = 215 \cdot 10^{-6}$; $C = 68$ у.е.;
- 7) $\beta = 0,8$; $\lambda = 310 \cdot 10^{-6}$; $C = 50$ у.е.;
- 8) $\beta = 0,8$; $\lambda = 325 \cdot 10^{-6}$; $C = 48$ у.е.;
- 9) $\beta = 0,85$; $\lambda = 216 \cdot 10^{-6}$; $C = 70$ у.е.;
- 10) $\beta = 0,85$; $\lambda = 232 \cdot 10^{-6}$; $C = 68$ у.е.;
- 11) $\beta = 0,85$; $\lambda = 314 \cdot 10^{-6}$; $C = 50$ у.е.;
- 12) $\beta = 0,85$; $\lambda = 330 \cdot 10^{-6}$; $C = 48$ у.е.;
- 13) $\beta = 0,9$; $\lambda = 224 \cdot 10^{-6}$; $C = 70$ у.е.;
- 14) $\beta = 0,9$; $\lambda = 240 \cdot 10^{-6}$; $C = 68$ у.е.;
- 15) $\beta = 0,9$; $\lambda = 334 \cdot 10^{-6}$; $C = 50$ у.е.;
- 16) $\beta = 0,9$; $\lambda = 350 \cdot 10^{-6}$; $C = 48$ у.е.

Из полученных результатов видно, что четвертые варианты построения системы не обеспечивают заданную надежность ни при одном значении β . Следовательно, их можно исключить из рассмотрения для уменьшения размерности задачи (это строки 4, 8, 12 и 16).

Поэтому в дальнейшем мы будем работать с минимизированной таблицей, состоящей из следующих двенадцати вариантов:

- 1) $\beta = 0,7; \lambda = 200 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.};$
- 2) $\beta = 0,7; \lambda = 215 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.};$
- 3) $\beta = 0,7; \lambda = 300 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.};$
- 4) $\beta = 0,8; \lambda = 200 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.};$
- 5) $\beta = 0,8; \lambda = 215 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.};$
- 6) $\beta = 0,8; \lambda = 310 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.};$
- 7) $\beta = 0,85; \lambda = 216 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.};$
- 8) $\beta = 0,85; \lambda = 232 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.};$
- 9) $\beta = 0,85; \lambda = 314 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.};$
- 10) $\beta = 0,9; \lambda = 224 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.};$
- 11) $\beta = 0,9; \lambda = 240 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.};$
- 12) $\beta = 0,9; \lambda = 334 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.}$

Определив интенсивность отказов всех вариантов построения системы, их стоимость и вероятность осуществления каждого варианта, можно провести оптимизацию выбора варианта построения системы. Оптимизацию будем проводить в два этапа. На первом этапе воспользуемся методом наименьших потерь [2].

Введем в рассмотрение эталонное решение \mathcal{E} , которое характеризуется минимальным значением интенсивности отказов $\lambda_{\mathcal{E}}$ и минимальным значением стоимости системы $C_{\mathcal{E}}$ (при этом минимальное значение интенсивности отказов $\lambda_{\mathcal{E}}$ должно быть меньше заданного техническими условиями для проектируемой системы).

Для данных из нашего примера эталонное решение будет характеризоваться следующими значениями: $\lambda_{\mathcal{E}} = 200 \cdot 10^{-6}; C_{\mathcal{E}} = 50 \text{ у.е.}$, где в качестве значения для интенсивности отказов и стоимости взяты минимальные значения из вышеприведенных.

Первое соотношение Δ_i^{λ} будет характеризовать проигрыш в интенсивности отказов данного варианта R_i по отношению к эталонному:

$$\Delta_i^{\lambda} = \frac{\lambda_i}{\lambda_{\mathcal{E}}}. \quad (2.129)$$

Второе соотношение Δ_i^c будет характеризовать проигрыш в стоимости данного варианта R_i по отношению к эталонному:

$$\Delta_i^c = \frac{C_i}{C_3}. \quad (2.130)$$

Проигрыш решения R_i по сравнению с эталонным (Δ_i) оценивается:

$$\Delta_i = \left| \left(\Delta_3^{\pi} - \Delta_i^{\pi} \right) + \left(\Delta_3^c - \Delta_i^c \right) \right|$$

или

$$\Delta_i = \left| \left(1 - \Delta_i^{\pi} \right) + \left(1 - \Delta_i^c \right) \right|. \quad (2.131)$$

Очевидно, что все значения потерь будут отрицательными, так как эталонный вариант является наилучшим из всех возможных. Поскольку нас интересует не знак, а абсолютная величина потерь, знак «минус» в дальнейших расчетах будет отброшен и все значения потерь будут рассматриваться по абсолютной величине.

Рассчитаем проигрыш по сравнению с эталонным вариантом для всех решений. Для первых двух вариантов расчет Δ_i покажем подробно, а для остальных просто запишем результаты:

$$1) \beta = 0,7; \lambda = 200 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i^{\lambda} = \frac{200}{200} = 1,0,$$

$$\Delta_i^c = \frac{70}{50} = 1,47; \Delta_i = |(1 - 1,0) + (1 - 1,47)| = 0,47;$$

$$2) \beta = 0,7; \lambda = 215 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i^{\lambda} = \frac{215}{200} = 1,075,$$

$$\Delta_i^c = \frac{68}{50} = 1,417; \Delta_i = |(1 - 1,075) + (1 - 1,417)| = 0,49;$$

$$3) \beta = 0,7; \lambda = 300 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,54;$$

$$4) \beta = 0,8; \lambda = 200 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,47;$$

- 5) $\beta = 0,8; \lambda = 215 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,54;$
- 6) $\beta = 0,8; \lambda = 310 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,61;$
- 7) $\beta = 0,85; \lambda = 216 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,57;$
- 8) $\beta = 0,85; \lambda = 232 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,565;$
- 9) $\beta = 0,85; \lambda = 314 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,73;$
- 10) $\beta = 0,9; \lambda = 228 \cdot 10^{-6}; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,62;$
- 11) $\beta = 0,9; \lambda = 240 \cdot 10^{-6}; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,61;$
- 12) $\beta = 0,9; \lambda = 334 \cdot 10^{-6}; C = 50 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,78.$

Рассчитав потери на первом этапе для каждого варианта построения системы, определяем затем потери по сравнению с эталонным вариантом для каждого значения вероятности.

Из полученного списка вариантов видно, что для первых вариантов построения системы (процессор типа 1 и ОЗУ типа 1) потери для всех четырех вероятностей будут иметь следующие значения:

- $\beta = 0,7; \Delta_i = 0,47;$
- $\beta = 0,8; \Delta_i = 0,47;$
- $\beta = 0,85; \Delta_i = 0,57;$
- $\beta = 0,9; \Delta_i = 0,62.$

На втором этапе рассчитывается усредненное значение потерь для каждого варианта по следующей формуле:

$$\Delta = \sum_{i=1}^n \beta_i \cdot \Delta_i^{\beta}, \quad (2.132)$$

где n – количество значений вероятности, на которые был разбит исходный массив Λ . В качестве оптимального принимается вариант с минимальным значением потерь:

$$R_k = \min |\Delta_k|. \quad (2.133)$$

Просчитаем значения усредненной вероятности по формуле (2.132) для трех вариантов построения системы и значений вероятности, приведенных в примере 2.17.

Для варианта 1

$$\Delta = 0,7 \cdot 0,47 + 0,8 \cdot 0,47 + 0,85 \cdot 0,57 + 0,9 \cdot 0,62 = 1,7475.$$

Для варианта 2

$$\Delta = 0,7 \cdot 0,49 + 0,8 \cdot 0,49 + 0,85 \cdot 0,565 + 0,9 \cdot 0,61 = 1,764.$$

Для варианта 3

$$\Delta = 0,7 \cdot 0,54 + 0,8 \cdot 0,61 + 0,85 \cdot 0,73 + 0,9 \cdot 0,78 = 2,189.$$

В результате данного расчета в качестве оптимального следует принять первый вариант построения системы – процессор типа 1 и ОЗУ типа 1, имеющий минимальные потери по сравнению с эталонным вариантом.

В данном разделе был рассмотрен алгоритм выбора невосстанавливаемой системы, оптимальной по стоимости при надежности не хуже заданной, в условиях нечетко заданных исходных данных. Как было показано, задание исходных данных в виде нечеткого множества позволяет более точно отразить реальность. Расчеты по предложенному алгоритму (см. рис. 2.50) показывают, что оптимальный вариант, выбранный по идеализированным (детерминированно заданным) исходным данным, может отличаться от оптимального варианта, выбранного по более реальным данным, представленным в виде нечеткого множества.

2.5.2. Выбор оптимального варианта для восстанавливаемых систем

Как было указано выше (подразд. 1.1.5), характеристики восстанавливаемых систем отличаются от характеристик невосстанавливаемых систем. Для установившегося режима работы восстанавливаемой системы (а именно этот режим рассматривается в настоящем пособии, см. подразд. 2.3.1.) имеют место пары: интенсивность отказов λ /среднее время между отказами T_o и интенсивность потока восстановлений μ /среднее время восстановления T_v .

При формировании исходного нечеткого множества будем задаваться интенсивностью отказов λ_o и средним временем восстано-

ления T_v (величина, обратно пропорциональная интенсивности восстановлений λ_v), так как чем выше значение интенсивности отказов и среднего времени восстановления, тем выше уверенность в том, что реальный поток отказов и среднее время восстановления не превысят заданные.

Пример 2.18. При определении потока отказов и среднего времени восстановления для заданного блока проектировщик получил следующее множество:

$$\lambda_{oi} = \{(1,35 \cdot 10^{-6}|0,8), (2,80 \cdot 10^{-6}|0,9), (4,60 \cdot 10^{-6}|0,95)\},$$

$$T_{vi} = \{(2,4|0,7), (2,8|0,8), (3,5|0,9)\},$$

что означает: интенсивность отказа блока не превысит $1,35 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,8, не превысит $2,80 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,9 и не превысит $4,60 \cdot 10^{-6}$ со степенью уверенности 0,95. Аналогично читается и время восстановления.

Совокупность потоков отказов и времени восстановления для всех блоков образует массив Λ .

В случае если проектировщику известны точные данные об интенсивности потока отказов и времени восстановления блока, нечеткое множество переходит в детерминированную, т.е. четкую, характеристику блока системы.

Таким образом, в зависимости от того, являются ли исходные данные для расчета вероятностными или детерминированными, будут применяться разные способы расчета. Алгоритм же выбора оптимального варианта в целом изменяться не будет.

Первый блок алгоритма – определение интенсивности отказов блоков системы – был проанализирован выше. Рассмотрим левую ветвь алгоритма – выбор составляющих блоков системы по известным надежностным характеристикам возможных вариантов сочетания блоков, заданных детерминированно.

При построении системы имеется возможность выбора между однотипными блоками с различными надежностными характери-

ками и различной стоимостью. Перебор всех возможных вариантов построения системы и составляет суть блока 3.

Пример 2.19. Пусть в вычислительной системе используется центральный процессор и блок ОЗУ. Выбирать можно между двумя типами процессора, причем поток отказов первого типа процессора $152 \cdot 10^{-6}$, стоимость его 60 у.е., а поток отказов второго типа процессора $250 \cdot 10^{-6}$, стоимость 40 у.е. Время восстановления для обоих типов процессора одинаково и равно 1 ч. Для ОЗУ также имеется выбор из двух типов, причем поток отказов первого типа ОЗУ $64 \cdot 10^{-6}$, стоимость его 10 у.е., а поток отказов второго типа процессора $80 \cdot 10^{-6}$, стоимость 8 у.е. Время восстановления для обоих типов ОЗУ также одинаково и равно 0,5 ч.

Ставится следующая оптимизационная задача: выбрать наименьший по стоимости вариант построения системы с коэффициентом готовности не ниже 0,97.

На первом этапе проводится полный перебор вариантов построения системы. Возможны 4 варианта построения системы (блок 3):

- 1) процессор – тип 1; ОЗУ – тип 1;
- 2) процессор – тип 1; ОЗУ – тип 2;
- 3) процессор – тип 2; ОЗУ – тип 1;
- 4) процессор – тип 2; ОЗУ – тип 2.

Исследование надежности восстанавливаемых объектов (блок 4) проводится по методике, описанной в подразд. 2.3.2.

Для приведенных исходных данных просчитаем коэффициент готовности в соответствии с системой (2.108) по каждому из четырех вариантов:

- 1) $K_r = 0,98$;
- 2) $K_r = 0,975$;
- 3) $K_r = 0,95$;
- 4) $K_r = 0,945$.

Далее среди вариантов, устраивающих нас с точки зрения надежности, выбираем вариант, наименьший по стоимости (блок 5).

Запишем коэффициенты готовности и стоимости двух устраивающих по надежности вариантов:

$$1) K_r = 0,98, C = 70 \text{ у.е.};$$

$$2) K_r = 0,975, C = 68 \text{ у.е.}$$

С точки зрения стоимости предпочтительным является второй вариант, как более дешевый.

Рассмотрим правую часть алгоритма – расчет надежности системы по надежностным характеристикам составляющих ее блоков, заданных в форме нечеткого множества. Сначала вернемся к блоку 1 алгоритма расчета – определению вероятностных характеристик блоков системы.

Пример 2.20. Рассмотрим систему из примера 2.19. Пусть поток отказов и среднее время восстановления двух вариантов центрального процессора и ОЗУ заданы в форме нечетких множеств:

$$\lambda_{п1} = (140 \cdot 10^{-6}|0,8; 152 \cdot 10^{-6}|0,85; 160 \cdot 10^{-6}|0,9),$$

$$T_{в п1} = (1,5|0,7; 2,0|0,8; 2,5|0,9),$$

$$\lambda_{п2} = (240 \cdot 10^{-6}|0,7; 250 \cdot 10^{-6}|0,85; 270 \cdot 10^{-6}|0,9),$$

$$T_{в п2} = (1,5|0,7; 2,0|0,8; 2,5|0,9),$$

$$\lambda_{ОЗУ1} = (60 \cdot 10^{-6}|0,8; 64 \cdot 10^{-6}|0,9; 70 \cdot 10^{-6}|0,95),$$

$$T_{в ОЗУ1} = (0,5|0,7; 1,0|0,8; 2,0|0,9),$$

$$\lambda_{ОЗУ2} = (75 \cdot 10^{-6}|0,85; 80 \cdot 10^{-6}|0,9; 90 \cdot 10^{-6}|0,95),$$

$$T_{в ОЗУ2} = (0,5|0,7; 1,0|0,8; 2,0|0,9),$$

где $\lambda_{п1}$, $T_{в п1}$, $\lambda_{п2}$, $T_{в п2}$, $\lambda_{ОЗУ1}$, $T_{в ОЗУ1}$, $\lambda_{ОЗУ2}$ и $T_{в ОЗУ2}$ образуют в совокупности массив Λ . Массив Λ формируем следующим образом. Выписываем все значения вероятности, входящие в данный массив, одинаковые значения объединяем, оставшиеся выстраиваем по возрастанию. Получаем пять значений:

$$1) \beta_1 = 0,7; 2) \beta_2 = 0,8; 3) \beta_3 = 0,85; 4) \beta_4 = 0,9; 5) \beta_5 = 0,95.$$

Произведем разложение массива Λ на четкие подмножества β -уровня (блок 6), руководствуясь вышеописанным правилом (2.128):

$$\begin{cases} \lambda_i^k \in \Lambda_i, & \text{если } \beta_i^k \geq \beta; \\ \lambda_i^k \notin \Lambda_i, & \text{если } \beta_i^k < \beta. \end{cases}$$

При этом для каждого значения β рассматриваются все возможные варианты построения системы.

Для каждого значения вероятности по каждому варианту построения системы значения потока отказов и времени восстановления берутся по вышеуказанному алгоритму. Рассмотрим подробнее построение четких подмножеств для значения $\beta = 0,7$. Для первого варианта (процессор типа 1, ОЗУ типа 1) в качестве потока отказов процессора берется значение $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$, имеющее $\beta = 0,8$, поскольку это ближайшая большая вероятность в ряду значений потока отказов для процессора типа 1. Для ОЗУ типа 1 берется $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$, по той же самой причине. Среднее время восстановления для процессора берется равным 1,5, для ОЗУ – 0,5; оба эти значения имеют $\beta = 0,7$.

В соответствии с этим алгоритмом разбиения четких множеств для $\beta = 0,95$ построить не удастся, поскольку не для всех типов процессора имеются надежностные характеристики с вероятностью, большей или равной 0,95.

Таким образом, четкие множества строятся для четырех значений вероятности:

- 1) $\beta_1 = 0,7$; 2) $\beta_2 = 0,8$; 3) $\beta_3 = 0,85$; 4) $\beta_4 = 0,9$.

В результате разбиений массива Λ получаем:

- 1) $\beta_1 = 0,7$: $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$;
 $T_{в п1} = 1,5$; $T_{в ОЗУ1} = 0,5$;
- 2) $\lambda_{п1} = 140 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ2} = 75 \cdot 10^{-6}$;
 $T_{в п1} = 1,5$; $T_{в ОЗУ2} = 0,5$;
- 3) $\lambda_{п2} = 240 \cdot 10^{-6}$; $\lambda_{ОЗУ1} = 60 \cdot 10^{-6}$;
 $T_{в п2} = 1,5$; $T_{в ОЗУ1} = 0,5$;

- 4) $\lambda_{n2} = 240 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 75 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 1,5; T_{B O3Y2} = 0,5;$
- 5) $\beta_2 = 0,8:$ $\lambda_{n1} = 140 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 60 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,0; T_{B O3Y1} = 1,0;$
- 6) $\lambda_{n1} = 140 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 75 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,0; T_{B O3Y2} = 1,0;$
- 7) $\lambda_{n2} = 250 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 60 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,0; T_{B O3Y1} = 1,0;$
- 8) $\lambda_{n2} = 250 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 75 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,0; T_{B O3Y2} = 1,0;$
- 9) $\beta_3 = 0,85:$ $\lambda_{n1} = 152 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 64 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,5; T_{B O3Y1} = 1,5;$
- 10) $\lambda_{n1} = 152 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 80 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,5; T_{B O3Y2} = 1,5;$
- 11) $\lambda_{n2} = 250 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 64 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,5; T_{B O3Y1} = 1,5;$
- 12) $\lambda_{n2} = 250 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 80 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,5; T_{B O3Y2} = 1,5;$
- 13) $\beta_4 = 0,9:$ $\lambda_{n1} = 160 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 64 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,5; T_{B O3Y1} = 1,5;$
- 14) $\lambda_{n1} = 160 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 80 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n1} = 2,5; T_{B O3Y2} = 1,5;$
- 15) $\lambda_{n2} = 270 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y1} = 64 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,5; T_{B O3Y1} = 1,5;$
- 16) $\lambda_{n2} = 270 \cdot 10^{-6}; \lambda_{O3Y2} = 80 \cdot 10^{-6};$
 $T_{B n2} = 2,5; T_{B O3Y2} = 1,5.$

Далее проводим расчет надежности системы по каждому из полученных шестнадцати вариантов исходных данных (блок 7). Расчет надежности ведется в соответствии с методикой расчета надежности восстанавливаемых систем, изложенной при рассмотрении детерминированного задания исходных данных в примере 2.19.

Для шестнадцати представленных вариантов проводим расчет коэффициента готовности системы. Дополним полученные данные значениями стоимости для каждого варианта:

- 1) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,99$; $C = 70$ у.е.,
- 2) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,98$; $C = 68$ у.е.,
- 3) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,96$; $C = 50$ у.е.,
- 4) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,95$; $C = 48$ у.е.,
- 5) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,99$; $C = 70$ у.е.,
- 6) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,98$; $C = 68$ у.е.,
- 7) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,96$; $C = 50$ у.е.,
- 8) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,95$; $C = 48$ у.е.,
- 9) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,98$; $C = 70$ у.е.,
- 10) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,97$; $C = 68$ у.е.,
- 11) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,95$; $C = 50$ у.е.,
- 12) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,94$; $C = 48$ у.е.,
- 13) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,97$; $C = 70$ у.е.,
- 14) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,96$; $C = 68$ у.е.,
- 15) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,90$; $C = 50$ у.е.,
- 16) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,88$; $C = 48$ у.е.

С целью уменьшения размерности задачи проведем минимизацию этих данных: вычеркнем варианты построения системы, для которых при всех вероятностях исходных данных коэффициент готовности получается меньше заданного. В данном случае это варианты 3 и 4. В результате остается восемь вариантов:

- 1) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,99$; $C = 70$ у.е.,
- 2) $\beta = 0,7$; $K_r = 0,98$; $C = 68$ у.е.,
- 3) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,99$; $C = 70$ у.е.,
- 4) $\beta = 0,8$; $K_r = 0,98$; $C = 68$ у.е.,
- 5) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,98$; $C = 70$ у.е.,
- 6) $\beta = 0,85$; $K_r = 0,97$; $C = 68$ у.е.,
- 7) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,97$; $C = 70$ у.е.,
- 8) $\beta = 0,9$; $K_r = 0,96$; $C = 68$ у.е.

Строка номер восемь остается в системе, поскольку она соответствует второму варианту построения системы, который для других значений β дает коэффициент готовности не хуже 0,97.

Определив интенсивность отказов данного варианта построения системы, его стоимость и вероятность осуществления такого варианта, можно провести оптимизацию выбора варианта построения системы. Оптимизацию будем проводить в два этапа. На первом этапе (блок 8) снова воспользуемся методом наименьших потерь [2].

Как и выше, введем в рассмотрение эталонное решение Ξ , которое характеризуется максимальным значением коэффициента готовности $K_{\Gamma\Xi}$ и минимальным значением стоимости системы C_{Ξ} .

Для вариантов нашего примера эталонное решение будет характеризоваться следующими значениями: $K_{\Xi} = 0,99$; $C_{\Xi} = 48$ у.е.

Первая характеристика Δ_i^K будет характеризовать проигрыш по коэффициенту готовности данного варианта R_i по отношению к эталонному (2.86), вторая характеристика Δ_i^C будет характеризовать проигрыш по стоимости данного варианта R_i по отношению к эталонному (2.130).

Проигрыш решения R_i по сравнению с эталонным – Δ_i – оценивается опять же по соотношению (2.131):

$$\Delta_i = | (\Delta_{\Xi}^K - \Delta_i^K) + (\Delta_{\Xi}^C - \Delta_i^C) |.$$

Рассчитаем проигрыш по сравнению с эталонным вариантом для всех решений. Для первых двух вариантов расчет Δ_i покажем подробно, а для остальных просто запишем результаты:

1) $\beta = 0,7$; $K_{\Gamma} = 0,99$; $C = 70$ у.е.,

$$\Delta_i^K = \frac{0,99}{0,99} = 1,0; \quad \Delta_i^C = \frac{70}{48} = 1,47,$$

$$\Delta_i = |(1 - 1,0) + (1 - 1,47)| = 0,47;$$

2) $\beta = 0,7$; $K_{\Gamma} = 0,98$; $C = 68$ у.е.,

$$\Delta_i^K = \frac{0,98}{0,99} = 0,99; \quad \Delta_i^C = \frac{68}{48} = 1,417,$$

- $$\Delta_i = |(1 - 0,99) + (1 - 1,417)| = 0,407;$$
- 3) $\beta = 0,8; K_r = 0,99; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,47;$
 - 4) $\beta = 0,8; K_r = 0,99; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,54;$
 - 5) $\beta = 0,85; K_r = 0,99; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,57;$
 - 6) $\beta = 0,85; K_r = 0,99; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,565;$
 - 7) $\beta = 0,9; K_r = 0,99; C = 70 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,62;$
 - 8) $\beta = 0,9; K_r = 0,99; C = 68 \text{ у.е.}; \Delta_i = 0,61.$

Рассчитав потери на первом этапе для каждого варианта построения системы, можно определить потери по сравнению с эталонным вариантом для каждого значения вероятности.

Из сравнения полученных восьми вариантов видно, что в первом варианте построения системы (процессор типа 1 и ОЗУ типа 1) потери для всех четырех вероятностей будут иметь следующие значения:

$$\beta = 0,7; \Delta_i = 0,47;$$

$$\beta = 0,8; \Delta_i = 0,47;$$

$$\beta = 0,85; \Delta_i = 0,57;$$

$$\beta = 0,9; \Delta_i = 0,62.$$

На втором этапе (блок 9) рассчитывается усредненное значение потерь для каждого варианта по формуле (2.132).

В качестве оптимального принимается вариант с минимальным по абсолютной величине значением потерь (2.133):

$$R_k = \min |\Delta_k|.$$

Просчитаем значения усредненной вероятности для вариантов построения системы и значений вероятности.

Для варианта 1

$$\Delta = 0,7 \cdot (0,47) + 0,8 \cdot (0,47) + 0,8 \cdot (0,57) + 0,9 \cdot (0,62) = 1,7475.$$

Для варианта 2

$$\Delta = 0,7 \cdot (0,407) + 0,8 \cdot (0,54) + 0,85 \cdot (0,565) + 0,9 \cdot (0,61) = 1,763.$$

В результате данного расчета в качестве оптимального следует принять первый вариант построения системы – процессор типа 1 и ОЗУ типа 1, поскольку усредненные потери для варианта 1 оказываются меньше усредненных потерь для варианта 2.

Таким образом, из приведенного анализа и сравнения примеров видно, что детерминированный подход к решению сформулированной выше задачи и подход к расчету на основе представления данных в виде нечеткого множества дают разные результаты.

Проанализировав методику расчета надежности для простейших невосстанавливаемых и восстанавливаемых систем, можно сделать следующие выводы.

Традиционное детерминированное задание исходных данных является идеализированным и не позволяет учесть при проектировании системы специфику возможного изменения надежностных характеристик отдельных блоков. Задание исходных данных в форме нечеткого множества представляется более приближенным к реальным условиям расчета надежности и выбору оптимального по критерию надежность/стоимость варианта проектируемой системы.

Методика расчета надежности для систем с различной надежностной конфигурацией при точном (детерминированном) задании исходных данных принципиально не изменяется при переходе к заданию исходных данных в форме нечеткого множества. Нами показано, что существенные изменения претерпевают блоки общего алгоритма выбора оптимального варианта построения системы, связанные с определением надежностных характеристик модулей в составе системы, при задании их исходных данных в форме нечеткого множества. В частности, изменяется исходный этап определения надежностных характеристик отдельных блоков (блок 1, см. рис. 2.46), когда приходится выбирать, какие конкретно характеристики являются наиболее подходящими для представления в форме нечеткого множества, как это показано при рассмотрении соответствующих блоков общего алгоритма для невосстанавливаемых и восстанавливаемых систем (соответственно примеры 2.16 и 2.17 и примеры 2.19 и 2.20).

2.6. Расчет надежности систем на этапе эксплуатации

В период эксплуатации одной из ответственных задач является планирование и расчет периодов профилактик, а также планирование и расчет числа запасных элементов и блоков системы.

2.6.1. Планирование и расчет периодов профилактик

Профилактическое обслуживание – система предупредительных мер, направленных на снижение вероятности возникновения отказов (технические параметры, регулировки, замена комплектующих элементов, восстановление защитных покрытий и токопроводимых контактов и др.).

Профилактика преследует две цели:

- предупредить возникновение отказов;
- обнаружить такие отказы элементов изделия, которые не могли быть обнаружены средствами контроля в процессе эксплуатации и остались скрытыми, необнаруженными.

Профилактическое обслуживание может быть организовано по принципу обслуживания регламентного, календарного, а также комбинированного использования регламентного и календарного обслуживания.

Регламентное обслуживание – обслуживание, которое проводится по достижении параметрами изделия некоторых регламентированных показателей. Этот вид обслуживания применяется тогда, когда известна связь работоспособности и показателей некоторых технических параметров (силы тока, напряжения, сопротивления, яркости и т.д.).

Если же главный параметр, определяющий работоспособность изделий, – время, в течение которого изделие эксплуатируется или хранится, то профилактическое обслуживание назначается в строго определенные календарные сроки вне зависимости от состояния изделия. Такое обслуживание называется календарным.

В инженерной практике обычно связь работоспособности с показателями технических параметров, так же как и с временем ис-

пользования, известна с некоторым приближением. Поэтому большее распространение получил комбинированный метод профилактического обслуживания.

В процессе эксплуатации параметры изделия контролируются, и по достижении ими критических значений производится профилактика. Профилактика производится и тогда, когда время, измеряемое от последней профилактики, достигает значения времени, календарно запланированного. Естественно, что время календарного обслуживания в этом случае может быть увеличено, поскольку существует некоторая вероятность предупреждения отказа.

Выбор контролируемых параметров и контролируемых элементов должен осуществляться по оптимальным маршрутам, т.е. в определенной последовательности с учетом информативности, которую дает каждая из проверок. Как правило, такие задачи решаются методами технической диагностики.

Календарное обслуживание осуществляется на основе изучения закономерностей отказов. Обычно, как уже показывалось ранее, интенсивность отказов изменяется с течением времени, что можно представить в виде графика (рис. 2.51).

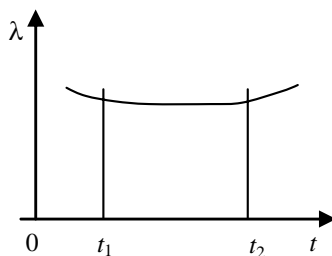


Рис. 2.51. Изменение интенсивности отказов во времени

На участке $0 - t_1$ преобладают отказы периода приработки и тренировки, на участке $t_1 - t_2$ – внезапные отказы (закон распределения времени до отказа – экспоненциальный), на участке от t_2 и далее – отказы износового характера и старения (закон распределения времени до отказа – нормальный). Период времени $0 - t_1$ нельзя считать периодом нормальной эксплуатации, ему соответствует влияние скрытых дефектов производства. Профилактика, ориентированная на обеспечение надежности изделия с нормальными техническими характеристиками, начинается с момента времени t_1 .

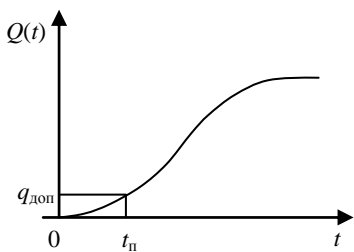


Рис. 2.52. Выбор времени профилактики

Время профилактической проверки назначается исходя из следующих соображений. На участке $t_1 - t_2$, для которого $\lambda = \text{const}$, время профилактики берется с учетом того, что вероятность появления отказа q не превышала допустимой вероятности $q_{\text{доп}}$ (рис. 2.52).

Известно, что для экспоненциального закона (подразд. 2.1.2, (2.16))

$$q = 1 - e^{-\lambda t}.$$

Отсюда

$$t_{\text{пр}} \leq -\ln(1 - q_{\text{доп}}) / \lambda. \quad (2.134)$$

Пример 2.21. Определить время календарного обслуживания изделия, для которого $\lambda = 0,0001$ 1/ч, $q_{\text{доп}} = 0,01$,

$$t_{\text{пр}} = -\ln \frac{0,99}{0,0001} \approx 100 \text{ ч.}$$

На участке времени, превышающем t_2 , время профилактики определяется также исходя из того, что вероятность отказа не превышала допустимой вероятности.

На рис. 2.53 допустимая вероятность отказа $q_{\text{доп}}$ представлена заштрихованной площадью, ограниченной $f(x)$. Для определения времени календарного обслуживания изделия, ориентированного на замену деталей и блоков, выработавших ресурс, предварительно определяется среднее время работы до износового отказа T и среднеквадратического отклонения τ_i . Тогда

$$t_{\text{пр}} = T - n\tau_i, \quad (2.135)$$

где n – коэффициент при τ_i , соответствующий заданному значению $q_{\text{доп}}$ (табл. 2.3).

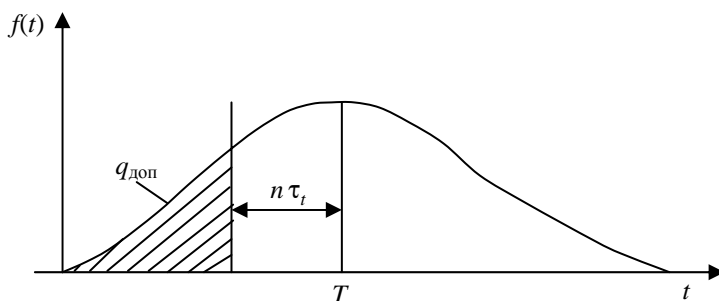


Рис. 2.53. Допустимая вероятность отказа

Таблица 2.3

$q_{\text{доп}}$	0,01	0,02	0,04	0,05	0,06	0,08	0,10	0,12	0,16	0,20
n	2,526	2,323	2,053	1,960	1,880	1,750	1,643	1,554	1,404	1,282

Пример 2.22. Определить время замены блока изделия, если $q_{\text{доп}} = 0,01$, $T = 120$ ч, $\tau_t = 2$ ч:

$$t_{\text{пр}} = T - n\tau_t = 120 - 2,526 \cdot 2 = 115 \text{ ч.}$$

Профилактическое обслуживание сложных системы начинается с планирования профилактических работ для простых устройств, входящих в нее. Сроки профилактики и ее содержание корректируются затем с учетом сложности систем.

Универсальных рекомендаций по оптимизации планирования профилактики не существует. В некоторых случаях целесообразно всю систему ставить на профилактику в одно и то же время и обеспечивать работу ее в полном составе в период между профилактическими обслуживаниями. В других случаях целесообразно ставить на профилактику отдельные элементы системы и обеспечивать ее непрерывную работу, хотя бы и не всегда в полном составе.

Характер изменения вероятности безотказного состояния $P(t)$ под влиянием профилактического обслуживания в простейшем слу-

чае, когда возможно полное выявление отказных состояний, показан на рис. 2.54.

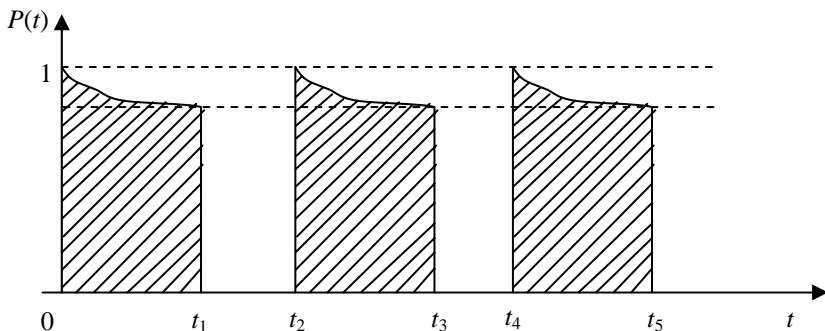


Рис. 2.54. Влияние профилактики на интенсивность отказов

Система начинает работу в момент времени 0 с вероятностью безотказного состояния, равной 1. С течением времени вероятность безотказного состояния снижается, и в момент времени t_1 система будет поставлена на профилактику. К моменту окончания профилактики t_2 вероятность безотказного состояния приближается к единице. Далее процесс повторяется.

Влияние профилактики на функциональную надежность изделия может быть определено следующей формулой:

$$R(t) = K_{\text{ти}}(t)P(\Delta t), \quad (2.136)$$

где $R(t)$ – вероятность выполнения изделием заданной функции на интервале t ; $K_{\text{ти}}(t)$ – коэффициент технического использования изделия с учетом проведения профилактики на интервале t ; $P(\Delta t)$ – вероятность выполнения изделием заданной функции на интервале Δt (использования изделий по назначению).

$$t = t_{\text{ип}} + \Delta t, \quad K_{\text{ти}}(t) = \frac{\Delta t}{t}. \quad (2.137)$$

$P(\Delta t)$ в первом приближении можно оценить по формуле

$$P(\Delta t) = e^{-\lambda_0 \Delta t}, \quad (2.138)$$

где λ_0 – интенсивность отказов, обеспечиваемая данным объемом профилактики; Δt – интервал использования изделия по назначению.

2.6.2. Планирование и расчет числа запасных изделий

Для обеспечения нормального функционирования изделий необходимо на весь период эксплуатации снабжать их запасным инструментом, принадлежностями, сменными комплектующими изделиями.

Запасом инструментов и принадлежностей (ЗИП) принято называть запас сменных изделий, материалов, инструментов и принадлежностей для обслуживания объектов.

Количество запасных частей зависит от интенсивности отказов от времени пополнения ЗИП (t_n), требуемой его достаточности (K_d), организации снабжения и степени восстановления.

Для пуассоновского потока отказов вероятность числа отказов n

$$P_n(t) = \frac{(\lambda t)^n}{n!} e^{-\lambda t}. \quad (2.139)$$

Вероятность того, что число отказов за время t будет не больше m ,

$$P_{n \leq m}(t) = \sum_{n=0}^m \frac{(\lambda t)^n}{n!} e^{-\lambda t}. \quad (2.140)$$

Вероятность того, что число отказов за время t будет больше m ,

$$P_{n > m}(t) = 1 - P_{n \leq m}(t). \quad (2.141)$$

Если в ЗИП имеется два элемента, а вероятность того, что за время t_n произойдет больше двух отказов, равна 0,1, то это означает, что достаточность ЗИП равна 0,9 ($K_d = 0,9$), а недостаточность равна 0,1 ($K_{нд} = 0,1$). K_d ЗИП задается обычно равным 0,9 – 0,99.

Рассмотрим расчет числа запасных изделий для случая, когда отказавшие изделия не ремонтируются.

Организация ЗИП в данном случае реализуется по такой схеме. Неисправное комплектующее изделие заменяется исправным из

ЗИП. Работоспособность его не восстанавливается. В ЗИП должно постоянно находиться такое число запасных частей, которое обеспечивает с заданной вероятностью достаточности (K_d) ЗИП потребность их для заданного интервала времени (t_n).

Исходными данными для расчета числа запасных частей являются:

- интенсивность отказов заменяемого изделия – λ_0 ;
- число одинаковых заменяемых модулей или блоков в основном изделии – n ;
- время пополнения ЗИП (время, до окончания которого не будет возможности пополнить ЗИП) – t_n ;
- вероятность достаточности ЗИП – K_d .

Далее по формуле $P_{n \leq m}(t)$ определяется K_d для различных значений числа запасных элементов в ЗИП, начиная с $m = 0$.

Как только коэффициент достаточности K_d превысит заданный, вычисления оканчиваются и последнее m берется в качестве рассчитанной цифры количества запасных частей (или блоков).

Пример 2.23. Определить число запасных типовых элементов замены (ТЭЗ), если известно, что $\lambda_0 = 5 \cdot 10^{-6}$ 1/ч, $K_d = 0,9...0,99$, $t_n = 5000$ ч, число одинаковых ТЭЗ в аппаратуре равно 60 ($n = 60$).

Определим: $\lambda_\Sigma = 5 \cdot 10^{-6} \cdot 60 = 3 \cdot 10^{-4}$, $\lambda_\Sigma t_n = 3 \cdot 10^{-4} \cdot 5 \cdot 10^3 = 1,5$.

Приводим вычисления:

при $m = 0$

$$P_{n \leq 0} = \sum_{n=0}^m \frac{(\lambda_\Sigma t_n)^n}{n!} e^{-\lambda_\Sigma t_n} = e^{-\lambda_\Sigma t_n} = e^{-1,5} = 0,223;$$

при $m = 1$

$$P_{n \leq 1} = P_{n \leq 0} + P_1(t_n) = 0,223 + \frac{(\lambda_\Sigma t_n)^1}{1!} e^{-\lambda_\Sigma t_n} = 0,558;$$

при $m = 2$

$$P_{n \leq 2} = P_{n \leq 1} + P_2(t_n) = 0,558 + \frac{(1,5)^2}{2!} e^{-1,5} = 0,809;$$

при $m = 3$

$$P_{n \leq 3} = P_{n \leq 2} + P_3(t_n) = 0,809 + \frac{(1,5)^3}{3!} e^{-1,5} = 0,935 > 0,9$$

(для $K_d = 0,9$ достаточно иметь в ЗИП 3 ТЭЗ);

при $m = 4$

$$P_{n \leq 4} = P_{n \leq 3} + P_4(t_n) = 0,935 + \frac{(1,5)^4}{4!} e^{-1,5} = 0,982;$$

при $m = 5$

$$P_{n \leq 5} = P_{n \leq 4} + P_5(t_n) = 0,982 + \frac{(1,5)^5}{5!} e^{-1,5} = 0,996 > 0,99$$

(для $K_d = 0,99$ достаточно иметь в ЗИП 5 ТЭЗ);

Рассмотрим расчет запасных изделий для восстанавливаемых элементов.

Схема использования ЗИП в этом случае показана на рис. 2.55.

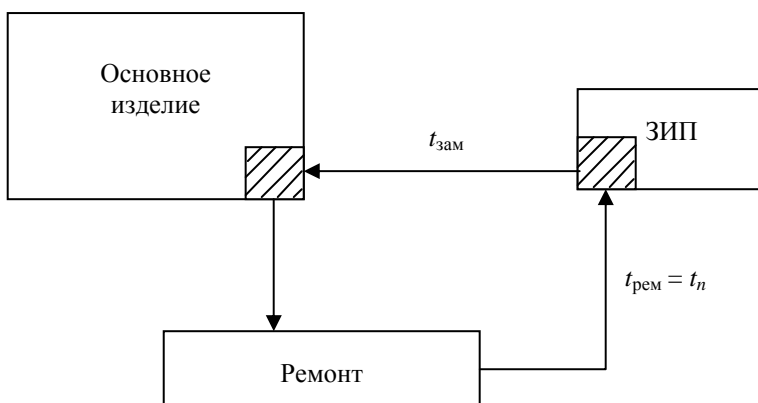


Рис. 2.55. Схема использования ремонтируемых ЗИП

Отказ элемента происходит с интенсивностью λ_0 . Отказавший элемент ремонтируется и поступает на пополнение в ЗИП. Среднее время ремонта в этом случае равно t_n , т.е. t_n существенно уменьшается. Методика расчета при этом та же, что и в предыдущем случае, только после окончания расчета количества запасных частей берется значение $m + 1$ (с учетом ремонтируемого ТЭЗ).

Пример 2.24. Решить предыдущий пример при условии, что ТЭЗ ремонтируется, время ремонта $t_{\text{рем}} = 12$ ч.

$$\lambda_{\Sigma} = 3 \cdot 10^{-4} \text{ 1/ч},$$

$$\lambda_{\Sigma} t_n = \lambda_{\Sigma} t_{\text{рем}} = 3,6 \cdot 10^{-3},$$

При $m = 0$

$$P_{n \leq 0} = 0,996 > 0,99.$$

Поскольку вероятность того, что за время ремонта не произойдет отказа, больше достаточности K_d , то в ЗИП можно положить $0 + 1 = 1$ ТЭЗ.

Выводы

Данная глава является, по существу, основной в учебном пособии. В ней авторы постарались рассмотреть максимальное количество проблем, связанных с расчетом надежности аппаратной части сложных технических систем. В то же время предлагаемые подходы к расчету надежности сильно адаптированы (упрощены), чтобы за сложностью решений не потерять основную нить методики.

Авторы обращали особое внимание на те факторы, с которыми на практике могут столкнуться специалисты при расчете надежности проектируемых или эксплуатируемых систем.

С точки зрения теории надежности системы делятся на восстанавливаемые и невосстанавливаемые. К невосстанавливаемым обычно относятся не сами системы, а их компоненты и, чаще всего, эле-

менты, из которых состоят компоненты системы. Однако, если ремонт системы, в силу различных причин, произвести невозможно, ее также можно рассматривать как невосстанавливаемую.

Характеристики надежности элементов иногда приходится определять статистически по результатам эксперимента, и тогда они представляются в таблично-графической форме. В этом случае на следующем этапе подбирается закон распределения, наилучшим образом описывающий полученные экспериментальные данные. Чаще всего, если экспериментальные данные тому резко не противоречат, выбирают экспоненциальный закон распределения как самый простой в использовании, хотя он и дает завышенную оценку надежности. Нормальный закон также достаточно часто используется в расчетах, при этом он дает заниженную оценку надежности. В данном учебном пособии в большинстве случаев в расчетах используется экспоненциальный закон распределения.

Если надежность, полученная по предварительным расчетам на этапе проектирования системы, оказывается ниже заданной, существует два пути повышения надежности: технологический, когда используют более надежные элементы (если такие существуют), и конструктивный – создание надежных систем из ненадежных элементов.

Конструктивный метод основан на резервировании в его разнообразных формах. Постоянно включенный резерв – это метод резервирования элементов системы. Резервирование замещением применяется для компонентов системы. Особое внимание в данном разделе уделено функциональному резервированию, как наиболее эффективному, так и наиболее сложному с точки зрения методики расчета.

Однако большинство сложных дорогостоящих систем относится к классу восстанавливаемых. Показатели надежности восстанавливаемых систем отличаются от показателей надежности невосстанавливаемых систем. Если для последних основной характеристикой является среднее время наработки на отказ, то для восстанавливаемых систем основная характеристика – коэффициент готовности, т.е. вероятность заставить систему работоспособной в произвольный момент времени.

Для расчета коэффициента готовности выбран метод расчета по графу работоспособности как наиболее наглядный и потому лучше воспринимаемый, чем чисто математические методы. В основе графа работоспособности лежит марковская цепь, помеченная интенсивностями отказов и восстановлений отдельных блоков. Данный метод рассматривается для последовательного и параллельного соединения блоков. Многочисленные примеры позволят читателю в ряде случаев воспользоваться выведенными формулами.

С другой стороны, для сложных технических систем, состоящих из большого количества блоков, расчет по неусеченной марковской цепи становится на практике затруднительным из-за резко возрастающего со сложностью системы числа состояний. Для такой ситуации в пособии предлагается методика построения усеченной марковской сети, которая и демонстрируется при расчете надежности двух реальных технических систем.

Для повышения коэффициента готовности восстанавливаемой системы можно снизить интенсивность отказов, а можно повысить интенсивность восстановлений. Схемы встроенного контроля позволяют повысить интенсивность восстановления за счет сокращения времени обнаружения места неисправности системы. В данном учебном пособии рассмотрены различные варианты моделей схем встроенного контроля (схема встроенного контроля абсолютно надежна, схема встроенного контроля самопроверяемая, схема встроенного контроля несамопроверяемая).

На этапе проектирования редко можно получить точные надежные характеристики отдельных блоков. Чаще характеристики задаются не детерминированно, т.е. интенсивность отказов и восстановлений задается в определенных пределах. Для этого случая рассмотрена модификация методики расчета коэффициента готовности на основе теории нечетких множеств, что позволяет выбрать вариант построения системы, оптимальный по соотношению «надежность-стоимость».

Одна из основных задач этапа эксплуатации – это расчет периода профилактики и число запасных блоков для осуществления

ремонта. Ввиду сложности таких расчетов в данном учебном пособии приведена упрощенная методика.

Вопросы и задания

1. Назовите показатели надежности невосстанавливаемых систем.
2. Для чего наряду с плотностью распределения отказов в теории надежности вводят интенсивность отказов?
3. Какие законы распределения случайных величин используются в теории надежности и почему?
4. Каковы недостатки и достоинства показательного распределения?
5. Если в технической документации указано, что для данного компонента системы среднее время наработки на отказ равно 100 000 ч, то чему равна интенсивность отказов этого элемента при показательном распределении?
6. Как при расчете надежности невосстанавливаемых систем учитываются режимы работы элементов?
7. Назовите существующие методы резервирования.
8. Какова методика расчета при постоянно включенном резерве?
9. Какие существуют виды резервирования замещением?
10. Сформулируйте критерий надежности систем с восстановлением.
11. Как определяются параметр потока отказов и параметр потока восстановлений?
12. Приведите пример графа работоспособности для простейшей системы из двух блоков, соединенных последовательно.
13. Является ли коэффициент готовности стационарным?
14. Приведите пример расчета стационарного коэффициента готовности для простейшей системы из двух блоков, соединенных параллельно.

15. Рассчитайте число состояний, входящих в марковскую цепь, если число блоков системы равно 10.

16. Какой порядок расчета принадлежит восстанавливаемой системе: СЛСН \rightarrow СЛФН или СЛСН \rightarrow граф переходов марковской цепи?

17. Каковы правила усечения марковской цепи, если в системе есть резервирование?

18. Как сказывается на коэффициенте готовности наличие в системе схем встроенного контроля?

19. Повышает или понижает надежность невосстанавливаемой системы схема встроенного контроля?

20. Чем можно воспользоваться при расчете надежности конструируемой системы, если надежностные характеристики отдельных блоков не могут быть точно определены?

21. Какие задачи решает теория надежности в период эксплуатации системы?

Список литературы

1. Денисенко В.В. Компьютерное управление технологическим процессом, экспериментом, оборудованием. – М.: Горячая линия–Телеком, 2009. – 608 с.

2. Гуров С.В., Половко А.М. Основы теории надежности. – М.: ВИНВ, 2008. – 704 с.

3. Шишмарев В.Ю. Надежность технических систем. – М.: Академия, 2010. – 304 с.

4. Белоусов В.В., Кон Е.Л., Кулагина М.М. Надежность средств и систем. Применение теории нечетких множеств и теории категорий для решения задач надежности, технической диагностики и телекоммуникации / Перм. гос. техн. ун-т. – Пермь, 2002. – 116 с.

5. Белоусов В.В., Киселев В.В., Кулагина М.М. Надежность технических систем / Перм. гос. техн. ун-т. – Пермь, 1995. – 71 с.

3. СОЗДАНИЕ НАДЕЖНОГО ПРОГРАММНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ

Создание и оценка характеристик надежного программного обеспечения (ПО) – задача гораздо более сложная, чем создание и оценка характеристик надежного аппаратного обеспечения, поскольку и сама задача разработки программного обеспечения, как правило, более сложная и неоднозначная, чем задача разработки аппаратного обеспечения. В первую очередь, это объясняется тем, что число функций, которые должно выполнять ПО, на несколько порядков превосходит число функций, которые выполняет аппаратура. К тому же, если возможные воздействия на аппаратуру со стороны окружающей среды и пользователя можно предусмотреть достаточно полно, то возможные воздействия среды и пользователя на программу вряд ли возможно предсказать.

В связи с этим проблемы, возникающие при разработке надежного программного обеспечения, являются многочисленными, разносторонними и не до конца изученными. В данной главе ставится цель рассмотреть весьма ограниченный класс задач, чаще всего возникающий при создании аппаратно-программных комплексов в АСУ ТП и системах передачи данных. Однако для демонстрации полной сложности задачи построения надежного ПО затрагиваются некоторые другие проблемы.

Соответственно, в данной главе рассматриваются вопросы, связанные с созданием надежного программного продукта, производится оценка надежности ПО, а также предлагается комплексная оценка надежности программно-аппаратной системы. Кроме того, при обсуждении методики построения надежного ПО приводятся типовые ошибки, снижающие надежность ПО.

Кратко рассматривается проблема проверки правильности созданного ПО, т.е. тестирования и верификация программ, являющиеся неотъемлемой частью создания ПО и прямо влияющие на надежность программы. Концепции тестирования и верификации доста-

точно многочисленны и разнообразны, по существу – это тема для отдельного раздела. В данном учебном пособии мы рассмотрим эти вопросы обзорно.

3.1. Надежность программного обеспечения

В подразд. 1.1.1 при рассмотрении основных понятий, касающихся всех разделов данного учебного пособия, надежность была определена следующим образом.

Надежность – свойство объекта сохранять во времени в установленных пределах значения всех параметров, характеризующих способность выполнять требуемые функции в заданных режимах и условиях применения, технического обслуживания, ремонтов, хранения и транспортирования.

Надежность программного обеспечения, хотя в целом и вписывается в данное определение, обладает некоторыми особенностями. Прежде всего, программный продукт несовершенен. Если мы в предыдущем разделе считали, что аппаратные средства технической системы в начале работы абсолютно исправны, то для программного обеспечения справедливым является утверждение, что в ПО всегда имеются ошибки, не обнаруженные на этапах тестирования и верификации.

Кроме того, по своим последствиям эти ошибки далеко не одинаковы, поэтому надежность должна быть определена как функция не только частоты ошибок, но и их значимости по возможным последствиям. Однако существующие определения, учитывающие этот фактор, в практическом плане мало пригодны для использования, поэтому в данном учебном пособии мы ограничиваемся более простой моделью, считая все ошибки одинаково серьезными.

Иногда в более узком плане надежность ПО понимают как отсутствие отказов и сбоев в работе программ, а также простоту исправления дефектов и ошибок.

3.1.1. Ошибки в ПО и их типы

Понятие ошибки в ПО сложнее и неоднозначнее, чем понятие отказа в аппаратуре, что связано, как уже говорилось, с гораздо большим числом функций, выполняемых программой, а также сложностью взаимодействия программы с пользователем и окружающим миром [1].

Например, система раннего обнаружения баллистических снарядов Ballistic Missile Early Warning System должна была наблюдать за объектами, движущимися по направлению к Соединенным Штатам и, если объект не опознан, начать последовательность защитных мероприятий. Одна из ранних версий системы приняла за снаряд, летящий над северным полушарием, восходящую Луну. Ошибка ли это? С точки зрения заказчика (Министерство обороны США) – конечно, да. С точки зрения разработчика системы – возможно, и нет. Разработчик может настаивать на том, что в соответствии с требованиями или спецификациями защитные действия должны быть начаты по отношению к любому движущемуся объекту, появившемуся над горизонтом и не опознанному как мирный летательный аппарат. Этот пример еще раз наглядно показывает, как сложно обеспечить полный и правильный перечень функций ПО с точки зрения пользователя. Однако для того, чтобы сформулировать определение ошибки, в данном учебном пособии будем считать, что полный и правильный перечень функций ПО может быть создан. Однако на практике создание такого перечня весьма затруднительно и для сложных программных комплексов практически невозможно.

Таким образом, ошибки можно разделить на две категории. Если ПО не выполняет какой-либо функции из созданного перечня, то в нем имеются *явные* ошибки. Если созданный перечень не является полным либо правильным, то в ПО имеются *латентные* ошибки. В данной главе рассматриваются оба типа ошибок. *Отказ программного обеспечения – это проявление ошибки в нем.*

Типы ошибок в программном обеспечении

Существуют три типа ошибок программирования:

- синтаксические ошибки,
- ошибки выполнения,
- семантические ошибки.

В любом языке программирования каждое предложение (оператор) строится по определенным правилам. Когда в программе встречается предложение, которое нарушает эти правила, то говорят о наличии синтаксической ошибки. Синтаксическая ошибка легко обнаруживается компиляторами и интерпретаторами языка и легко исправляется.

Второй тип ошибок обычно возникает во время выполнения программы (их принято называть исключительными ситуациями). Такие ошибки имеют другую причину. Если в программе возникает исключение, то это означает, что случилось непредвиденное: например, программе передали некорректное значение или программа попыталась разделить какое-то значение на ноль, что недопустимо с точки зрения математики. Если операционная система присылает запрос на немедленное завершение программы, то также возникает исключение. Ошибки выполнения легко обнаруживаются, однако устранение их причин может оказаться нетривиальной задачей.

Семантические (смысловые) ошибки – это применение операторов, которые не дают нужного эффекта (например, $(a-b)$ вместо $(a+b)$), ошибка в структуре алгоритма, в логической взаимосвязи его частей, в применении алгоритма к тем данным, к которым он неприменим и т.д. Правила семантики не формализуемы. Поэтому поиск и устранение семантической ошибки и составляет основу отладки.

3.1.2. Причины появления ошибок в программном обеспечении

Прежде всего необходимо понять первопричины ошибок программного обеспечения и связать их с процессом создания программных комплексов. В данном учебном пособии считается, что

создание программного обеспечения можно описать как ряд процессов перевода, начинающихся с постановки задачи и заканчивающихся большим набором подробных инструкций, управляющих ЭВМ при решении этой задачи. Создание программного обеспечения в этом случае – просто совокупность процессов трансляции, т.е. перевода исходной задачи в различные промежуточные решения, пока наконец не будет получен подробный набор машинных команд [1]. Когда не удастся полно и точно перевести некоторое представление задачи или решения в другое, более детальное, тогда и возникают ошибки в программном обеспечении.

Для того чтобы подробнее исследовать проблему ошибок в программном обеспечении (ПО), рассмотрим различные типы процессов перевода при его создании.

Создание ПО начинается с формирования требований пользователя, т.е. с разработки описания решаемой задачи. Такое описание имеет вид перечня требований пользователя. В некоторых случаях пользователь составляет этот перечень сам. В других случаях это делает разработчик ПО в беседе с пользователем, либо исследуя его потребности, либо самостоятельно оценивая эти потребности в будущем, либо комбинируя перечисленные методы. В данном учебном пособии будем считать, что на данном этапе ошибки не вносятся.

1. Первый процесс – перевод требований пользователя в цели программы. Хотя на этом шаге объем перевода невелик, здесь требуется явно выделить и оценить довольно много компромиссных решений, которые будут рассмотрены в дальнейшем. Ошибки на этом шаге возникают, когда неверно интерпретируются требования, не удается выявить все требующие компромиссных решений проблемы или приняты неправильные решения, а также в случае, когда не сформулированы цели, необходимые, но не поставленные явно в требованиях пользователя.

2. Второй процесс связан с преобразованием целей программы в ее внешние спецификации, т.е. точное описание поведения всей системы с точки зрения пользователя. По объему перевода это самый сложный шаг в разработке ПО, поэтому он больше всего подвержен

ошибкам – они бывают и наиболее серьезными и наиболее многочисленными.

3. Далее следуют несколько последовательных процессов перевода – от внешнего описания готового продукта до получения детального проекта, описывающего множество составляющих программу предложений, выполнение которых должно обеспечить поведение системы, соответствующее внешним спецификациям. Сюда включаются такие процессы, как перевод внешнего описания в структуру компонент программы (например, модулей) и перевод каждой из этих компонент в описание процедурных шагов (например, в блок-схемы). Поскольку нам приходится иметь дело со все большими объемами информации, шансы внесения ошибок становятся чрезвычайно высокими.

4. Последний процесс – перевод описания логики программы в предложения языка программирования. Хотя на этом шаге часто делается много ошибок, они обычно незначительные, легко обнаруживаются и корректируются.

Кроме процессов перевода имеются и другие источники ошибок, которые будут кратко рассмотрены ниже. Однако в данном учебном пособии мы сосредоточимся на ошибках, возникающих в четырех вышеназванных процессах перевода.

В результате работы над программным проектом возникают как само ПО, так и документы, описывающие правила пользования им. Последние обычно имеют вид печатных руководств или встроенной в программу помощи и носят название публикаций. Эти руководства обычно получают переводом внешних спецификаций в материалы, ориентированные на конкретные группы пользователей.

Публикации определенным образом влияют на надежность программного обеспечения. Если при их подготовке возникает ошибка, то они не будут точно описывать поведение программы. Если прочитав руководство, пользователь начнет работать с программой и обнаружит, что она ведет себя не так, как он ожидал, то решит, что это ошибка в программе, т.е. придет к неправильному заключению.

Другие источники ошибок – это неправильное понимание спецификаций используемой в системе аппаратуры, базового ПО

(операционной системы), синтаксиса и семантики языка программирования.

И наконец, при непосредственном взаимодействии пользователя с ПО, если слабо разработан диалог человек – машина (отсутствие «дружественного интерфейса»), вероятность ошибки пользователя увеличивается. Ошибки пользователя же ставят систему в новые, непредвиденные обстоятельства, увеличивая таким образом шансы проявления оставшихся в программе ошибок.

Эта модель описывает происхождение большинства ошибок в ПО. Нередко считается, что ошибки в программе – это те ошибки, которые делает программист, когда пишет программу на языке программирования. Здесь и проявляется важность модели, поскольку она более полно описывает причины, лежащие в основе ненадежности. Благодаря ей нам стал известен перечень подлежащих решению задач, способствующих созданию надежного ПО.

3.1.3. Отношения с пользователем (заказчиком)

Чтобы избежать значительного количества ошибок, следует поддерживать прочный контакт с пользователем (заказчиком). Естественно, это не относится к этапам реализации внутренней логики модулей.

В технических системах инженер-программист обязан глубоко изучить автоматизируемый им технологический процесс, чего нельзя добиться без непосредственных консультаций с пользователем. Имеется уже упоминавшаяся опасность, что пользователь может изменить свои требования к системе. Однако это никак не связано с его непосредственным участием в проекте. Если требования к системе должны измениться, это произойдет независимо от того, привлечен ли пользователь непосредственно к работе или нет. Если пользователь привлечен к работе, он может значительно лучше представлять себе стоимость каждого изменения. Если правильно предусмотреть условия для изменения требований, участие пользователя может оказаться выгодным и с этой точки зрения.

3.1.4. Принципы и методы обеспечения надежности

Во второй главе данного учебного пособия мы уже сталкивались с различными подходами к обеспечению заданной надежности при проектировании аппаратного обеспечения. В четвертой главе – разделе по диагностике – будут рассмотрены системы встроенного контроля, позволяющие повысить достоверность получаемой информации. Однако не все методы обеспечения надежности аппаратного обеспечения могут быть использованы для ПО. Поэтому в данном параграфе рассматриваются методы повышения надежности, характерные для ПО. При этом, если это возможно, мы будем делать ссылки на аналогичные методы для аппаратуры.

Все принципы и методы обеспечения надежности ПО в соответствии с их целью можно разбить на четыре группы: *предупреждение ошибок, обнаружение ошибок, исправление ошибок и обеспечение устойчивости к ошибкам*. К первой группе относятся принципы и методы, позволяющие минимизировать или вообще исключить ошибки. Методы второй группы сосредоточивают внимание на функциях самого программного обеспечения, помогающих выявлять ошибки. К третьей группе относятся функции программного обеспечения, предназначенные для исправления ошибок или их последствий. Устойчивость к ошибкам – это мера способности системы ПО продолжать функционирование при наличии ошибок.

Предупреждение ошибок. К этой группе относятся принципы и методы, цель которых – не допустить появления ошибок в готовой программе. Большинство методов концентрируется на отдельных процессах перевода и направлено на предупреждение ошибок в этих процессах. Их можно разбить на следующие категории:

- методы, позволяющие справиться со сложностью, свести ее к минимуму, так как сложность процесса – главная причина ошибок перевода;
- методы достижения большей точности при переводе;
- методы улучшения обмена информацией;

– методы немедленного обнаружения и устранения ошибок, которые следует обнаруживать на каждом шаге перевода, не откладывая это до тестирования готовой программы.

Очевидно, что предупреждение ошибок – оптимальный путь к достижению надежности ПО. Гарантировать отсутствие ошибок, однако, невозможно никогда. Другие три группы методов опираются на предположение, что ошибки все-таки будут.

Обнаружение ошибок. Если предполагать, что в программном обеспечении ошибки все-таки будут, то лучшая стратегия – включить средства обнаружения ошибок в само ПО. Такие методы часто применяются в аппаратуре. Это коды, обнаруживающие ошибки (см. подразд. 4.3.8).

Большинство методов направлено по возможности на незамедлительное обнаружение сбоев. Немедленное обнаружение имеет два преимущества: можно минимизировать влияние ошибки и одновременно облегчить задачу для человека, которому придется извлекать информацию об этой ошибке, находить ее и исправлять.

Исправление ошибок. Следующий шаг – исправление ошибок. После того как ошибка обнаружена, либо она сама, либо ее последствия должны быть исправлены программным обеспечением

При проектировании систем аппаратурного обеспечения такой метод оказался плодотворным. При резервировании замещением, как показано в подразд. 2.2, некоторые устройства способны обнаружить неисправные компоненты и перейти к использованию идентичных запасов. Аналогичные методы неприменимы к программному обеспечению вследствие глубоких внутренних различий между отказами аппаратуры и ошибками в программах. Если некоторый программный модуль содержит ошибку, идентичные «запасные» модули будут содержать ту же ошибку.

Во второй главе (подразд. 2.5.2) был рассмотрен другой вариант этой идеи: коды, исправляющие ошибки. Для ПО аналогичный подход к исправлению связан с попытками восстановить разрушения, вызванные ошибками, например искажения записей в базе данных или управляющих таблицах системы. Польза от методов борьбы

с искажениями ограничена, поскольку предполагается, что разработчик заранее должен предугадать все возможные типы искажений и предусмотреть программно реализуемые функции для их устранения.

Устойчивость к ошибкам. Методы этой группы ставят своей целью обеспечить функционирование программной системы при наличии в ней ошибок. Они разбиваются на три подгруппы: динамическая избыточность, методы отступления и методы изоляции ошибок.

Истоки концепции *динамической избыточности* наряду со *статической избыточностью* лежат в проектировании аппаратного обеспечения. Одна из концепций динамической избыточности – мажоритарный метод. Данные обрабатываются независимо несколькими идентичными устройствами и результаты сравниваются. Если большинство устройств выработало одинаковый результат, то он считается правильным. И опять-таки, при копировании программного модуля мы скопируем имеющуюся в нем ошибку. Предполагаемый поход к устранению этого затруднения – создание *неидентичных* копий модуля. Это означает, что все копии либо реализуют разные алгоритмы, либо выполнены разными лицами, что далеко не всегда возможно.

Вторая подгруппа методов обеспечения устойчивости к ошибкам называется методами *отступления* или сокращенного обслуживания. Эти методы приемлемы обычно лишь тогда, когда для системы программного обеспечения существенно важно закончить работу с минимальными отклонениями от алгоритма. Например, если ошибка оказывается в системе, управляющей технологическими процессами, и в результате эта система выходит из строя, то может быть загружен и выполнен особый фрагмент программы, призванный подстраховать систему и обеспечить безаварийное завершение всех управляемых системой процессов. Аналогичные средства часто необходимы в операционных системах.

Последняя подгруппа – методы *изоляции ошибок*. Основная их идея – локализовать последствия ошибки в как можно меньшей части системы ПО, чтобы при возникновении ошибки не вся система

оказалась неработоспособной. Например, во многих операционных системах изолируются ошибки отдельных пользователей, а система в целом продолжает функционировать. Другие методы изоляции ошибок связаны с защитой каждой из программ в системе от ошибок других программ. Ошибка в прикладной программе, выполняемой под управлением операционной системы, должна оказывать влияние только на эту программу.

3.1.5. Последовательность выполнения процессов разработки программного обеспечения

Большинство процессов разработки программного обеспечения – это процессы решения некоторых задач. Внешнее проектирование сводится к решению такой задачи: переведите множество целей системы во внешние спецификации. В задаче проектирования логики модуля даны внешние спецификации модуля, а на выход должен быть получен текст его программы. Отладка – это задача на определение места ошибки и ее исправления по описанию ее симптомов. Полностью процесс проектирования ПО будет представлен на рис. 3.2.

Решение задачи состоит из следующего ряда шагов.

Формулировка задачи. Прежде всего, проектировщик должен детально разобраться, в чем именно состоит задача очередного процесса. Худшая из ошибок, которые могут быть сделаны при решении задачи, – не вполне разобраться в ее постановке. Исследуя задачу, проектировщик должен также исследовать данные, чтобы убедиться, что их достаточно для решения задачи и они не противоречат друг другу.

Составление плана решения. Отсутствие плана – очень распространенная ошибка. Например, проектировщики программной системы, которые потратили время на то, чтобы понять задачу, но затем немедленно приступили к ее решению, не пожелав затратить время на планирование своих усилий, в результате могут прийти к хорошему решению, но не раньше, чем после нескольких ненужных фальстартов.

Прежде всего, в плане нужно определить, чего вы хотите добиться. Десять человек могут иметь десять разных мнений относительно «правильного» ответа на задачу проектирования; проектировщик должен предусмотреть те конкретные аспекты решения, которые требуют наибольшего внимания. К сожалению, в большинстве проектов разработчики имеют слишком много свободы в этом отношении: каждый разработчик принимает компромиссные решения, основываясь на своем собственном мнении, что приводит к несогласованности многих решений в системе. Решением этой проблемы является идея целей проекта. Суть идеи состоит в том, что на уровне всего проекта определяются общие цели, которыми следует руководствоваться во всех решениях при проектировании.

Выполнение плана. Следующий шаг – действительно решить задачу в соответствии с запланированным подходом. Поскольку решение обычно состоит из целого ряда последовательных шагов, разработчик в процессе решения должен попытаться проверить правильность каждого шага.

Анализ решения. После того как результат получен, нужно еще его проверить. Разработчик должен просмотреть все данные, чтобы убедиться, что учтено все, что имеет отношение к делу. Полезно для этого еще раз перечитать буквально каждое слово постановки задачи, вычеркивая каждый использованный в решении факт, а затем проверить, насколько существенно для задачи то, что осталось не зачеркнутым. Разработчик должен также проверить правильность решения задачи.

3.1.6. Сравнение надежности аппаратуры и программного обеспечения

Для лучшего понимания надежности программного обеспечения стоит сравнить ее с надежностью аппаратуры (подразд. 2.1.3). Возможны три причины отказа аппаратуры некоторого устройства: ошибка проектирования, производственный дефект и износ. Изменение интенсивности отказов аппаратуры (λ) в процессе эксплуатации графически можно представить соответствующей кривой на рис. 3.1.

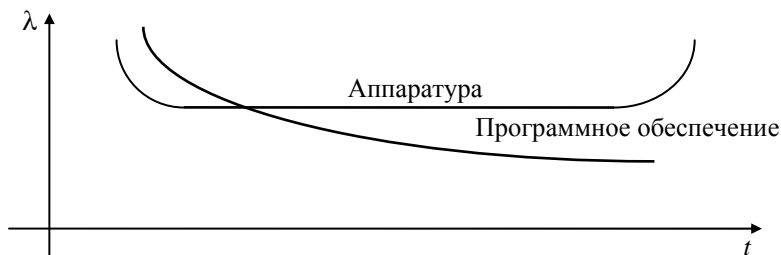


Рис. 3.1. Различие между надежностью аппаратуры и программного обеспечения

Надежность программного обеспечения существенно отличается от надежности аппаратуры. Программы не изнашиваются, поломка программы невозможна. Более того, производственные дефекты (такие, как копирование системы для переноса ее на другой компьютер) не имеют особого значения, так как они сравнительно редки и быстро обнаруживаются. Таким образом, ненадежность программного обеспечения системы – следствие исключительно ошибок проектирования, т.е. ошибок, внесенных в процессе разработки. В условиях, когда ошибки исправляются тотчас же, как только они обнаруживаются, изменение интенсивности отказов программного обеспечения соответствует кривой «программного обеспечения» на рис. 3.1. Подчеркнем, что эта кривая отражает предположение, что при исправлении ошибок не вносятся новые. Это предположение обычно не справедливо.

Сравнение кривых (см. рис. 3.1) показывает, что интенсивность отказов программного обеспечения и интенсивность отказов аппаратуры изменяются по-разному. Надежность аппаратуры определяется случайными отказами, надежность программного обеспечения – скрытыми в нем ошибками, природа которых не является случайной.

3.2. Основные этапы проектирования программного обеспечения

Проектирование любого программного продукта состоит из нескольких различных этапов. При хорошо поставленном руководст-

ве проектированием эти этапы явно выражены, так что могут быть установлены контрольные сроки, выбрана методология и по завершении каждого этапа можно проверить его результаты.

На рис. 3.2 представлены этапы проектирования типичной программной системы. Отметим, что приведенные этапы не зависят от методологии. Все указанные действия должны выполняться в той или иной форме, независимо от того, какой язык программирования был принят, писал ли пользователь исходные требования, использовалось ли «структурное программирование» или «объектно-ориентированное программирование».

Отметим, что проектирование ПО носит итеративный характер. Если на одном из этапов проектирования обнаружена ошибка, то для ее исправления иногда приходится возвращаться на один из предыдущих этапов, куда именно – зависит от типа ошибки. Этот итеративный подход отражен на рис. 3.2. наличием стрелок, по которым возможны переходы между этапами, как при наличии ошибок, так и при отсутствии ошибок. Рассмотрим сначала последовательность этапов проектирования в предположении, что ошибок обнаружено не было.

На первом этапе составляется перечень требований, т.е. четкое определение того, что пользователь ожидает от готового продукта. Следующий этап касается постановки целей – задач, которые ставятся перед окончательным результатом и самим проектом. Затем выполняется внешний проект высокого уровня. На этом этапе определяется взаимодействие с пользователем, но не рассматриваются многие его детали, такие как, например, форматы ввода-вывода.

Исходный внешний проект приводит к двум параллельно выполняемым этапам. В процессе детального внешнего проектирования завершается определение взаимодействия с пользователем, описываются его мельчайшие подробности. На этапе разработки архитектуры системы выполняется разложение ее на множество программ, подсистем или компонент и определяются сопряжения между ними. Эти два этапа ведут к этапу проектирования структуры программы, в котором проектируются модули, их сопряжения и взаимосвязи для

каждой программы, компоненты или подсистемы. Следующий этап – внешнее проектирование модуля – это точное определение всех сопряжений модуля. За ним следует этап проектирования логики модуля, т.е. разработки внутренней логики каждого модуля системы, он включает также выражение этой логики текстом конкретной программы.

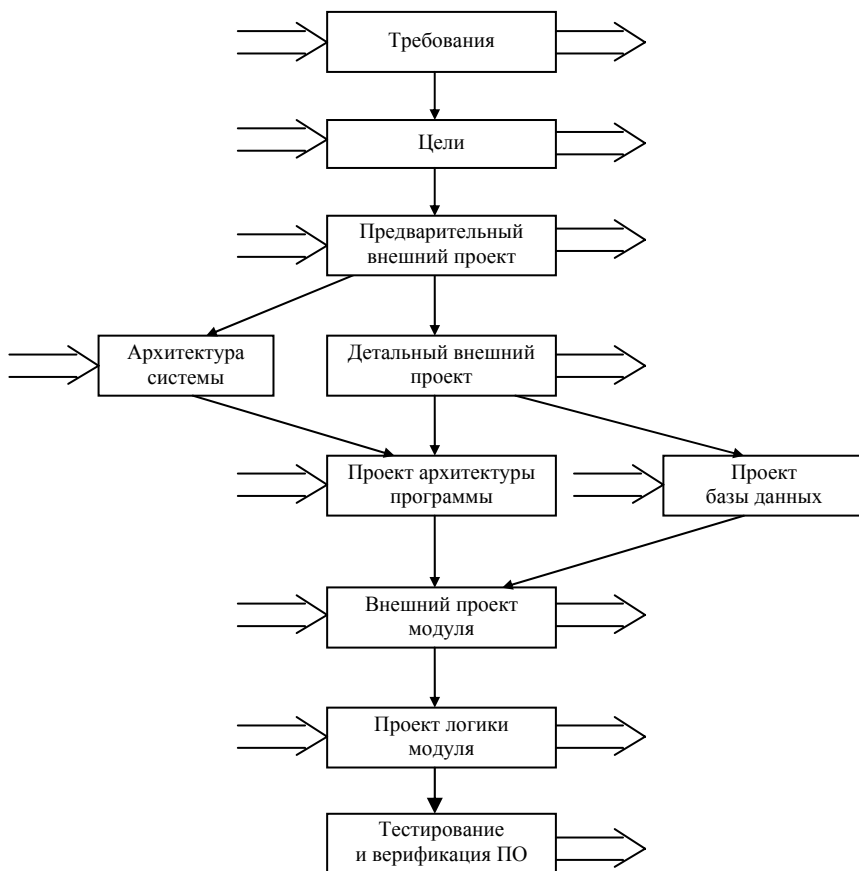


Рис. 3.2. Этапы проектирования надежного ПО

Если в ПО предусмотрена база данных, то наличествует этап ее проектирования. Это определения всех внешних для программной системы структур, например записей в файле или в базе данных.

Как уже говорилось, в работе над любым реальным проектом последовательность этапов проектирования не так проста. Есть и существенная обратная связь между этапами. Например, во время одного из шагов этапа внешнего проектирования могут быть обнаружены погрешности в формулировке целей, тогда нужно немедленно вернуться и исправить их. При проектировании структуры программы можно внезапно обнаружить, что указанная во внешних спецификациях функция неосуществима или обойдется слишком дорого, тогда может потребоваться принять компромиссное решение и изменить внешние спецификации.

В качестве примера проектирования рассмотрим ПО для системы управления «интеллектуальным зданием», реализованной по технологии Feildbus. Это распределенная система, под которой понимают совокупность автономных контроллеров управления и систем, объединенных в коммуникационные подсети для накопления данных и действующих совместно для решения общей задачи диспетчерского управления «интеллектуальным зданием». Посредством сети происходит координация распределенных процессов и обмен информацией. В отличие от централизованных систем здесь нет единого устройства управления. Различные процессы, такие как обеспечение потребителей электроэнергией, газом, холодной и горячей водой, информационными ресурсами, охранная и аварийная сигнализация, не только управляются автономно, но и внутри отдельного процесса возможно распараллеливание задач. В системе также наличествует база данных, учитывающая потребление каждого вида ресурсов, а также все аварии и сроки их устранения.

Для некоторых программных систем не все этапы, приведенные на рис. 3.2, являются обязательными. Часто отсутствуют этапы проектирования архитектуры системы и проектирования базы данных; этапы исходного и детального внешнего проектирования также зачастую сливаются воедино. В данном учебном пособии в качестве

единого сквозного примера возьмем один из проектов, в которых реализуются не все этапы – разработку лабораторной работы для изучения циклических кодов (ЦК). ЛР содержит 4 задачи:

1. Тестирование при допуске к ЛР. Тестирование осуществляется стандартной программой тестирования и требует только разработки собственно тестов.

2. Проектирование в среде Matlab (создание проекта системы). Проектирование состоит в построении функциональных моделей кодера ЦК, канала передачи данных и декодера ЦК с использованием библиотеки Simulink.

3. Исследование и анализ характеристик смоделированной системы. Характеристики изучаются на базе аналитической и имитационной моделей, которые программируются на базе встроенного в Matlab языка программирования.

4. Внедрение проекта, в частности программирование промышленных контроллеров с использованием соответствующей инструментальной среды (Triplex Isagraf 4.2) для реализации спроектированной системы передачи данных или отдельных ее функциональных узлов.

3.2.1. Правильность проектирования и планирование изменений

Явно выделенным шагом всякого этапа проектирования программного обеспечения должна быть проверка правильности результатов, т.е. попытка найти ошибки перевода, возникшие на этом этапе.

Стоимость исправления ошибки тем ниже, чем раньше она будет обнаружена. Кроме того, вероятность правильно исправить ошибку на ранней стадии работы над проектом значительно выше, чем в случае, если ошибка обнаружена на более поздних этапах (рис. 3.3)

Хотя проверка правильности каждого отдельного этапа проектирования проводится по разным методикам, можно сформулировать общую систему правил проверки в виде правила «*n плюс-минус один*». Вопросом первостепенной важности при проверке правильно-

сти проекта является привлечение к этому делу «подходящих» людей. Наиболее «подходящие» люди – это те, в чьих интересах обнаружить все ошибки. Пусть, например, мы закончили n -й этап проектирования архитектуры системы. Проектировщики этапа $n-1$ – это авторы исходных внешних спецификаций, а проектировщики этапа $n+1$ – это разработчики структуры программы. Именно им и следует доверить тестирование архитектуры системы.

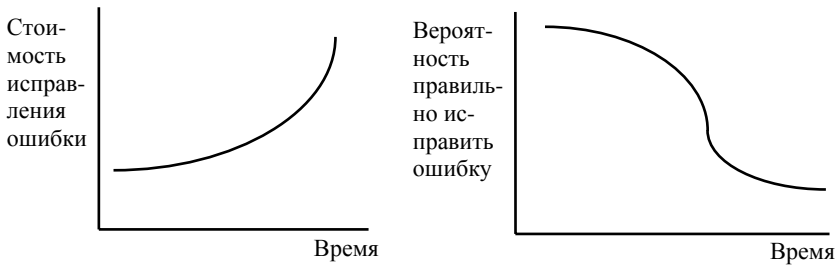


Рис. 3.3. Основания для раннего обнаружения ошибок проектирования

Правило « n плюс-минус один» состоит в следующем: проверка правильности этапа проекта должна осуществляться проектировщиками этапов $n+1$ и $n-1$. Это правило – еще один пример того, что интуитивно очевидно, но редко применяется на практике. В случае необходимости должны быть установлены формальные процедуры, обеспечивающие ее применение.

При наличии ошибки появляется необходимость во внесении изменений. Изменение в проекте – объективный фактор разработки программного обеспечения. Опытный разработчик программного обеспечения помнит об этом; он заранее запланировал изменения, организовал свой проект так, что изменение не становится травмирующим происшествием, он знает, как внести изменения таким образом, чтобы не понизить надежность работы системы.

Первое правило работы с изменениями – во время всего цикла работы над проектом поддерживать документацию на уровне последних решений.

Второе правило – в какой-то определенный момент времени «заморозить» результаты каждого процесса проектирования. «Замораживание» не означает, что больше нельзя вносить изменения; предполагается лишь, что с этого момента изменения должны проходить формальную процедуру утверждения.

Третье правило работы с изменениями – проверять правильность всякого изменения в такой же степени, в какой проверялось исходное решение.

Последнее правило – убедиться, что все нужные изменения сделаны на всех уровнях. Программист, проектирующий внутреннюю логику модуля, может сделать изменения, но не заметить при этом, что они влекут изменения внешних характеристик. Программное обеспечение и спецификации теперь рассогласованы, а это означает ошибку в программном обеспечении. Нет простого решения этой проблемы, но нужно позаботиться, чтобы все помнили о ней.

3.2.2. Требования к ПО

Программные проекты можно разбить на три группы: управляемые пользователем, контролируемые пользователем и независимые от пользователя [2]. Последние в данном учебном пособии рассматриваться не будут. Наиболее оптимален проект, контролируемый пользователем. Но, безусловно, желательно и участие в этом процессе организации-разработчика ПО. Если в управляемом пользователем проекте разработчик ПО *не* привлечен к определению требований, это увеличивает его шансы неправильно понять или неправильно интерпретировать требования. И управляемые пользователем, и не зависящие от пользователя проекты должны планироваться таким образом, чтобы обеспечить участие обеих сторон.

Требования к системе должны разрабатываться небольшой группой. Один участник этой группы должен быть основным представителем организации-пользователя, наделенным достаточными полномочиями, чтобы принять решения. Отметим, однако, что он обычно не является настоящим пользователем системы. Поэтому вторым членом группы должен быть человек, который действитель-

но будет пользоваться системой. Например, при разработке требований к системе резервирования авиабилетов им должен быть опытный кассир. Организация-разработчик также должна быть представлена в этой группе. Одним из ее представителей должен быть человек, который, в конечном счете, будет играть главную роль в процессе внешнего проектирования. Другим членом группы должен быть тот, кто будет играть ключевую роль в одном из процессов внутреннего проектирования. Что касается надежности, здесь ставится цель обеспечить максимально возможную аккуратность и точность в определении требований пользователя, чтобы организация-разработчик ПО могла транслировать эти требования в проект с минимальным числом ошибок.

О методах проверки правильности требований можно сказать, что пользователь несет ответственность за проверку требований на полноту и точность, а разработчик – на проверку осуществимости и понятности. В процессе проверки требований желательно установить приоритеты для каждого из них, чтобы помочь разработчику ПО принимать компромиссные решения на следующих этапах проектирования.

Разработка лабораторной работы, описанной в подразд. 3.2, относится к проектам, контролируемым пользователем, причем в качестве пользователя выступают преподаватели, которые будут использовать данную лабораторную работу в своих курсах.

3.2.3. Цели программного обеспечения

Второй этап разработки ПО – постановка целей. Цели – это конкретные ориентиры для программного продукта. Процесс их постановки – прежде всего процесс принятия компромиссных решений. Например, не столь уж невероятно встретить документ, в котором требования формулируются в следующей форме:

Обеспечить максимальную надежность, эффективность, адаптируемость, общность и безопасность системы, минимизируя стоимость и время разработки, требуемую память и время реакции терминала.

Такого рода формулировки бессмысленны, поскольку многие из перечисленных факторов противоречат друг другу. Таким образом, назначение постановки целей – не только сами цели, но, если нужно, и компромиссы между этими целями.

При постановке целей распространены следующие ошибки:

1. Цели не формулируются явно.
2. Составляется беглый набросок списка целей, причем жизненно важные цели в него не включаются.
3. Цели формулируются, но таким образом, что они конфликтуют друг с другом. В результате каждый программист, работающий над проектом, разрешает эти конфликты сам, причем все разрешают их по-своему, что в конечном итоге дает совершенно непредсказуемый результат.
4. Необходимость конкретных целей признается, но цели формулируются только для продукта, а не для проекта. При разработке ПО необходимы два набора целей: *цели продукта*, т.е. определение целей окончательного результата с точки зрения пользователя, и *цели проекта*, такие как график, стоимость, степень тестированности и т.д.

Цели продукта

Это цели с точки зрения пользователя. Должна быть представлена следующая информация.

1. *Резюме.* Вначале нужно коротко сформулировать общее назначение разрабатываемого продукта.
2. *Определение пользователя.* Если разрабатывается большая система с разными группами пользователей, должны быть определены роли различных пользователей.
3. *Подробное перечисление функций.* Здесь с точки зрения пользователя следует обрисовать функции, которые должны обеспечиваться системой.
4. *Публикации.* Должны быть определены цели для документации, поставляемой пользователям, в том числе типы документации и предполагаемый круг читателей для каждого типа.

5. *Эффективность*. Сюда относятся все цели, касающиеся эффективности или производительности, такие как временные характеристики, пропускная способность, использование ресурсов, а также необходимые средства измерения производительности и средства настройки.

6. *Совместимость*. Если конкретный программный продукт должен быть совместим с другими, эти цели указываются здесь. Следует указать также относящиеся к делу международные и государственные стандарты и внутренние стандарты компании.

7. *Конфигурация*. Здесь указываются различные конфигурации аппаратуры и программного обеспечения, в которых система может работать, и другие программные продукты, от которых она зависит, а также дополнительные возможности выбора отдельных частей системы, если это осуществимо.

8. *Безопасность*. Сюда относится описание целей в отношении обеспечения безопасности, т.е. исключения ситуации, при которой один пользователь системы может случайно или намеренно обратиться к данным, являющимся собственностью другого пользователя, разрушить их или помешать работе системы. Если система связана с финансовой деятельностью, должны быть указаны средства надзора.

9. *Обслуживание*. Здесь намечаются стоимость и время исправления ошибок, а также необходимые для достижения намеченных параметров программные средства, например диагностические программы.

10. *Установка*. Сюда относятся методы и средства настройки системы на конкретные условия эксплуатации.

11. *Надежность*. Рассматриваются последствия отказов системы и методы их преодоления.

Цели лабораторной работы по изучению ЦК приведены в подразд. 3.2.

Цели проекта

Данные цели касаются только самого процесса разработки и не проявляются в окончательном результате работы. Они должны быть установлены официально, поскольку, как показывает практика, в случаях когда программисты не имеют списка целей проекта, они получают противоречивые и неожиданные результаты. Цели проекта должны давать ответы на следующие вопросы:

1. Ориентировочная стоимость каждого процесса.
2. Календарный план проекта.
3. Цели для каждого процесса тестирования.
4. Степень адаптируемости или расширяемости, которая должна быть достигнута.
5. Сопровождение создаваемой системы, которое необходимо учитывать при разработке.
6. Уровни надежности, которые должны быть достигнуты на каждом этапе разработки для достижения заданной надежности проекта.
7. Внутренняя документация при работе над проектом.
8. Критерии для оценки готовности проекта к использованию.

Общие правила постановки целей

Крайне важно, чтобы цели были *четкими, явными, разумными и измеримыми*.

Цель, которую нельзя понять, бесполезна. Ни в коем случае нельзя скрывать цели от разработчиков ПО. Они должны быть известны всем участникам проекта. Цели должны быть достижимы – исследования классических проектов показали, что развертывание работ с недостижимыми целями часто является главной причиной неудачи. Все цели должны быть сформулированы по возможности в количественных терминах, чтобы можно было оценить, в какой мере в окончательном продукте эти цели достигнуты.

Каждая цель должна быть сформулирована достаточно подробно, как того требуют процессы проектирования, но не должна предлагать конкретных проектных решений. Должны быть опреде-

лены зависимости между целями, чтобы в случае, когда цель изменяется или не может быть достигнута конкретная цель, проектировщик легко мог определить, как это сказывается на других целях. Для каждой цели должен быть установлен приоритет (например, по шкале от «абсолютно необходимо» до «хорошо, но не обязательно»), чтобы иметь основу для принятия компромиссных решений.

Очень полезный прием – перечислить в документации вместе с целями конкретные «не-цели». Этот прием предотвращает многие случаи ошибочных «предположений» или «чтения между строк», явно показывая, что рассматриваемая система *не* предполагает делать.

Оценка целей

Правило «*n* плюс-минус один» предлагает привлечь к оценке целей автора требований и проектировщика исходных внешних спецификаций. Поскольку, однако, цели – самый важный аспект проекта, необходимо участие в их оценке дополнительных сил. К оценке должны быть привлечены полномочные представители пользователей, а также тех, кто будет заниматься проектированием, тестированием, сопровождением, подготовкой документации и различных руководств.

Главное требование – сопоставить цели с требованиями, чтобы убедиться, что все требования правильно переведены на язык целей. Так как этот вопрос очень важен, каждая цель должна быть лично оценена представителями нескольких уровней руководства, как в организации-пользователе, так и в организации-разработчике.

3.2.4. Внешнее проектирование

Внешнее проектирование – это этап описания ожидаемого поведения разрабатываемого программного продукта с точки зрения внешнего по отношению к нему наблюдателя [3]. Цель этого этапа – «конструирование» внешних взаимодействий будущего продукта (обычно с пользователем) без конкретизации его внутреннего устройства. Внешний проект выражается в форме внешних специфика-

ций, предназначенных для широкой аудитории, включающей пользователя (для проверки и одобрения), авторов документации для пользователя, всех участвующих в проекте программистов, а также всех тех, кто будет заниматься тестированием продукта.

Подготовка полных и правильных внешних спецификаций – самая ответственная задача в разработке программного обеспечения, поскольку внешние спецификации участвуют в наибольшем числе этапов разработки ПО.

Хотя методологии внешнего проектирования не существует, важно соблюдать принцип *концептуальной целостности*. Концептуальная целостность – это гармония (или стремление к ней) между внешними функциями системы; в соответствии с этой концепцией лучше иметь относительно небольшой набор хорошо согласованных функций, чем, возможно, больший набор независимых и нескоординированных функций. Особенности, которые кажутся привлекательными, но не согласуются с остальными, вероятно, следует отклонить, чтобы не усложнять взаимодействия с пользователем.

Концептуальная целостность представляет собой меру единообразия способа взаимодействия с пользователем. Система, лишенная концептуальной целостности, – это система, в основе которой нет единообразия; в результате такая система характеризуется слишком сложным взаимодействием с пользователем и излишне сложной структурой. Поскольку концептуальная целостность – всего лишь идея, ее трудно описать в деталях, так как она изменяется в зависимости от применения. Например, система с разделением времени, обладающая концептуальной целостностью, будет иметь, по крайней мере, следующие характеристики. Все возможности, доступные пользователю переднего плана, доступны также пользователю заднего плана (фоновый режим), и наоборот. Все запросы обладают внутренней симметрией по отношению к синтаксису, именам, операндам, соглашениям и правилам умолчания. Семантика всех запросов согласована. Например, блоки вводимых данных для аналитической и имитационной модели должны совпадать, насколько это возможно, т.е. одинаковые переменные должны называться одинаково и распо-

лагаться в том же порядке. Характеристики терминала и сообщения об ошибках – общие для всех запросов.

Простейший способ добиться *отсутствия* концептуальной целостности – попытаться разрабатывать внешний проект слишком большой группой. В зависимости от масштабов проекта ответственность за внешнее проектирование должны нести один-два человека.

Опыт показал, что вероятность успеха резко падает, когда число разработчиков превосходит два, даже для крупного проекта. Это не означает, что в процессе проектирования должны принимать участие только двое; требуется только, чтобы они несли ответственность за этот процесс. В случае крупного проекта этим людям необходима помощь исследователей, ассистентов, чертежников, секретарей и т.д. Помощники занимаются сбором и обработкой информации, но не проектированием, т.е. принятием решений или собственно написанием спецификаций.

Внешнее проектирование мало чем связано с программированием; более непосредственно оно касается обстановки, проблем и нужд пользователя, психологии общения человека с машиной. Более того, эта сторона внешнего проектирования становится все более значимой по мере того, как применение ЭВМ все больше начинает затрагивать пользователей, не знакомых с программированием. Из-за сложностей внешнего проектирования и его возрастающей важности для разработки ПО оно требует специалистов особого рода. В качестве возможных кандидатов можно назвать системных аналитиков, психологов, занимающихся вопросами поведения, инженеров, а возможно, и опытных специалистов по теории программирования (если их подготовка включает упомянутые области).

Проектирование взаимодействия с пользователем

При проектировании внешних сопряжений программной системы разработчик интересуется тремя областями, имеющими отношение к надежности программного обеспечения:

– минимизацией ошибок пользователя;

– обнаружением ошибок пользователя, когда они все же возникают;

– минимизацией сложности.

Ошибки пользователя увеличивают вероятность перехода системы в непредвиденное состояние. Минимизация ошибок пользователя не уменьшает числа ошибок в программном обеспечении, но увеличивает его надежность за счет уменьшения вероятности обнаружения оставшихся ошибок. *Основные правила минимизации ошибок пользователя в диалоговых системах:*

1. Согласовывайте способ взаимодействия с подготовкой и уровнем пользователя, а также с ограничениями, в условиях которых пользователь работает. Например, можно ожидать, что взаимодействие с пользователем банковской системы должно существенно различаться в зависимости от того, является ли пользователь клиентом банка или опытным кассиром.

2. Проектируйте таким образом, чтобы сообщения, вводимые пользователем, были как можно короче, но не настолько, чтобы исчезла их осмысленность. При этом учитывайте частоту работы с системой для среднего пользователя (часто или изредка), а также возможность стрессовой ситуации для пользователя в момент его работы с системой.

3. Обеспечивайте концептуальную целостность для разных типов вводимых и выводимых сообщений. Например, все сообщения должны иметь одинаковые форматы, стиль, сокращения.

4. Обеспечивайте развитые средства помощи.

5. Старайтесь, чтобы система «не рассердила» пользователя, поскольку это может привести к некоторым неожиданным ситуациям на входе. Избегайте оскорбительных сообщений системы, общайтесь с пользователем на его языке, а не на жаргоне программистов.

6. Всегда на каждое входное сообщение выдавайте какое-нибудь уведомление (кроме тех случаев, когда реакция системы сама является уведомлением). Без этого пользователь может засомневаться, правильно ли сообщение было введено, и попытается повторить ввод, вследствие чего может возникнуть ошибочная ситуация.

Помимо минимизации ошибок пользователя система должна также надлежащим образом обращаться с ошибками, если они все-таки возникают – а возникать они будут независимо от того, насколько хорошо были спроектированы правила взаимодействия. Например, операторы Московской системы диспетчеризации такси в свободное время развлекались тем, что пытались вывести систему из строя, подавая заведомо неправильные сообщения.

Основные правила обнаружения ошибок пользователя:

1. Спроектируйте систему так, чтобы она принимала *любые* данные. Если введенная информация не является тем, что система считает допустимым, она должна информировать пользователя.

2. Если пользователь вводит сложное сообщение, особенно если для этого нужно несколько обращений к системе, позвольте ему проверить это сообщение, прежде чем оно начнет обрабатываться.

3. Проектируйте систему так, чтобы ошибки пользователя обнаруживались немедленно. Если пользователь вводит вероятность ошибки на символ, не прописанную в лабораторной работе, лучше сразу указать ему на это обстоятельство, чем выполнить расчеты, ошибочность которых обнаружится только при оформлении отчета.

4. Там, где особенно важна аккуратность, обеспечьте избыточность входных данных: например, самопроверяемые счета в банковских системах.

Непосредственное отношение к надежности имеет еще одна задача – минимизация сложности внешнего проекта с целью уменьшения внутренней сложности будущей системы и минимизации ошибок пользователей. Распространено представление, что «гуманизированный» внешний проект должен быть сложным. Это представление ошибочно.

Вопрос, который всегда возникает при внешнем проектировании диалоговой системы, – подсказывать ли пользователю, в какой части входного сообщения содержится ошибка. Предположим, что студент задал вероятность ошибки на символ, равную 10^{-4} , при кратности исправляемой ошибки 2.

Система обнаруживает ошибку: указанная вероятность ошибки на символ не предполагает работы с кодами, исправляющими двукратную ошибку. Следует ли системе сообщать студенту, что он ошибся при введении вероятности ошибки на символ и просить его исправить именно эту величину? Но студент мог ошибиться не здесь, а при вводе кратности исправляемой ошибки. Возникает ситуация, заводящая пользователя в тупик. Вывод – неправильные запросы надо вводить заново целиком. Проще всего записывать их в буфере и предоставлять пользователю для исправления текст через буфер.

Вторая проблема, связанная со сложностью системы, – представление пользователю слишком большого числа дополнительных возможностей и вариантов. В одной из ранних операционных систем имелся процесс настройки, называемый «генерация системы», позволяющий перекраивать систему при ее настройке. Это привело к тому, что почти каждая установка этой операционной системы способствовала появлению очередной уникальной операционной системы, и неудивительно, что возникли проблемы с ее сопровождением.

До широкого распространения Delphi и C++ для научных и инженерных вычислений использовался язык ПЛ/1. Он содержал такой широкий набор синтаксических конструкций и встроенных функций, что, вероятно, не существует ни одного компилятора, поддерживающего все возможности этого языка. Простое перечисление всех вариантов вызова компилятора занимало две страницы руководства для пользователей. В результате неопытный пользователь долго и мучительно пытался сообразить, как же откомпилировать его маленькую простейшую учебную программу. Вообще говоря, обилие дополнительных возможностей неблагоприятно сказывается на работе пользователя, подталкивая его к выбору по принципу «скорее всего, так» и приводя к последствиям неправильного выбора. Разработчик должен тщательно рассмотреть каждую предоставляемую возможность, сопоставляя ее полезность и степень усложнения ПО. Когда имеются сомнения, безопаснее отказаться от рассматриваемого варианта. Множество доступных мелких возможностей не повысит конкурентоспособности продукта, а скорее всего, негативно по-

влияет на потенциального покупателя, показывая, что разработчик не имеет ясного представления о том, как именно его система будет использоваться.

Таким образом, для обеспечения надежности при разработке взаимодействия с пользователем необходимо обеспечить его единообразие и простоту, ожидать на входе всего, немедленно обнаруживать как можно больше ошибок и не пытаться их исправлять, а предоставить этот тонкий вопрос на рассмотрение пользователю.

Подготовка внешних спецификаций

Внешнее проектирование может быть представлено в виде двух этапов: предварительного и детального внешнего проектирования. В случае если спецификации организованы иерархически, этим двум этапам соответствуют просто контрольные точки в процессе нисходящего проектирования системы. Первый шаг в разработке внешних спецификаций – обрисовать основные компоненты (или то, что находится на верхнем уровне), второй шаг – обрисовать компоненты, третий – внешние функции (функции пользователя) и, наконец, детали всех функций пользователя.

Предварительное внешнее проектирование включает три первых шага. Система проектируется до такого уровня, когда уже выделены все функции пользователя, но их точные синтаксис, семантика и выходные результаты остаются еще не определенными. Этим преследуются две цели: во-первых, внутри продолжительного процесса внешнего проектирования устанавливается контрольная точка для руководства; во-вторых, становится возможной проверка правильности промежуточного уровня проекта и сопоставление его с поставленными целями.

Правильно составленные внешние спецификации – объемный документ. Чтобы справиться с таким большим документом, лучше всего применить иерархическую организацию. С успехом применяется метод, который состоит в том, чтобы разбить спецификации на *основные компоненты*, затем просто *компоненты* и, наконец, *функ-*

ции. Допустим, одна из основных компонент – управляющий библиотекой. В рамках этой основной компоненты примером компоненты может быть администратор секретности. В рамках этой компоненты примером функции будет запрос СООБЩИТЬ О НАРУШЕНИЯХ СЕКРЕТНОСТИ.

Детальный внешний проект каждой функции пользователя должен освещать следующие вопросы:

1. Описание входных данных. Точное описание синтаксиса (например, формат, допустимые значения, области изменения) и семантики всех данных, вводимых пользователем. Этими данными могут быть и команда, и ответ на подсказку, и введенная пластиковая карта, и аналоговый сигнал.

2. Описание выходных данных. Точное описание всех результатов функции (например, реакция терминала, сообщения об ошибках, отчеты, управляющие сигналы). Должна быть описана функциональная связь входных данных с выходными; это значит, что читатель спецификаций должен быть в состоянии представить себе выходные данные, порождаемые каждым конкретным вариантом входных. Для каждой функции должны быть указаны также результаты для всех (по возможности) неправильных входных данных.

3. Преобразования системы. Многие внешние функции не только порождают выходные данные, но изменяют также состояние системы. Здесь должны быть описаны все такие преобразования системы, но при этом следует помнить, что речь идет о внешних спецификациях, поэтому преобразования должны быть описаны с точки зрения пользователя. Например, тестовая система имеет команду «выполнить тестирование», которая используется студентом, чтобы начать написать тест. Эта функция имеет два выходных результата: результат, который выводится на терминал студента, и результат, который выводится на терминал преподавателя. Она вызывает также преобразование системы: изменяется база данных результатов тестирования.

4. Характеристики надежности. Описание воздействия всех возможных отказов функций на саму систему, файлы и пользователя.

Практика показывает, что включение этого раздела оказывает небольшое, но положительное влияние на надежность. Хотя разработчики внутренней структуры системы никогда сознательно не допустят, чтобы ошибка, например в запросе пользователя, вызвала общий отказ системы, этот раздел служит постоянным напоминанием об этом.

5. Эффективность. Описание всех требований, которые предъявляются к эффективности функции, таких как затрачиваемое время и используемая память. Эффективность редко удастся указать в абсолютных терминах, поскольку она зависит от конфигурации аппаратуры, скорости линий связи, эффективности всех остальных параллельно выполняемых программ, числа активных пользователей терминалов и т.д. Чтобы справиться с этой проблемой, в спецификациях можно описать несколько стандартных конфигураций и уровней нагрузки, а затем указать эффективность отдельных функций по отношению к ним.

6. Замечания по программированию. Внешние спецификации должны описывать продукт с точки зрения пользователя и избегать ограничений на внутреннее устройство системы. Однако иногда бывает необходимо подсказать или сообщить какие-то идеи относительно внутреннего проектирования функции. Практиковать это следует как можно реже, но, если это необходимо, соответствующую информацию следует сообщать в этом разделе.

Проверка правильности внешних спецификаций

Завершение внешнего проектирования является ответственным моментом для всего проекта. Процесс внешнего проектирования и предшествующие процессы концентрировались вокруг взаимодействия системы и пользователя; остальные процессы проектирования касаются внутренней структуры программного обеспечения. По этой причине проверка их правильности приобретает исключительное значение.

На этом этапе ошибки следует обязательно исправлять. Цель всякого процесса проверки правильности (или тестирования) – найти

как можно больше ошибок, а не показать, что спецификации не содержат ошибок. Очень важно понимать это тонкое различие. Важно также проверить правильность спецификаций, пока они еще имеют вид набросков, поскольку часто, как только документ приобретает «законченную» печатную форму, возникает психологический барьер, препятствующий внесению изменений.

Имеется шесть методов проверки правильности, применимых к внешним спецификациям. Эти методы не исключают друг друга, и рекомендуется применять их все.

1. Контроль по правилу «*n* плюс-минус один».

2. Контроль со стороны пользователя.

3. Таблицы решений. Если в спецификациях имеются таблицы решений, можно применить автоматизированные методы поиска ошибок.

4. Ручная имитация. Эффективный прием проверки – подготовить тесты и затем воспользоваться детальными внешними спецификациями для имитации поведения системы.

5. Имитация за терминалом. Вместо того чтобы просто читать список тестов, как в предыдущем случае, человек садится за терминал. Для имитации системы еще один участник проверки, вооружившись спецификациями, садится за другой терминал. Особая небольшая программа связывает терминалы, передавая сообщения от «пользователя» к «имитатору» и обратно.

6. Функциональные диаграммы. Спецификации представляются в другой форме – в форме бинарной логической диаграммы. Главное их назначение – служить основой для строгого построения тестов, однако, поскольку при построении диаграмм проводится детальный анализ спецификаций, функциональные диаграммы полезно построить уже на этом этапе.

3.2.5. Проектирование архитектуры программы

Следующий этап проектирования программного обеспечения – проектирование архитектуры программы [4]. Он включает определение всех модулей программы, их иерархии и сопряжений между ни-

ми. Если разрабатывается отдельная программа, исходными данными для этого процесса будут детальные внешние спецификации, если же система – детальные внешние спецификации и архитектура системы. В этом последнем случае рассматриваемый этап состоит в проектировании структуры всех компонент или подсистем полной системы.

Традиционный метод борьбы со сложностью – принцип «разделяй и властвуй», часто называемый «модуляризацией». На практике, однако, этот подход часто не приводит к ожидаемому уменьшению сложности. В [2] указано три причины подобной неудачи:

1. Модули выполняют слишком много связанных, но различных функций – это делает их логику запутанной.

2. При проектировании остались невыявленными общие функции, вследствие чего они рассредоточены (и по-разному реализованы) в разных модулях.

3. Модули взаимодействуют посредством совместно используемых или общих данных самым неожиданным образом.

Методология проектирования, называемая композиционным проектированием [2], – это принцип проектирования, рассматриваемый здесь на примере проектирования структуры программы. Композиционное проектирование состоит, по существу, из двух компонент: системы явных проектных оценок, позволяющих решить все три перечисленные выше проблемы и еще целый ряд дополнительных проблем, и ряда мыслительных процессов, обеспечивающих разбиение программы на множество модулей, их сопряжений и отношений. В результате композиционного проектирования достигается минимальная сложность структуры программы. Такую программу легче понимать, сопровождать и адаптировать.

Независимость модулей

Чтобы уменьшить сложность программы, нужно разбить ее на множество небольших, в высокой степени независимых модулей. Модуль – это замкнутая программа, которую можно вызвать из лю-

бого другого модуля в программе и можно отдельно компилировать (отметим, что тем самым исключаются внутренние процедуры Delphi). Довольно высокой степени независимости можно достичь с помощью двух методов оптимизации: усилением внутренних связей в каждом модуле и ослаблением взаимосвязи между модулями. Если рассматривать программу как набор предложений, связанных между собой некоторыми отношениями (как по выполняемым функциям, так и по обрабатываемым данным), то основное, что требуется, – это догадаться, как распределить эти предложения по отдельным модулям так, чтобы предложения внутри каждого модуля были тесно связаны, а связь между любой парой предложений в разных модулях была минимальной. Нужно стремиться реализовать отдельные функции отдельными модулями (высокая прочность модуля) и ослабить связь между модулями по данным, применяя формальный механизм передачи параметров (слабое сцепление модулей).

Прочность модулей

Прочность модуля – это мера его внутренних связей. Чтобы определить прочность модуля, необходимо проанализировать выполняемую им функцию (или функции), с тем, чтобы решить, к какому из семи классов он относится. Классы эти специально определены для того, чтобы ввести количественную характеристику «доброкачества» конкретных типов модулей.

В первую очередь необходимо определить, что понимается под функцией модуля. Модуль имеет три основных атрибута: он выполняет одну или несколько функций, обладает некоторой логикой и используется в одном или нескольких контекстах. Функция – это внешнее описание модуля; описывается, что делает модуль, когда он вызван, но не как это делается. Логика описывает внутренний алгоритм модуля, другими словами, как он выполняет свою функцию. Контекст описывает конкретное применение модуля. Например, модуль с функцией «удалить пробелы из литерной строки» может использоваться в контексте «сжать сообщение для телеобработки».

Чтобы увидеть разницу между функцией и логикой, рассмотрим модуль, функция которого – зашифровать введенную информацию по заданному ключу. Он может быть головным модулем 15-модульной программы либо единственным модулем программы. В обоих случаях функция этих двух модулей одинакова, но логика – совершенно разная. Мы видим, что функция модуля может рассматриваться как композиция его логики и функций всех подчиненных (вызываемых им) модулей. Это определение рекурсивно и применимо к любому модулю в иерархии.

Цель проектирования – так определить модули, чтобы каждый из них выполнял одну функцию (говорят, что такие модули обладают функциональной прочностью). Чтобы понять важность этой цели, ниже рассмотрим семь классов прочности модулей [2], начиная с самого слабого типа прочности.

Модуль, *прочный по совпадению*, – модуль, между элементами которого нет осмысленных связей. Трудно привести пример такого модуля, поскольку он не выполняет никаких разумных функций. Описание логики – единственный возможный способ описания модулей этого типа. Одна из причин, по которым такие модули могут возникнуть, – это «модуляризация» программы *post factum*, когда мы обнаруживаем одинаковые последовательности команд в нескольких модулях и решаем сгруппировать их в отдельный модуль. Если эти последовательности (хотя они и кажутся идентичными) имеют разный смысл в тех модулях, в которые они первоначально входили, то наш новый модуль является прочным по совпадению. Модуль этого типа тесно связан с вызывающими его модулями, поэтому почти любая его модификация в интересах одного из этих модулей приводит к тому, что для всех остальных он станет работать неправильно.

Модуль, *прочный по логике*, содержит несколько функций, и при каждом вызове выполняет одну из них. Выбираемая функция обычно запрашивается вызывающим модулем, например с помощью кода функции. Примером может быть модуль, функция которого – читать из файла или писать в файл. Главная проблема с модулями

этого типа – это использование одного и того же сопряжения для выполнения многих функций. Это приводит к сложным сопряжениям и неожиданным ошибкам при изменении сопряжения ради одной из функций.

Модуль, *прочный по классу*, последовательно выполняет набор связанных с ним функций. Самые распространенные примеры – «начальный» и «заключительный» модули. Главная проблема с модулями этого типа состоит в том, что обычно они неявно связаны с другими модулями программы, что делает программу трудной для понимания и ведет к ошибкам, когда ее приходится изменять.

Процедурно прочный модуль последовательно выполняет набор тех связанных с ним функций, которые непосредственно относятся к процедуре решения задачи. Вот пример задачи для подсистемы «интеллектуальный дом»: написать программу регулирования температуры простого парового котла. В определенной степени подобная задача может определять действия программы. Например, в постановке задачи может быть сказано, что при получении сигнала x следует закрыть клапан y и прочитать и зарегистрировать значение температуры. Модуль с функцией «закрыть клапан y , прочитать значение температуры парового котла и занести его в журнал» обладает процедурной прочностью. В этом случае единственная проблема, связанная с надежностью, состоит в том, что фрагменты программы, относящиеся к различным функциям, могут быть переплетены. Отметим, что для модулей этого типа, так же как и для большинства других типов, имеются и другие, не связанные с надежностью проблемы, как показано в [2].

Коммуникационно прочный модуль – это процедурно прочный модуль с одним дополнительным ограничением: все его функции связаны по данным. Например, модуль «прочитать следующую запись и обновить главный файл» коммуникационно прочен, поскольку обе его функции связаны между собой тем, что обе они работают с одной и той же записью. Здесь обычно возможно переплетение функций, но риск внесения ошибки при модификации несколько меньше, поскольку функции связаны более тесно.

Функционально прочный модуль – это модуль, выполняющий одну определенную функцию, такую как «посчитать вероятность правильной передачи сообщения», «закрыть клапан у» или «подвести итог по расходу горячей воды за месяц». Функциональная прочность – это высшая (лучшая) форма прочности модуля.

Отметим, что функционально прочный модуль может быть описан набором более детальных функций. Например, модуль «подвести итог по расходу горячей воды за месяц» можно описать так: «подготовить начальное состояние итоговой таблицы, открыть файл расхода горячей воды, читать расход и обновлять итоговую таблицу». Глядя на это, читатель может подумать, что простой перефразировкой описания модуля понижена его прочность. Однако если эти «функции более низкого уровня» могут быть рационально описаны как одна хорошо определенная функция «более высокого уровня», то следует считать, что модуль обладает функциональной прочностью.

Оставшийся тип прочности – *информационная прочность*. Информационно прочный модуль выполняет несколько функций, причем все они работают с одной и той же структурой данных и каждая представляется собственным входом. Модуль с двумя входами, один из которых соответствует функции «включить элемент в базу данных», а другой – функции «искать в базе данных», обладает информационной прочностью. Модуль этого типа может также рассматриваться как физическое объединение нескольких функционально прочных модулей с целью «упрятывания информации» [2], например, для того, чтобы укрыть внутри одного модуля все сведения о конкретной структуре данных, ресурсах или устройстве. В упомянутом выше примере вся информация о структуре и расположении таблицы символов скрыта внутри одного модуля. Это имеет то преимущество, что всякий раз, когда удастся скрыть некоторый аспект программы внутри одного модуля, независимость ее модулей увеличивается. Упомянувшуюся ранее цель проектирования нужно теперь подправить, чтобы наряду с функционально прочными модулями стремиться к информационно прочным.

Хотя выше мы сконцентрировали внимание только на связи между прочностью модуля и защищенностью от ошибок, прочность модуля влияет также на адаптируемость программы, трудность тестирования отдельных модулей и степень применимости модуля в других контекстах и других программах [2]. Шкала прочности упорядочена с учетом всех этих атрибутов.

Отметим, что модуль может соответствовать описанию нескольких типов прочности. Например, коммуникационно прочный модуль удовлетворяет также определению процедурной прочности и прочности по классу. Будем всегда относить модуль к высшему типу прочности, определению которого он удовлетворяет.

Сцепление модулей

Второй важнейший способ увеличить независимость модулей – ослабить связи между ними. Сцепление модулей, т.е. мера взаимозависимости модулей по данным, характеризуется как способом передачи данных, так и свойствами самих этих данных. Проанализировав любую пару модулей, можно определить, к какому из шести видов относится сцепление между ними, либо установить, что между ними прямого сцепления нет.

Цель проектирования состоит в определении таких сопряжений между модулями, чтобы все данные передавались между ними в форме явных и простых параметров. Как и раньше, чтобы понять важность этой цели, мы рассмотрим ниже шесть видов сцепления, начиная с самого жесткого (наихудший случай).

Два модуля *сцеплены по содержимому*, если один модуль прямо ссылается на содержимое другого. Например, если модуль *A* каким-либо образом ссылается на данные модуля *B*, используя абсолютное смещение, то эти модули сцеплены по содержимому. Почти всякое изменение *B* или, возможно, просто перекомпиляция *B* с помощью другой версии компилятора внесет ошибку в программу. К счастью, большинство языков программирования высокого уровня делают сцепление по содержимому трудноосуществимым.

Группа модулей *сцеплена по общей области*, если они ссылаются на одну и ту же глобальную структуру данных. Примером сцепления по общей области служат группы модулей, ссылающиеся на абсолютные адреса памяти (включая регистры).

Со сцеплением по общей области связан целый ряд проблем. Все такие модули зависят от физического упорядочения элементов общей структуры данных, вследствие чего изменение размеров одного элемента данных влияет на все модули. Использование глобальных данных сводит на нет все попытки управлять доступом каждого модуля к данным. Имена глобальных переменных связывают модули еще тогда, когда те только создаются. Это значит, что использование сцепленных по общей области модулей в новых программах затруднено, если возможно вообще.

Глобальные данные усложняют и восприятие программы. Рассмотрим следующий фрагмент:

```
WHILE A DO
  BEGIN
    L (X,Y,Z);
    M (X,Y);
    N (W,Z);
    P (Z,X,Y);
  END;
END;
```

Если A не является глобальной переменной и если другие неудачные приемы кодирования (такие как совмещение A с W , X , Y или Z) не используются, то можно утверждать, что этот цикл никогда не закончится. Если A – глобальная переменная, то сразу нельзя определить, закончится ли выполнение цикла. Придется исследовать внутреннее устройство модулей L , M , N и P , а также всех модулей, которые им подчинены, чтобы понять только этот цикл DO!

Группа модулей *сцеплена по внешним данным*, если они ссылаются на один и тот же глобальный элемент данных (переменную,

имеющую единственное поле). Например, модули Delphi сцеплены друг с другом по внешним данным с помощью глобальных переменных.

Сцепление по внешним данным порождает почти все проблемы, свойственные сцеплению по общей области. Однако проблемы зависимости от физического упорядочения элементов в структуре не возникает.

Два модуля *сцеплены по управлению*, если один явно управляет функционированием другого, например, используя код конкретной функции. Сцепление по управлению и прочность по логике обычно сопутствуют друг другу, поэтому основная проблема здесь та же, что и с прочностью по логике: использование одного и того же (сложного) сопряжения для выполнения многих функций. Сцепление по управлению часто предполагает также, что вызывающий модуль имеет некоторое представление о логике вызываемого модуля, что уменьшает их независимость.

Группа модулей *сцеплена по формату*, если они ссылаются на одну и ту же неглобальную структуру данных. Если модуль *A* вызывает модуль *B* и передает ему запись анкетных данных студента и при этом как *A*, так и *B* чувствительны к изменению структуры или формата этой записи, то *A* и *B* сцеплены по формату.

Сцепления по формату следует избегать, где это возможно, поскольку оно создает ненужные связи между модулями. Предположим, что модулю *B* нужны только некоторые поля в анкете. Передача ему всей анкеты вынуждает его заниматься анкетой целиком, и таким образом увеличивается вероятность того, что модуль неумышленно ее изменит (по-видимому, можно утверждать, что чем больше посторонних данных доступно модулю, тем больше возможность ошибки).

Сцепление по формату часто можно исключить, изолируя все функции, работающие с конкретной структурой данных, в информационно прочном модуле. Другим модулям может понадобиться имя этой структуры, но они и знают только это имя (адрес), а не формат.

Два модуля *сцеплены по данным*, если один вызывает другой и все входные и выходные параметры вызываемого модуля – простые (не структурные) элементы данных. Предположим, что функция модуля *B* из предыдущего примера – надпечатать конверт для студента. Вместо того чтобы передавать *B* всю анкету, мы могли бы передать ему в качестве аргументов фамилию студента, улицу, дом, город и почтовый индекс. Модуль *B* теперь не зависит от записи анкетных данных. *A* и *B* стали более независимы, и вероятность ошибки в *B* меньше, поскольку автор модуля *B* имеет дело с меньшим количеством данных.

Как и в случае с прочностью модуля, сцепление влияет и на другие, не рассматриваемые здесь специально свойства программы (на адаптируемость, сложность тестирования, возможность повторного использования модулей, простоту или сложность мультипрограммирования [2]).

Сцепление пары модулей может удовлетворять определениям нескольких типов. Например, два модуля могут быть сцеплены и по образцу, и по общей области. В этом случае мы относим модули к самому жесткому (худшему) из этих типов сцепления (в данном случае – сцепление по общей области).

Степень прочности и сцепления можно использовать для оценки существующего проекта и как руководящий принцип при проектировании новой программы. Это, однако, не означает, что проект, в котором в отдельных случаях прочность и сцепление далеки от идеала, обязательно плох. Исходя из некоторого компромиссного решения, проектировщик может пойти на включение модуля, прочного всего лишь по логике. Однако поступая так, он должен уметь убедительно объяснить причины и хорошо понимать следствия своего компромиссного решения. Это, во всяком случае, лучше, чем проектировать, основываясь только на интуиции, и полагаться на счастливый случай.

Высокая прочность и слабое сцепление способствуют независимости модулей, поскольку они сводят к минимуму их взаимодействие и их предположения друг о друге. Следующие три критерия

проектирования, сформулированные в [5], хорошо подытоживают сказанное.

1. Сложность взаимодействия модуля с другими модулями должна быть меньше сложности его внутренней структуры.
2. Хороший модуль снаружи проще, чем внутри.
3. Хороший модуль проще использовать, чем построить.

3.2.6. Методы непосредственного повышения надежности модулей

Ранее подчеркивалось, что из четырех основных групп методов обеспечения надежности наилучшие результаты дают методы предупреждения ошибок. В большинстве случаев, однако, при разработке программного обеспечения никак нельзя предполагать, что готовая программа не будет содержать ошибок. В этом и состоит исходная предпосылка методов обнаружения ошибок, исправления ошибок и обеспечения устойчивости к ошибкам: готовая программа (система) будет содержать ошибки и поэтому должна быть спроектирована так, чтобы ее поведение было предсказуемо и в случае ошибки. При этом имеются в виду как ошибки в программном обеспечении, так и ошибки пользователя или сбои аппаратуры.

Пассивное обнаружение ошибок

Если мы исходим из предположения, что в программном обеспечении будут ошибки, то, очевидно, в первую очередь следует принять меры для их обнаружения. Более того, если необходимо принимать дополнительные меры (например, исправлять ошибки или их последствия), то все равно сначала нужно уметь обнаруживать ошибки.

Меры по обнаружению ошибок можно разбить на две подгруппы: *пассивные* попытки обнаружить симптомы ошибки в процессе «обычной» работы программного обеспечения и *активные* попытки программной системы периодически обследовать свое состояние в поисках признаков ошибок. Пассивное обнаружение рассматривается в этом разделе, активное – в следующем.

Меры по обнаружению ошибок могут быть приняты на нескольких структурных уровнях программной системы. В этом разделе мы будем работать с уровнем подсистем, или компонент, т.е. нас будут интересовать меры по обнаружению симптомов ошибок, принимаемые при переходе от одной компоненты к другой, а также внутри компоненты. Все это, конечно, применимо также к отдельным модулям внутри компоненты.

Разрабатывая эти меры, мы будем опираться на следующие положения:

1. *Взаимное недоверие.* Каждая из компонент должна предполагать, что все другие содержат ошибки. Когда она получает какие-нибудь данные от другой компоненты или из источника вне системы, она должна предполагать, что данные могут быть неправильными, и пытаться найти в них ошибки.

2. *Немедленное обнаружение.* Ошибки необходимо обнаружить как можно раньше. Это не только ограничивает наносимый ими ущерб, но и значительно упрощает задачу отладки.

3. *Избыточность.* Все средства обнаружения ошибок основаны на некоторой форме избыточности (явной или неявной).

Конкретные меры обнаружения в большой степени зависят от специфики прикладной области. Однако некоторые идеи можно почерпнуть из следующего списка:

1. Проверьте атрибуты любого элемента входных данных. Если входные данные должны быть числовыми или буквенными, проверьте это. Если число на входе должно быть положительным, проверьте его значение. Если известно, какой должна быть длина входных данных, проверьте ее.

2. Применяйте «тэги» [1] в таблицах, записях и управляющих блоках и проверяйте с их помощью допустимость входных данных. Тэг – это поле записи, явно указывающее на ее назначение.

3. Проверьте, находится ли входное значение в установленных пределах. Например, если входной элемент – адрес в основной памяти, проверяйте его допустимость. Всегда проверяйте поле адреса или указателя на нуль и считайте, что оно неверно, если равно ну-

лю. Если входные данные – таблица вероятностей, проверьте, находятся ли все значения между нулем и единицей.

4. Проверяйте допустимость всех вариантов значений. Если входное поле – код, обозначающий один из десяти районов, никогда не предполагайте, что если это не код ни одного из районов 1, 2, ..., 9, то это обязательно код района 10.

5. Если во входных данных есть какая-либо явная избыточность, воспользуйтесь ею для проверки данных.

6. Там, где во входных данных нет явной избыточности, введите ее. Если ваша система использует крайне важную таблицу, подумайте о включении в нее контрольной суммы. Всякий раз, когда таблица обновляется, следует просуммировать (по некоторому модулю) ее поля и результат поместить в специальное поле контрольной суммы. Подсистема, использующая таблицу, сможет теперь проверить, не была ли таблица случайно испорчена, – для этого только нужно выполнить контрольное суммирование.

7. Сравнивайте, согласуются ли входные данные с какими-либо внутренними данными. Если на входе операционной системы возникает требование освободить некоторый блок памяти, она должна убедиться, что этот блок в данный момент действительно занят.

Когда разрабатываются меры по обнаружению ошибок, важно принять согласованную стратегию для всей системы (т.е. применить идею концептуальной целостности к обнаружению ошибок). Действия, предпринимаемые после обнаружения ошибки в программном обеспечении (например, возврат кода ошибки), должны быть единообразными для всех компонент системы. Это ставит вопрос о том, какие именно действия следует предпринять, когда ошибка обнаружена. Наилучшее решение – немедленно завершить выполнение программы или (в случае операционной системы) перевести центральный процессор в состояние ожидания. С точки зрения предоставления человеку, отлаживающему программу, например системному программисту, самых благоприятных условий для диагностики ошибок немедленное завершение представляется наилучшей стратегией. Конечно, во многих системах подобная стратегия бывает нецелесо-

образной (например, может оказаться, что приостанавливать работу системы нельзя). В таком случае используется метод *регистрации ошибок*. Описание симптомов ошибки и «моментальный снимок» состояния системы сохраняется во внешнем файле, после чего система может продолжать работу. Этот файл позднее будет изучен обслуживающим персоналом.

Всегда, когда это возможно, лучше приостановить выполнение программы, чем регистрировать ошибки (либо обеспечить как дополнительную возможность работу системы в любом из этих режимов). Различие между этими методами проиллюстрируем на способах выявления причин возникающего иногда скрежета автомобиля. Если автомеханик находится на заднем сиденье, то он может обследовать состояние машины в тот момент, когда скрежет возникает. Если же вы выбираете метод регистрации ошибок (записывая скрежет на магнитофон), задача диагностики будет значительно сложнее.

Активное обнаружение ошибок

Не все ошибки можно выявить пассивными методами, поскольку эти методы обнаруживают ошибку лишь тогда, когда на входах появляются соответствующие данные. Можно делать и дополнительные проверки, если спроектировать специальные программные средства для активного поиска признаков ошибок в системе. Такие средства называются *средствами активного обнаружения ошибок* (или системами встроенного контроля) и будут более подробно рассмотрены в подразд. 4.3.

Активные средства обнаружения ошибок обычно объединяются в *диагностический монитор*: параллельный процесс, который периодически анализирует состояние системы с целью обнаружить ошибку. Большие программные системы, управляющие ресурсами, часто содержат ошибки, приводящие к потере ресурсов на длительное время. Например, управление памятью операционной системы сдает блоки памяти «в аренду» программам пользователей и другим частям операционной системы. Ошибка в этих самых «других час-

тах» системы может иногда вести к неправильной работе блока управления памятью, занимающегося возвратом сданной ранее в аренду памяти, что вызывает медленное вырождение системы.

Диагностический монитор можно реализовать как периодически выполняемую задачу (например, она планируется на каждый час) либо как задачу с низким приоритетом, которая планируется для выполнения в то время, когда система переходит в состояние ожидания. Как и прежде, выполняемые монитором конкретные проверки зависят от специфики системы, но некоторые идеи будут понятны из примеров. Монитор может обследовать основную память, чтобы обнаружить блоки памяти, не выделенные ни одной из выполняемых задач и не включенные в системный список свободной памяти. Он может проверять также необычные ситуации: например, процесс не планировался для выполнения в течение некоторого разумного интервала времени. Монитор может осуществлять поиск «затерявшихся» внутри системы сообщений или операций ввода-вывода, которые необычно долгое время остаются незавершенными, участков памяти на диске, которые не помечены как выделенные и не включены в список свободной памяти, а также различного рода странностей в файлах данных.

Иногда желательно, чтобы в чрезвычайных обстоятельствах монитор выполнял диагностические тесты системы. Он может вызывать определенные системные функции, сравнивая их результат с заранее определенным и проверяя, насколько разумно время выполнения. Монитор может также периодически предъявлять системе «пустые» или «легкие» задания, чтобы убедиться, что система функционирует хотя бы самым примитивным образом.

Исправление ошибок и устойчивость к ошибкам

Имея средства обнаружения ошибок в программном обеспечении, естественно предпринять следующий шаг, попробовать создать средства, нацеленные на исправление обнаруженных ошибок. По существу, термин «исправление ошибок» в применении к программно-

му обеспечению означает ликвидацию ущерба, нанесенного ошибкой, а не исправление самой ошибки. Исправление ошибки в аппаратуре (например, автоматическим переключением на запасное устройство) – вполне жизнеспособный прием, но пытаться исправить настоящую ошибку в программном обеспечении без участия человека бесполезно. Самое большее, что можно сделать по части устойчивости к ошибкам, – либо сделать нанесенный ущерб незаметным, либо изолировать его лишь в рамках части системы.

Хотя методы исправления/устойчивости и имели ограниченный успех в нескольких системах, в большинстве случаев их лучше избегать. Число возможных ошибок в большой системе так велико, что может считаться практически бесконечным. Разрабатывая методы исправления/устойчивости, мы вынуждены пытаться предугадать лишь несколько типов ошибок, чтобы реализовать средства, предназначенные для борьбы с ущербом от этих ошибок. В лучшем случае наша система будет исправлять ничтожный процент своих потенциальных ошибок. К тому же эти средства сами довольно сложны, так что благодаря им исходное количество ошибок в системе только возрастет. Более того, они сами будут, несомненно, содержать ошибки. Наконец, если некоторые средства исправления/устойчивости все-таки заработают, они тем самым станут маскировать ошибки (делая их менее заметными), и последние, возможно, никогда не будут устранены обслуживающим персоналом, а это – явно нежелательное следствие.

Однако самым сильным доводом против исправления ошибок и обеспечения устойчивости остается следующий аргумент. Поскольку все равно необходимо заранее предвидеть несколько возможных ошибок, обычно лучше при проектировании и тестировании направлять все усилия на их устранение.

Изоляция ошибок

В большой вычислительной системе изоляция программ является ключевым фактором, гарантирующим, что отказы в программе

одного пользователя не приведут к отказам в программах других пользователей или к полному выводу системы из строя. Основные правила изоляции ошибок перечислены ниже. Хотя в формулировке многих из них употребляются слова «операционная система», они применимы к любой программе (будь то операционная система, монитор телеобработки или подсистема управления файлами), которая занята обслуживанием других программ.

1. Прикладная программа не должна иметь возможности непосредственно ссылаться на другую прикладную программу или данные в другой программе и изменять их.

2. Прикладная программа не должна иметь возможности непосредственно ссылаться на программы или данные операционной системы и изменять их. Связь между двумя программами (или программой и операционной системой) может быть разрешена только при условии использования четко определенных сопряжений и только в случае, когда обе программы дают согласие на эту связь.

3. Прикладные программы и их данные должны быть защищены от операционной системы до такой степени, чтобы ошибки в операционной системе не могли привести к случайному изменению прикладных программ или их данных.

4. Операционная система должна защищать все прикладные программы и данные от случайного их изменения операторами системы или обслуживающим персоналом.

5. Прикладные программы не должны иметь возможности ни остановить систему, ни вынудить ее изменить другую прикладную программу или ее данные.

6. Когда прикладная программа обращается к операционной системе, следует проверять допустимость всех параметров. Более того, прикладная программа не должна иметь возможности изменить эти параметры между моментами проверки и реального их использования операционной системой.

7. Никакие системные данные, непосредственно доступные прикладным программам, не должны влиять на функционирование операционной системы. Например, одна из ранних операционных

систем хранила некоторые блоки, управляющие распределением памяти, в областях основной памяти, доступных прикладным программам. Ошибка в прикладной программе, вследствие которой содержимое этой памяти могло быть случайно изменено, приводила в результате к сбою системы. Линейка Windows в теории выдерживает этот принцип, но на практике некорректное обращение к некоторым адресам приводит к зависанию системы.

8. Прикладные программы не должны иметь возможности в обход операционной системы прямо использовать управляемые ею аппаратные ресурсы. Прикладные программы не должны прямо вызывать компоненты операционной системы, предназначенные для использования только ее подсистемами.

9. Компоненты операционной системы должны быть изолированы друг от друга так, чтобы ошибка в одной из них не привела к изменению других компонент или их данных.

10. Если операционная система обнаруживает ошибку в себе самой, она должна попытаться ограничить влияние этой ошибки одной прикладной программой и в крайнем случае прекратить выполнение только этой программы.

11. Операционная система должна давать прикладным программам возможность по требованию исправлять обнаруженные в них ошибки, а не безоговорочно прекращать их выполнение.

Реализация многих из этих принципов влияет на архитектуру лежащего в основе системы аппаратного обеспечения.

Читатель может заметить, что многие из перечисленных правил являются также правилами обеспечения защиты в операционных системах [2]. Таким образом, цели обеспечения защиты ресурсов и надежности обычно согласуются.

Обработка сбоев аппаратуры

Улучшая общую надежность системы, следует заботиться не только об ошибках в программном обеспечении (хотя надежность программного обеспечения требует наибольшего внимания). Другая

сторона, о которой необходимо подумать, – это ошибки во входных данных системы (ошибки пользователя). Обсуждавшиеся выше средства обнаружения ошибок могут быть применены и к ошибкам пользователей.

Наконец, еще один интересующий нас класс ошибок – сбои аппаратуры. В большинстве случаев они обрабатываются самой аппаратурой, либо за счет резервирования, как показано в подразд. 2.2.2, либо с помощью встроенных систем функционального контроля, как показано в подразд. 4.3. Некоторые сбои, однако, нельзя обработать только аппаратными средствами, они требуют помощи со стороны программного обеспечения. Ниже приводится список возможностей, которые часто бывают необходимы в программных системах для борьбы со сбоями аппаратуры.

1. *Повторное выполнение операций.* Многие сбои аппаратуры не постоянны (например, скачки напряжения, шум в телекоммуникационных линиях, колебания при механическом движении). Всегда имеет смысл попытаться выполнить операцию, искаженную сбоем (например, команду машины или операцию ввода-вывода), несколько раз, прежде чем принимать другие меры.

2. *Восстановление памяти.* Если обнаруженный случайный сбой аппаратуры вызывает искажение области основной памяти и эта область содержит статические данные (например, команды объектной программы), то последствия сбоя можно ликвидировать, повторно загрузив эту область памяти.

3. *Динамическое изменение конфигурации.* Если аппаратная подсистема, такая как центральный процессор, канал ввода-вывода, блок основной памяти или устройство ввода-вывода, выходит из строя, работоспособность системы можно сохранить, динамически исключая неисправное устройство из набора ресурсов системы.

4. *Восстановление файлов.* Системы управления базами данных обычно обеспечивают избыточность данных, сохраняя копию текущего состояния базы данных на выделенных устройствах ввода-вывода, регистрируя все изменения базы данных или периодически автономно копируя всю базу данных. Поэтому программы вос-

становления могут воссоздать базу данных в случае катастрофического сбоя ввода-вывода.

5. *Контрольная точка/рестарт.* Контрольная точка – это периодически обновляемая копия состояния прикладной программы или всей системы. Если происходит отказ аппаратуры, такой как ошибка ввода-вывода, сбой памяти или питания, программа может быть запущена повторно с последней контрольной точки.

6. *Предупреждение отказов питания.* Некоторые вычислительные системы, в особенности те, в которых используется энергозависимая память, предусматривают прерывание, предупреждающее программу о предстоящем отказе питания. Это дает возможность организовать контрольную точку или перенести жизненно важные данные во вторичную память.

7. *Регистрация ошибок.* Все сбои аппаратуры, с которыми удалось справиться, должны регистрироваться во внешнем файле, чтобы обслуживающий персонал мог получать сведения о постепенном износе устройств.

3.2.7. Проектирование и программирование модуля

Этапы проектирования и программирования каждого модуля – заключительные в общем цикле проектирования. На этих этапах выполняются процессы *внешнего проектирования модуля* (т.е. разработки сопряжений каждого модуля) и *проектирования логики модуля* (т.е. ряд шагов, включающих определение данных, выбор алгоритма, разработку логики и собственно программирование). Для многих эти процессы олицетворяют сущность программирования; однако уже теперь должно быть ясно, что эти два процесса – лишь малая часть полного цикла разработки программного обеспечения.

В этом разделе рассматриваются принципы и методы проектирования и программирования модулей. Об отдельных проблемах, которые в соответствии с традицией также могли бы быть включены в нее, говорится в других разделах.

Внешнее проектирование модуля

Первый шаг при проектировании модуля состоит в определении его внешних характеристик. Эта информация выражается в виде *внешних спецификаций модуля*, которые содержат все сведения, необходимые вызывающим его модулям, *и ничего больше*. В частности, внешние спецификации модуля не должны содержать никакой информации о логике модуля или о внутреннем представлении данных. Кроме того, спецификации не должны включать каких бы то ни было ссылок на вызываемые модули или на контексты, в которых этот модуль используется.

Внешние спецификации модуля должны содержать сведения следующих шести типов:

Имя модуля. Указывается имя, применяемое для вызова модуля. Для модуля с несколькими входами это имя определенного входа (для каждого входа имеются отдельные спецификации).

Функция. Дается определение функции или функций, выполняемых модулем. Этот раздел *не* должен описывать логику или контексты, в которых модуль применяется.

Список параметров. Определяется число и порядок параметров, передаваемых модулю.

Входные параметры. Дается точное описание всех входных параметров. Сюда включается определение формата, размеров, атрибутов, единиц измерения (например, морские мили) и допустимых диапазонов значений всех входных параметров.

Выходные параметры. Дается точное описание всех данных, возвращаемых модулем. Сюда должно входить определение формата, размеров, атрибутов, единиц измерения и допустимых диапазонов значений всех выходных данных. Должна быть описана функциональная связь между входными и выходными данными, т.е. следует показать, какие выходные данные какими входными порождаются. Должны быть также определены выходные данные, порождаемые модулями в случае, когда входные данные не годятся. Для того чтобы можно было считать модуль *специфицированным пол-*

ностью, должно быть определено его поведение при любых входных условиях.

Внешние эффекты. Дается описание всех внешних для программы или системы событий, происходящих при работе модуля. Примерами внешних эффектов являются печать сообщения, чтение запроса с терминала, чтение из файла заказов, вывод сообщения об ошибке. Внешние эффекты модуля включают все внешние эффекты подчиненных ему модулей. Например, если модуль *A* вызывает модуль *B* и *B* печатает сообщение, этот внешний эффект должен включаться во внешние спецификации как модуля *A*, так и модуля *B*.

Важно отделить внешние спецификации модуля от другой документации (например, описания его логики), потому что изменение логики может никак не повлиять на вызывающие модули, а изменение внешних спецификаций обычно требует изменить вызывающие модули.

Внешние спецификации модуля физически могут принимать разнообразные формы, лишь бы они включали ответы на перечисленные выше шесть вопросов. Лучше всего поместить спецификации в виде комментария в начале текста исходной программы модуля (или, в случае модулей с несколькими входами, у каждого из них). Ниже показана спецификация модуля программы имитации передачи сообщений по каналу связи для определения вероятностных и статистических характеристик канала.

{*****}

{спецификация имитационной модели смешанной СТИ

функция: имитация передачи отсчетов по каналу связи для определения вероятностных и статистических характеристик

список параметров: номер отсчета,
 кратность обнаруживаемых ошибок,
 кратность исправляемых ошибок,
 вероятность ошибки на символ,
 вероятность обнаружения,
 вероятность исправления,
 вероятность правильной передачи,
 вероятность трансформации,
 математическое ожидание,
 дисперсия,
 среднеквадратическое отклонение приведенной погрешности

входные параметры: номер отсчета	integer 255=
	$2^{m-1} \geq 1$
вероятность ошибки на символ	real [0;1]
кратность обнаруживаемых ошибок	integer
кратность исправляемых ошибок	integer

выходные параметры: вероятность правильной передачи	real [0;1]
вероятность обнаружения	real [0;1]
вероятность исправления	real [0;1]
вероятность трансформации	real [0;1]
математическое ожидание	real
дисперсия	real
среднеквадратическое отклонение	
приведенной погрешности	real

в зависимости от вектора ошибки, учитывая кратность исправляемых и обнаруживаемых ошибок, подсчитывается количество правильных передач, исправленных и обнаруженных ошибок, погрешность передачи

внешние эффекты: нет }
 {*****}

Проектирование логики модуля

Последним в длинной цепи процессов проектирования программного обеспечения является процесс проектирования и собственно программирования (кодирования) внутренней логики каждого модуля. Очень часто идея тщательного планирования здесь отбрасывается, и программист разрабатывает модуль более или менее хаотично. Однако процесс разработки модуля может и должен тщательно планироваться. Следующие 11 шагов составляют набросок дисциплинированного подхода к проектированию модуля.

1. *Выберите язык.* Выбор языка обычно диктуется требованиями контракта или принятыми в организации стандартами. Хотя выбор языка и включен сюда, на самом деле язык должен быть выбран в начальный период работы над проектом, поскольку он влияет на планирование работы над проектом (например, обучение программистов, подготовка компиляторов и средств тестирования).

2. *Спроектируйте внешние спецификации модуля.* Это процесс определения внешних характеристик каждого модуля, о котором шла речь в предыдущем разделе.

3. *Проверьте правильность внешних спецификаций.* Правильность спецификаций каждого модуля должна быть проверена сравнением их с информацией о сопряжениях, полученной при проектировании структуры программы, и анализом их всеми программистами, разрабатывающими вызываемые модули.

4. *Выберите алгоритм и структуры данных.* Жизненно важным шагом в процессе проектирования логики является выбор алгоритма и соответствующих структур данных. Сегодня лишь немногие алгоритмы создаются впервые; огромное их число уже было изобретено, и весьма вероятно, что уже имеется один или несколько алгоритмов, вполне устраивающих проектировщика. Вместо того чтобы тратить время, заново изобретая алгоритмы и структуры данных, лучше поискать готовые решения. Источником алгоритмов обоих типов являются учебники, технические статьи и существующие программы.

Обычно проектировщик обнаруживает несколько функционально эквивалентных алгоритмов и структур данных, и ему приходится выбирать один из них. Поскольку многие современные вычислительные системы имеют многоуровневую память (обычно это основная память, виртуальная память, быстрая буферная память), основная тенденция у программистов, стремящихся к истинной эффективности, – назад, к простейшим алгоритмам и структурам данных (например, в системе с многоуровневой памятью двоичный поиск может оказаться не намного быстрее, чем более простой последовательный). Это пример того, как эффективность и простота становятся не противоречивыми, а согласованными требованиями!

5. *Напишите первое и последнее предложения.* Следующий шаг – написать предложения PROCEDURE и END будущего модуля (или их эквиваленты, в зависимости от избранного языка программирования). Отметим, что мы здесь опустили традиционный этап вычерчивания блок-схем; причины этого будут рассмотрены ниже.

6. *Объявите все данные из сопряжения.* Следующий шаг состоит в написании тех предложений программы, которые определяют или объявляют все переменные для сопряжения создаваемого модуля.

7. *Объявите остальные данные.* Напишите предложения, которые определяют или объявляют все другие необходимые переменные. Поскольку трудно предсказать все переменные, которые понадобятся, этот шаг часто перекрывается со следующим.

8. *Детализируйте текст программы.* Следующий шаг – итеративный, он предполагает последовательную детализацию логики модуля, начиная с достаточно высокого уровня абстракции и заканчивая готовым текстом программы. На этом шаге используются методы *пошаговой детализации* и *структурного программирования*.

9. *Отшлифуйте текст программы.* Теперь модуль нужно отшлифовать для достижения «ясности» и снабдить его дополнительными комментариями, отвечающими на вопросы, которые могут возникнуть при чтении программы.

10. *Проверьте правильность программы.* Вручную проверяется правильность модуля. Соответствующие процедуры описаны в последнем разделе этой главы.

11. *Компилируйте модуль.* Последний шаг – компиляция модуля. Этот шаг отмечает переход от проектирования к тестированию; компиляцией, по существу, начинается тестирование программного обеспечения.

Пошаговая детализация

Структурное программирование до сих пор было у нас представлено как свойство или оценка окончательного текста программы. Необходимо добавить еще один ключевой элемент: методологию, или особенности мыслительного процесса, управляющего проектированием модуля для получения структурной программы. Этот мыслительный процесс, который мы будем сейчас рассматривать, называется пошаговой детализацией [1].

Пошаговая детализация представляет собой простой процесс, предполагающий первоначальное выражение логики модуля в терминах гипотетического языка «очень высокого уровня» с последующей детализацией каждого предложения в терминах языка более низкого уровня, до тех пор пока наконец не будет достигнут уровень используемого языка программирования. На протяжении всего процесса логика выражается основными конструкциями структурного программирования.

Для иллюстрации этого процесса применим его для разработки фрагмента программы имитирующую передачу отсчетов по каналу связи для определения вероятностных и статистических характеристик. Исходная формулировка такова:

(обнуление счетчиков)

While (не достигли максимального числа переданных сообщений) do

Begin

If (вес вектора ошибки меньше кратности исправляемой ошибки)

Then (передача отсчета произошла без искажения, увеличиваем на единицу счетчик правильных передач);

If (вес вектора ошибки больше кратности исправляемой ошибки)

Then (при передаче сообщения произошла ошибка, и поскольку она не была исправлена при декодировании на приемной стороне, увеличиваем на единицу счетчик трансформаций);

Увеличиваем счетчик переданных сообщений:

End;

Очевидно, это первоначальная формулировка выражена на языке, уровень которого существенно выше уровня выбранного нами языка программирования. Следующий шаг состоит в ее детализации. Для этого раскроем содержимое условного оператора if и while:

(обнуление счетчиков)

While $N < 100000$ do

Begin

If ($e \leq s$)

Then (передача отсчета произошла без искажения, увеличиваем на единицу счетчик правильных передач);

If ($e > s$)

Then (при передаче сообщения произошла ошибка, поэтому она была исправлена при декодировании на приемной стороне, увеличиваем на единицу счетчики правильных передач и исправленных ошибок);

$N = N + 1$;

End;

В качестве третьего шага расшифруем последовательность действий при выполнении условия:

```

(обнуление счетчиков)
While N<100000 do
Begin
    If (e<=s)
    Then Cpr=Cpr+1;
    If (e>s)
    Then Ctrns=Ctrns+1;
    N=N+1;
End;

```

Последним шагом расшифруем обнуление всех счетчиков используемых в блоке программы:

```

N:=0;
Cpr:=0;
Ctrns:=0;
D:=0;
While N<100000 do
Begin
    If (e<=s)
    Then Cpr=Cpr+1;
    If (e>s)
    Then Ctrns=Ctrns+1;
    N=N+1;
End;

```

Достоинство пошаговой детализации состоит в том, что она позволяет проектировщику упорядочить свои рассуждения. Альтернативный подход – попытка написать окончательный текст модуля за один шаг – гораздо более сложен и чреват ошибками. Шаги детализации программы – не академические и теоретические рассуждения, а в точности тот метод, которым разрабатывалась данная программа.

Одна из связанных с описанным методом проблем состоит в том, что все варианты, кроме заключительного, по-видимому, тот-

час же выбрасываются. Это, похоже, расточительство, поскольку предыдущие шаги фиксировали различные уровни абстракции логики и ход мысли разработчика. Чтобы как-то сохранить информацию об этой работе, исходный вариант следует поместить в качестве комментария перед текстом программы на языке программирования.

3.2.8. Стил ь программирования

Центральное понятие, связанное со структурным программированием – стиль программирования, т.е. манера, в которой программист (правильно или неправильно) употребляет особенности своего языка программирования – в том же смысле, как писатель (правильно или неправильно) использует естественный язык. Именно плюсы и минусы стиля программирования обычно оказываются основной причиной таких, например, суждений: «Я видел программу, очень красиво размещенную на странице и без единого GO TO, но при этом абсолютно непостижимую, и другую, совершенно понятную программу, в которой было несколько GO TO».

Ясность программирования

Задача программиста должна состоять в том, чтобы писать на исходном языке программы, предназначенные для аудитории, состоящей в первую очередь из людей, а не машин. Эта задача требует уделить больше внимания ясности, простоте и доступности текста за счет игнорирования менее важных критериев, например краткости (число ударов по клавишам, необходимых для того, чтобы напечатать программу) или машинной эффективности. Выполнение следующих правил помогает писать ясные программы [1].

Используйте осмысленные имена. Это правило выражает самый важный принцип стиля программирования. Ничего нет хуже программы с именами XX, XXX, XXXX, XY, ЕКК, ЕККК, А и AI, заполненной комментариями, разъясняющими смысл и назначение этих имен. Простой прием – использование более длинных содержа-

тельных имен – значительно облегчает чтение программы и сводит к минимуму количество необходимых комментариев. Как правило, имена переменных должны содержать от 4 до 12 символов. Слишком длинные имена, типа ЧИСЛО _ ТРАНСФОРМАЦИЙ _ НА _ СООБЩЕНИЕ, нежелательны, потому что они отвлекают внимание от собственно программы и сами подвержены ошибкам.

Избегайте сходных имен. Иногда встречаются программы, в которых используются такие имена переменных, как VALUE и VALUES, или ряд переменных с именами BRACA, BRACB, BRACC и BRACD. Это усложняет чтение программы. Выбирая осмысленные имена, старайтесь, чтобы они были как можно менее похожи.

Если в идентификаторах используются цифры, помещайте их только в конце. Цифры 0, 1, 2 и 5 легко спутать с буквами O, I, Z и S. Если уж цифры в именах переменных необходимы, помещайте их в конце.

Никогда не используйте в качестве идентификаторов ключевые слова.

В следующем примере на языке Си++

```
int max(int x, int y)
{
    if (x > y)
        return x;
    else
        return y;
}
```

max, x и y – имена или идентификаторы. Слова int, if, return и else – ключевые слова, они не могут быть именами переменных или функций и используются для других целей.

Избегайте промежуточных переменных. Хотя в большинстве программ некоторое количество промежуточных переменных необходимо, никогда не создавайте лишних. Промежуточные переменные есть смысл использовать тогда, когда применяемая формула

является слишком длинной или сложной, и разбиение ее на логически осмысленные части позволит сделать программу более удобочитаемой и, следовательно, сведет к минимуму риск ввести формулу с ошибкой.

Во избежание неоднозначности употребляйте скобки. Порядок выполнения (приоритет) арифметических операций в разных языках программирования всегда является источником путаницы. Когда есть хоть какие-то сомнения, следует использовать дополнительные скобки, чтобы указать нужный порядок выполнения операций.

Будьте внимательны, используя константы как аргументы.

Рассмотрим пример на C++:

```
int simple_function(const int&, int);
int simple_function(const int& a, int b);
{
    a = 1; //Компилятор выдаст ошибку! Нельзя изменять перемен-
ную a
    return 0;
}
```

Располагайте только один оператор на строке. Размещение нескольких операторов на одной физической строке противоречит правилу структурированного программирования, требующему сдвигать оператор по строке в соответствии с уровнем его вложенности. Однако в языке Си возможны такие записи:

```
a = b = c = d;
(присвоение нескольким переменным одного и того же значе-
ния).
```

```
x = 2 * (a = 3 + b);
(выполнение присваивания в арифметическом выражении).
```

Логически они являются верными, но если первое выражение можно оставить, как логически понятное, то второе лучше записать в виде:

$$a = 3 + b$$

$$x = 2 * a;$$

Не изменяйте значение параметра цикла в теле цикла. Изменение параметра цикла внутри цикла усложняет и понимание цикла, и доказательство того, что он не является «бесконечным».

Использование языка

Вторая важная характеристика стиля программирования – способ, которым программист отбирает для употребления (или отбраковывает) возможности языка программирования. Общее правило здесь состоит в том, чтобы понять и использовать все возможности языка, но остерегаться плохо продуманных его особенностей и зависящих от реализации трюков [1].

Изучите и активно используйте возможности языка. Иногда можно увидеть программу на Delphi, содержащую цикл FOR i:=1 to n DO для обнуления всех элементов массива. Обычно это является признаком слабого знания языка, поскольку достаточно было бы одного оператора Length(mas,0).

Изучите и используйте библиотечные и встроенные функции. Многие программисты знакомы с математическими функциями, реализованными в языке (квадратный корень, синус, косинус, абсолютная величина), но меньше знают о других полезных функциях. Чтобы дать некоторое представление о ряде полезных возможностей языка, заметим, что Delphi содержит огромное количество встроенных функций, среди них традиционные MAX и MIN (выдает максимальное/минимальное число из двух целых значений), функции над одним массивом, такие как SUM (находит сумму элементов массива, состоящего из чисел с плавающей точкой). Функции по работе со строками такие, как concat (соединяет несколько строк в одну), сору

(создает копию части строки или части массива), `dupString` (создает строку, содержащую копии подстроки).

Избегайте трюков. Следует избегать тех особенностей языка, которые будут непонятны читателю вашей программы. К ним относятся, например, такие приемы, как использование параметра цикла после окончания цикла или совмещение переменных (выделение им одного участка в памяти).

Не игнорируйте предупреждающих сообщений. Некоторые компиляторы, обнаружив трюкаческое, сомнительное или непредусмотренное использование возможностей языка, выдают предупреждающее сообщение, но доводят компиляцию до конца. Такие предупреждения очень важны; они указывают, что либо программист допускает ошибку, либо потенциальный читатель программы этого места не поймет. Текст программы следует изменить так, чтобы не было никаких предупреждающих сообщений.

Внимательно прочтите раздел о «подводных камнях» в руководстве по вашему языку. Многие руководства по языкам содержат главу о распространенных ошибках и недоразумениях при работе с этим языком. Экономьте время, учитесь на ошибках других.

Микроэффективность

К наихудшим нарушениям хорошего стиля программирования относятся многочисленные «улучшения программы для повышения ее эффективности», которые можно найти во многих учебниках, стандартах организаций и головах программистов. Эти предложения не только усложняют чтение программы и снижают ее надежность, но и весьма слабо (если вообще хоть как-то) влияют на эффективность; отсюда и название раздела: «Микроэффективность».

Всякий, кто когда-либо серьезно занимался производительностью систем, знает, что эффективность достигается в результате тщательного анализа структур данных и алгоритмов, а также использования ресурсов, но не за счет таких тривиальностей, как исключение индексации, замена возведения в степень умножением, программи-

рование на машинном языке или поиска самого быстрого способа обнуления регистра.

Центральная идея повышения производительности: сначала измерение и затем оптимизация макроэффективности. Можно значительно улучшить производительность, не занимаясь микроэффективностью.

Игнорируйте все предложения по повышению эффективности, пока программа не будет правильной. Худшее, что может быть сделано, — это начать беспокоиться о скорости программы до того, как она станет работать правильно. Быстрая, но неправильная программа бесполезна; медленная, но правильная всегда имеет некоторую ценность, а может оказаться и вполне удовлетворительной.

Пусть оптимизирует компилятор. Многие из находящихся в эксплуатации компиляторов выполняют значительную работу по оптимизации: сокращение индексации, выявление выражений типа $A**2$, которые можно заменить одним умножением, вынесение постоянных выражений из циклов, размещение часто используемых переменных на быстрых регистрах и др. Программисту не нужно состязаться с компилятором; следует писать программы просто и ясно. Пусть об оптимизации заботится компилятор.

Не жертвуйте легкостью чтения ради эффективности. Как правило, предложения по улучшению микроэффективности сводятся к совокупности трюков и мешают достичь легкости восприятия.

Никогда не оптимизируйте, если в этом нет необходимости. Очевидно, что эффективность не является совсем уж несущественным вопросом. Однако программисту никогда не следует заниматься оптимизацией ради самой оптимизации; он должен оптимизировать только тогда, когда эффективность важна и только когда он знает точно, какая именно часть программы нуждается в оптимизации.

Добивайтесь эффективности за счет макроэффективности. В системе с виртуальной памятью можно значительно увеличить эффективность, располагая модули на странице так, чтобы минимизировать число страничных прерываний и размеры рабочего множества

программы. Этот прием не требует изменений в тексте программы. К средствам повышения макроэффективности относятся также разумная организация ввода-вывода, выбор оптимальных алгоритмов и структур памяти. Например, некоторые алгоритмы сортировки и поиска в сотни раз быстрее других формально эквивалентных алгоритмов. Программисту не следует заботиться о микроэффективности, пока не будут исчерпаны все другие средства.

Добивайтесь эффективности на основе измерений, а не догадок. Доказано, что программисты крайне слабо угадывают причины неудовлетворительной эффективности программ. Это не результат каких-то недостатков самих программистов; из-за сложной природы программ и систем интуиция в вопросе об «узких» местах подводит почти всегда. Лучше всего при первоначальной разработке программы игнорировать большинство соображений, касающихся эффективности. Когда программа работает (и только в том случае, если ее эффективность неудовлетворительна), программист должен выполнить измерения, чтобы обнаружить и исправить те самые знаменитые «5 % программы, занимающие 90 % времени». Если программа была спроектирована правильно (это значит, что она легко адаптируема), такие изменения *post factum* должны быть несложными.

В сложных системах самые простые алгоритмы часто и самые быстрые. Многие современные ЭВМ имеют трехуровневую память: небольшой быстрый буфер между ЦП и основной памятью, сама основная память и виртуальная память, отображенная на устройства вторичной памяти. В таких системах локальность ссылок, т.е. отсутствие частых ссылок в широком диапазоне адресов программы и данных, – ключевой фактор эффективности. Это значит, что простые последовательные алгоритмы в таких условиях часто работают быстрее, чем более изощренные и сложные.

Комментарии

Лучшей документацией внутренней логики программы являются простая и ясная структура текста программы, использование сдвига по строке в соответствии с уровнем вложенности, осмысленные имена и соблюдение других правил, касающихся стиля программирования [1]. Если текст программы обладает этими свойствами, обилие комментариев не является необходимым и часто даже нежелательно. Известны случаи, когда комментарии мешали отладке, поскольку человек, отлаживающий программу, склонен верить им и в результате недостаточно тщательно проверяет текст программы. Опытные программисты, отыскивая во время отладки ошибку в модуле, часто закрывают комментарии листом бумаги.

Избегайте обилия комментариев. Изобилие комментариев мешает чтению программы, отвлекая внимание. Всякий раз, когда имеется модуль с очень большим количеством комментариев, возникает подозрение, что программист написал их так много либо потому, что сама программа запутанна или содержит трюки, либо потому, что он следовал какому-нибудь правилу вроде «по крайней мере 50 % всех операторов должны иметь комментарии»; значит, многие из комментариев бессодержательны. Программист должен быть скуп на комментарии, употребляя их только там, где это абсолютно необходимо.

Комментируйте так, как будто бы вы отвечаете на вопросы читателя. Очень эффективный метод состоит в том, чтобы сначала написать текст программы без комментариев, а затем посмотреть на него глазами читателя. Если окажется, что у читателя в некоторой точке программы может возникнуть вопрос, следует вставить содержательный комментарий с ответом на него.

Физически «выдвигайте» все комментарии из текста собственно программы. При печати комментарии следует смещать вправо от текста программы, так чтобы читатель мог просматривать программу, не прерываемую комментариями. Другими словами, комментарии в программе должны быть аналогичны подстрочным примечаниям в книге.

Прокомментируйте все переменные. Понимание данных – ключ к пониманию программы. Каждое предложение, объявляющее некоторую переменную, должно сопровождаться комментарием, поясняющим смысл этой переменной.

Определения данных

Понимая особую важность данных, приведем несколько правил их определения и использования [4].

Объявляйте все переменные явно. Во многих языках программирования разрешается определять данные неявно, просто используя их имена в выполняемых операторах. Такие «сокращения» предназначены для дилетантов или тех, кто программирует от случая к случаю, но не для программистов-профессионалов. Профессиональный программист должен явно определять или объявлять все переменные в самом начале модуля.

Объявляйте все атрибуты каждой переменной. Не следует также пользоваться имеющимися в языке сокращениями для объявления атрибутов, не указанных явно, по умолчанию. Процесс выбора атрибутов по умолчанию часто сложен и ведет к ошибкам, если программист не вполне его понимает. Более того, некоторые компиляторы позволяют на каждой вычислительной установке изменять правила умолчания, что является крайне опасной практикой.

Избегайте явных констант. В исполняемом тексте программы не должно быть абсолютных констант, за исключением таких общепотребительных значений, как единица, нуль, число ПИ и т.п. Для констант надо вводить символические имена и использовать их в программе

```
a=sin(0,7);
```

следует заменить на фрагмент программы:

```
c=0,7;
```

```
a=sin(c);
```

Никогда не используйте несколько имен для одной области памяти.

Никогда не используйте переменную более чем для одной цели. Распространенный прием экономии лишнего слова памяти состоит в повторном использовании переменной в различных целях. Программист вполне может решить: «Я закончил работать с TIME для расчетов времени, поэтому теперь буду использовать эту переменную как промежуточную при вычислении даты». Такая практика увеличивает шансы внесения ошибок при модификации программы.

Никогда не используйте особые значения переменной с особым смыслом. В определении параметров подпрограмм часто можно увидеть комментарии вроде такого: «ДЛСТРОКИ – это число символов во входной строке, причем ДЛСТРОКИ=0 означает ошибку при вводе». Это неоднозначное употребление параметра часто приводит к двусмысленным ситуациям и иногда затрудняет изменение программы. Чтобы передавать код ошибки, следует определить отдельный параметр.

Пишите модули, управляемые таблицами. При программировании модулей, реализующих сложный процесс принятия решений, эти решения следует описывать таблицей, а не встраивать в текст программы. Это сокращает и «обобщает» программу, а также значительно облегчает модификации.

Будьте осторожны с двоичной машиной. Двоичные машины обладают тем свойством, что числа с плавающей точкой в них представляются приближенными значениями. В такой машине умножение 10.0 на 0.1 редко дает в результате 1.0. Программист должен остерегаться этого свойства, особенно при попытке сравнивать два числа с плавающей точкой.

Будьте осторожны с действиями над целыми. Следует быть внимательным при умножении или делении целых чисел. Если I – целочисленная переменная, то ответ на вопрос, равны ли между собой I и $2 \cdot I/2$, зависит от того, четно I или нет и что в сгенерированной компилятором программе будет выполняться раньше: умножение или деление.

Избегайте операций со значениями смешанных типов. Программисту не следует употреблять вперемешку переменные различ-

ных типов (например, двоичные, десятичные, плавающие) или различной точности в одном выражении; компилятор может выполнить некоторые неожиданные преобразования. Такие операции, как сложение строки символов с целочисленной переменной, нельзя делать никогда. Необходима осторожность при употреблении констант, поскольку компилятор может приписать им по умолчанию атрибуты, требующие неожиданных преобразований данных. Например, следующий фрагмент на Delphi:

```
WinExec( "bin\tpc.exe" ' + ListBox.Items.Strings [2]);
```

{запуск консольного приложения с параметром, который написан во второй строчке листбокса}

Компилятор выдает ошибку на несовместимые типы String и PAnsiChar.

Для исправления этой ошибки строку нужно привести к PChar:
WinExec(PChar("bin\tpc.exe" ' +ListBox.Items.Strings [2])).

Структура модуля

Остальные правила «хорошего стиля» программирования касаются структуры программы [1].

Избегайте кратных END. Хорошее правило при программировании на Delphi – предусматривать отдельный END для каждого оператора DO. Это позволяет компилятору обнаружить некоторые ошибки, а пользователю помогает понять подразумеваемую последовательность выполнения.

Предусматривайте ELSE для каждого THEN. В условных предложениях должно быть поровну THEN и ELSE. Даже если не нужно ничего делать в случае ELSE, следует предусмотреть пустой оператор. Это подскажет пользователю, что случай ELSE также рассматривался, и поможет понять последовательность действий.

Отметим, что этому правилу не обязательно следовать, если будет принято предложение полностью отказаться от вложенных условных предложений и конструкции ELSE. Важно помнить о необходимости быть последовательным; если в модуле имеется хоть

одно ELSE, значит, во всех условных предложениях должны быть ELSE.

Выполняйте исчерпывающие проверки. При анализе входного параметра, ожидаемое значение которого должно быть 1, 2 или 3, не следует предполагать, что его значение равно 3, если оно не равно ни 1, ни 2.

Не пишите изменяющих самих себя программ. Языки высокого уровня почти исключили эту практику. Однако такие конструкции, как переменные типа метки в Pascal, позволяют изменять оператор GO TO, и в таком качестве их нужно избегать.

Будьте осторожны с внутренними процедурами. Если программист решает использовать внутренние процедуры в таком языке, как Pascal, он должен быть внимательным в отношении правил определения областей доступности имен, которые позволяют ссылаться на внешние процедуры.

По возможности используйте рекурсию. Рекурсивные модули – простой путь решения многих сложных вычислительных задач. Чтобы научиться мыслить рекурсивно, требуются определенные усилия, но после более близкого знакомства с этой концепцией рекурсия становится удобным средством реализации алгоритмов для сложных структур. Рекурсия желательна при обработке структур данных, определенных рекурсивно, например деревьев, представляющих перечень необходимых материалов, или сложных списковых структур, графов или решеток, для которых неизвестны или изменяются длина и глубина. Источник силы рекурсии состоит в том, что она снимает с программиста бремя забот об управлении памятью и превращает «перебор с возвратом» (т.е. возврат по дереву и затем проход вниз по другой ветви) в совсем простой процесс.

Рекурсию, однако, не следует применять там, где вполне достаточно простой итерации. Например, рекурсивно определенная математическая функция факториал ($X! = X * (X-1)!$) часто используется для иллюстрации рекурсивных методов программирования. Поскольку, однако, при ее вычислении не требуется перебора с возвра-

том, проще всего запрограммировать эту функцию с помощью итерации (цикла DO), а не рекурсивной процедуры.

3.3. Тестирование и верификация программ

Тестирования и верификация программ, хотя и непосредственно не являются этапами разработки программы, однако являются неотъемлемой частью создания ПО и прямо влияют на надежность программы.

Тестирование – деятельность, выполняемая для оценки и улучшения качества программного обеспечения. Эта деятельность, в общем случае, базируется на обнаружении дефектов и проблем в программных системах. В соответствии с IEEE Std 829-1983, **тестирование** – это процесс анализа ПО, направленный на выявление отличий между его реально существующими и требуемыми свойствами (дефект) и на оценку свойств программного обеспечения.

Верификация программных продуктов представляет собой проверку готового продукта или его промежуточных версий на соответствие исходным требованиям. При этом подразумевается не только тестирование самой программы, но и аудит проекта, пользовательской и технической документации и т.д.

Концепции тестирования и верификации достаточно многочисленны и разнообразны, по существу – это тема для отдельного раздела. Как следует из приведенных определений, нельзя провести четкой грани между тестированием и верификацией. В данном учебном пособии будем считать, что верификации подлежит готовый программный продукт, а тестированию – его законченные части. В основном будут рассматриваться вопросы, касающиеся тестирования модуля, поскольку разработчику АСУ ТП чаще всего приходится сталкиваться именно с этой проблемой.

3.3.1. Проблемы тестирования программ

Тестирование как объект изучения может рассматриваться с различных чисто технических точек зрения. Однако наиболее важными при изучении тестирования представляются вопросы его экономики и психологии разработчика. Иными словами, достоверность тестирования программы в первую очередь определяется тем, кто будет ее тестировать и каков его образ мышления, и уже затем – определенными технологическими аспектами [1]. Поэтому, прежде чем перейти к техническим проблемам, мы остановимся на этих вопросах.

Предположим, что если мы тестируем программу, то нам нужно добавить к ней некоторую новую стоимость (т.е. тестирование стоит денег и нам желательно возратить затраченную сумму путем увеличения стоимости программы). Увеличение стоимости означает повышение качества или возрастание надежности программы. Последнее связано с обнаружением и удалением из нее ошибок. Следовательно, программа тестируется не для того, чтобы показать, что она работает, а скорее наоборот – тестирование начинается с предположения, что в ней есть ошибки (это предположение справедливо практически для любой программы), а затем уже обнаруживаются их максимально возможное число. Таким образом, сформулируем рабочее определение:

Тестирование – это процесс исполнения программы на специально подобранных входных данных с целью обнаружения ошибок.

Практикой установлено [1], что именно такой целевой установкой в значительной мере определяется успех тестирования. Дело в том, что верный выбор цели дает важный психологический эффект, поскольку для человеческого сознания характерна целевая направленность. Если поставить целью демонстрацию отсутствия ошибок, то мы подсознательно будем стремиться к этой цели, выбирая тестовые данные, на которых вероятность появления ошибки мала. В то же время если нашей задачей станет обнаружение ошибок, то создаваемый нами тест будет обладать большей вероятностью обнаруже-

ния ошибки. Такой подход заметнее повысит качество программы, чем первый.

Определим для результатов тестового прогона исходы «удачный» и «неудачный». Тестовый прогон, приведший к обнаружению ошибки, нельзя назвать неудачным хотя бы потому, что, как отмечалось выше, это целесообразное вложение капитала. Отсюда следует, что в слова «удачный» и «неудачный» необходимо вкладывать смысл, обратный общепринятому. Поэтому в дальнейшем будем называть тестовый прогон удачным, если в процессе его выполнения обнаружена ошибка, и неудачным, если получен корректный результат.

3.3.2. Технологии тестирования программ

Дав рабочее определение тестированию, необходимо ответить на вопрос – возможно ли обнаружить все ошибки программы. Оказывается, что ответ будет отрицательным даже для самых тривиальных программ. В общем случае невозможно обнаружить все ошибки программы. А это в свою очередь порождает экономические проблемы, задачи, связанные с функциями человека в процессе отладки, способы построения тестов.

Тестирование программы как черного ящика

Одним из способов изучения поставленного вопроса является исследование стратегии тестирования, называемой стратегией черного ящика, тестированием с управлением по данным, или тестированием с управлением по входу-выходу. При использовании этой стратегии программа рассматривается как черный ящик. Иными словами, такое тестирование имеет целью выяснение обстоятельств, в которых поведение программы не соответствует ее спецификации. Тестовые же данные используются только в соответствии со спецификацией программы (т.е. без учета знаний о ее внутренней структуре).

При таком подходе обнаружение всех ошибок в программе может быть достигнуто, если в качестве тестовых наборов использовать все возможные наборы входных данных. Следовательно, мы

приходим к выводу, что для исчерпывающего тестирования программы требуется бесконечное число тестов.

Поскольку исчерпывающее тестирование исключается, нашей целью должна стать максимизация результативности капиталовложений в тестирование (иными словами, максимизация числа ошибок, обнаруживаемых одним тестом). Для этого мы можем рассматривать внутреннюю структуру программы и делать некоторые разумные, но, конечно, не обладающие полной гарантией достоверности предположения (например, разумно предположить, что если программа сравнивает два числа a и b , и в процессе тестирования она сочла равными a , принявшее значение 3, и b , принявшее значение 3, то она также сочтет равными a , принявшее значение 5, и b , принявшее значение 5).

Тестирование программы как белого ящика

Стратегия белого ящика, или стратегия тестирования, управляемого логикой программы, позволяет исследовать внутреннюю структуру программы. В этом случае специалист, проводящий тестирование, получает тестовые данные путем анализа логики программы (к сожалению, здесь часто не используется спецификация программы).

Сравним способ построения тестов при данной стратегии с исчерпывающим входным тестированием стратегии черного ящика. Непосвященному может показаться, что достаточно построить такой набор тестов, в котором каждый оператор выполняется хотя бы один раз; нетрудно показать, что это неверно. Не вдаваясь в детали, укажем лишь, что исчерпывающему входному тестированию может быть поставлено в соответствие исчерпывающее тестирование маршрутов. Подразумевается, что программа проверена полностью, если с помощью тестов удастся осуществить выполнение этой программы по всем возможным маршрутам ее потока (графа) передач управления.

Последнее утверждение имеет два слабых пункта. Один из них состоит в том, что число не повторяющихся друг друга маршрутов в программе – астрономическое. Чтобы убедиться в этом, рассмот-

рим представленный на рис. 3.4 граф передач управления простейшей программы. Каждая вершина, или кружок, обозначает участок программы, содержащий последовательность линейных операторов, которая может заканчиваться оператором ветвления. Дуги, оканчивающиеся стрелками, соответствуют передачам управления. Повидимому, граф описывает программу из 10–20 операторов, включая цикл DO, который выполняется не менее 20 раз. Внутри цикла имеется несколько операторов IF. Для того чтобы определить число неповторяющихся маршрутов при исполнении программы, подсчитаем число неповторяющихся маршрутов из точки A в B в предположении, что все входные данные взаимно независимы. Это число вычисляется как сумма $520 + 519 + \dots + 51 = 10^{14}$, или 100 триллионам, поскольку в данном случае число путей внутри цикла равно 5. Большинству читателей трудно оценить это число, поэтому приведем такой пример: если допустить, что на составление каждого теста мы тратим пять минут, то для построения набора тестов нам потребуется примерно один миллиард лет.

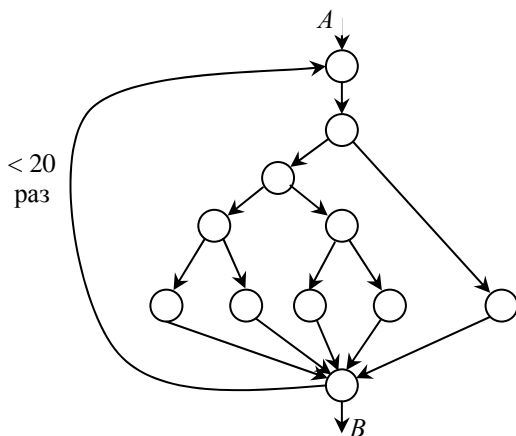


Рис. 3.4. Граф передач управления небольшой программы

Конечно, в реальных программах условные переходы не могут быть взаимно независимы, т.е. число маршрутов исполнения будет

несколько меньше. С другой стороны, реальные программы значительно больше, чем простая программа, представленная на рис. 3.4. Следовательно, исчерпывающее тестирование маршрутов, как и исчерпывающее входное тестирование, не только невыполнимо, но и невозможно.

Второй слабый пункт утверждения заключается в том, что, хотя исчерпывающее тестирование маршрутов является полным тестом и хотя каждый маршрут программы может быть проверен, сама программа будет содержать ошибки. Это объясняется следующим образом. Во-первых, исчерпывающее тестирование маршрутов не может дать гарантии того, что программа соответствует описанию. Например, вместо требуемой программы сортировки по возрастанию случайно была написана программа сортировки по убыванию. В этом случае ценность тестирования маршрутов невелика, поскольку после тестирования в программе окажется одна ошибка, т.е. программа неверна.

Во-вторых, программа может быть неверной в силу того, что пропущены некоторые маршруты. Исчерпывающее тестирование маршрутов не обнаружит их отсутствия. В-третьих, исчерпывающее тестирование маршрутов не может обнаружить ошибок, появление которых зависит от обрабатываемых данных. Существует множество примеров таких ошибок. Приведем один из них. Допустим, в программе необходимо выполнить сравнение двух чисел на сходимость, т.е. определить, является ли разность между двумя числами меньше предварительно определенного числа. Может быть написано выражение:

IF ((A - B) < EPSILON) ...

Безусловно, оно содержит ошибку, поскольку необходимо выполнить сравнение абсолютных величин. Однако обнаружение этой ошибки зависит от значений, использованных для A и B , и ошибка не обязательно будет обнаружена просто путем исполнения каждого маршрута программы.

В заключение отметим, что, хотя исчерпывающее входное тестирование предпочтительнее исчерпывающего тестирования маршрутов, ни то, ни другое не могут стать полезными стратегиями, по-

тому что оба они нереализуемы. Возможно, поэтому реальным путем, который позволит создать хорошую, но, конечно, не абсолютную стратегию, является сочетание тестирования программы как черного и как белого ящиков.

3.3.3. Принципы тестирования

Сформулируем основные принципы тестирования, используя главную предпосылку настоящего раздела о том, что наиболее важными в тестировании программ являются вопросы психологии. Эти принципы интересны тем, что в основном они интуитивно ясны, но в то же время на них часто не обращают должного внимания.

Тестирование – процесс творческий, т.е. неформализуемый.

Вполне вероятно, что для тестирования большой программы требуется больший творческий потенциал, чем для ее проектирования.

Описание предполагаемых значений выходных данных или результатов должно быть необходимой частью тестового набора.

Нарушение этого очевидного принципа представляет одну из наиболее распространенных ошибок. Ошибочные, но правдоподобные результаты могут быть признаны правильными, если результаты теста не были заранее определены. Здесь мы сталкиваемся с явлением психологии: мы видим то, что мы хотим увидеть. Другими словами, несмотря на то, что тестирование по определению – поиск ошибок, у проводящих его есть подсознательное желание видеть корректный результат. Один из способов борьбы с этим явлением состоит в поощрении детального анализа выходных переменных заранее при разработке теста. Поэтому тест должен включать две компоненты: описание входных данных и описание точного и корректного результата, соответствующего набору входных данных.

Следует избегать тестирования программы ее автором.

Этот принцип следует из предыдущего положения.

В дополнение к этой психологической проблеме следует отметить еще одну, не менее важную: программа может содержать ошибки, связанные с неверным пониманием постановки или описания за-

дачи программистом. Тогда существует вероятность, что к тестированию программист приступит с таким же недопониманием своей задачи.

Тестирование можно уподобить работе корректора или рецензента над статьей или книгой. Многие авторы представляют себе трудности, связанные с редактированием собственной рукописи. Очевидно, что обнаружение недостатков в своей деятельности противоречит человеческой психологии.

Отсюда вовсе не следует, что программист не может тестировать свою программу. Многие программисты с этим вполне успешно справляются. Здесь лишь делается вывод о том, что тестирование является более эффективным, если оно выполняется кем-либо другим. Заметим, что все наши рассуждения не относятся к отладке, т.е. к исправлению уже известных ошибок. Эта работа эффективнее выполняется самим автором программы.

Необходимо досконально изучать результаты применения каждого теста.

По всей вероятности, это наиболее очевидный принцип, но и ему часто не уделяется должное внимание. В экспериментах, проведенных при тестировании программ, многие испытуемые не смогли обнаружить определенные ошибки, хотя их признаки были совершенно явными. Представляется достоверным, что значительная часть всех обнаруженных в конечном итоге ошибок могла быть выявлена в результате самых первых тестовых прогонов, однако они были пропущены вследствие недостаточно тщательного анализа результатов первого тестового прогона.

Тесты для неправильных и непредусмотренных входных данных следует разрабатывать так же тщательно, как для правильных и предусмотренных.

При тестировании программ имеется естественная тенденция концентрировать внимание на правильных и предусмотренных входных условиях, а неправильным и непредусмотренным входным данным не придавать значения. Между тем вполне вероятно, что тесты, представляющие неверные и неправильные входные данные, обла-

дают большей обнаруживающей способностью, чем тесты, соответствующие корректным входным данным.

Необходимо проверять не только, делает ли программа то, для чего она предназначена, но и не делает ли она то, что не должна делать.

Это логически просто вытекает из предыдущего принципа. Необходимо проверить программу на нежелательные побочные эффекты. Например, программа расчета зарплаты, которая производит правильные платежные чеки, окажется неверной, если она произведет лишние чеки для сотрудников предприятия или дважды запишет первую запись в список личного состава.

Не следует выбрасывать тесты.

Эта проблема наиболее часто возникает при использовании интерактивных систем отладки. Обычно сотрудник, проводящий тестирование, сидит за терминалом, на лету придумывает тесты и запускает программу на выполнение. При такой практике работы после применения тесты пропадают. После внесения изменений или исправления ошибок необходимо повторять тестирование, тогда приходится заново изобретать тесты. Как правило, этого стараются избегать, поскольку повторное создание тестов требует значительной работы. В результате повторное тестирование бывает менее тщательным, чем первоначальное, т.е. если модификация затронула функциональную часть программы и при этом была допущена ошибка, то она зачастую может остаться необнаруженной.

Нельзя планировать тестирование в предположении, что ошибки не будут обнаружены.

Такую ошибку обычно допускают руководители проекта, использующие неверное определение тестирования как процесса демонстрации отсутствия ошибок в программе, корректного функционирования программы.

Вероятность наличия необнаруженных ошибок в части программы пропорциональна числу ошибок, уже обнаруженных в этой части.

Этот принцип, не согласующийся с интуитивным представлением, иллюстрируется на рис. 3.5.



Рис. 3.5. Неожиданное соотношение числа оставшихся и числа обнаруженных ошибок

На первый взгляд он лишен смысла, но тем не менее подтверждается многими программами. Например, допустим, что некоторая программа состоит из модулей или подпрограмм *A* и *B*. К определенному сроку в модуле *A* обнаружено пять ошибок, а в модуле *B* — только одна, причем модуль *A* не подвергался более тщательному тестированию. Тогда из рассматриваемого принципа следует, что вероятность необнаруженных ошибок в модуле *A* больше, чем в модуле *B*. Справедливость этого принципа подтверждается еще и тем, что для ошибок свойственно располагаться в программе в виде неких скоплений, хотя данное явление пока никем еще не объяснено. Преимущество рассматриваемого принципа заключается в том, что он позволяет ввести обратную связь в процесс тестирования. Если в какой-нибудь части программы обнаружено больше ошибок, чем в других, то на ее тестирование должны быть направлены дополнительные усилия.

Чтобы подчеркнуть некоторые мысли, высказанные в настоящем разделе, приведем еще раз три наиболее важных принципа тестирования.

Тестирование – это процесс выполнения программ с целью обнаружения ошибок.

Хорошим считается тест, который имеет высокую вероятность обнаружения еще не выявленной ошибки.

Удачным считается тест, который обнаруживает еще не выявленную ошибку.

3.4. Модели надежности ПО

В области надежности аппаратуры достигнут уровень, когда уже создан ряд математических методов, позволяющих инженеру предсказывать надежность его продукта. Эти математические методы, проанализированные в главе 2, (главным образом в форме вероятностных моделей) широко и успешно применяются на всех этапах жизненного цикла изделий.

Так как теория надежности аппаратуры развита довольно хорошо, естественно попытаться применить ее и к надежности программного обеспечения.

Из всех надежностных параметров программного обеспечения, вероятно, самым важным является число ошибок, оставшихся в программе. Если бы разумная его оценка была известна при тестировании, это помогло бы решить, когда можно закончить процесс. Если знать число оставшихся ошибок в устанавливаемой системе, можно было бы оценить стоимость работ по сопровождению и определить уровень доверия к программе. Другие надежностные параметры, для которых желательно иметь оценки, – это вероятность того, что программа будет правильно (корректно) выполняться в течение заданного интервала времени, прежде чем обнаружится ошибка ПО, приводящая к отказу системы, и среднее время между отказами системы.

В настоящем разделе рассматривается несколько моделей надежности. Несколько первых моделей тесно связано с теорией надежности аппаратуры и существенно опирается на определенные предположения о распределении вероятности отказов программного обеспечения. Следующий ряд моделей дает сходные результаты, но не связан с теорией надежности аппаратуры.

3.4.1. Модель роста надежности

Вероятно, самой известной моделью надежности является модель, разработанная Джелински и Морандой [2] и Шуманом [2]. Она опирается на теорию надежности аппаратуры, основы которой были приведены в подразд. 1.2. В частности, в данной модели используются: вероятность безотказной работы $P(t)$, интенсивность отказов $\lambda(t)$ и среднее время между отказами T .

Один из способов оценки среднего времени между отказами – наблюдение за поведением программы в течение некоторого периода времени и нанесение на график значений времени между последовательными ошибками. Можно надеяться, что при этом будет обнаружено явление *роста надежности*; по мере того как ошибки обнаруживаются и исправляются, время между последовательными ошибками становится больше. Экстраполируя эту кривую в будущее, можно предсказать среднее время между отказами в любой момент времени и предсказать полное число ошибок в программе.

Такая экстраполяция, однако, в слишком большой степени основана на догадках и обычно уводит в сторону. Было бы лучше опираться на какое-то априорное представление об имеющемся распределении вероятностей ошибок, затем использовать сведения о найденных ошибках для оценки параметров этого распределения и только потом использовать эту модель для предсказания событий в будущем.

Разработка такой модели начинается с уточнения поведения функции $\lambda(t)$ – интенсивности отказов ПО. В большинстве моделей аппаратного обеспечения $\lambda(t)$ сначала уменьшается со временем (этап, когда обнаруживаются и исправляются ошибки проектирования и производства), затем остается постоянной в течение большей части срока службы системы (соответствует случайным отказам) и в конце полезного срока службы системы увеличивается (см. рис. 3.1). В теории надежности аппаратуры в основном рассматривается средний период, где интенсивность отказов постоянна. Однако предположение о постоянстве интенсивности отказов вряд ли при-

менимо в случае программного обеспечения, для которого эта функция должна уменьшаться по мере обнаружения и исправления ошибок. Поэтому, как показано на рис. 3.6, интенсивность отказов со временем уменьшается.

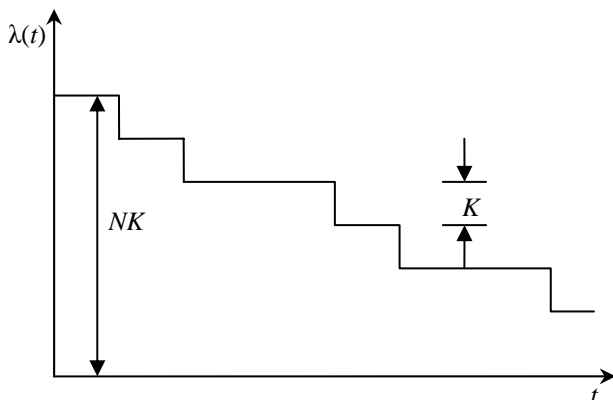


Рис. 3.6. Предполагаемая интенсивность отказов

Первое существенное предположение состоит в том, что $\lambda(t)$ постоянно до обнаружения и исправления ошибки, после чего $\lambda(t)$ опять становится константой, но уже с другим, меньшим, значением. Это означает, что $\lambda(t)$ пропорционально числу оставшихся ошибок. Второе предположение состоит в том, что $\lambda(t)$ *прямо* пропорционально числу оставшихся ошибок, т.е.

$$\lambda(t) = -K(N - i), \quad (3.1)$$

где N – неизвестное первоначальное число ошибок; i – число обнаруженных ошибок; K – некоторая неизвестная константа. Каждый раз, когда ошибка обнаруживается (модель предполагает, что задержка между обнаружением ошибки и ее исправлением отсутствует), $\lambda(t)$ уменьшается на некоторую величину K . На оси времени может быть представлено календарное время или время работы программы (последнее может быть масштабировано с учетом интенсивности использования программы).

Параметры N и K можно оценить, если некоторое количество ошибок уже обнаружено (например, если фаза тестирования уже частично пройдена). Предположим, что обнаружено n ошибок, а $x[1]$, $x[2]$, ..., $x[n]$ – интервалы времени между этими ошибками. В предположении, что $\lambda(t)$ постоянно между ошибками, плотность вероятности для $x[i]$

$$p(x[i]) = K(N-i)e^{-K(N-i)x[i]}. \quad (3.2)$$

Полагая T равным сумме x -ов и используя функцию максимального правдоподобия для этого уравнения, получаем второе уравнение:

$$\sum_{i=1}^n \frac{1}{N-i} - \frac{n}{N - \frac{1}{t} \sum_{i=1}^n x[i] \cdot i} = KT. \quad (3.3)$$

K и N в этих уравнениях – приближения для рассмотренных выше K и N . Получилось два уравнения с двумя неизвестными N и K . Зная, что обнаружено n ошибок с интервалами $x[i]$ между ними, эти уравнения можно решить относительно N и K с помощью простой программы численного анализа. Значение N дает основной результат – оценку полного числа ошибок. Знание параметра K позволяет использовать уравнения для предсказания времени до появления $(n+1)$ -й ошибки, $(n+2)$ -й и т.д.

Эта основная модель может быть развита в различных направлениях. Например, частота отказов нередко увеличивается после завершения некоторого начального периода, по мере того как разрабатываются тесты или программа начинает использоваться интенсивнее.

Чтобы очертить границы применимости этой модели, требуется понимать лежащие в ее основе допущения (упрощения).

Первое из них – ошибка исправляется немедленно (или программа не используется до тех пор, пока найденная ошибка не будет исправлена). Предполагается также, что программа не изменяется (за

исключением исправления ошибок). Второе допущение – при всех исправлениях найденные ошибки устраняются, и новых ошибок не вносится.

Третье, основное, допущение – это то, что функция $\lambda(t)$ носит одинаковый характер для всех программ. Тем самым предполагается, что каждая ошибка уменьшает $\lambda(t)$ на постоянную величину K – на практике это, вероятно, нереально, однако, по-видимому, с такого предположения вполне разумно начать. Хотя желание выразить надежность программного обеспечения некоторой функцией времени вполне разумно, следует понимать, что в действительности она от времени не зависит. Надежность программного обеспечения является функцией числа ошибок, их серьезности и их расположения, а также того, как система используется.

В реальности частота отказов в большой системе при измерении в течение нескольких лет может иметь тенденцию к понижению, но внутри этого периода возможны большие колебания. Анализ частоты обнаружения ошибок при тестировании 14 различных систем [3] показал, что частота эта в пяти проектах достигала пика в начале работы, в пяти – в середине и в четырех – в конце.

Отметим, наконец, что описанная выше модель кажется чересчур оптимистичной. Например, при $n = 10$ (десять обнаруженных ошибок) с интервалами между отказами (в минутах)

9, 17, 21, 54, 32, 78, 82, 33, 57, 82

модель предсказывает, что осталось 3,3 ошибки (т.е. изначально в программе было $N = 13,3$ ошибки). При этом интервалы времени между 10, 11, 12 и 13 ошибками оцениваются в 135, 245 и 1265 минут.

3.4.2. Другие вероятностные модели

Кроме обсуждавшейся в предыдущем разделе основной модели было построено несколько других. Предлагалась байесова модель, учитывающая возможность того, что $\lambda(t)$ может не уменьшаться при каждом исправлении ошибки из-за возможного внесения при этом новых ошибок [3]. В [3] отказываются от предположения, что исправления выполняются сразу после обнаружения, и предлагается

модель, в которой распределение исправлений пропорционально распределению обнаружений ошибок, но отстает во времени. Было предложено несколько моделей на основе марковского процесса, состояния которого изменяются при всяком обнаружении или исправлении ошибки, а вероятности переходов представлены частотами обнаружения и исправления ошибок [3]. Более общий подход был предложен в [3]. В этих работах был выполнен статистический анализ данных об ошибках в 19 программах, при этом было обнаружено, что эти данные не соответствовали какому-либо единственному распределению вероятностей. Анализ проверки дисперсии среднего времени между обнаружениями ошибки одной программы в семи различных условиях показал, что средние значения были не одинаковы, из чего следует, что среда (т.е. условия, в которых программа используется) – более существенный фактор, чем число оставшихся ошибок. Это привело к выводу, что модель надежности должна быть своей для каждой программы и конкретных условий ее использования. Для этого нужно собрать некоторые данные об ошибках, выработать на основе данных о частоте ошибок гипотезы о функции надежности, оценить параметры модели и выполнить тесты, показывающие, насколько эта модель подходит.

3.4.3. Статистическая модель Миллса

Модель совершенно другого типа разработал Миллс [3]. В ней не используется никаких предположений о поведении интенсивности отказов $\lambda(t)$, эта модель строится на твердом статистическом фундаменте. Сначала программа «засоряется» некоторым количеством известных ошибок. Эти ошибки вносятся в программу случайным образом, а затем делается предположение, что для исходных и внесенных в программу ошибок вероятность обнаружения при последующем тестировании одинакова и зависит только от их количества. Тестируя программу в течение некоторого времени и сравнивая количество обнаруженных исходных и внесенных в программу ошибок, можно оценить N – первоначальное число ошибок в программе.

Предположим, что в программу было внесено s ошибок, после чего решено начать тестирование. Пусть при тестировании обнаружено $n+v$ ошибок, причем n – число найденных исходных ошибок, а v – число найденных внесенных ошибок. Тогда оценка для N по методу максимального правдоподобия будет следующей:

$$N = \frac{sn}{v}. \quad (3.4)$$

Например, если в программу внесено 20 ошибок и к некоторому моменту тестирования обнаружено 15 исходных и 5 внесенных ошибок, значение N можно оценить в 60. В действительности N можно оценивать после обнаружения каждой ошибки; Миллс предлагает во время всего периода тестирования отмечать на графике число найденных ошибок и текущие оценки для N .

Вторая часть модели связана с выдвижением и проверкой гипотез об N . Примем, что в программе имеется не более k исходных ошибок, и внесем в нее еще s ошибок. Теперь программа тестируется, пока не будут обнаружены все внесенные ошибки, причем в этот момент подсчитывается число обнаруженных исходных ошибок (обозначим его n). Уровень значимости C вычисляется по следующей формуле:

$$C = \begin{cases} 1 & \text{при } n > k, \\ \frac{s}{s+k+1} & \text{при } n \leq k. \end{cases} \quad (3.5)$$

Величина C является мерой доверия к модели; это вероятность того, что число исходных ошибок будет не больше k . Например, если мы утверждаем, что в программе нет ошибок ($k = 0$), и, внося в программу 4 ошибки, все их обнаруживаем, не встретив ни одной исходной ошибки, то $C = 0,80$. Чтобы достичь уровня 95 %, нам надо было бы внести в программу 19 ошибок. Если мы утверждаем, что в программе не более трех исходных ошибок, и, внося шесть ошибок, обнаруживаем их все и не более трех исходных, уровень значимости равен 60 %. Формула для C имеет под собой прочные статистические основания; выведена она Миллсом [3].

Эти две формулы для N и C образуют полезную модель ошибок; первая предсказывает число ошибок, а вторая может использоваться для установления доверительного уровня прогноза. Слабость этой формулы в том, что C нельзя предсказать до тех пор, пока не будут обнаружены все внесенные ошибки (а это, конечно, может не произойти до самого конца этапа тестирования). Чтобы справиться с этой трудностью, можно модифицировать формулу для C так, чтобы C можно было оценить после того, как найдено j внесенных ошибок ($j \leq s$) [14]:

$$C = \begin{cases} 1 & \text{при } n > k, \\ \frac{\binom{s}{j-1}}{\binom{s+k+1}{k+j}} & \text{при } n \leq k. \end{cases} \quad (3.6)$$

В предыдущем примере, где $k = 3$, а $s = 6$, если найдены 5 из 6 внесенных ошибок, C опускается с 60 до 33 %. Еще один график, который полезно строить во время тестирования, – текущее значение верхней границы k для некоторого фиксированного доверительного уровня, например 90 %.

Модель Миллса одновременно математически проста и интуитивно понятна. Легко представить себе программу внесения ошибок, которая случайным образом выбирает модуль, вносит логическую ошибку, изменяя или убирая операторы, и затем заново его компилирует. Природа внесенной ошибки должна сохраняться в тайне, но все их следует регистрировать, чтобы впоследствии можно было разделять ошибки на исходные и внесенные.

Процесс внесения ошибок в настоящее время является самым слабым местом модели, поскольку предполагается, что для исходных и внесенных ошибок вероятность обнаружения одинакова (но неизвестна). Из этого следует, что внесенные ошибки должны быть «типичными» образцами ошибок, но мы еще недостаточно хорошо понимаем программирование, чтобы сказать, какими именно должны

быть типичные ошибки. Однако по сравнению с проблемами, стоящими перед другими моделями надежности, эта проблема кажется относительно несложной и вполне разрешимой.

Наконец, отметим еще одно достоинство внесения ошибок: оно может оказывать положительное психологическое влияние на группу тестирования. У программистов возникают затруднения при отладке своих программ, например, потому, что они склонны считать каждую обнаруженную ошибку последней. Внесение ошибок может помочь в этом деле, поскольку теперь программист знает, что в его программе есть еще не обнаруженные ошибки.

3.4.4. Простые интуитивные модели

В поисках средств прогнозирования надежности программного обеспечения было разработано и несколько чрезвычайно простых моделей для оценки числа ошибок. Из-за их простоты им часто уделяется недостаточно внимания, но они основаны на более реальных предположениях, чем сложные модели, и могут оказаться очень полезными.

Первый из них – метод независимого тестирования. Он предлагает начинать тестирование двумя совершенно независимыми группами, использующими независимые наборы тестов. Этим двум группам (или двум сотрудникам – в зависимости от размеров проекта) в течение некоторого времени позволяет тестировать систему параллельно, а затем их результаты собирают и сравнивают. Обозначим через N_1 и N_2 число ошибок, обнаруженных каждой из групп соответственно, а через N_{12} – число ошибок, обнаруженных дважды (т.е. обеими группами). Это отношение изображено на рис. 3.7.

Пусть N обозначает неизвестное полное число ошибок в программе. Можно установить эффективность тестирования каждой из групп: $E_1 = N_1/N$, $E_2 = N_2/N$. Предполагая, что возможность обнаружения для всех ошибок одинакова (что справедливо далеко не для всех программ), мы можем рассматривать каждое под множество пространства N как аппроксимацию всего пространства. Если первая

группа обнаружила 10 % всех ошибок, она должна была найти примерно 10 % всякого случайным образом выбранного подмножества, например подмножества N_2 . Отсюда

$$E_1 = (N_1/N) = (N_{12}/N_2).$$

Выполняя подстановку для N_2 , получаем

$$E_1 = N_{12}/(E_2 \cdot N)$$

и

$$N = \frac{N_{12}}{E_1 \cdot E_2}. \quad (3.7)$$

N_{12} известно, а E_1 и E_2 можно оценить как N_{12}/N_2 и N_{12}/N_1 соответственно, откуда мы получаем приближение для N .

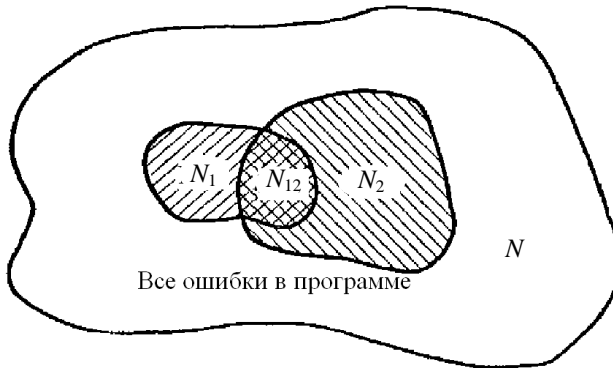


Рис. 3.7. Множества ошибок, обнаруженных на независимых тестах

Например, предположим, что две группы нашли по 20 и 30 ошибок соответственно, и, сравнивая их, мы замечаем, что восемь ошибок из них – общие. Имеем $E_1 = 0,27$, $E_2 = 0,4$, что дает, оценку $N = 74$ и примерно 32 необнаруженные ошибки ($74 - 20 - 30 + 8$).

Второй метод (вероятно, самый простой) – метод накопления статистики. Он строит оценки, основываясь на исторических данных, в частности на среднем числе ошибок, приходящемся на один опера-

тор в предыдущих проектах. В литературе сведения о частоте ошибок программистов довольно немногочисленны, но на основании имеющихся данных представляется, что в среднем по «отрасли» на каждую тысячу операторов программы после автономного тестирования остается примерно 10 ошибок. Таким образом, если нет более точных данных, можно предположить, что в программе из 32 000 операторов после автономного тестирования еще остается 320 ошибок. Интенсивность отказов из-за одной ошибки при непрерывном использовании программы составляет в среднем 10^{-4} 1/ч [2].

Этими данными следует пользоваться с осторожностью, поскольку это всего лишь средние оценки, основанные на сведениях, собранных в основном до распространения новых методов программирования, например структурного и объектно-ориентированного программирования. Сторонники этого метода заявляют о значительно более низких оценках, но вследствие хорошо известной тенденции сообщества программистов к чрезмерному оптимизму может оказаться безопаснее опираться на пессимистические оценки.

Из-за неопределенностей во всех обсуждавшихся моделях пока самый разумный подход – воспользоваться несколькими моделями сразу и объединить их результаты. Если имеется возможность создать имитационную модель процесса, ее тоже следует использовать для уточнения результатов.

3.4.5. Объединение показателей надежности

При разработке сложных технических систем, состоящих как из аппаратной части, так и ПО, возникает необходимость рассчитать комплексный показатель надежности системы, т.е. объединить показатели надежности аппаратной и программной подсистем.

В данном учебном пособии мы будем поступать следующим образом. Надежность ПО зависит как собственно от надежности программы, так и от надежности носителя программы, например, ОЗУ или ПЗУ. Надежность носителя учитывается при расчете аппаратной части.

В качестве примера рассмотрим типовой передающий полукомплект системы телемеханики (тракт телеизмерений – ТИ), структура которого приведена на рис. 3.8.

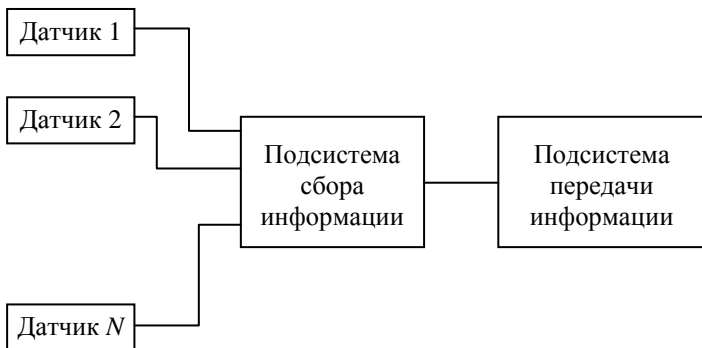


Рис. 3.8. Структурная схема передающего полукомплекта системы телемеханики

Для расчета воспользуемся методикой, приведенной в подразд. 2.3.2 и подразд. 2.3.5. Система состоит из датчиков ($N = 10$), подсистемы сбора информации (ПСИ) и подсистемы передачи информации (ППИ). Никакой избыточности с точки зрения надежности (резервирования, встроенных схем контроля) в системе нет.

Предположим, что датчики не интеллектуальные, т.е. не содержат встроенных программных средств. Пусть датчики однотипные и имеют одинаковые интенсивности отказов $\lambda_d = 4,5 \cdot 10^{-5}$ 1/ч и интенсивности восстановления $\mu_d = 2$ 1/ч.

ПСИ и ППИ реализованы с использованием промышленных контроллеров, т.е. наряду с аппаратной частью в них «зашифровано» программное обеспечение. Надежность носителей ПО (ОЗУ, ПЗУ и т.д.) учтена при определении надежностных характеристик аппаратной части. Примем, что интенсивность отказов аппаратуры ПСИ $\lambda_{ап_пси} = 10^{-7}$ 1/ч, интенсивность восстановления аппаратуры ПСИ $\mu_{ап_пси} = 0,4$ 1/ч, $\lambda_{ап_ппи}$, интенсивность отказов аппаратуры ППИ $\lambda_{ап_ппи} =$

$= 10^{-7}$ 1/ч, интенсивность восстановления аппаратуры ППИ $\mu_{\text{ап ппи}} = 0,7$ 1/ч.

Для ПСИ и ППИ дополнительно выделим надежностные характеристики программной составляющей – $\lambda_{\text{прг_пси}}$, $\mu_{\text{прг_пси}}$, $\lambda_{\text{прг_ппи}}$, $\mu_{\text{прг_ппи}}$. Определим значения надежностных характеристик программной составляющей, используя самую простую статистическую модель надежности ПО (подразд. 3.4.4).

Пусть число операторов в ПО ПСИ – 2500. Тогда, учитывая, что на 1000 операторов приходится 10 оставшихся в программе ошибок, в ПО ПСИ осталось 25 ошибок, приводящих к отказу системы. Если интенсивность отказов из-за одной ошибки – 10^{-4} 1/ч, то $\lambda_{\text{прг_пси}} = 2,5 \cdot 10^{-3}$ 1/ч.

Пусть число операторов в ПО ППИ – 3050. Тогда в ПО ППИ осталась 31 ошибка (округлим до ближайшего большего). Следовательно, $\lambda_{\text{прг_ппи}} = 3,1 \cdot 10^{-3}$ 1/ч.

После отказа системы вследствие ошибки в ПО следует предпринять несколько шагов. Во-первых, определить по симптомам место ошибки. Во-вторых, исправить эту ошибку. И, наконец, загрузить в контроллер исправленную версию ПО. Предположим, что в среднем на указанные шаги и для ПСИ, и для ППИ требуется 5 часов. Тогда интенсивность восстановлений $\mu_{\text{прг_пси}} = \mu_{\text{прг_ппи}} = 0,2$ 1/ч. Для приблизительных расчетов надежности ПО (а принятая модель надежности ПО позволяет провести только приблизительный расчет) пересчитывать интенсивность отказов блока, в котором была исправлена ошибка (и, следовательно, общее количество ошибок уменьшилось на единицу), нет смысла.

Определив надежностные характеристики блоков, составим усеченный граф переходов передающего полуккомплекта (рис. 3.9).

Состояние 0 – все элементы исправны.

Состояние 1 – неисправен один из N датчиков.

Состояние 2 – неисправна аппаратная часть ПСИ.

Состояние 3 – неисправна программная часть ПСИ.

Состояние 4 – неисправна аппаратная часть ППИ.

Состояние 5 – неисправна программная часть ППИ.

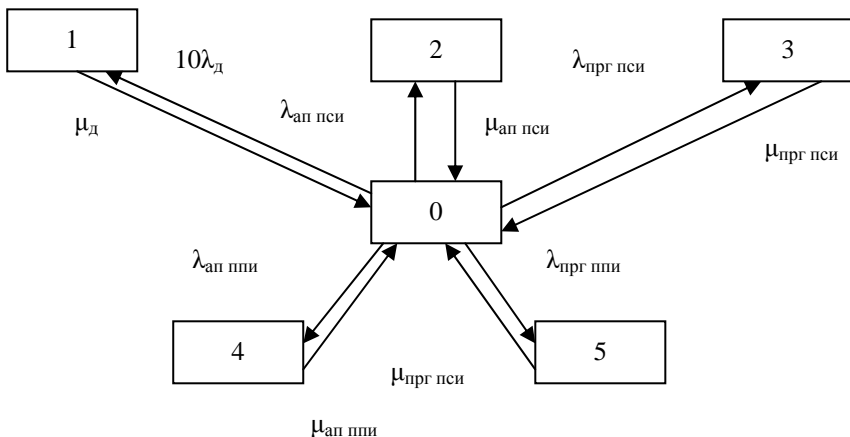


Рис. 3.9. Усеченный граф переходов для передающего полукомплекта

Составим по графу систему уравнений:

$$\begin{cases} 0 = -10\lambda_{\text{д}}P(0) + \mu_{\text{д}}P(1) - \lambda_{\text{ап пси}}P(0) + \mu_{\text{ап пси}}P(2) - \lambda_{\text{прг пси}}P(0) + \\ \quad + \mu_{\text{прг пси}}P(3) - \lambda_{\text{ап ппи}}P(0) + \mu_{\text{ап ппи}}P(4) - \lambda_{\text{прг ппи}}P(0) + \mu_{\text{прг ппи}}P(5), \\ 0 = 10\lambda_{\text{д}}P(0) - \mu_{\text{д}}P(1), \\ 0 = \lambda_{\text{ап пси}}P(0) - \mu_{\text{ап пси}}P(2), \\ 0 = \lambda_{\text{прг пси}}P(0) - \mu_{\text{прг пси}}P(3), \\ 0 = \lambda_{\text{ап ппи}}P(0) - \mu_{\text{ап ппи}}P(4), \\ 0 = \lambda_{\text{прг ппи}}P(0) - \mu_{\text{прг ппи}}P(5), \\ 1 = P(0) + P(1) + P(2) + P(3) + P(4) + P(5). \end{cases}$$

Решив ее относительно $P(0)$ (поскольку только в этом состоянии система работоспособна), мы найдем значение комплексного коэффициента готовности, учитывающего как надежность аппаратного, так и надежность программного обеспечения системы передающего полукомплекта:

$$K_{\Gamma} = P(0) = 0,738.$$

Выводы

В данной главе были рассмотрены вопросы, касающиеся построения надежного ПО. Было показано, что определение надежности, введенное для аппаратного обеспечения, с некоторыми оговорками применимо и для ПО, сформулированы понятия ошибки в ПО и отказа ПО.

Проектирование надежного ПО выполняется иерархически, поэтапно, при этом каждый этап все более приближает к конечной цели – созданию программного комплекса. Ошибки могут возникать как на любом этапе проектирования ПО, так и на сопряжении этапов. Соответственно, наиболее рациональным представляется, что для обнаружения ошибок каждого этапа следует задействовать проектировщиков предыдущего этапа и разработчиков, готовых приступить к следующему этапу.

На этапе проектирования модулей появляется возможность применить пассивные и активные меры обнаружения ошибок в ПО. Пассивные меры предполагают проводить проверку на допустимость входных данных, а для особенно важных данных вводить избыточность, которая позволит обнаружить искажение введенных данных. Активные меры применяются реже, поскольку требуют внедрения в ПО параллельно работающего диагностического монитора.

Тестирование разработанного ПО также представляет собой сложную проблему. Поход к программе как к «черному ящику» (структура программы неизвестна) требует в качестве теста использовать все возможные комбинации входных данных, что нереально из-за их бесконечного количества. Подход к программе как к «белому ящику» (структура программы известна) позволяет сократить количество тестовых наборов, но не дает гарантии, что будут обнаружены все ошибки. На практике рекомендуется творческое сочетание обоих методов.

Для определения характеристик надежности спроектированного ПО существует целый ряд методик, однако все они базируются на серьезных упрощениях, поэтому авторы взяли для примера, позво-

ляющего оценить комплексную надежность программно-аппаратной системы, самую простую статистическую модель. Приведенный в учебном пособии пример расчета комплексного коэффициента готовности технической системы может быть рекомендован в качестве базового при выполнении курсовых и дипломных проектов.

Вопросы и задания

1. Сформулируйте понятие отказа в программном обеспечении.
2. Приведите примеры синтаксических ошибок и семантических ошибок.
3. Кратко охарактеризуйте модель происхождения ошибок в ПО.
4. Какие принципы и методы относятся к группе «предупреждение ошибок»?
5. Какие принципы и методы относятся к группе «обеспечение устойчивости к ошибкам»?
6. Перечислите и дайте краткую характеристику основным этапам проектирования ПО.
7. В чем состоит правило проверки «*n* плюс-минус один»?
8. В чем состоит разница между целями продукта и проекта?
9. Сформулируйте цели этапа внешнего проектирования.
10. Какие вы можете привести разновидности прочности модулей?
11. Приведите пример модулей, сцепленных по данным.
12. В чем заключается принцип пассивного обнаружения ошибок, называемый «взаимное недоверие»?
13. Какие сведения должны содержать внешние спецификации модуля?
14. В чем достоинства метода пошаговой детализации создания программных модулей по сравнению с методом блок-схем?
15. Чем эффективность отличается от «микроэффективности»?

16. Всегда ли в цифровой вычислительной машине результат сравнения $2,0 * 2,0$ с $4,0$ будет истиной?

17. Сравните технологию тестирования программы как «черного ящика» с технологией тестирования программы как «белого ящика».

18. В чем заключается модель роста надежности ПО?

19. Как на практике воспользоваться методом накопления статистики?

20. Вычислите значение комплексного коэффициента готовности для примера из подразд. 3.4.5, предположив, что подсистема передачи информации реализована аппаратно и не имеет программной составляющей.

Список литературы

1. Крылов Е.В., Острейковский В.А., Типикин Н.Г. Техника разработки программ: в 2 кн. Кн.2. Технология, надежность и качество программного обеспечения. – М.: Высшая школа, 2008. – 469 с.

2. Маршалл Д., Бруно Д. Надежный код. – СПб.: Русская редакция, БХВ – Петербург, 2010. – 381 с.

3. Черкесов Г.Н. Надежность аппаратно-программных комплексов. – СПб.: Питер, 2005. – 436 с.

4. Майерс Г. Надежность программного обеспечения. – М.: Мир, 1980. – 360 с.

4. ДИАГНОСТИКА СОСТОЯНИЯ СЛОЖНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

4.1. Предмет, задачи и модели технической диагностики

4.1.1. Предмет технической диагностики

Объектами технической диагностики могут служить любые технические системы, если они удовлетворяют следующим условиям [1]:

1) могут находиться по крайней мере в двух взаимоисключающих и различных состояниях: работоспособном и неработоспособном, т.е. в состоянии отказа;

2) в них можно выделить элементы, каждый из которых тоже характеризуется различными состояниями.

Требование взаимного исключения состояний (их несовместимости) вытекает из необходимости иметь однозначный ответ на вопрос о состоянии системы в любой фиксированный момент времени. Без требования различимости теряет смысл любая деятельность, направленная на установление состояний системы.

Под *системой* понимают любое техническое устройство, выполняющее заданные функции. Часть системы, которая выполняет определенные функции в составе целого, называют *элементом* или *блоком*. Предполагается, что блок состоит из элементов и что элемент не подлежит уже дальнейшему разделению на части. Иногда под системой понимают не только техническое устройство, взятое изолированно, но и среду, в которой оно функционирует, и обслуживающий персонал. Последние при этом выступают как элементы, или блоки, системы.

Каждая система может характеризоваться рядом параметров, одни из которых выступают как основные, а другие – как второстепенные. Первые характеризуют выполнение системой заданных функций, вторые – удобства эксплуатации, внешний вид и т.д. Система называется *исправной*, если она соответствует всем предъяв-

ляемым к ней требованиям, в частности требованию, чтобы все параметры системы, как основные, так и второстепенные, находились в некоторых заданных пределах. Выход из этих пределов любого параметра означает, что система неисправна.

Система *работоспособна*, если ее основные параметры находятся в пределах принятой нормы и если она нормально выполняет заданные функции. Утрата работоспособности называется *отказом*. В равной степени эти соображения относятся и к элементам (блокам) систем.

Отметим, что понятие «отказ элемента» в определенной мере условно. Действительно, работоспособность элемента определяется значениями основных его параметров. В то же время набор этих параметров и зоны их нормальных значений выбираются в зависимости от степени важности функций, выполняемых элементами в данной системе, их доступности при ремонте и т.п.

Следовательно, для двух совершенно одинаковых элементов, используемых в одной и той же системе, понятие отказ может быть сформулировано по-разному. Обоснование зон нормальных значений основных параметров связано с определенными трудностями. Задачи такого типа обычно решают исходя из соображений экономического характера.

Работоспособная система может быть как исправной, так и неисправной. Исправная система всегда работоспособна. Неисправная система может быть как работоспособной, так и отказавшей. Отказавшая система всегда неисправна.

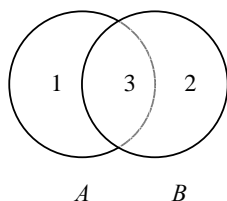


Рис. 4.1. Соотношение понятий «неисправность» и «работоспособность»

Взаимоотношения приведенных понятий представлены на рис. 4.1: круг *A* – множество неисправных систем, круг *B* – множество работоспособных систем. Части кругов обозначают соответственно: 1 – отказавшие системы, 2 – исправные системы, 3 – неисправные, но работоспособные системы.

Выделение в системе только двух возможных ее состояний – «работоспособ-

ность» и «отказ» – представляет собой явную идеализацию, исключающую из рассмотрения большой класс устройств, для которых важно предсказание исправной работы на активном участке. Для таких, например, объектов, как летательные аппараты, функцией современных средств контроля становится не только обнаружение, но и предсказание наступления неисправности, что требует выделения особого класса промежуточных состояний, называемых иногда предаварийными.

Специфика технической диагностики состоит в том, что она рассматривает и изучает не только задачи обнаружения неисправностей (задачи контроля), но и задачи поиска и локализации неисправностей (дефектов). Для технической диагностики важны формы проявления и методы поиска отказавших элементов.

Процедуры поиска отказавшего элемента могут иметь различный характер. Например, в зависимости от степени и характера участия человека можно выделить автоматизированный (неавтоматический) и автоматический поиск. В первом случае установление причин отказа системы осуществляется человеком, во втором – техническим устройством, предназначенным для автоматического осуществления процедуры поиска. Такие устройства будем называть в дальнейшем *диагностическими системами* (рис. 4.2) [1]. На рис. 4.2 приняты следующие обозначения: О – объект; Д – деятельность оператора (человека или устройства); П – выявление причины отказа; ДС – диагностическая система; Ф – процесс ее функционирования.

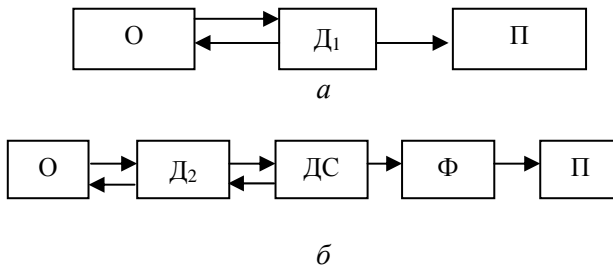


Рис. 4.2. Деятельность человека при автоматической (а) и автоматизированной (неавтоматической) (б) диагностике

Через D_1 и D_2 обозначены различные по характеру виды деятельности человека. Ряд задач, которые решает человек по схеме *а*, он должен решать и по схеме *б*. Техническая диагностика рассматривает объект в соответствии с задачами, возникающими как в D_1 , так и в D_2 .

В качестве непосредственного продукта деятельности человека на приведенных схемах выступает либо диагностическая система, либо информация о причине отказа.

Учитывая сказанное, можно дать следующее определение: *техническая диагностика* – это научная дисциплина, исследующая формы проявления отказов в технических устройствах, разрабатывающая методы их обнаружения, а также принципы конструирования диагностических систем.

4.1.2. Основные аспекты, задачи и модели технической диагностики

Выше указывалось, что в простейшем случае определение предмета исследования предполагает задание объекта и схемы предмета. Однако на самом деле чаще всего имеет место более сложная ситуация. Усложнение может заключаться в том, что непосредственно исследуется не исходный объект, а некоторая его идеализированная модель.

Замена исходного объекта моделью связана в первую очередь с выделением основных существенных сторон исследуемых явлений и с их упрощением, позволяющим дать их математическое описание.

Построение идеализированных моделей приводит к расщеплению схемы предмета исследования и к выделению двух групп задач. С одной стороны, это схемы и задачи при исследовании исходного объекта. Здесь речь идет об исследовании параметров, знание которых необходимо при построении модели. С другой стороны, это схемы и задачи при использовании модели.

Используя вышеприведенные общие соображения, можно выделить в технической диагностике следующие три основных аспекта:

- 1) изучение конкретных объектов диагностики;

2) построение и изучение соответствующих математических моделей;

3) исследование диагностических систем и их связей с объектом диагностики.

Эти аспекты отличаются друг от друга как по непосредственному предмету исследования, так и по используемым методам.

Первый аспект технической диагностики связан с разработкой методов решения и решением таких основных задач, как:

- изучение нормального функционирования системы;
- выделение элементов системы и связей между ними;
- выделение возможных состояний системы, т.е. возможных комбинаций отказов элементов;
- анализ технических возможностей контроля признаков, характеризующих состояние системы;
- сбор и обработка статистических материалов, позволяющих определить распределение вероятностей возможных состояний системы, а также закономерности проявления отказов отдельных ее элементов;
- сбор экспериментальных данных о затратах, связанных с осуществлением этих проверок.

Все эти задачи предполагают для своего решения эмпирическое исследование конкретных технических систем и процедур диагностики.

Второй аспект технической диагностики связан с построением математических моделей объектов и процессов диагностики и, следовательно, с решением таких задач, как:

- построение математических моделей объекта диагностирования, адекватно описывающих его поведение в исправном и неисправном состоянии;
- разработка методов построения диагностических тестов при поиске отказавших элементов;
- построение оптимальных программ диагностики, т.е. последовательностей проверок, позволяющих определить состояние технической системы методом последовательного поиска.

Эти задачи носят в основном математический характер. Их решение, полученное для конкретной технической системы, дает возможность определить ее состояние с минимальными затратами, т.е. наилучшим образом по отношению к заданному критерию. При автоматизации процесса диагностики программа должна служить основой для разработки алгоритма функционирования диагностической системы.

Формализация методов построения алгоритмов диагностирования технического состояния некоторого объекта предполагает наличие формального описания объекта и его поведения в исправном и неисправном состояниях. Такое формальное описание (в аналитической, табличной, векторной, графической или другой форме) будем называть *математической моделью объекта диагноза* [2]. Математическая модель объекта диагноза может быть задана в явном или неявном виде.

Явная модель объекта диагностирования представляет собой совокупность формальных описаний исправного объекта и всех (точнее, каждой из рассматриваемых) его неисправных модификаций. Для удобства обработки все указанные описания желательно иметь в одной и той же форме. Неявная модель объекта диагноза содержит какое-либо одно формальное описание объекта, математические модели его физических неисправностей и правила получения по этим данным всех других интересующих нас описаний. Чаще всего заданной является математическая модель исправного объекта, по которой можно построить модели его неисправных модификаций.

Приведем пример явной модели дискретного объекта диагностирования, заданной в табличной форме. Обозначим множество технических состояний объекта символом E . Пусть $e \in E$ обозначает исправное состояние объекта, а $e_i \in E$ – его i -неисправное состояние. Каждому i -неисправному состоянию соответствует неисправность s_i из множества S и наоборот.

Построим прямоугольную таблицу, строкам которой поставим в соответствие допустимые элементарные проверки π_i из множества Π , а столбцам – технические состояния объекта из множества E

или, что то же, функции Ψ и Ψ^i , $i = 1, 2, \dots, |S|$, реализуемые объектом, находящимся в исправном e или i -неисправном e_i состоянии (табл. 4.1). Будем в дальнейшем значение индекса $i = 0$ относить к столбцу исправного состояния e . В клетке (i, j) таблицы, находящейся на пересечении строки π_j и столбца e_i , проставим результат R_j^i элементарной проверки π_j объекта, находящегося в техническом состоянии e_i . Множество всех результатов R_j^i , $j = 1, 2, \dots, |\Pi|$; $i = 0, 1, \dots, |S|$ обозначим символом R . Построенную таблицу будем называть *таблицей функций неисправностей* объекта диагноза [2].

Таблица 4.1

R		E				
		E	...	e_i	...	$e_{ S }$
П	π_1	R_1		R_1^i		$R_1^{ S }$
	\cdot					
	\cdot					
	\cdot					
	π_j	R_j		R_j^i		$R_j^{ S }$
	\cdot					
	\cdot					
	$\pi_{ \Pi }$	$R_{ \Pi }$		$R_{ \Pi }^i$		$R_{ \Pi }^{ S }$

Кроме того, модель может быть задана в виде таблицы из нулей и единиц, столбцы которой соответствуют различным возможным проверкам, а строки – возможным состояниям системы. На пересечении i -го столбца и k -й строки такой таблицы стоит единица, если i -я проверка дает положительный результат, когда система находится в k -м состоянии, и нуль, если i -я проверка дает отрицательный результат. Очевидно, что эти оба вида моделей эквивалентны, и выбор способа задания определяется лишь удобством анализа модели.

Общее требование к моделям исправного объекта и его неисправных модификаций, а также к моделям неисправностей состоит в том, что они должны с требуемой точностью описывать представляемые ими объекты и их неисправности. В неявных моделях объекта диагностирования модели неисправностей, кроме того, должны удовлетворять требованию удобства их «сопряжения» с имеющимся описанием объекта и тем самым обеспечивать достаточно простые правила получения других описаний объекта.

Модель объекта диагноза – это формальное описание поведения объекта в исправном и неисправных состояниях.

Наиболее распространены следующие виды моделей объекта:

1. Математическая (формула, например, передаточная функция).
2. Структурно-логическая (элементы и связи между ними).
3. Функциональная (список выполняемых функций, например, система команд процессора).

Модель дефекта для каждой модели объекта своя.

1. Для математической модели объекта моделью дефекта может служить формула с измененными параметрами или переменными.

2. Для структурно-логической схемы общепринята константная модель дефекта. В ней рассматриваются не функции элементов, а только линии связи. На любой линии связи может появиться константа (0 или 1), вне зависимости от того, что подаётся на входе (рис. 4.3). Это может являться следствием обрыва связи, выхода из строя элемента, короткого замыкания и т.д.

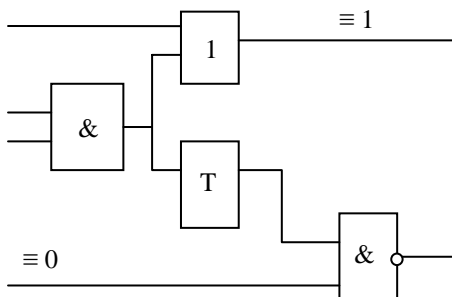


Рис. 4.3. Структурно-логическая схема с константами на линиях связи

3. Для функциональной модели объекта разрабатывается функциональная модель дефекта, описывающая возможные искажения функционирования объекта. В качестве примера рассмотрим систему команд процессора.

Пусть K_i – команда на языке низкого уровня, например, ассемблера. Тогда возможны следующие искажения функционирования:

- $K_i \rightarrow 0$ – команда не выполняется.
- $K_i \rightarrow K_j$ – заданная команда перешла в другую.
- $K_i \rightarrow \cup K_j$ – вместо K_i выполняется некая совокупность команд.

Исправный или неисправный объект может быть представлен как динамическая система, состояние которой в каждый момент времени t определяется значениями входных, внутренних и выходных координат (параметров). Частным является случай, когда состояние объекта не зависит от времени.

Обратим внимание на то, что термин «состояние объекта» (как динамической системы), обозначающий совокупность значений параметров объекта в определенный момент времени, не следует смешивать с термином «техническое состояние объекта», обозначающим наличие или отсутствие неисправности в объекте.

Объекты диагностирования разделим на классы. Объекты, все координаты которых могут принимать значения из континуальных множеств значений, отнесем к классу *непрерывных* объектов. К классу *дискретных* объектов причислим объекты, значения всех координат которых задаются на конечных множествах, а время отсчитывается дискретно. Если значения части координат объекта заданы на континуальных, а значения других – на конечных множествах, то объект является *гибридным*. В последующих разделах данной главы нами рассматривается проблема технического диагностирования сложных гибридных систем.

Дискретные объекты будем называть *комбинационными*, или объектами без памяти, если значения их выходных координат однозначно определяются только значениями их входных координат. *Последовательностными*, или объектами с памятью, являются объекты, у которых наблюдается зависимость значений их выходных координат

нат не только от значений входных координат, но и от времени их поступления на вход ДУ (предыстория входных последовательностей во времени). Часто входные и внутренние координаты объекта называют входными и, соответственно, внутренними переменными, а выходные координаты – выходными функциями.

Обозначим символом X n -мерный вектор, компонентами которого служат значения n входных переменных x_1, x_2, \dots, x_n . Аналогично Y является m -мерным вектором значений m внутренних переменных y_1, y_2, \dots, y_m , а Z – k -мерным вектором значений k выходных функций z_1, z_2, \dots, z_k .

Запись

$$Z = \psi(X, Y_{\text{нач}}, t) \quad (4.1)$$

будем рассматривать как некоторую аналитическую, векторную, графическую, табличную или другую форму представления системы передаточных функций исправного объекта диагностирования, отражающих зависимость реализуемых объектом выходных функций Z от его входных переменных X , начального значения $Y_{\text{нач}}$ внутренних переменных и от времени t . Система (4.1) является аналитической математической моделью исправного объекта [1].

Выделим для рассмотрения конечное множество возможных неисправностей объекта. Принято различать одиночные и кратные неисправности. Под *одиночной* понимается неисправность, принимаемая в качестве элементарной, т.е. такой, которая не может быть представлена (или не подлежит представлению) совокупностью нескольких других, более «мелких» неисправностей. *Кратная* неисправность является совокупностью одновременно существующих двух или большего числа одиночных неисправностей. Символом S будем обозначать множество всех рассматриваемых (не обязательно всех возможных) одиночных и кратных неисправностей объекта, а символом O – множество его одиночных неисправностей. Очевидно, $O \subseteq S$. Будем говорить, что при наличии в объекте неисправности $s_i \in S$, $i = 1, 2, \dots, |S|$ (или $o_i \in O$, $i = 1, 2, \dots, |O|$) он находится в i -неисправном состоянии или является i -неисправным.

Объект диагноза, находящийся в i -неисправном состоянии, реализует систему передаточных (характеристических) функций

$$Z^i = \psi^i(X, Y_{\text{нач}}^i, t), \quad (4.2)$$

представленных в той же форме, что и передаточные функции (4.1). Заметим, что начальное значение $Y_{\text{нач}}^i$ внутренних переменных i -неисправного объекта может не совпадать с их начальным значением $Y_{\text{нач}}$ в исправном объекте. Система (4.2) для фиксированного i является *математической моделью i -неисправного объекта*.

Другой класс моделей – это модели, учитывающие структуру системы. Их можно разбить, в свою очередь, на две группы в зависимости от того, как именно учитывается эта структура: в одном случае (функциональная модель) она учитывается неявно, в другом (структурная и структурно-функциональная модель) – явно.

В первом случае (функциональная модель) при задании модели указываются воздействия, которые должны быть приложены к внешним входам системы, и функциональные связи между воздействиями и реакциями, наблюдаемыми на внешних выходах системы в зависимости от состояния системы. Любая возможная для данной модели проверка состоит в определении реакции системы на заданное воздействие.

Во втором случае (структурная, структурно-функциональная модель) модель объекта диагностики основывается на том, что диагностируемую систему рассматривают как конечное множество связанных между собой элементов. Каждый элемент системы отвечает определенной реакцией на приложенную к нему совокупность воздействий, в число которых могут входить реакции других элементов. Воздействия и реакции, которые могут появиться в процессе нормального функционирования системы, т.е. когда все эти элементы работоспособны, называются допустимыми. Реакция отказавшего элемента при любых условиях является недопустимой. Появление недопустимой реакции на выходе хотя бы одного элемента свидетельствует о неработоспособности системы в целом. Два элемента системы связаны между собой, если реакция первого элемента явля-

ется воздействием для второго и если недопустимая реакция первого элемента вызывает недопустимую реакцию второго независимо от состояния второго элемента и от остальных воздействий, приложенных к нему. Каждая возможная для этой модели проверка состоит в контроле реакции одного из элементов системы на определенную совокупность воздействий. Для задания рассматриваемой модели необходимо указать множество элементов, множество возможных состояний системы и схему объекта, отражающую связи между элементами.

Для аналоговых объектов диагностирования под параметрами, определяющими техническое состояние объекта диагностирования, будем понимать: простые физические величины – давление, температуру, напряжение и т.п.; функции от этих величин, если показатели работоспособности системы или ее элементов имеют интегральный характер; статистические характеристики измеряемых величин или их функций. Для получения последних характеристик и расчета величины параметра, являющегося функцией некоторой совокупности физических величин и непосредственно не измеряемого или не контролируемого, в состав диагностических систем включают вычислительную часть.

Существуют и другие признаки, которые позволяют сделать классификацию моделей более детальной. Например, при построении моделей могут учитываться или не учитываться такие показатели, как сведения о затратах (время, стоимость) на выполнение отдельных проверок, достоверность результатов этих проверок, распределение вероятностей возможных состояний системы и т.д.

В рамках анализа задач выделенного в начале второго аспекта технической диагностики введем ряд понятий, используемых при оптимизации процедуры поиска дефектных элементов и восстановления работоспособности объекта диагностирования.

Состояние элементов системы определяется путем выполнения некоторой последовательности проверок, входящих в программу диагностики. Проверка включает в себя совокупность операций, производимых над объектом диагностики с целью получения некоторого

результата, по которому можно судить о состоянии по крайней мере одного элемента системы. В число основных операций, выполняемых при осуществлении проверки, входит контроль признаков, характеризующих состояние системы в целом или ее элементов.

Совокупность проверок, достаточная для выявления всех заранее заданных различных состояний системы, именуется диагностическим тестом [7].

На рис. 4.4 приведен пример устройства, которое может служить объектом диагностики. Оно состоит из четырех элементов и реагирует определенным образом на совокупность первичных воздействий S_1 и S_2 . Элементы обозначены строчными буквами, а их реакция – соответствующими прописными буквами.

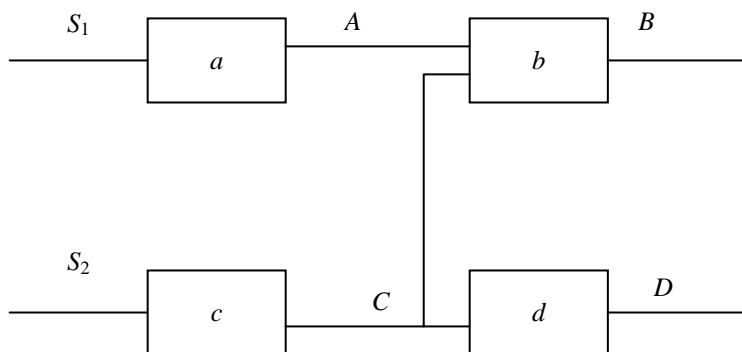


Рис. 4.4. Пример объекта диагностики

Система работоспособна, если при входных воздействиях S_1 и S_2 она имеет на выходе сигналы *B* и *D*, в противном случае она находится в состоянии отказа. Аналогично, каждый элемент считается работоспособным, если он реагирует указанным образом на заданные нормальные воздействия. Отказ системы в целом может быть обусловлен отказом одного или нескольких элементов.

В состав операций, осуществляемых при проведении проверок, может входить специальная подача воздействия на входы системы

(ее блоков или элементов). Эти воздействия называют тестовыми, стимулирующими или просто стимулами. В подразд. 2.4 поименованы два класса систем контроля – внешние и встроенные.

Можно различать два вида стимулирующих воздействий в зависимости от проведения диагностики в процессе нормальной эксплуатации технической системы или при переводе системы в режим тестовой диагностики. В первом случае (встроенный функциональный контроль) это естественные (рабочие) сигналы, поступающие на входы исследуемой системы от внешней среды или другой системы. В такой ситуации возникает задача правильного использования имеющихся входных рабочих сигналов. Трудность заключается в том, что возможность управления составом и величиной этих сигналов либо ограничена, либо не существует вовсе. Во втором случае (система тестового диагностирования) в диагностической системе должны быть предусмотрены специальные генераторы стимулов (тестов). При этом объект контроля выведен из рабочего режима и переведен в режим технического диагностирования.

Определение реакций объекта диагностики производится путем сравнения текущих значений выходных параметров с их заданными значениями. Для этой цели используются системы технического диагностирования (СТД).

Если не оговорено противное, то под числом состояний диагностируемой системы будем подразумевать число неработоспособных состояний. Пусть число элементов модели системы равно N . Тогда при независимых отказах элементов необходимо учитывать возможность отказа любого сочетания элементов, т.е. возможное число состояний системы есть $2^N - 1$. Однако часто отказ одного из элементов либо исключает отказ некоторых элементов, либо с необходимостью влечет за собой отказ ряда других элементов. В этих случаях при построении модели объекта диагностики необходимо заранее знать такого рода связи между отказами.

Очевидно, что число состояний системы будет заключено между N и $2^N - 1$. С практической точки зрения важен еще один случай. Если объект диагностики имеет в своем составе некоторое встроен-

ное контролирующее устройство (встроенная система контроля), которое сигнализирует об отказе всей системы практически мгновенно, а во многих случаях и отключает систему, то обычно предполагается, что в системе может отказать только один (любой) элемент. Действительно, с одной стороны, для того чтобы избыточная система отказала, достаточен отказ лишь одного ее элемента. С другой стороны, с достаточной степенью точностью можно считать вероятность отказа более чем одного элемента за время срабатывания встроенного устройства контроля пренебрежимо малой.

Таким образом, в описанной ситуации (наиболее часто используемой на практике) есть основания различать лишь N неработоспособных состояний системы – по числу ее элементов. Очевидно, что в задачах технической диагностики не имеет смысла говорить о числе состояний отказавшей системы, меньшем N , так как каждый элемент может быть неработоспособным.

Для оптимизации вероятностных процедур поиска неисправностей (дефектов) или восстановления работоспособности, учитывающих статистическую природу возникновения отказов, в модели объекта должны быть заданы вероятности отказов элементов [1]. Эти вероятности отказов можно рассчитать по характеристикам надежности элементов. Вначале для простоты предположим, что элементы модели соответствуют функциональным элементам исследуемого объекта, причем характеристики их надежности известны. Тогда по окончании периода приработки закон распределения случайных отказов элементов наиболее часто описывается экспоненциальным законом:

$$p_i = 1 - e^{-\lambda_i t_i}, \quad (4.3)$$

где p_i – априорная вероятность отказа i -го элемента; λ_i – интенсивность отказов i -го элемента в данных условиях его работы; t_i – время работы i -го элемента до его отказа.

Для небольших λt можно считать $e^{-\lambda t} \approx 1 - \lambda t$ и, следовательно,

$$p_i \approx \lambda_i t_i. \quad (4.4)$$

Таблицы интенсивности отказов λ_i обычно приводятся в руководствах по надежности. Если i -й элемент модели соответствует k_i элементам или деталям, то его вероятность отказа можно найти исходя из известных характеристик k_i реальных элементов. Поскольку отказ реального элемента модели соответствует отказу хотя бы одного реального элемента, то

$$p_i = 1 - \prod_{k=1}^{k_i} (1 - p_k) = 1 - \prod_{k=1}^{k_i} (1 - \lambda_k t_k), \quad (4.5)$$

где индекс k соответствует параметрам реальных элементов.

Как нетрудно видеть, для малых λt

$$p_i \approx \sum_{k=1}^{k_i} \lambda_k t_k. \quad (4.6)$$

Определение состояния, в котором находится исследуемая система, производится рядом проверок системы.

Перейдем к рассмотрению третьего аспекта технической диагностики. Необходимость его введения обусловлена автоматизацией поиска отказавших элементов, построением особых диагностических систем. Если первый аспект связан с эмпирическим изучением объектов диагностики, а второй – с построением и исследованием их математических моделей и процедур диагностирования, то третий аспект – это исследование диагностических систем и их связей с объектом диагностики. Этот аспект предполагает выполнение описаний существующих диагностических систем, выявление принципов их построения и разработку методов решения, оценку диагностических систем по быстродействию, надежности, избыточности информации, достоверности диагноза и т.д.

Весьма большое значение имеет разработка методики оценки целесообразности и экономической эффективности автоматизации процесса диагностики. Это объясняется тем, что во многих случаях автоматически действующие диагностические системы по своей сложности превосходят диагностируемые объекты. Такие системы

зачастую оказываются недостаточно надежными и экономически малоэффективными. Разработка методики их оценки позволит в каждом конкретном случае определить разумную степень автоматизации процесса диагностики и выбрать соответствующий принцип действия диагностической системы.

Очень часто современные технические системы проектируются без учета требований диагностики, т.е. требований контролепригодности проектируемых объектов. В результате этого ухудшается управляемость и наблюдаемость объектов и, как следствие, резко усложняется процедура синтеза тестов обнаружения и локализации дефектов и снижения эффективности процесса диагностирования. Это проявляется, главным образом, в отсутствии необходимого числа контрольных точек или в недостаточно удобном их расположении. Учет требований диагностики приводит порой к существенным изменениям схемного решения проектируемых технических систем. Во всяком случае очевидно, что автоматизация процесса диагностики требует, в свою очередь, специальной организации технических систем, допускающей быстрое и удобное присоединение диагностических систем. Поэтому важное значение имеет разработка научно обоснованных рекомендаций, учет которых уже на этапе проектирования технических систем позволит выбирать принцип действия системы, отвечающей требованиям технической диагностики.

Таким образом, автоматизация процесса диагностирования приводит к появлению нового объекта исследования. Этот объект – система диагностики. Надо подчеркнуть, однако, что подход технической диагностики к изучению этого нового объекта в корне отличен от того, который был описан выше при изучении объекта диагностирования. Здесь выделяется совсем другой предмет исследования. Если объект диагностики представляет интерес только со стороны закономерностей появления и обнаружения отказов, то диагностическая система изучается с точки зрения принципов ее организации и функционирования, с точки зрения критериев оценки ее эффективности.

Взаимная связь выделенных аспектов технической диагностики представлена схемой (рис. 4.5).

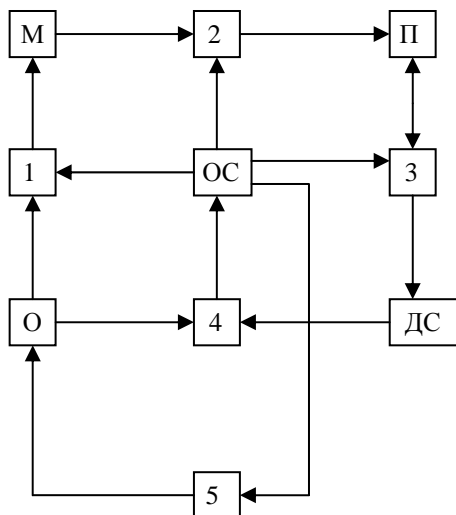


Рис. 4.5. Основные аспекты технической диагностики

Здесь О – объект диагностики; М – модель объекта; П – результаты исследования модели, например оптимальная программа поиска и т.д.; ДС – диагностическая система; ОС – описание и оценка диагностической системы. Цифры обозначают соответственно: 1 – процедуры эмпирического исследования объектов диагностики и построение математических моделей; 2 – исследование моделей; 3 – конструирование и построение диагностических систем; 4 – процедуры описания и оценки диагностических систем; 5 – конструирование и построение технических систем как потенциальных объектов диагностики.

На схеме видно, что продукты эмпирического и математического исследования объектов диагностики ложатся в основу конструирования и построения диагностических систем.

В свою очередь, продукты описания и оценки этих систем существенно влияют на характер исследования объектов диагностики.

Ни одна модель, например, не учитывает и не может учитывать всех возможных причин неработоспособности технического устройства. Степень упрощения и идеализации диктуется, в частности, учетом стоимости и экономической эффективности диагностических систем.

4.1.3. Классификация диагностических процедур и их краткая характеристика

Различают два основных метода поиска отказавших элементов (диагностических процедур) – комбинационный и последовательный [1].

При использовании первого метода (комбинационный поиск) состояние системы определяется путем выполнения заданного числа проверок, порядок осуществления которых безразличен. Выявление отказавших элементов производится после проведения всех заданных проверок. С этой целью сопоставляются (анализируются) результаты проверок. Для этого метода характерны ситуации, когда не все результаты выполненных проверок необходимы для определения состояния системы.

При использовании второго метода (последовательный поиск) диагностики оптимизация процедуры последовательного поиска производится в общем случае двумя путями:

- 1) выбором необходимых проверок и восстановительных операций из всего множества заданных;
- 2) определением рациональной последовательности их выполнения.

Модели объектов диагностики, для которых строятся исключительно последовательные процедуры, удовлетворяют таким ограничениям:

1. В диагностируемой системе возможны лишь поэлементные проверки и общая проверка системы, устанавливающая факт работоспособности или отказа всей системы.
2. Отказы элементов независимы, т.е. определение работоспособности или отказа какого-либо элемента не «деформирует» распределение вероятностей отказов отдельных элементов.

Использование таких моделей целесообразно в двух случаях: в исследуемом объекте связи между выделенными элементами практически отсутствуют или использование этих связей для целей диагностики затруднительно либо ввиду многочисленности этих связей, либо из-за случайного характера связей, либо по каким-то иным причинам.

И наконец, поскольку многие сложные системы состоят из большого числа однотипных элементов, использование в разумных пределах поэлементных проверок упрощает конструкцию автоматических испытательных установок и используемые алгоритмы.

Будем говорить о двух видах процедур последовательного поиска (программ диагностики) – безусловной и условной. Под безусловной процедурой будем понимать такую, при которой порядок проведения проверок определяется заранее, до начала поиска, и в процессе поиска остается неизменным. Если же проверка на некотором j -м шаге назначается в зависимости от предыдущих $j-1$ проверок, то такую последовательную процедуру назовем условной. Вообще говоря, безусловная программа поиска есть частный случай условной.

Методы диагностики технического состояния систем можно поделить на детерминированные и вероятностные. Детерминированные методы можно поделить на методы с условной процедурой локализации дефектов и методы с последовательной процедурой локализации дефектов, а вероятностные методы – на методы локализации дефектов с использованием аппарата экспертных систем, методы с последовательной процедурой локализации дефектов (при этом на модель накладываются определенные ограничения) и методы с условной процедурой локализации дефектов (рис. 4.6).

Одной из широко применяемых на практике процедур технического диагностирования состояния сложных систем (в том числе и гибридных) является поиск отказавших элементов (устройств) и восстановление работоспособности методом замены элементов. Для указанной процедуры характерно использование описанных выше моделей. Суть метода состоит в следующем. Используя воз-

возможности поэлементной проверки устройств (узлов), определяют техническое состояние i -го элемента. Если проверяемый элемент исправен, то в соответствии с принятым критерием определяется следующий проверяемый элемент, иначе забракованный элемент заменяется на исправный и производится переход к следующему шагу процедуры (выбору очередного проверяемого элемента).

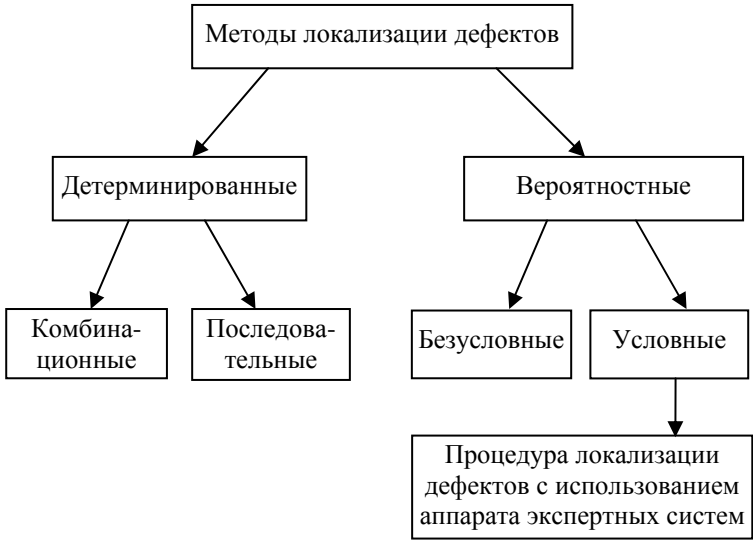


Рис. 4.6. Классификация процедур поиска и локализации дефектов

Простейшей разновидностью описываемой процедуры является следующая. В случае отрицательной реакции на выходе диагностируемой системы i -й подозреваемый элемент (i -й шаг процедуры) без проверки его технического состояния заменяется на заведомо исправный. Если система переходит в работоспособное состояние, то дефект считается обнаруженным, если нет – производится замена следующего элемента или блока. Таким образом, если до проведения некоторой проверки было известно, что система находится в одном состоянии из некоторого подмножества S^k , то после проведения проверки можно указать подмножество S^l , в одном из состояний которого находится система, причем $S^l \subseteq S^k$.

Каждой проверке приписывается стоимость, отражающая затраты труда, времени, затраты на необходимую аппаратуру и т.д. Стоимость данной проверки является суммой стоимостей элементарных операций, ее составляющих, и, вообще говоря, зависит от того, какие проверки ей предшествовали. Поэтому последующие проверки, если при их выполнении используются ранее выполненные операции, могут иметь пониженную стоимость. Практические оценки стоимостей проверок сводятся к анализу стоимостей элементарных операций данной проверки.

Итак, при построении процедуры поиска отказов и восстановления работоспособности методом замены элементов, как уже было сказано выше, различают вероятностную и детерминированную диагностику. Если в модели объекта предполагается, что операция восстановления элементов производится лишь после установления факта их неработоспособности с вероятностью, равной 1, то будем говорить, что модель предполагает детерминированную диагностику. В этом случае средние затраты на восстановление работоспособности элементов зависят лишь от затрат на восстановление каждого элемента и вероятности обнаружения его отказа и не зависят от последовательности проверок. Следовательно, при оптимизации процедуры стоимости восстановления элементов могут быть исключены из рассмотрения. Поскольку в практике обслуживания технических систем довольно часто применяется детерминированная диагностика, оптимизации собственно поиска отказов уделяется большое внимание.

Если же проверка и замена элемента в случае обнаружения его отказа производится на основании распределения вероятностей отказов, причем эти вероятности могут быть не равны 1, то такую диагностику назовем вероятностной. Упомянутое распределение вероятностей строится исходя из информации, полученной при проверках и заменах элементов. Отличительной чертой вероятностной диагностики методом замены элементов является факт использования замены элемента для получения информации о его состоянии.

Для нахождения оптимальной процедуры восстановления работоспособности должен быть задан критерий оптимальности. Таких

критериев известно, по крайней мере, три: средняя стоимость восстановления работоспособности, вероятность восстановления работоспособности с ограниченной стоимостью, стоимость устранения отказов с заданной вероятностью. Эти критерии отражают различные практические условия. Так, при необходимости оптимизации многократного восстановления работоспособности наиболее естественна в качестве критерия средняя стоимость. Нетрудно указать ситуации, когда в качестве критериев задаются последние два, особенно если под стоимостью подразумевается время восстановления работоспособности.

Для решения задачи необходимы также некоторые дополнительные сведения об объекте (например, условные распределения вероятностей отказов элементов, если отказы зависимы) или ограничения, накладываемые на процедуру (например, порядок замен элементов).

Будем считать, что если проверка охватывает некоторую совокупность элементов, то по ее результатам можно судить лишь о состоянии данной совокупности элементов. О состоянии других элементов можно судить только по методу исключения.

Если информация, полученная в результате проведения проверки, свидетельствует об отказе хотя бы одного из проверенных элементов, будем говорить об отрицательном результате проверки. В противном случае результат проверки назовем положительным. Таким образом, каждая проверка разделяет все множество возможных состояний системы на два непустых подмножества, соответствующие положительному и отрицательному результатам проверки.

Весьма важными являются сведения о достоверности проверок. Количественной мерой достоверности проверок можно считать вероятности ошибок двух родов, возникающих по ряду причин. К этим причинам можно отнести следующие:

а) погрешности измерительных и контрольных приборов, погрешности формирования контрольных сигналов, помехи в каналах связи и т.п.;

б) отказы в диагностической системе;

в) отказы в объекте диагностики, имеющие перемежающийся характер, а также несовпадение времени проведения проверки со временем появления отказа в объекте.

Заметим, то перемежающиеся отказы в объекте диагностики могут быть причиной лишь ошибок первого рода – «пропуска» отказавших элементов. Остальные перечисленные причины могут вызывать как «пропуск» отказов, так и «ложные тревоги» – принятие работоспособных элементов за неработоспособные.

Таким образом, мы кратко рассмотрели различные процедуры поиска и локализации дефектов, приводящие к восстановлению работоспособности сложной системы.

В заключение отметим, что в последних разделах этой главы основное внимание будет уделено вероятностным процедурам локализации дефектов в сложных гибридных системах с использованием аппарата экспертных систем и нечетких множеств, как наиболее слабо освещенных в учебно-методической литературе.

4.2. Построение тестов

Построение тестов является обратной задачей диагноза. Напомним ее постановку [1]. Определить подмножество элементарных проверок T_{ij} , различающих заданную пару неисправностей (F_i, F_j) объекта диагноза (ОД). Решение этой задачи для всех возможных пар неисправностей дает тест поиска места дефекта. Обратная задача относится к классу NP-полных или трудноразрешимых задач, решение которых может быть получено только полным перебором. Поэтому на практике ограничиваются случаем, когда одним из элементов пары является исправное устройство. В такой постановке результатом является проверяющий тест.

Пусть $f(x)$ – функция, реализуемая исправным ОД, а $f'(x)$ – неисправным. Тогда решение логического уравнения $f(x) \bmod 2 f'(x) = 1$ будет решением обратной задачи диагноза. $f'(x)$ находится из диагностической модели ОД.

В практическом построении тестов используется структурная логическая модель ОД, когда заданы элементы и связи между ними. Нахождение элементарных проверок по структурной модели базируется на понятии существенного пути, лежащего в основе организации перебора вариантов решения.

Пусть в объекте диагноза имеется некоторый дефект. Из очевидных соображений следует, что одиночный дефект может быть обнаружен элементарным тестом, обладающим следующими свойствами.

Первое свойство состоит в том, что возникшая неисправность проявляется, т.е. вызывает появление значения хотя бы одного внутреннего сигнала ОД, отличного от значения, которое этот сигнал имел бы в исправном состоянии. Это свойство называют условием проявления неисправности.

Второе свойство формулируется следующим образом. Значения сигналов, вызванные проявлением неисправности, передаются на один или несколько выходов ОД так, чтобы они отличались для исправного и неисправного случаев. Это означает образование существенного (активизированного) пути распространения эффекта неисправности в ОД.

Рассмотрим фрагмент логической схемы (рис. 4.7). Неисправность $C0$ на входе d элемента ИЛИ может быть обнаружена на его выходе набором ($d = 1, e = 0, f = 0$). Этот входной набор также обнаруживает неисправность $c = C0$. Запись значения сигнала в виде $1/0$ ($0/1$) означает $1(0)$ в исправном случае и $0(1)$ в неисправном случае.

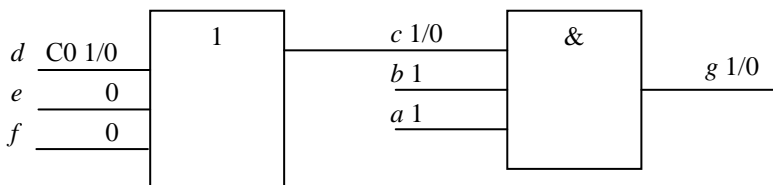


Рис. 4.7. Наблюдение выхода элемента с помощью другого элемента

Нельзя непосредственно наблюдать значение сигнала во внутренней точке c , поэтому необходимо задать входы элемента И так, чтобы наблюдать эффект неисправности на его выходе, т.е. ($a = 1$, $b = 1$). При этих значениях изменение сигнала на входе c приводит к изменению сигнала на выходе g . В этом примере $d - c - g$ – существенный (активизированный) путь, значения сигналов на d , e и f – условия проявления неисправности, а на b и a – условия активизации.

4.2.1. Построение тестового набора методом активизации существенного пути

Идея этого метода заключается в выборе пути от места неисправности, скажем от элемента A (неисправность Cx) через последовательность элементов B, C, \dots, Z к некоторому выходу схемы Y (рис. 4.8). Пути в схеме могут быть как одномерные, так и многомерные, т.е. проходящие через разветвления сразу в нескольких направлениях.

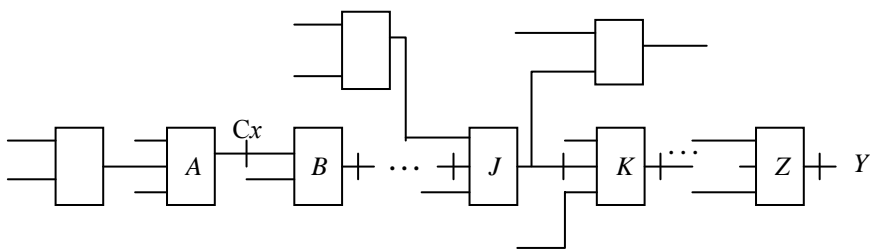


Рис. 4.8. Выбор пути

Значения помеченных входов элементов B, C, \dots, Z выбираются по второму свойству так, что значения выходов элементов определяются только значениями помеченных входов, а о значении выхода элемента A можно сделать вывод, наблюдая выход z элемента Z . Значения входов элемента A должны быть заданы так, чтобы о наличии или отсутствии неисправности можно было бы судить по значению сигнала на его выходе. Эти действия называют прямой фазой активизации существенного пути или просто активизацией. Необходи-

димо далее так установить внешние входы, чтобы обеспечить требуемые значения на входах элементов A, B, C, \dots, Z . Для этого прослеживаются назад пути по схеме от входов элементов A, B, C, \dots, Z до внешних входов схемы и выбираются соответствующие значения сигналов на входах задействованных элементов. Эти действия называют обратной фазой активизации существенного пути, или доопределением.

Как прямая, так и обратная фазы связаны с перебором вариантов. Выбор очередного варианта происходит при возникновении противоречия в момент присвоения значений линиям схемы. Задача сокращения перебора решается путем как можно более раннего обнаружения противоречия. Это приводит к уменьшению прохождения числа путей в дереве решений.

4.2.2. Алгоритм построения тестового набора для комбинационной схемы методом активизации существенного пути

На рис. 4.9 приведен пример комбинационной схемы с неисправностью $C1$ на выходе элемента $D1$. Рассмотрим процедуру построения тестового набора:

1. Выбор условия проявления неисправности: $X1 = 0, X2 = 0$. Импликация (в нашем случае продвижение) выбранных значений в направлении выходов схемы.

Операция выполняется одновременным моделированием исправной и неисправной схемы при заданных значениях на ее линиях:

$$D1 = C1(X1 + X2) = 0/1 + (0/0 + 0/0) = 0/1,$$

$$D4 = \text{NOT}(D1 + X3) = \text{NOT}(0/1 + X/X) = X/0,$$

$$D5 = \text{NOT}(D1 + D2) = \text{NOT}(0/1 + X/X) = X/0,$$

$$D7 = D4 \& D5 = X/0 \& X/0 = X/0,$$

$$D8 = \text{NOT}(D7 \& D6) = \text{NOT}(X/0 \& X/X) = X/1.$$

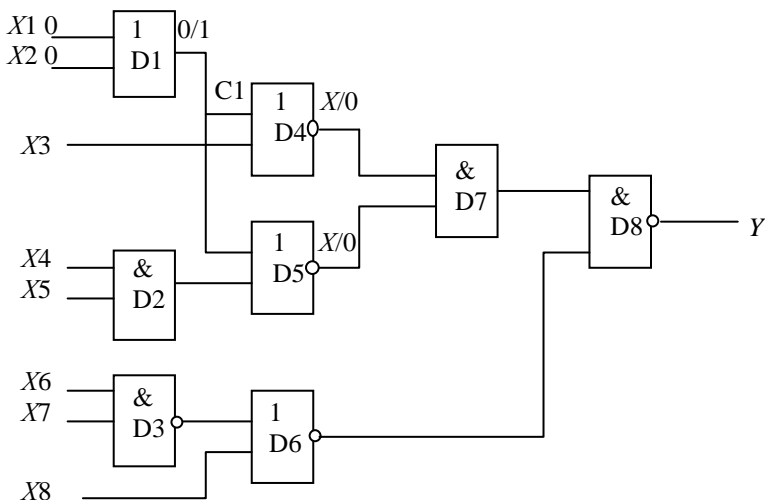


Рис. 4.9. Пример схемы для построения теста

2. Выбор пути от места неисправности до выхода схемы:

D1 – D4 – D7 – D8 = Y.

3. Активизация выбранного пути.

3.1. Участок D1 – D4: $X3 = 0/0$.

3.2. Импликация выбранного значения: $D4 = \text{NOT}(0/1 + 0/0) = 1/0$, $D7 = 1/0 \& X/0 = X/0$.

3.3. Участок D4 – D7: $D5 = 1/X$ – не противоречит прежнему значению $X/0$, и таким образом D5 становится равным $1/0$.

3.4. Значение присваивается внутренней линии, поэтому необходимо выполнить однозначное доопределение значения на выходе элемента D5($1/X$): $D2 = 0/X$. Однозначное доопределение – это определение единственно возможного значения аргумента, при котором значение функции равно заданному значению. Однозначно доопределить далее $D2 = 0/X$ невозможно. Отметим этот элемент для последующего альтернативного доопределения.

3.5. Импликация полученных значений: $D5 = \text{NOT}(0/1 + 0/X) = 1/0$, $D7 = 1/0 \& 1/0 = 1/0$, $D8 = \text{NOT}(1/0 \& X/X) = X/1$.

3.6. Участок D7 – D8: $D6 = 1/X$.

3.7. Значение присваивается внутренней линии, поэтому необходимо выполнить однозначное доопределение значения на выходе элемента D6(1/X): D3 = 0/X, X8 = 0/0. Значение присваивается внутренней линии, поэтому необходимо продолжить однозначное доопределение значения на выходе элемента D3 = 0/X: X6 = 1/1, X7 = 1/1.

3.8. Импликация полученных значений: D8 = NOT(1/0 & 1/X) = 0/1. Этот последний элемент завершает этап активизации.

4. Альтернативное доопределение внутренних отмеченных значений сигналов.

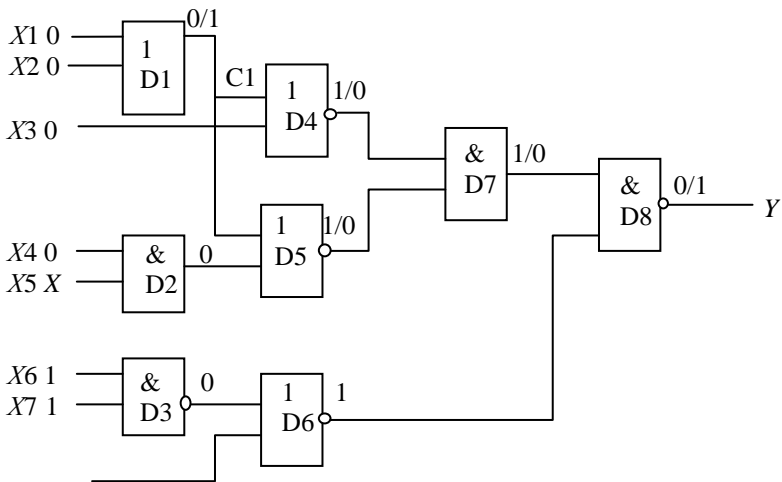


Рис. 4.10. Результат построения теста

4.1. D2 = 0/X: X4 = 0/0.

4.2. Импликация полученных значений: D2 = 0/0 & X/X = 0/0.

Других отмеченных значений нет. Построение тестового набора завершено, результат показан на рис. 4.10.

4.2.3. Построение тестов для схем с памятью

Задача построения тестов для схем с памятью на несколько порядков сложнее, чем для комбинационных схем. Достаточно заме-

тить, что для схем с памятью существует бесконечное множество входных последовательностей (все последовательности длины 1, 2, 3, ...), а для комбинационных схем последовательность вообще не имеет значения.

Схемы с памятью представляют на различных уровнях абстракции. В соответствии с уровнями абстракции можно говорить о функциональном и структурном тестировании. Цель функционального тестирования состоит в обнаружении несоответствия поведения ОД его таблице переходов-выходов или блок-схеме алгоритма. Для комбинационных схем при таком подходе это означает подачу 2 в степени n входных векторов (тривиальный тест), где n – число входов. В случае последовательностных схем исчерпывающий тест состоит из диагностических последовательностей, что реально возможно только для небольших схем.

Комбинационная модель последовательностной схемы

На структурном уровне задача построения тестовой последовательности для заданной одиночной неисправности последовательностной схемы сводится к задаче построения тестового набора для кратной неисправности комбинационного эквивалента последовательностной схемы.

Рассмотрим сначала комбинационный эквивалент структурного синхронного конечного автомата (рис. 4.11, где КЧ – комбинационная часть, ЭП_{*i*} – элемент памяти, X – внешние входы, Y – внутренние состояния, Z – внешние выходы, C – синхровход).

Оборвем линии обратной связи Y и обозначим вновь образовавшиеся входы обратной связи как псевдовходы PI , а выходы элементов памяти – как псевдовыходы PO . На рис. 4.12 приведена схема, соответствующая этому случаю и названная комбинационной копией синхронного автомата. Заметим, что элементы памяти – это синхронные D-, T-, R-S- или J-K-триггеры.

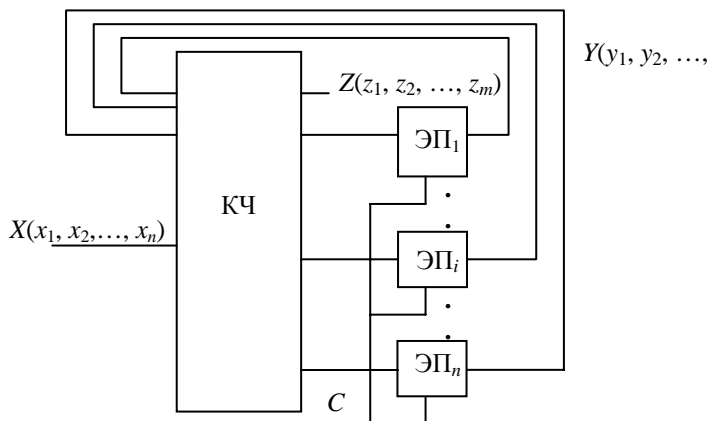


Рис. 4.11. Модель Хаффмана синхронного ЦУ

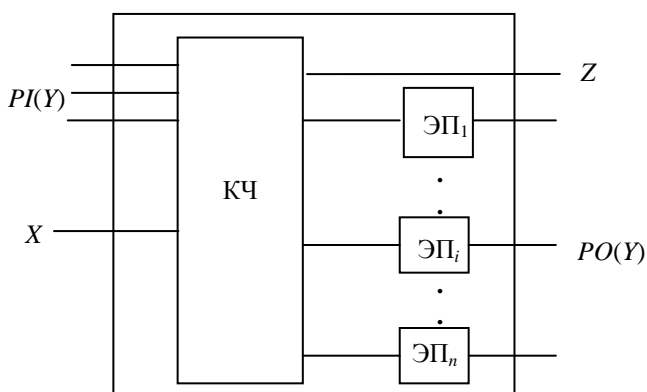


Рис. 4.12. Комбинационная копия

На рис. 4.13 приведены комбинационные копии (эквиваленты) этих элементарных автоматов. Значение сигнала на входе PI представляет состояние q синхронного триггера в текущий момент времени, а на выходе PO – состояние Q в следующий момент времени.

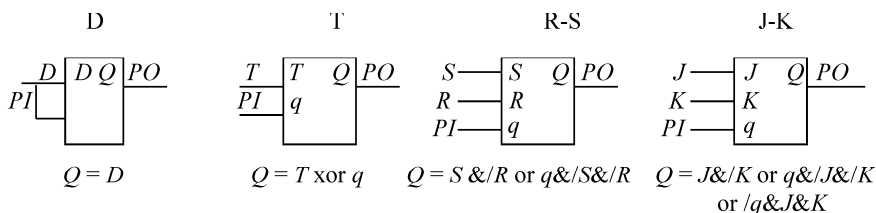


Рис. 4.13. Комбинационные эквиваленты синхронных триггеров

Комбинационная копия в условной форме представляет такт работы синхронного автомата. На рис. 4.14, *a* показан трехразрядный сдвиговый регистр, на рис. 4.14, *б* – его комбинационная копия, на рис. 4.15, *a* – счетчик, а на рис. 4.15, *б* – его комбинационная копия.

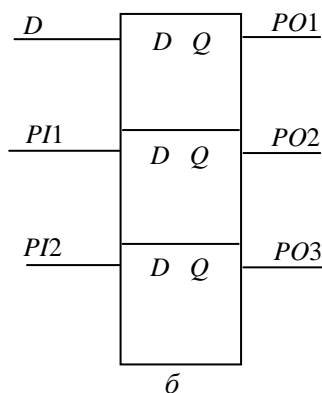
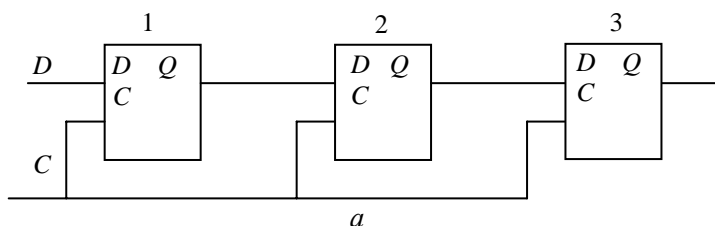


Рис. 4.14. Схема сдвигового регистра (*a*) и его комбинационная копия (*б*)

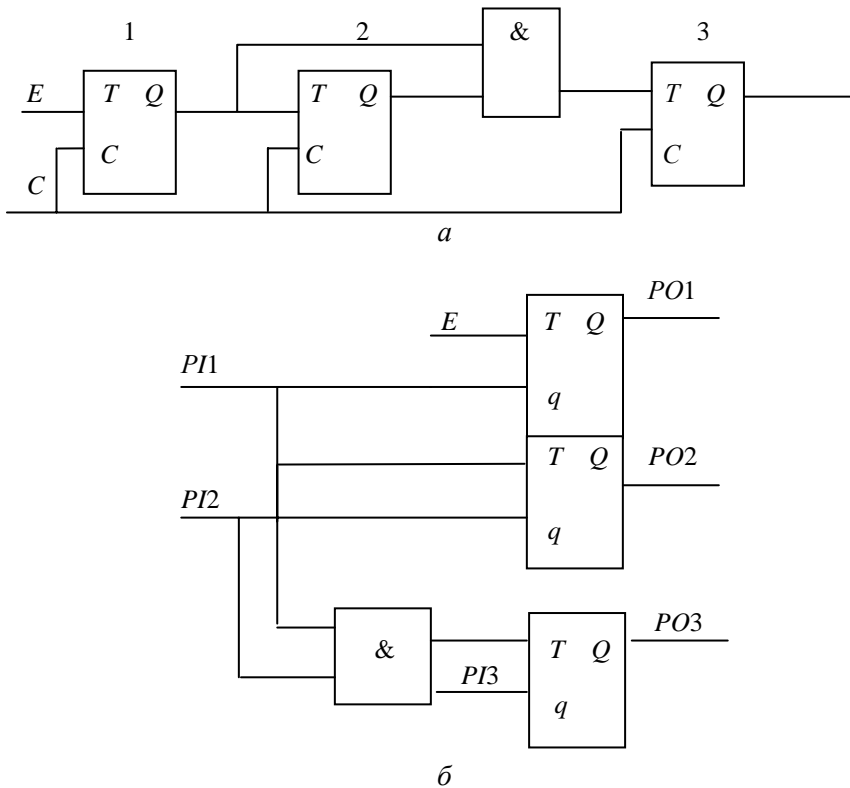


Рис. 4.15. Счетчик (а) и его комбинационная копия (б)

На рис. 4.16 приведен комбинационный эквивалент счетчика из предыдущего примера, представляющий два такта его работы (копии 1 и 2). Такую модель называют итеративной. Псевдовходы первой копии представляют начальное значение счетчика, равное 000. После первого такта (копия 1) при $E = 1$ счетчик переходит в состояние 001, а после второго (копия 2) при $E = 1$ – в состояние 010. Для синхронного устройства каждому такту соответствует только одна копия.

Рассмотрим комбинационный эквивалент структурного асинхронного конечного автомата, представленного моделью Хаффмана на рис. 4.17.

ние, при котором значения входов элементов задержки равны их выходам. В асинхронном автомате переход из одного устойчивого состояния в другое (асинхронный такт работы) в общем случае происходит через несколько неустойчивых состояний. В комбинационном эквиваленте асинхронного автомата это выражается несколькими копиями для одного перехода, как на рис. 4.18.

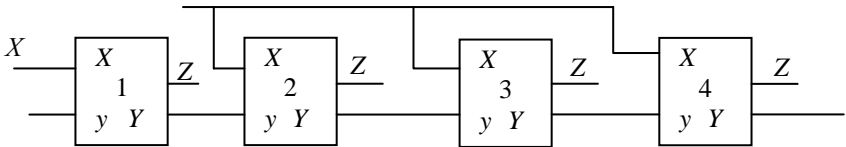


Рис. 4.18. Пример комбинационного эквивалента асинхронного автомата

Копии 1 и 4 являются устойчивыми ($y(1) = Y(1)$, $y(4) = Y(4)$), а 2 и 3 – неустойчивыми ($y(2) \neq Y(2)$, $y(3) \neq Y(3)$) и отражают переход из одного устойчивого состояния S_i в другое – S_j , например, как на рис. 4.19 (устойчивое состояние обозначено двойной окружностью).

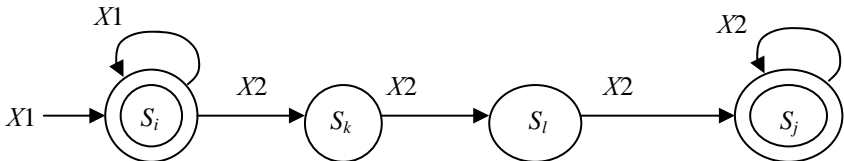


Рис. 4.19. Фрагмент графа переходов асинхронного автомата

Построение тестовой последовательности по комбинационной модели последовательностной схемы

Очевидно, что для комбинационного эквивалента последовательностной схемы может быть применен метод существенного пути для построения тестовой последовательности с определенными ограничениями и условиями:

1. Одиночная неисправность представляется n -кратной, где n – число копий.

2. Точками наблюдения являются внешние выходы последней копии.

3. Начальное состояние устройства предполагается неизвестным, поэтому обязательным ограничением является сохранение на псевдovoходах первой копии неопределенных значений.

Длина проверяющей последовательности для синхронных устройств равна числу копий, а для асинхронных она не больше числа копий и не может быть известна заранее. Построение проверяющей последовательности начинается с попытки построить последовательность длины 1. Если этого не удастся сделать, то принимают длину 2 и так далее, пока не достигнут заранее заданного порога. Это означает, что процедура построения теста для последовательностных устройств не является алгоритмом (нет гарантии построения тестовой последовательности). При числе копий больше двух следует рассматривать варианты образования существенного пути как от неисправного узла одной копии, так и от неисправных узлов других копий. В случае асинхронных устройств смена входного набора должна происходить только в устойчивых состояниях, для которых $PI = PO$.

Рассмотрим пример построения тестовой последовательности для схемы (рис. 4.20) асинхронного автомата и неисправности $S0$ на линии 1. Обрыв выделенных линий обратной связи приводит к комбинационной копии (рис. 4.21).

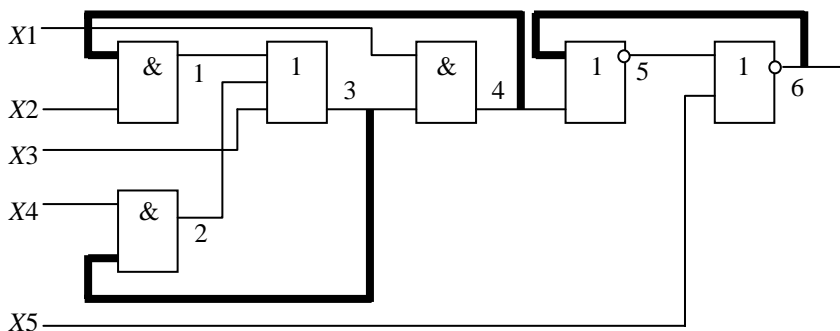


Рис. 4.20. Пример асинхронной последовательностной схемы

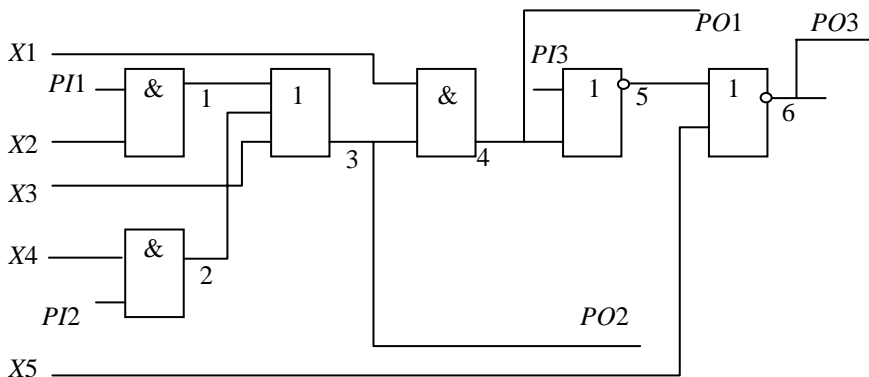


Рис. 4.21. Комбинационная копия схемы из примера на рис. 4.20

Построение последовательности длины 1. Зададим условие проявления неисправности. Единственный вариант требует установки 1 на псевдовходе $PI1$, что противоречит ограничению 3:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	3($PO2$)	4($PO1$)	5	6($PO3$)	
x	x	$1/x$	1	x	x	x	x	1/0	x	x	x	x	x	копия 1

Построение последовательности длины 2. Зададим условие проявления неисправности. Единственный вариант требует установки 1 на псевдовходе $PI1$ и 1 на внешнем входе $X2$ в копии 2. Значение $PI1 = 1$ может быть однозначно доопределено в первой копии: $X1 = 1$, $3 = *1/x$. Значение $3 = *1/x$ в первой копии однозначно доопределить нельзя, поэтому оно отмечается * для последующего доопределения. Импликация во второй копии значения 1/0 на линии 1 приводит к $3 = 1/x$:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	3($PO2$)	4($PO1$)	5	6($PO3$)	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	x	x	x	x	1/0	x/x	1/x	$x/0$	x	x	копия 2

Выбираем путь от места неисправности до выхода схемы: 1-3-4-5-6. Выбираем условия активизации первого элемента пути: $X3 = 0$, $2 = x/0$. Однозначное доопределение $2 = x/*0$ невозможно (отмечаем *). Импликация приводит к $3 = 1/0$ и $4 = x/0$:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2

Копия 2 неустойчива, так как $PI1 \neq PO1$ и $PI2 \neq PO2$; следовательно, вводим копию 3 с $X2 = 1$, $X3 = 0$, $PI1 = x/0$, $PI2 = 1/0$. Имплицируем эти значения в копии 3:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
x	x	x/0	1	0	x	1/0	x	1/0	x/0	1/0	x/0	x	x	копия 3

Выбираем условие активизации следующего элемента пути в копии 3: $X1 = 0$ и имплицируем это значение:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
1	x	x/0	1	0	x	1/0	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 3

Копия 3 неустойчива, так как $PI1 \neq PO1$, следовательно, вводим копию 4 с $X1 = 1$, $X2 = 1$, $X3 = 0$, $PI1 = 1/0$. Имплицируем эти значения в копии 4:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
1	x	x/0	1	0	x	1/0	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 3
1	x	1/0	1	0	x	x	0	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 4

Выбираем условие активизации предпоследнего элемента пути в копии 4: $PI3 = x/*0$ и имплицируем это значение:

X1	PI3	PI1	X2	X3	X4	PI2	X5	1	2	3(PO2)	4(PO1)	5	6(PO3)	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
1	x	x/0	1	0	x	x	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 3
1	x/*0	x/0	1	0	x	x	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/1	x/0	копия 4

Выбираем условие активизации последнего элемента пути в копии 4: $X5 = 0$ и имплицируем это значение:

X1	PI3	PI1	X2	X3	X4	PI2	X5	1	2	3(PO2)	4(PO1)	5	6(PO3)	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
1	x	x/0	1	0	x	x	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 3
1	x/*0	x/0	1	0	x	x	0	1/0	x/0	1/0	1/0	0/1	1/0	копия 4

Копия 4 неустойчива, так как $PI3 \neq PO3$, следовательно, вводим копию 5 с $X1 = 1$, $X2 = 1$, $X3 = 0$, $X5 = 0$, $PI3 = 1/0$. Имплицируем эти значения в копии 5. Путь активизирован:

X1	PI3	PI1	X2	X3	X4	PI2	X5	1	2	3(PO2)	4(PO1)	5	6(PO3)	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	*1/x	x	x	x	копия 1
x	x	*1/x	1	0	x	x	x	1/0	x/*0	1/0	x/0	x	x	копия 2
1	x	x/0	1	0	x	x	x	1/0	x/0	1/0	1/0	0/x	x	копия 3
1	x/*0	x/0	1	0	x	x	0	1/0	x/0	1/0	1/0	0/1	1/0	копия 4
1	1/0	x/0	1	0	x	x	0	1/0	x/0	1/0	1/0	0/1	1/0	копия 5

Выполним доопределение для сигналов, отмеченных *. Значение $PI3$ в копии 4 равно значению PO в копии 3, выбираем вариант доопределения этого сигнала – $X5 = 1$ в копии 3, имплицируем полученное значение:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	$*1/x$	x	x	x	копия 1
x	x	$1/x$	1	0	x	x	x	$1/0$	$x/*0$	$1/0$	$x/0$	x	x	копия 2
1	x	$x/0$	1	0	x	x	1	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/x$	0	копия 3
1	0	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 4
1	$1/0$	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 5

Доопределим значение сигнала 2 в копии 2. Выбираем вариант $X4 = 0$ и имплицируем это значение:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	x	x	x	x	x	x	$*1/x$	x	x	x	копия 1
x	x	$1/x$	1	0	0	x	x	$1/0$	0	$1/0$	$x/0$	x	x	копия 2
1	x	$x/0$	1	0	x	x	1	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/x$	0	копия 3
1	0	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 4
1	$1/0$	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 5

Доопределим значение сигнала 3 в копии 1. Выбираем вариант $X3 = 1$ и завершаем построение теста, так как больше нет отмеченных сигналов:

$X1$	$PI3$	$PI1$	$X2$	$X3$	$X4$	$PI2$	$X5$	1	2	$3(PO2)$	$4(PO1)$	5	$6(PO3)$	
1	x	x	x	1	x	x	x	x	x	1	x	x	x	копия 1
x	x	$1/x$	1	0	0	x	x	$1/0$	0	$1/0$	$x/0$	x	x	копия 2
1	x	$x/0$	1	0	x	x	1	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/x$	0	копия 3
1	0	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 4
1	$1/0$	$x/0$	1	0	x	x	0	$1/0$	$x/0$	$1/0$	$1/0$	$0/1$	$1/0$	копия 5

Выделим входные значения:

$X1$	$X2$	$X3$	$X4$	$X5$	
1	x	1	x	x	копия 1
x	1	0	0	x	копия 2
1	1	0	x	1	копия 3
1	1	0	x	0	копия 4
1	1	0	x	0	копия 5

Удалим одинаковые соседние копии:

$X1$	$X2$	$X3$	$X4$	$X5$	
1	x	1	x	x	копия 1
x	1	0	0	x	копия 2
1	1	0	x	1	копия 3
1	1	0	x	0	копия 4

Доопределим неопределенные значения из условия минимального отличия соседних наборов:

$X1$	$X2$	$X3$	$X4$	$X5$	
1	1	1	0	1	копия 1
1	1	0	0	1	копия 2
1	1	0	0	1	копия 3
1	1	0	0	0	копия 4

Удалим одну из одинаковых соседних копий (копия 3) и заново перенумеруем их:

$X1$	$X2$	$X3$	$X4$	$X5$	
1	1	1	0	1	копия 1
1	1	0	0	1	копия 2
1	1	0	0	0	копия 3

Окончательный результат:

$X1$	$X2$	$X3$	$X4$	$X5$	1	2	3	4	5	6	
1	1	1	0	1	1/0	0	1	1	0	0	$T1$
1	1	0	0	1	1/0	0	1/0	1/0	0/1	0	$T2$
1	1	0	0	0	1/0	0	1/0	1/0	0/1	1/0	$T3$

Построение тестов выполняется по модели с нулевыми задержками элементов. Однотактные задержки сосредоточены в линиях обратной связи, и каждая копия соответствует такой задержке.

Для определения однозначности поведения устройства в исправном и неисправном случае необходимо выполнять синхронное троичное моделирование.

Сценарий построения тестовой последовательности включает в себя:

1. Построение тестовой последовательности для очередной неисправности из списка обнаруженных.
2. Моделирование неисправностей из списка обнаруженных на полученной входной последовательности.
3. Сокращение списка неисправностей на величину обнаруженных неисправностей и т.д.

4.3. Функциональный контроль и диагностирование сложных технических систем

В подразд. 3.2.6 было введено понятие функционального контроля и дано его определение. Рассмотрим общие положения построения систем функционального контроля и диагностирования [2]. На рис. 4.22 приведена структурная схема системы функционального контроля, где ОД – объект диагноза, СД (СВК) – средство диагноза (схема встроенного контроля).

СВК реализует модель поведения исправного объекта диагноза для анализа соответствия выходов Y входам X ОД и вынесения решения о правильном или неправильном функционировании ОД в каждый момент времени. Очевидно,

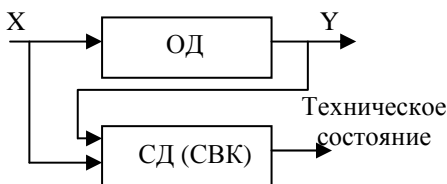


Рис. 4.22. Структурная схема системы функционального диагностирования

что в качестве СВК может быть использован сам ОД. На рис. 4.23 приведена структурная схема функционального диагностирования по принципу дублирования, где СС – схема сравнения. Эта реализация показывает, что предельная сложность СВК не должна быть больше

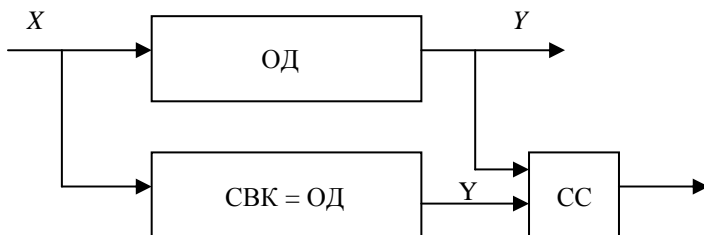


Рис. 4.23. Структурная схема СФД по принципу дублирования

сложности самого ОД с точностью до сложности СС. Предельным случаем по сложности СВК является СФД по принципу дублирования.

4.3.1. Полностью самопроверяемые цифровые устройства

Рассмотрим контролируемое цифровое устройство (КУ на рис. 4.24), которое имеет m входов и n выходов. Функционирование КУ отличается некоторой закономерностью, которая позволяет выделить правильные выходные наборы, соответствующие работе КУ без неисправностей, из общей совокупности возможных выходных наборов. Для определения полноты контроля вводят понятие самопроверяемости [2].

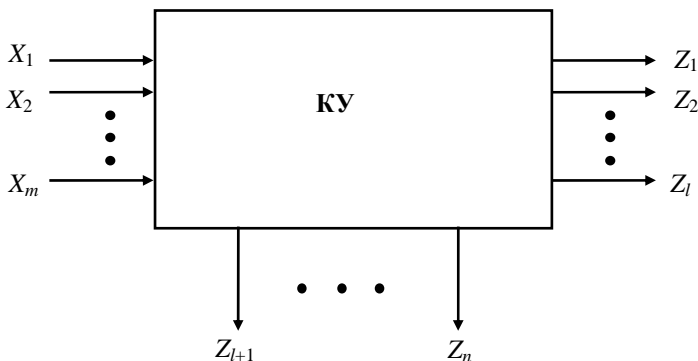


Рис. 4.24. Структурная модель контролируемого устройства

Пусть $A = \{a\}$ – множество рабочих входных наборов КУ, $a = \{x_1, \dots, x_m\}$, S – множество неисправностей в КУ, $B = \{b\}$ – множество выходных наборов исправного устройства, $b = \{z_1, \dots, z_n\}$, в состав выходов включаются рабочие выходы устройства $\{z_1, \dots, z_i\}$ и дополнительные выходы $\{z_{i+1}, \dots, z_n\}$, необходимые для контроля (например, состояния элементов памяти), $G(a, S_i)$ – выход КУ при наличии неисправности s_i принадлежит S , $G(a, 0)$ – выход исправного КУ.

Цифровое устройство защищено от неисправностей множества S , если для любого рабочего входного набора и любой неисправности выход устройства с неисправностью, либо не отличается от исправного, либо не совпадает ни с одним правильным выходным набором КУ.

Цифровое устройство называется самотестируемым по отношению к множеству неисправностей S , если для любой неисправности существует такой рабочий входной набор, что выход устройства не совпадает ни с одним выходным набором исправного устройства.

Цифровое устройство является полностью самопроверяемым, если оно как защищено от неисправностей, так и самотестируемо.

4.3.2. Схемы встроенного контроля

В подразд. 2.4 упоминались встроенные системы контроля. Схемой встроенного контроля (СВК) является устройство, выполняющее, в общем случае, две функции:

а) определение в рабочем режиме по текущим значениям входного, дополнительного и выходного векторов КУ эталонного значения выходного КУ, которое должно появляться в определенном такте (отметим, что множество эталонных векторов, вырабатываемых СВК, является, в общем случае, гомоморфным отображением множества выходных векторов КУ);

б) проверку совпадения фактического выхода КУ с выходным вектором, вычисленным в пункте а).

Структурная схема подключения СВК к контролируемому устройству показана на рис. 4.25.

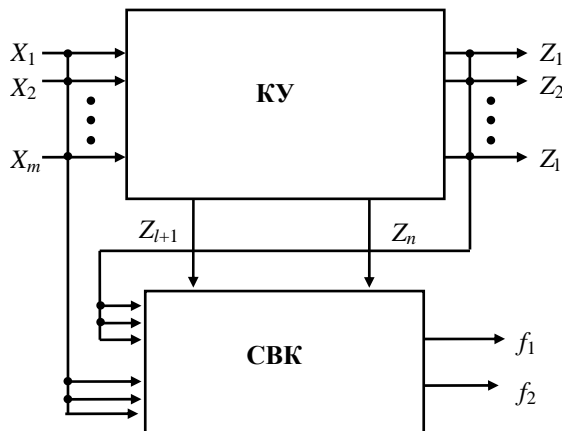


Рис. 4.25. Структурная модель схемы встроенного контроля

Самопроверяемая схема встроенного контроля (ССВК) должна обнаруживать любую ошибку КУ, приводящую к искажению выходного вектора \mathbf{B} , а также все свои однократные ошибки. Для этого она так же, как и КУ, должна обладать свойствами защищенности от неисправностей и самотестируемости.

Поэтому ССВК со статическими значениями выходов должна иметь как минимум два выхода. Обычно принимают, что при отсутствии неисправности $f_1 f_2 = \{(01), (10)\}$, а при неисправности $f_1 f_2 = \{(00), (11)\}$.

4.3.3. Схемы сжатия

На рис. 4.26 представлена ячейка схемы сжатия, которая объединяет сигналы с двух ССВК. Выходами первой ССВК являются a_{i1} и a_{i2} , а выходами второй ССВК – b_{i1} и b_{i2} .

Ячейка работает следующим образом:

если $(a_{i1} \neq a_{i2} \text{ и } b_{i1} \neq b_{i2})$, то $f_{i1} \neq f_{i2}$;

если $(a_{i1} \neq a_{i2} \text{ и } b_{i1} = b_{i2})$, или $(a_{i1} = a_{i2} \text{ и } b_{i1} \neq b_{i2})$, или $(a_{i1} = a_{i2} \text{ и } b_{i1} = b_{i2})$, то $f_{i1} = f_{i2}$.

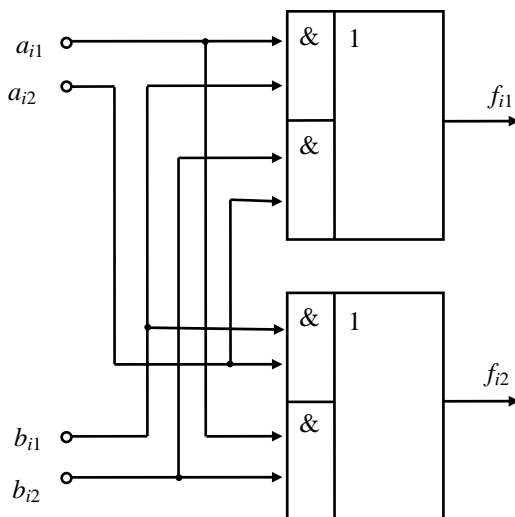


Рис. 4.26. Ячейка схемы сжатия

Данная реализация является самопроверяемой по отношению к классу одиночных константных дефектов. Если ССВК больше двух, то схемы сжатия реализуются в виде каскадной схемы.

Пример 4.1. На рис. 4.27 приведена каскадная схема сжатия для 5 ССВК. Число схем сжатия – 4, число каскадов – 3.

При N ССВК число каскадов

$$K_{\text{каск}} = \lceil \log_2 N \rceil.$$

Число ячеек схемы сжатия

$$K_{\text{яч}} = \sum_{n=1}^{K_{\text{каск}}} \frac{N}{2^n}.$$

Данная реализация обладает рядом недостатков:

1. При увеличении числа каскадов увеличивается задержка, вносимая схемой сжатия.

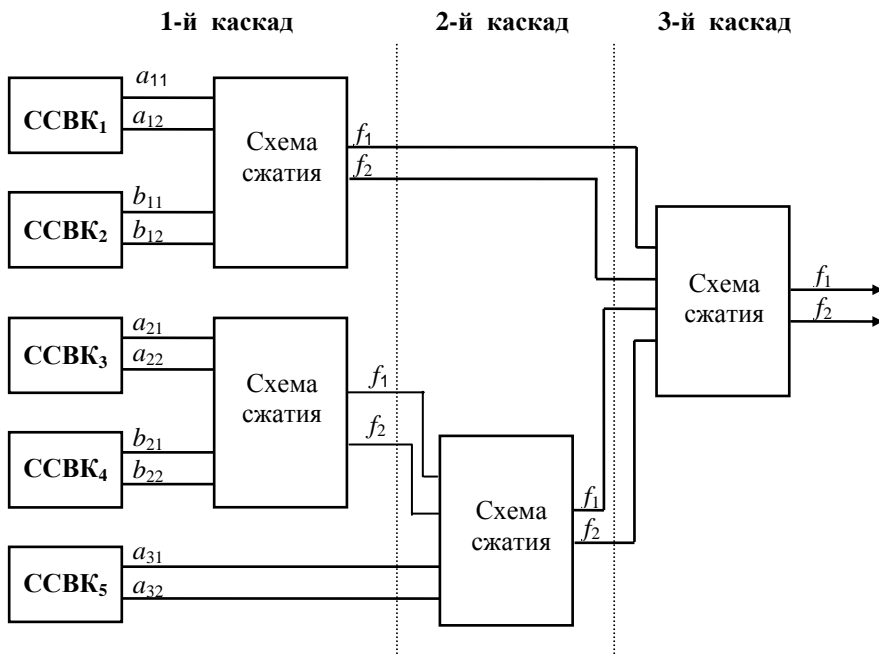


Рис. 4.27. Каскадная реализация схемы сжатия

2. Из-за неравномерного распределения задержек в схеме возможно кратковременное появление на выходе схемы сжатия комбинаций {00} или {11} при отсутствии неисправности.

Установлено, что константная модель дефектов, работающая для ТТЛ и ТТЛШ логики, не дает правильного представления о дефектах в БИС, построенных по ЭСЛ и МОП-технологии (ТТЛ – транзисторно-транзисторная логика; ТТЛШ – ТТЛ Шоттке; ЭСЛ – эмиттерно-связанная логика; МОП – метал-оксид-полупроводник).

Ниже приведена реализация ячейки сжатия на МОП-транзисторах, позволяющая провести анализ на обнаружение неконстантных дефектов (рис. 4.28). Кроме обрывов в цепях, в данной схеме обнаруживаются дефекты типа короткое замыкание (КЗ), в том числе мостиковые КЗ.

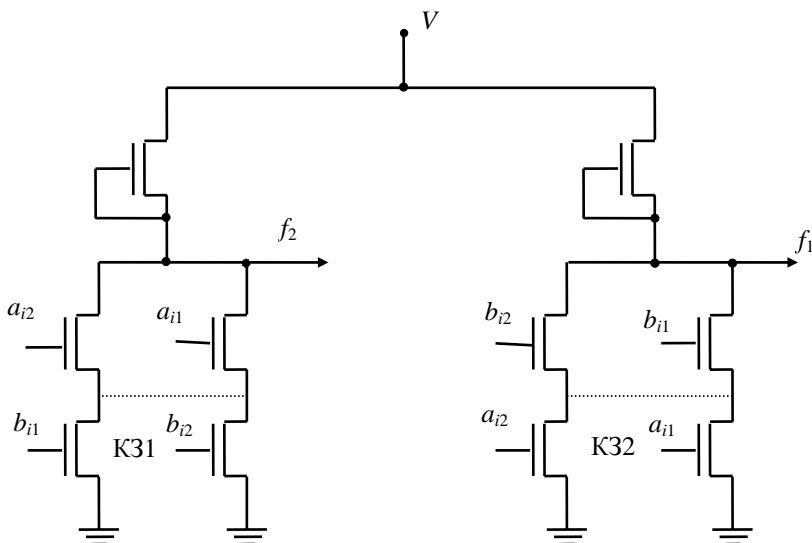


Рис. 4.28. Ячейка схемы сжатия на n МОП транзисторах

Например, К31 обнаруживается при $b_{i1} = a_{i1} = 1$, а К32 – при $a_{i2} = b_{i2} = 1$. Реализация схемы сжатия на уровне транзисторов позволяет несколько уменьшить задержку, так как задержка, вносимая транзистором, меньше, чем задержка, вносимая вентилем.

Кратковременные ложные срабатывания можно исключить за счет стробирования выходов схемы сжатия в нужные моменты времени. Кроме того, можно воспользоваться идеей одновыходной динамической ССВК, представленной на рис. 4.29.

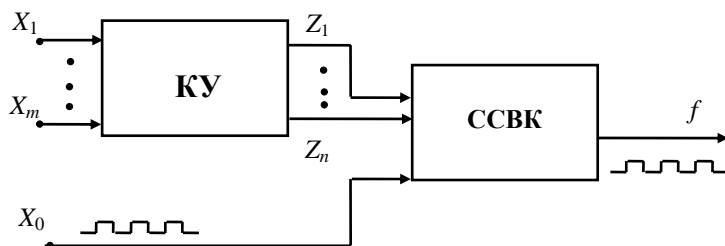


Рис. 4.29. Одновыходная ССВК

К ССВК наряду с выходами контролируемого устройства подключен дополнительный вход X_0 , в зависимости от значения которого выход f для исправных КУ и ССВК будет равен 0 или 1. Значение X_0 должно в процессе функционирования меняться, меняя тем самым ожидаемое значение на выходе f .

4.3.4. Микропроцессор как объект функционального контроля

Основные функциональные узлы современных информационно-управляющих систем (ИУС) реализованы в микропроцессорном базисе. К ним относятся кодеры и декодеры первичных и избыточных кодов, передающие и приемные телеизмерительные преобразователи, аналого-цифровые преобразователи, распределительные узлы, системы синхронизации, модемы и другие узлы в составе подсистем сбора, обработки, передачи и распределения информации различных трактов ИУС, к надежности функционирования которых предъявляются повышенные требования. Основой микропроцессорных узлов ИУС является микропроцессор (МП), представляющий собой многоэлементное устройство, функционирующее под управлением заложенной в него программы. От надежности работы МП во многом зависит надежность функционирования всей ИУС.

Поскольку методы обеспечения функционального контроля сильно зависят от структуры контролируемого устройства, далее будем рассматривать функциональный контроль именно МП и микропроцессорных систем на примере гипотетического микропроцессора, объединяющего характерные свойства большинства МП [4].

4.3.5. Модель МП с точки зрения функционального контроля

МП рассматривается в виде соединения двух устройств – устройства управления (УУ) и операционного устройства (ОУ).

Операционное устройство – устройство, в котором выполняются операции. Оно включает в себя в качестве узлов регистры, сум-

матор, каналы передачи информации, мультиплексоры для коммутации каналов, шифраторы, дешифраторы и т.д.

Устройство управления координирует действия узлов ОУ. Оно вырабатывает в определенной временной последовательности управляющие сигналы, под действием которых в узлах ОУ выполняются требуемые действия.

Процесс функционирования ОУ состоит из последовательных элементарных действий в его узлах. Такими элементарными действиями могут быть: обнуление регистров, инвертирование регистров, пересылка содержимого одного узла в другой, сдвиг содержимого узла влево или вправо и т.д. Каждое такое элементарное действие, выполняемое в одном из узлов ОУ в течение одного тактового периода, называется микрооперацией.

В определенные тактовые периоды одновременно может выполняться несколько микроопераций, результаты которых не влияют друг на друга. Такая совокупность одновременно выполняемых микроопераций называется микрокомандой, а весь набор микрокоманд, предназначенный для выполнения команды, поступающей из ОЗУ или ПЗУ с управляющей программой, – микропрограммой.

В ПЗУ микрокоманд хранятся микропрограммы для всего набора команд МП.

Обобщая многочисленные работы по функциональному диагностированию МПС и отдельных БИС, можно выделить следующие направления развития встроенного функционального контроля:

1. Организацию непрерывного контроля микросхем на основе выявления запрещенных состояний, выполнения в конце программы МПС или в отдельных ее точках проверок достоверности получаемых результатов путем сравнения их с допустимыми предельными величинами, анализа отсутствия запрещенных комбинаций управляющих сигналов в МПС.

Методы этой группы требуют специального преобразования БИС МПС и большого объема информации по ее внутренней структуре.

2. Организацию контроля по совпадению результатов выполнения программы на двух параллельно работающих идентичных МПС непрерывно либо в конце программы.

3. Мажоритарный принцип принятия решения в процессе или в конце выполнения программы на параллельно работающих идентичных МПС.

4. Построение МП на основе аппарата аperiodических автоматов, когда признаком сбоя в МПС является отсутствие сигнала об окончании переходных процессов во всех БИС.

5. Организацию контроля длительности выполнения программы или отдельных ее ветвей, контроля времени отклика внешнего устройства и других временных параметров работы МПС.

6. Организацию контроля, сущность которого заключается в использовании некоторой зависимости, характерной для МПС (либо искусственно созданной) при ее правильной работе и нарушающейся при возникновении ошибки.

Последняя группа методов используется чаще всего, так как, с одной стороны, не требует значительной избыточной аппаратуры, а с другой стороны, как правило, позволяет обойтись информацией о рабочей программе. В настоящем разделе будет анализироваться именно эта группа методов встроенного функционального контроля и соответствующие реализации ССВК.

4.3.6. Диагностическая модель УУ МП системы

Под диагностической моделью понимают формальное описание объекта диагностирования и задание модели дефектов на языке этого описания.

Ниже исследуется многоуровневая диагностическая модель, в частности двухуровневая. Нижний уровень описывается на языке регистровых передач, а верхний уровень – функциональная модель, задаваемая прикладной программой, записанной на языке ассемблера соответствующего микропроцессора, при этом для каждой команды (микрокоманды) известна двоичная запись.

Пример 4.2. Приведем фрагмент программы на языке ассемблера:

```

        CLR      R0      ; A0
        MOV      #1,R1   ; A1
        CMP      #2,C     ; A2
        BNE      M1
        CMP      #5,C     ; A3
        BNE      M3
        MOV      #1,R1   ; A1
        CMP      #2,C     ; A2
        CMP      #4,C     ; A5
M2:     BNE      M2
        INC      R1      ; A6
M1:     BR       M4
M5:     DEC      R1      ; A8
        BR       M4
M3:     MOV      #12,R2   ; A4
        CMP      #4,C     ; A5
        ADD      #2,C     ; A6
        CMP      #10,C    ; A7
        BNE      M4
M4:     CMP      #2,C     ; A2
        CMP      #4,C     ; A4
        BR       M5
        CMP      #2,C     ; A2
        RTS      PC      ; AK

```

Для каждой команды покажем ее гипотетическую двоичную запись:

A ₀	01101011
A ₁	00110101
A ₂	01000100
A ₃	10111000
A ₄	00010110
A ₅	01101011
A ₆	10001101

A_7	11101011
A_8	11000011
A_K	00101011

По программе (микропрограмме) строится граф-схема алгоритма (ГСА). Выполняемые команды представляются вершинами графа, а переходы – направленными дугами.

Пример 4.3. На рис. 4.30 приведена ГСА программы из примера 4.2.

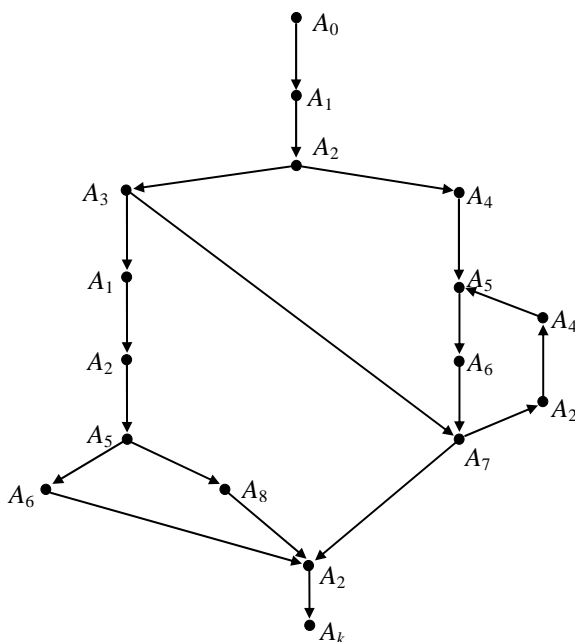


Рис. 4.30. Пример граф-схемы алгоритма

Для каждого уровня двухуровневой модели предлагаются следующие модели дефектов:

1. На уровне регистровых передач объект задается своей функциональной либо принципиальной схемой, и здесь наиболее широкое

применение получила модель константных дефектов. Константный дефект представляется постоянным нулем (константа 0) или постоянной единицей (константа 1) на входе или выходе логической схемы. Для механизма хранения, реализуемого регистрами как в составе регулярных схем (сверхоперативное ЗУ – СОЗУ, ОЗУ, ПЗУ, перепрограммируемое ПЗУ – ППЗУ), так и в автономно рассматриваемых блоках (регистры общего назначения – РОН, буферные регистры – БР, РС и т.д.), в качестве моделей ошибок из-за неисправности и сбоев аппаратуры получили распространение:

- независимые однократные либо кратные ошибки;
- пакеты независимых ошибок;
- независимые однонаправленные либо асимметричные ошибки;
- пакеты однонаправленных либо асимметричных ошибок.

При однонаправленных ошибках во всех ошибочных разрядах происходит переход либо только из 0 в 1, либо только из 1 в 0. При асимметричных ошибках возможен только один из видов ошибок. Все указанные модели ошибок достаточно часто используются в работах по контролю памяти.

2. Если объект рассматривается на уровне функциональной модели, пользуются функциональными моделями дефектов.

В дальнейшем будем пользоваться функциональной моделью дефектов вида:

- переход команды K_i в команду K_j (K_i/K_j), т.е. вместо команды K_i из-за дефектов в УУ выбирается команда K_j ;
- переход команды K_i в пустое множество команд ($K_i/0$), т.е. либо сохраняется предыдущая команда, либо вызывается пустая команда;
- переход команды K_i в произвольную логическую комбинацию команд ($K_i/\bigcup K$), т.е. вместо команды K_i выбирается несколько команд, которые приходят в регистр команд через дизъюнкцию или конъюнкцию.

Под командой в данном случае будем понимать содержимое выбираемой ячейки памяти, включая и данные.

Константная модель будет применяться в дальнейшем при оценке полноты контроля механизмов хранения и пересылки команд (данных), функциональная модель – при оценке полноты контроля механизма выборки команд и данных (дешифрация команд и данных). Кроме того, выделим сбой – кратковременный отказ аппаратуры, который самопроизвольно устраняется.

В литературе при разработке встроенного функционального контроля УУ введенная выше двухуровневая диагностическая модель ошибки механизмов хранения, пересылки данных и дешифрации регистров определяется терминологией – ошибки хранения и ошибки управления.

4.3.7. Критерии оценки методов контроля механизмов выборки, хранения и дешифрации команд

Избыточность, вносимую функциональным контролем, можно подразделить на информационную, временную и аппаратную.

Информационная избыточность определяется как количество дополнительных разрядов, введенных в ячейку. Временная избыточность – введенные в программу (микропрограмму) дополнительные команды (микрокоманды), служащие только цели контроля.

Отсюда вытекают и критерии оценки методов контроля:

1. $K_{изб}$ – информационная избыточность, т.е. количество дополнительных разрядов в ячейке.

2. $t_{изб}$ – временная избыточность, определяемая как число команд (микрокоманд), дополнительно введенных в программу (микропрограмму), по отношению к числу команд (микрокоманд) в исходной программе (микропрограмме).

3. $P_{обн}$ – вероятность обнаружения ошибок (искажений) в анализируемых выходных сигналах объекта диагноза при однократных дефектах в рамках принятой двухуровневой модели.

4. Сложность реализации ССВК (оценивается по объему аппаратуры, реализующей ССВК).

5. Время, необходимое для обнаружения сбоя или отказа.

6. Время восстановления после сбоя.

4.3.8. Встроенный функциональный контроль механизмов хранения и дешифрации команд

В подразд. 3.1.5 данные методы уже упоминались, однако кратко и обобщенно.

МПС можно рассматривать как систему, в которой параллельно протекают два процесса переработки информации: выбор последовательности управляющих сигналов (задается алгоритмом управления) и преобразование данных под воздействием этих сигналов. Идея обнаружения ошибок основывается на допущении, что ошибки в аппаратных средствах (памяти, регистре команд, счетчике команд, регистрах, дешифраторах) будут приводить к искажению в последовательности выборки управляющих сигналов, а также к искажению хранимой и передаваемой информации.

Таким образом, возникают две задачи: функциональный контроль правильности хода программ и функциональный контроль данных. В данном разделе анализируются методы контроля механизмов, влияющих на правильность хода программы, а в следующем разделе исследуются методы контроля механизмов хранения и дешифрации данных.

Говоря о методах функционального диагностирования, основанных на проверке правильности выполнения алгоритма, следует отметить необходимое условие для их применения: программа, реализующая алгоритм, не должна модифицироваться в ходе своего выполнения. В большинстве практических применений это условие выполняется.

Методы пошагового контроля правильности хода программ

Методы пошагового контроля программ характеризуются тем, что проверка правильности выполнения алгоритма производится в ходе выполнения каждой команды. В зависимости от избыточной информации, предназначенной для контроля правильности выполнения алгоритма, разработан ряд методов.

Методы контроля, реализующие раскраску команд

Суть данной группы методов заключается в следующем. Каждой команде ГСА ставится в соответствие признак, называемый цветом команды, который для разных методов реализуется по-разному. ГСА преобразуется так, чтобы соблюдалась определенная последовательность чередования цветов, которая задается с помощью дополнительного элемента, обычно – счетчика цветов. Этот процесс называется раскраской программы. Преобразование ГСА достигается за счет введения диагностических вершин (D). Диагностическая вершина – это команда, обладающая требуемым цветом и не влияющая на результат выполнения программы. Возможность выбора команды в качестве диагностической вершины зависит от метода контроля.

Метод контроля, использующий раскраску без учета структуры команд

Данный метод изложен в работе [3]. Модели дефекта выбраны следующие:

- переход команды в команду K_i/K_j , т.е. соответствующий дефект механизма хранения в нашей модели;
- пропадание команды, определяемое нулями по всем разрядам команды, т.е. дефект механизма дешифрации $K_i/0$ в нашей модели;
- искажение команды, определяемое как одиночная неисправность в двоичном представлении команды, т.е. дефект механизма хранения.

Каждая программа представляется, как указывалось выше, граф-схемой алгоритма.

На первом этапе производится раскраска ГСА. Выбирается m – количество цветов – в зависимости от требуемой вероятности обнаружения дефектов перехода. Каждой команде присваивается цвет так, чтобы по любому пути ГСА соблюдалась правильная последовательность цветов от 0 до $m-1$. Если последовательность нарушается, то в ГСА вводятся диагностические вершины. В данном методе в ка-

честве диагностической вершины может выступать любая команда, не нарушающая выполнения программы (типа NOP – пустой команды, CMP – команды сравнения и т.д.).

Пример 4.4. На рис. 4.31 представлена раскрашенная ГСА рис. 4.30 при $m = 5$, цвета записаны сверху у обозначения команды. Буквой D обозначены введенные диагностические вершины.

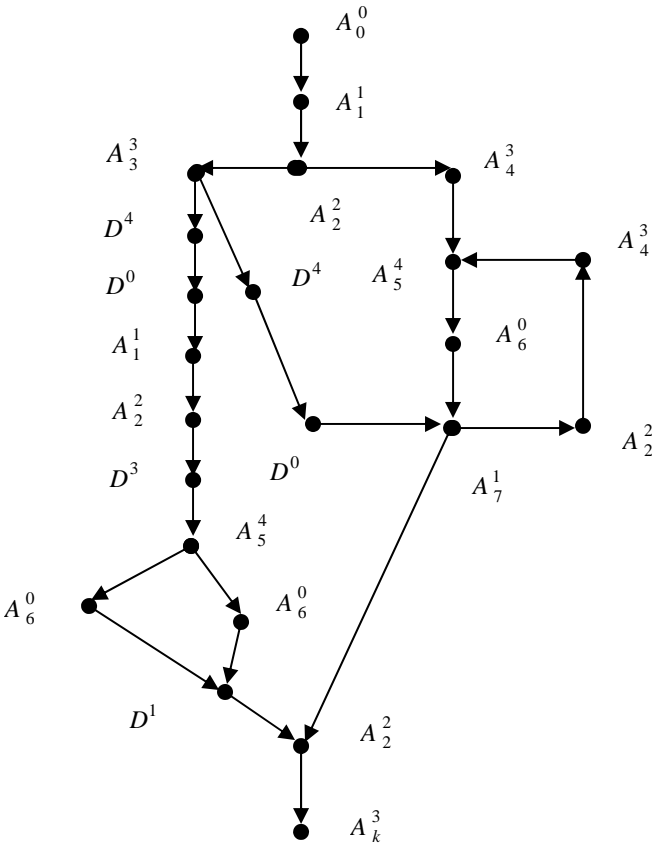


Рис. 4.31. Пример раскрашенной ГСА

Преобразованная программа приведена ниже:

CLR	AX		M1:	MOV	CX,2	
MOV	BX,1		M5:	CMP	C,4	
CMP	C,2			ADD	C,4	
JNE	M1		M3:	CMP	C,10	
CMP	C,5			JNE	M6	
JNE	M3			CMP	C,2	
CLR	DX	; D4		CMP	C,4	
NOP		; D0		JMP	M5	
MOV	BX,1		M4:	CMP	AX,1	; D1
CMP	C,2		M6:	CMP	C,2	
CLR	CX	; D3		RET		
CMP	C,4					
JNE	M2					
INC	BX					
JMP	M4					
DEC	BX					
JMP	M4					

Команды, соответствующие введенным диагностическим вершинам, помечены комментарием. В качестве диагностических вершин введены команды NOP, CMP AX,1 INC DX, CLR CX, не влияющие на ход выполнения программы. На втором этапе в каждую команду дополнительно вводится еще один избыточный разряд, дополняющий ее двоичное представление до четности.

Пример 4.5. Ниже представлена двоичная запись команд раскрашенной ГСА, представленной на рис 4.30, с избыточными разрядами, включающими цвет от 0 до 4 и дополнение до четности:

		Цвет	Четность	Цвет ГСА
O_0	01101011	000	1	0
A_1	00110101	001	0	1
A_2	01000100	010	0	2
A_3	10111000	011	0	3
A_4	00010110	011	1	3
A_5	01011101	100	1	4
A_6	00101011	000	0	0
A_7	10001101	001	0	1
A_8	11101011	000	0	0
A_k	11000011	011	0	3

Контроль выполнения программы осуществляется следующим образом. При выборке очередной команды цвет сравнивается с эталоном, производится проверка на четность, а также специальная схема ИЛИ-НЕ определяет, не произошло ли пропадание команды. ССВК, реализующая данный метод контроля, приведена на рис. 4.32. В качестве примера реализована ССВК для $m = 2$. Счетчик по модулю 2 формирует эталонную последовательность цветов, в качестве строба выступает сигнал выборки очередной команды. На схему ИЛИ-НЕ поступают основные разряды команды и дополнение до четности, схема проверяет, не произошло ли пропадание команды. Первый сумматор по модулю 2 производит проверку на четность основных разрядов команды и дополнения до четности. Второй сумматор по модулю 2 осуществляет сравнение эталонного цвета с цветом, записанным в избыточных разрядах команды, а также выявляет наличие единицы (т.е. присутствие дефекта) на схемах ИЛИ-НЕ первого сумматора по модулю 2. Для обеспечения самопроверяемости СВК имеет два выхода: S_1 и S_2 . При отсутствии строба с S_1 выходит единица, а с S_2 – нуль, за это время происходят все необходимые преобразования и сравнения. При появлении сигнала «строб» S_1 переходит в 0, а на выходе S_2 при правильной работе будет 1. Если же в команде имеется один из оговоренных дефектов, то в момент строба на выходе S_2 будет нуль.

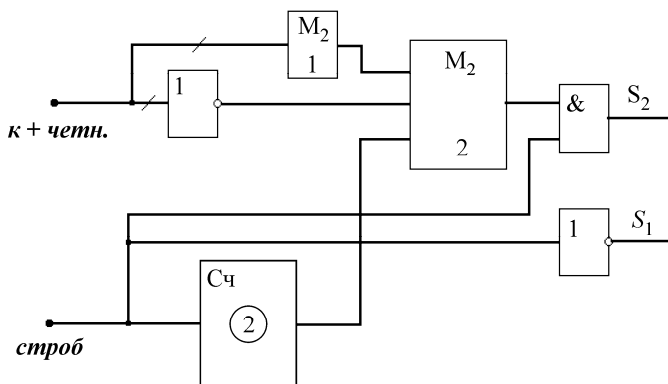


Рис. 4.32. ССВК для контроля по цвету

Однако ССВК, представленная на рис. 4.32, не является полностью самопроверяемой. Постоянный нуль на выходе второго сумматора, например, обнаружен не будет, равно как и постоянный нуль на выходе схем ИЛИ-НЕ и первого сумматора по модулю два. Чтобы построить полностью самопроверяемую СВК, надо использовать самопроверяемую схему ИЛИ-НЕ и самопроверяемые сумматоры по модулю два. Эти изменения отражены пунктиром на рис. 4.33. Для данного метода

$$K_{\text{изб}} = \lceil \log m \rceil + 1,$$

$t_{\text{изб. max}}$ рассчитаем по наихудшему случаю, когда программа состоит из одинаковых команд и между каждой парой команд приходится вставлять $m - 1$ диагностическую вершину:

$$t_{\text{изб. max}} = \frac{(m-1)(N-1)}{N},$$

что при достаточно большом N (число вершин в непреобразованной ГСА) даст

$$t_{\text{изб. max}} = m - 1.$$

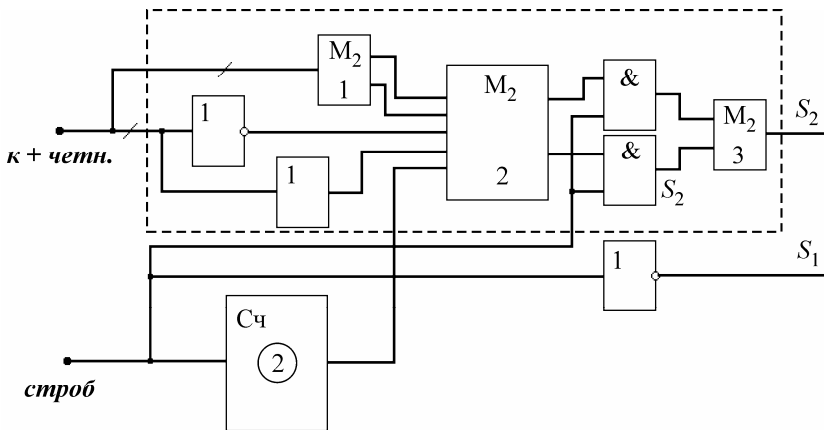


Рис. 4.33. Полностью самопроверяемые СВК

Ошибки механизма дешифрации обнаруживаются со следующими вероятностями:

- переход K_i/K_j – с вероятностью $(1 - 1/m)$;
- переход K_i/\emptyset – с единичной вероятностью;
- переход $K_i/V_v K_v$ – в случае, если затронуты избыточные разряды, в которых хранится цвет команды.

Для механизма хранения обнаруживаются все однократные ошибки и ошибки, нарушающие четность команды.

ССВК, как видно на рис. 4.32, достаточно проста и требует минимального объема аппаратуры. Ошибка обнаруживается в момент ее проявления, поэтому для восстановления после сбоя достаточно еще раз прочитать текущую команду.

Отсюда видно, что обнаруживающая способность данного метода контроля по отношению к дефектам механизма хранения низка. Для улучшения ее разработан следующий вариант метода контроля с использованием раскраски ГСА.

Метод контроля команд, реализующий раскраску с учетом структуры команды

Программа преобразуется в ГСА так же, как в предыдущем методе. Затем производится раскраска ГСА с помощью введения, если это необходимо, диагностических вершин. Диагностические вершины можно выбирать из той же совокупности команд, что и в предыдущем случае. Однако цвет команды определяется по структуре самой команды. Назовем цветом команды вес двоичного представления команды, взятый по модулю m , сложенный с числом, записанным в избыточных разрядах:

$$r(A_i) = W \pmod{m} + k_{\text{изб}}.$$

Предлагается вводить в команду дополнительные разряды так, чтобы цвет модифицированной команды соответствовал цвету, присвоенному команде при раскраске ГСА.

Пример 4.6. Ниже представлены двоичная запись и дополнительные разряды команд для ГСА, приведенной на рис. 4.30, раскраска которой представлена на рис. 4.31.

		Цвет	
A_0	01101011	000	0
A_1	00110101	010	1
A_2	01000100	000	2
A_3	10111000	100	3
A_4	00010110	000	3
A_5	01011101	100	4
A_6	00101011	001	0
A_7	10001101	010	1
A_8	11101011	100	0
A_k	11000011	100	3

В данном примере $m = 5$. Дополнительные разряды введены так, чтобы сумма единиц в команде по модулю 5, сложенная с избыточными разрядами, была равна цвету команды, присвоенному при раскраске:

$$r(A_0) = 0, r(A_1) = 1, r(A_5) = 4,$$

и т.д.

Контроль осуществляется следующим образом. По исходным и избыточным разрядам формируется цвет текущей команды и сравнивается с эталонным цветом, формируемым счетчиком на m состояний. ССВК представлена на рис. 4.34.

Счетчик на m состояний считает количество стробов. В качестве строба выступает сигнал выборки очередной команды. Первый и второй сумматоры по модулю m определяют по структуре выбранной команды ее цвет. Самопроверяемый сумматор по модулю два сравнивает подсчитанный цвет с эталонным и для правильной команды выдает комбинацию {01} или {10}. При отсутствии строба S_1 будет равен единице, а S_2 нулю. При наличии строба выход S_1 становится равным нулю, а выход S_2 будет равен единице, если подсчитанный цвет совпал с эталонным, или нулю в противном случае. ССВК является полностью самопроверяемой, так как при правиль-

ных командах выходы всех элементов ССВК побывают в нуле и в единице, и константная неисправность выхода любого элемента обнаружится на выходах S_1 , S_2 в момент ее проявления.

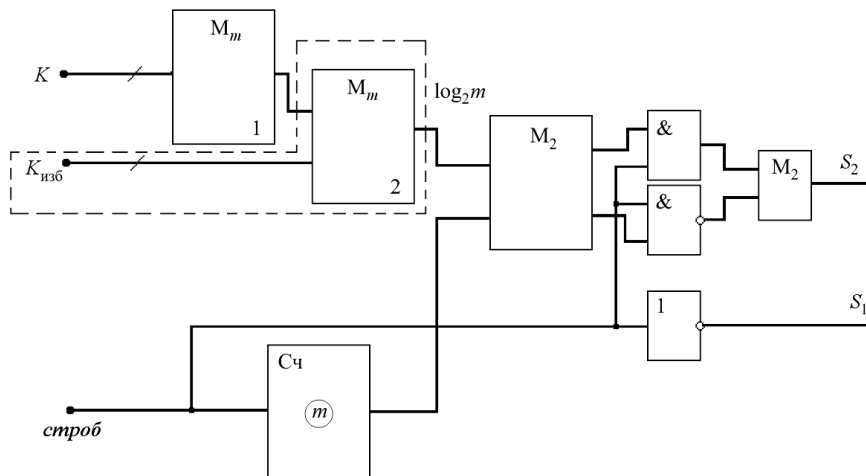


Рис. 4.34. ССВК для модифицированного метода раскраски ГСА

Для данного метода $K_{изб}$ будет находиться в пределах от 0 до $\lfloor \log(m-1) \rfloor$. Действительно, если цвет модифицированной команды совпадает с цветом, приписанным команде при раскраске ГСА, то дополнительных разрядов не требуется. Возьмем наихудший случай: цвет команды на единицу больше, чем цвет, приписанный этой команде при раскраске ГСА. Тогда требуется приплюсовать к исходному цвету $m-1$, что и соответствует $\log(m-1)$ избыточному разряду.

$t_{изб}$ по сравнению с предыдущим случаем не меняется, так как не меняется алгоритм раскраски.

Вероятность обнаружения дефектов механизма дешифрации для всех типов равна $(1 - 1/m)$.

Для механизма хранения данный код обнаруживает все однократные ошибки, а также все односторонние ошибки, приводящие к изменению модуля веса.

ССВК по сравнению с предыдущим методом несколько сложнее, так как используются сумматоры по модулю m . Ошибка обнаруживается в момент ее проявления, как и в предыдущем случае.

Для работы с программой, в отличие от микропрограммы, характерно то, что одни и те же команды, встречающиеся в разных местах ГСА, записываются в разных ячейках памяти и, следовательно, нет необходимости сохранять для каждой команды присвоенный ей ранее цвет. Это может привести к уменьшению количества диагностических вершин, в результате уменьшится $t_{изб}$.

ГСА, представленная на рис. 4.30, раскрашенная с учетом данного замечания, приведена на рис. 4.35. По сравнению с ГСА, показанной на рис. 4.31, количество диагностических вершин уменьшилось на 3.

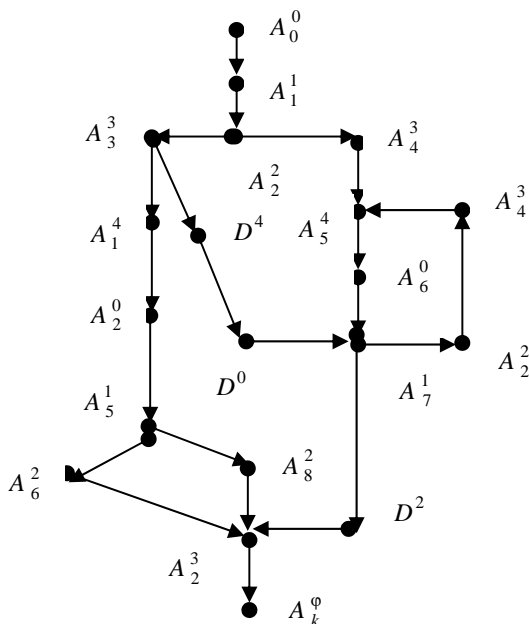


Рис. 4.35. Пример раскрашенной ГСА
для случая команд

Раскраска без внесения в команду избыточных разрядов

В ряде случаев нет возможности вводить в команду избыточные разряды. Тогда можно воспользоваться модификацией предыдущего метода.

На первом этапе по структуре команды определяется ее цвет как сумма единиц по модулю m в двоичном представлении команды.

Пример 4.7. Ниже приведены цвета команд программы, описанной в примерах 4.2 и 4.3:

$A_0 - 0$	$0 - \{A_0, A_5\}$
$A_1 - 4$	$1 - \{A_8\}$
$A_2 - 2$	$2 - \{A_2\}$
$A_3 - 4$	$3 - \{A_4\}$
$A_4 - 3$	$4 - \{A_1, A_3, A_6, A_8, A_k\}$
$A_5 - 0$	
$A_6 - 4$	
$A_7 - 4$	
$A_8 - 1$	
$A_k - 4$	

На втором этапе производится раскраска ГСА с помощью диагностических вершин так, чтобы цвета правильно чередовались.

Пример 4.8. На рис. 4.36 приведена ГСА (см. рис. 4.30), раскрашенная с учетом цветов, присвоенных командам в примере 4.7. Контроль осуществляется так же, как и в предыдущем случае, но теперь для определения цвета не требуются избыточные разряды. Поэтому в СВК не будет второго сумматора по модулю m и входа $K_{изб}$ (блоков, обведенных пунктиром на рис. 4.34).

Изменяются следующие характеристики:

- $K_{изб}$ сведено к 0, так как избыточные разряды отсутствуют;
- верхняя граница $t_{изб}$ не изменится, но очевидно, что для конкретных ГСА в большинстве случаев $t_{изб}$ увеличится по сравнению с предыдущим методом.

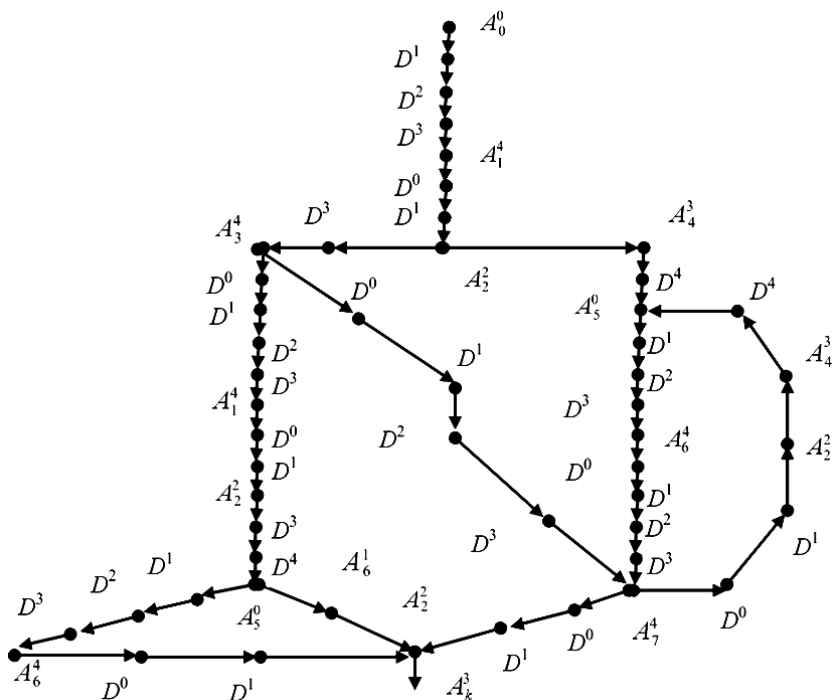


Рис. 4.36. ГСА, раскрашенная с учетом предварительного присвоения цветов

Пример 4.9. $t_{изб}$ для раскрашенной ГСА на рис. 4.31 равно $3/17$, тогда как $t_{изб}$ для раскрашенной ГСА рис. 4.36 равно $37/17$. Как видно из примера, $t_{изб}$ увеличилось на порядок, при этом быстродействие программы снизилось в 3 раза.

Для уменьшения $t_{изб}$ следует изменить подход к диагностическим вершинам. В качестве диагностической вершины будем использовать пустые команды, которые передают управление на следующую команду. В такой пустой команде задействовано только поле кода операции. В свободных разрядах диагностической вершины разместим число, на которое надо увеличить счетчик команд, чтобы получить цвет команды, следующей по ГСА за этой диагностической

вершиной. Назовем диагностическую вершину такого типа сдвигающей.

Пример 4.10. На рис. 4.37 представлена ГСА (см. рис. 4.30), раскрашенная с помощью сдвигающих диагностических вершин. Первая команда ГСА A_0 в соответствии с примером 4.7 имеет цвет 0, а вторая команда ГСА A_1 – цвет 4. Счетчик цветов при переходе $A_0 \rightarrow D \rightarrow A_1$ примет значение 2. Следовательно, в свободных разрядах данной вершины D должно стоять число 2, чтобы цвет A_1 совпал со значением счетчика цветов. Обозначим эту сдвигающую вершину $D+2$. Аналогично проставлены значения сдвига для других диагностических вершин.

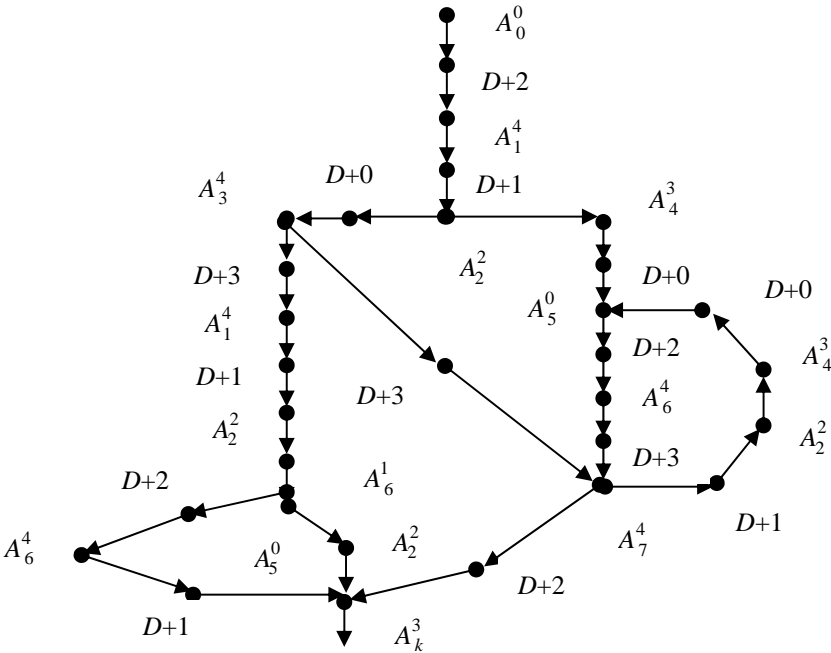


Рис. 4.37. ГСА, раскрашенная с помощью сдвигающих диагностических вершин

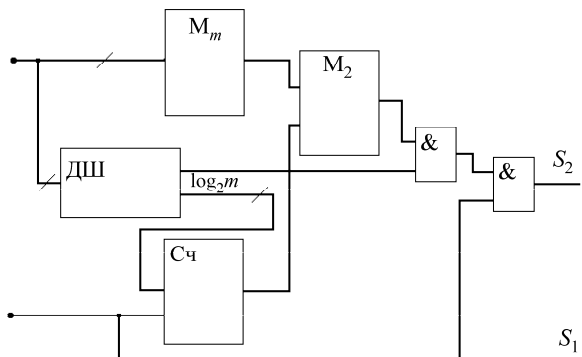


Рис. 4.38. ССВК для метода контроля с помощью сдвигающих диагностических вершин

ССВК представлена на рис. 4.38. Сумматор по модулю m определяет цвет команды. Дешифратор определяет, является ли команда диагностической вершиной: если да, то он блокирует сравнение цветов команды и эталона и увеличивает счетчик цветов на величину, записанную в диагностическую вершину; если нет, то дешифратор ждет следующую команду. Если команда не является диагностической вершиной, то сравнивается цвет, подсчитанный по структуре команды, и цвет, получившийся к данному моменту в счетчике цветов. По результатам сравнения определяется правильность выбранной команды.

Пример 4.11. Для ГСА, представленной на рис. 4.37, $t_{\text{изб}}$ равно 16/17.

Методы контроля механизмов дешифрации и хранения команд с помощью веса перехода

В методах, описанных в предыдущем разделе, каждая команда анализировалась независимо от остальных. В качестве альтернативного метода контроля можно предложить контроль механизмов дешифрации и хранения команд с помощью веса перехода.

Весом перехода W будем называть количество единиц в сумме по модулю двух соседних по ГСА команд. Под соседними будем понимать команды, соединенные на ГСА ребром.

Метод контроля заключается в следующем. В каждой команде в избыточных разрядах записывается вес перехода по отношению к предыдущей команде. Для начальной команды определяется вес перехода по отношению к нулевой комбинации. При работе программы предыдущая команда K_i складывается по модулю два с последующей командой K_j и вес перехода сравнивается с эталонным весом, записанным в избыточных разрядах команды K_j . Если команда K_j была выбрана неправильно или обнаружен дефект механизма хранения, вес перехода будет отличаться от эталонного. Данный метод контроля также предполагает использование диагностических вершин, так как в ГСА имеются разветвления и схождения.

Вершину, в которую входят два или более направленных ребра, назовем вершиной схождения, а соответствующую ей команду по ГСА – командой схождения.

Пример 4.12. Для ГСА (см. рис. 4.30) вершинами схождения будут вершины A_5 , A_7 и A_2 , которые обведены на преобразованной ГСА (рис. 4.39).

Чтобы иметь возможность записать для вершины схождения эталонный вес перехода, необходимо обеспечить одинаковый вес перехода для всех пар команд с вершиной схождения в качестве последующей команды. Для обеспечения одинакового веса перехода у всех пар команд с вершиной схождения в качестве последующей команды вес, присущий максимальному количеству числа этих пар, принимается за общий, а в остальные пары вставляются диагностические вершины, подобранные так, чтобы обеспечить паре «диагностическая вершина – вершина схождения» общий вес. Можно ожидать, что подобрать диагностическую вершину для метода контроля по весу перехода будет труднее, чем при раскраске, так как здесь приходится иметь дело с распределением нулей и единиц в исходной команде. В общем случае выбор диагностической вершины зависит от набора команд микропроцессора и не всегда возможен.

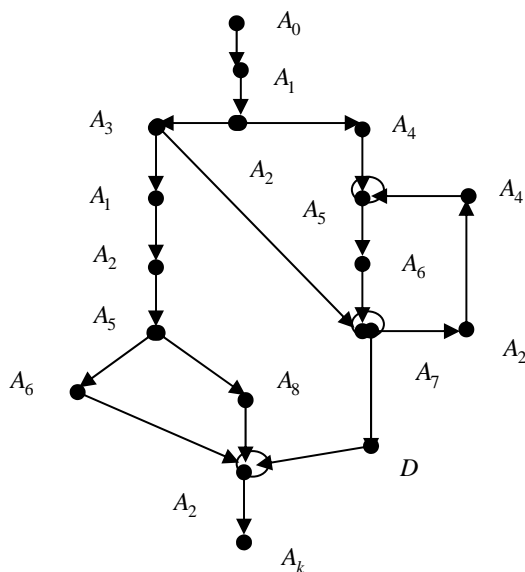


Рис. 4.39. ГСА, преобразованная для контроля по весу перехода

Пример 4.13. На рис. 4.39 представлена преобразованная схема ГСА (см. рис. 4.30) с введенными диагностическими вершинами. Распределения весов переходов для каждой пары команд приведены ниже:

$$W_{0_1} - 01011110 = 101$$

$$W_{1_2} - 01100011 = 100$$

$$W_{2_3} - 11111100 = 110$$

$$W_{3_1} - 10001101 = 100$$

$$W_{2_5} - 00011001 = 011$$

$$W_{5_8} - 10110110 = 101$$

$$W_{6_2} - 01101111 = 110$$

$$W_{2_4} - 01010010 = 011$$

$$W_{5_6} - 01110110 = 101$$

$$W_{8_2} - 10101111 = 110$$

$$W_{4_5} - 01001011 = 100$$

$$\begin{aligned}
 W_{6-7} - 10100110 &= 100 \\
 W_{2-k} - 10000111 &= 100 \\
 W_{7-2} - 11001001 &= 100 \\
 W_{3-7} - 00110101 &= 100 \\
 W_0 &= 101
 \end{aligned}$$

По рис. 4.39 видно, что для вершины схождения A_5 в обеих парах соседней будет команда A_4 . Для вершины схождения A_7 вес перехода $A_3 \rightarrow A_7$ равен весу перехода $A_6 \rightarrow A_7$, так что в эти пары вставлять диагностическую вершину не требуется. Для вершины схождения A_2 вес перехода $A_6 \rightarrow A_2$ равен весу перехода $A_8 \rightarrow A_2$, но отличается от веса перехода $A_7 \rightarrow A_2$, поэтому в пару A_7-A_2 вставляется диагностическая вершина D , которая подбирается так, чтобы вес перехода $D \rightarrow A_2$ был также равен 110.

ССВК для метода контроля по весу перехода представлена на рис. 4.40.

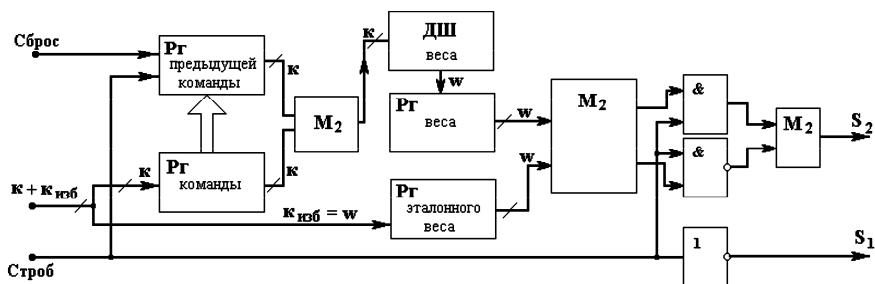


Рис. 4.40. ССВК для метода контроля по весу перехода

Она работает следующим образом. В регистр команды подаются основные разряды команды. Эти разряды складываются на первом сумматоре по модулю два с основными разрядами предыдущей команды. Для обработки начальной команды в регистре предыдущей команды предусмотрен сигнал «сброс», который переводит его в нулевое состояние. Дешифратор веса определяет вес перехода, который и записывается в регистр веса. Далее на втором сумматоре по модулю

лю два полученных вес сравнивается с эталонным, поступающим из регистра эталонного веса, куда записываются избыточные разряды команды. В момент строба результат сравнения поступает на выход S_2 , а содержимое регистра команды переписывается в регистр предыдущей команды.

СВК является самопроверяемой, так как любая одиночная константная неисправность приводит к появлению на выходах S_1S_2 некодированного слова $\{11\} \{00\}$, при этом любой выход на рабочих наборах побывает в 0 и 1.

Количество избыточных разрядов

$$K_{\text{изб}} = \lceil \log_2 k \rceil ,$$

$t_{\text{изб}}$ имеет верхней границей

$$\left[\sum_{s=1}^{k_s} (i_s - 1) \right] / N ,$$

где N – первоначальное количество команд в ГСА; k_s – число вершин схождения; i_s – количество схождений для каждой вершины схождения.

Вероятность обнаружения дефектов механизма дешифрации команд, в предположении о равномерном распределении весов переходов,

$$P_{\text{обн}} = 1 - \frac{1}{k} .$$

При контроле механизма хранения обнаруживаются все однократные ошибки, в также все однонаправленные и асимметричные ошибки.

ССВК несколько сложнее, чем при контроле с помощью раскраски, и требует дополнительного введения четырех регистров. Сбои и отказы обнаруживаются в момент проявления. Для восстановления после сбоя достаточно вернуться на предыдущую команду.

Метод контроля с помощью алгебраических кодов

Анализируемый метод пошагового контроля правильного хода выполнения программы основан на следующем. Каждому байту команды программы ставится в соответствие 4-разрядная двоичная комбинация, являющаяся избыточной частью систематического группового кода (12, 8, 3), информационной частью которого служит байт команды.

В ПЗУ СВК по адресу текущего байта программы хранится избыточная часть следующего байта команды программы. При каждом обращении к ПЗУ команд вычисляемая в данный момент избыточная часть байта команды сравнивается с избыточной частью, запомненной в ПЗУ СВК и считанной при предыдущем обращении к ПЗУ. При несовпадении фиксируется ошибка.

Данный метод контроля рассмотрим на примере гипотетического микроконтроллера с типовым набором команд.

В микроконтроллере в машинном цикле всегда происходит два обращения к ПЗУ программ. Для однобайтной команды, например, при втором обращении к ПЗУ будет выбран следующий байт, но на выполнение текущей команды он не повлияет. Этот байт будет выбран снова при выборке следующей команды. Таким образом, возможна ситуация выборки из ПЗУ дважды подряд по одному и тому же адресу. Байт ПЗУ СВК имеет структуру, показанную на рис. 4.41. Поле «Число пропускаемых байтов» указывает СВК, сколько обращений к ПЗУ должно выполняться без сравнения предсказанной и вычисленной избыточных частей. Поле «Блокировка» указывает на то, нужно или нет выполнять сравнения для данного обращения к ПЗУ.

Блокировка	Число пропускаемых			Избыточная часть			
	байтов			кода (12, 8, 3)			
7	6	5	4	3	2	1	0

Рис. 4.41. Структура байта СВК

Для правильной работы СВК необходимо учесть особенности выполнения следующих команд:

1. *Команды условного перехода.* Первые байты команд, на которые выполняются переходы, должны быть одинаковыми. При выполнении этого условия нужно перед этими командами вставить по одной пустой команде NOP. Можно избежать вставки, если по одному из переходов заблокировать сравнение избыточных частей.

2. *Команды перехода на подпрограмму.* Вызов одной и той же подпрограммы происходит из разных точек программы. Это означает, что возврат в общем случае выполняется на различные команды основной программы. Поэтому после команды вызова подпрограммы должна идти команда NOP и, значит, возврат всегда будет выполняться на одинаковые команды. Модификации программы можно избежать, если блокировать сравнение при обращении к соответствующим байтам.

3. *Команды прерывания.* Необходимо временно запоминать и восстанавливать эталонную избыточную часть байта, следующего за текущим. Поэтому в СВК следует ввести аппаратный стек. Для инициализации обмена со стеком выделяются первая и последняя команды подпрограммы обработки прерываний (признаки в поле выделенных команд).

На рис. 4.42 приведена функциональная схема СВК. ПЗУк хранит эталонные избыточные разряды байтов команд (0–3), бит управления селектором РМЕ (6), бит блокировки сравнения (7) и биты признаков выделенных байт команд (4, 5). Выбранные из ПЗУк по сигналу РМЕ ЦП избыточные разряды записываются в регистр Рк по фронту селектированного сигнала РМЕ (РМЕ1). В течение выборки текущего байта команды в Рк хранится избыточная часть этого байта, зафиксированная при предыдущем обращении к памяти команд. Содержимое Рк сравнивается схемой сравнения (СС) с избыточной частью выбираемого байта команды, формируемой кодером. Результат сравнения фиксируется в триггере ошибки Тош по срезу РМЕ1. При несовпадении на выходе Тош формируется короткий импульс.

Однако такое равномерное разбиение требует значительных преобразований ГСА, так как не учитывает ее структуру. Избежать этих преобразований можно за счет разбиения команд ГСА на блоки неравной длины.

Блоковый контроль программ по методу разбиения программы на фазы (блоки)

Как видно из предыдущих разделов, контроль программ с помощью цветов и веса перехода требует введения в программу значительной избыточности. В [4] был предложен метод контроля с разбиением программы на фазы, который позволяет заметно уменьшить эту избыточность. Суть метода заключается в следующем.

В ГСА выделяются узлы – вершины, к которым подходит более одной дуги. Отъединением от каждого узла всех подходящих к нему дуг граф разбивают на множество несвязанных подграфов. Последовательность команд, соответствующая каждому подграфу, представляет собой фазу. У каждой фазы только один вход и один или несколько выходов.

Пример 4.14. На рис. 4.43 приведена ГСА с разбиением на фазы.

Узлами в данном случае являются вершины 1, 5, 6, 11. В фазу I входят вершины {1, 2, 3, 4, 13, 14}, в фазу II – вершина {5}, в фазу III – вершины {6, 7, 8, 9, 10}, в фазу IV – вершины {11, 12}.

Коды команд, входящих в фазу, участвуют в формировании сигнатуры последовательности команд, которая и записывается в конце фазы. При выполнении программы сигнатура последовательности команд вычисляется заново, и по достижении выхода из блока вычисленная сигнатура сравнивается с хранящейся.

Обработка команд перехода требует дополнительных действий: необходимо определить, был ли выполнен переход. С этой целью в схеме встроенного контроля имеется эмулятор программного счетчика, который при выполнении команд фазы увеличивается в соответствии с длиной команды для установления адреса следующей

команды. При переходе выставленный процессором адрес сравнивается с содержимым эмулятора программного счетчика. Несовпадение адресов свидетельствует, что переход имел место.

Для минимизации затрат памяти на хранение сигнатур используется метод перемешивания адресов и сигнатур (хеширование). Команды перехода бывают двух видов: длинные, в которых адрес перехода располагается во втором слове команды, и короткие, в которых в младшем байте первого слова команды располагается величина смещения со своим знаком. Если последней командой блока является команда длинного перехода, то во втором слове команды вместо адреса перехода формируется перемешанный указатель перехода, представляющий собой результат операции сложения по модулю два над действительным адресом перехода и сигнатурой блока.

СВК представлена на рис. 4.44. Она работает следующим образом. Команда извлекается из памяти. Если это не последняя команда блока, то устройство контроля выхода адреса за границы программы проверяет допустимость адреса. Затем дешифратор кода операции определяет длину команды и соответствующим образом наращивает эмулятор программного счетчика. Команды из памяти передаются в процессор и одновременно в генератор сигнатуры. В качестве генератора сигнатур используется регистр сдвига с линейной логической обратной связью, реализующий деление на полином

$$g(x) = x^6 + x^4 + x^3 + x + 1.$$

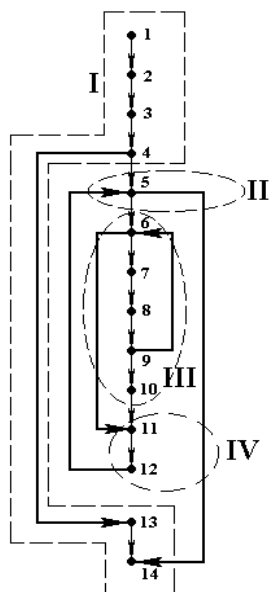


Рис. 4.43. ГСА, разбитая на фазы

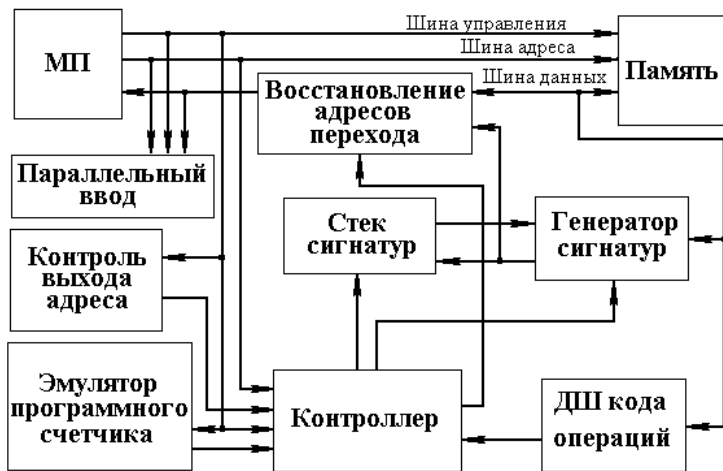


Рис. 4.44. Схема встроенного контроля по методу сигнатур блоков команд

Если это последние команды фазы (команды условного перехода), определяется тип команды. В случае короткого перехода следующее слово содержит инверсию сигнатуры. При поступлении этого слова на вход генератора сигнатур его регистр должен обнулиться. По равенству нулю и определяется правильность выполнения команд блока.

В случае короткого перехода требуется после проверки скорректировать содержимое эмулятора программного счетчика.

В случае длинного перехода во втором слове команды содержится перемешанный указатель перехода. Блок восстановления адресов перехода восстанавливает адрес и передает его в процессор. В эмулятор программного счетчика после проверки правильности перехода загружается выставленный процессором адрес.

Характеристики метода зависят от способа формирования сигнатуры. Очевидно, что дополнительные разряды здесь в структуру команды не вводятся. $t_{изб}$ – (временная избыточность) зависит от состава команд программы:

$$t_{\text{изб}} = \frac{N_{\text{к.п}}}{N},$$

где $N_{\text{к.п}}$ – количество команд короткого перехода; N – общее количество команд в программе.

Вероятность обнаружения ошибок механизма дешифрации команд будет разной для двух случаев. Если была выбрана неправильная команда, когда мы находились внутри блока, вероятность обнаружения равна $0,5h$, где h – длина сигнатуры. Если мы находились на последней команде блока и перешли по неправильному адресу, но попали на начальную команду блока, то дефект обнаружен не будет. Вероятность такой ситуации

$$N_{\text{бл}} \cdot N_{\text{п}} / N^2,$$

где $N_{\text{бл}}$ – число блоков, на которое разбивается программа; $N_{\text{п}}$ – число команд перехода; N – общее количество команд в программе.

Задержка обнаружения дефекта для данного метода не является постоянной, и максимум ее равен максимальному количеству команд в блоке, как и количество команд, на которые требуется вернуться для восстановления после сбоя.

Также следует отметить значительное, по сравнению с предыдущими методами, усложнение аппаратуры, реализующей СВК, которая в данном случае не является самопроверяемой. Другим недостатком является задержка при определении достоверности выдаваемой информации.

Основное достоинство метода – незначительная временная и информационная избыточность.

Блочный контроль правильности хода программ с помощью сигнатур

В данном разделе более детально рассматривается реализация метода блочного контроля с помощью сигнатур. Рассматриваемый метод блочного контроля правильности хода выполнения программы (функциональной модели МП системы) основан на сравнении

в конце выделенного блока команд эталонной сигнатуры с вычисляемой сигнатурой. Сигнатура в нашем случае – результат поразрядного сложения по модулю два байтов команд на шине данных, выполняемых по разомкнутому пути программы (блоку программы). Программа должна быть написана так, чтобы в конце оцениваемого пути сигнатура равнялась нулю. СВК фиксирует сигнал конца блока и сравнивает накопленную сигнатуру с нулем. Сигнал конца блока формируется СВК при выполнении команды

LCALL A_C ,

т.е. вызов подпрограммы по адресу, указанному во втором и третьем байтах команды, где A_C – выделенные для СВК адреса из адресного пространства ПЗУ. СВК выделяет момент появления A_C на адресной шине и стробирует сигнатуратор. По адресу A_C в ПЗУ хранится команда RET (возврат из подпрограммы).

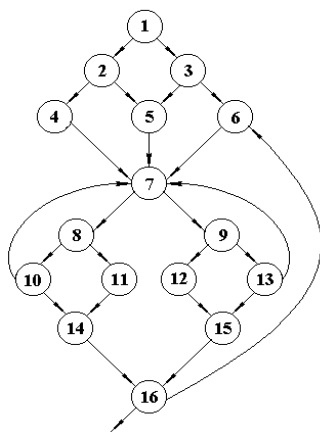


Рис. 4.45. Граф-схема фрагмента программы

Рассмотрим пример. На рис. 4.45 приведена граф-схема фрагмента программы, где вершины соответствуют линейным участкам программы (в частном случае – одной команде), а на рис. 4.46 показана граф-схема этой программы с дополнительными командами, обеспечивающими равенство сигнатуры нулю в точках сравнения или требуемые значения в точках схождения и замыкания контуров ($S_{4,5,6}$; $S_{14,15}$; S_3).

Выравнивание сигнатур выполняется при помощи команды

MOV direct,#data

Поле *direct* фиксировано и определяет адрес ячейки внутреннего ОЗУ, не используемой в рабочей программе. Меняя поле #data, можно добиться требуемого значения сигнатуры. Если значение поля *direct* принять равным коду команды, то сумма по модулю два кода команды и поля *direct* равна нулю. В этом случае, чтобы после вы-

полнения выравнивающей команды сигнатура стала равной нулю, поле *#data* должно принять значение эталонной сигнатуры, полученное до выполнения этой команды.

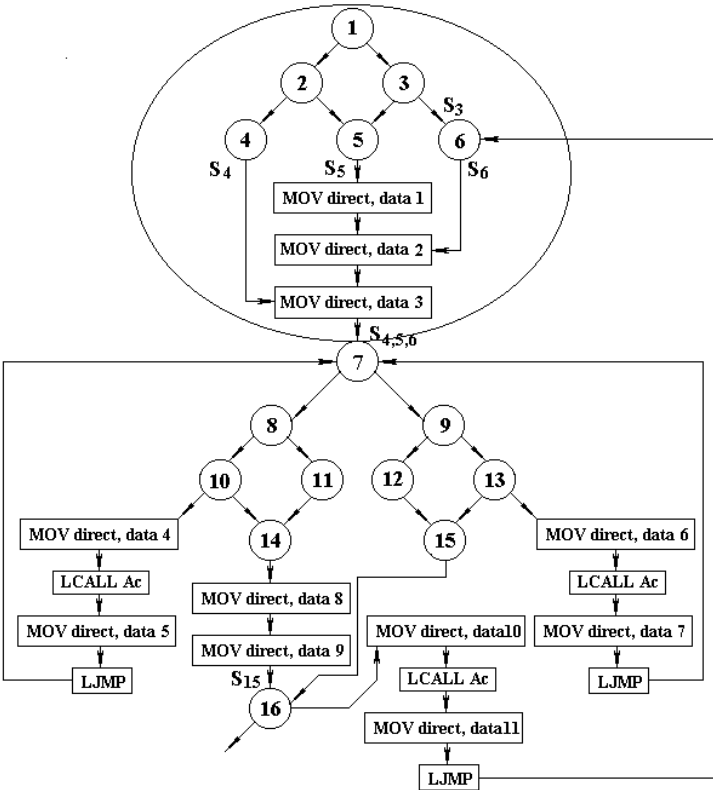


Рис. 4.46. Граф-схема программы с дополнительными командами

Рассмотрим выделенный окружностью участок программы на рис. 4.46 (см. ниже). Пусть S_4 , S_5 , S_6 – сигнатуры, вычисленные к моменту выполнения команд выравнивания по соответствующим путям. Пусть к моменту выполнения фазы 7 сигнатура $S_{4,5,6}$ должна равняться нулю, независимо от того, по какому пути был выполнен переход к 7.

Определим *data 1*, *data 2*, *data 3*:

$S_4 + \text{data 3} = 0$, отсюда $\text{data 3} = S_4$;

$S_6 + \text{data 2} + \text{data 3} = 0$, отсюда $\text{data 2} = S_6 + S_4$;

$S_5 + \text{data 1} + \text{data 2} + \text{data 3} = 0$, отсюда $\text{data 1} = S_5 + S_6$.

В случае прерывания программ необходимо запомнить сформированную сигнатуру в стеке, а после завершения подпрограммы обработки прерывания – восстановить ее в сигнатураторе. Предлагается организовать стек в ОЗУ ЦП. Первые команды подпрограммы обработки прерывания должны обеспечить ввод в стек текущей сигнатуры с учетом сигнатуры команд, выполняющих ввод в стек.

Оценим объем дополнительной памяти (M) для команд, обеспечивающих реализацию рассматриваемого метода контроля. Пусть D – число команд, на которые выполняется переход больше чем из одного места программы (узловые команды), S_i – число переходов к i -й узловой команде, C – число циклов в программе. Все команды, используемые для модификации программы, трехбайтные.

Каждое сравнение сигнатуры с 0 требует выполнения трех команд:

MOV *direct*, #*data* – обеспечивает нулевую сигнатуру;

LCALL A_C – инициирует момент сравнения;

LJMP – обеспечивает продолжение рабочей программы.

Таким образом,

$$M = 3x \left(\sum_{i=1}^D S_i + 3xC \right).$$

На рис. 4.47 приведена функциональная схема СВК, реализующая рассматриваемый блочный метод контроля правильности хода выполнения программы для микроконтроллера как объекта контроля. Сигналы с шины данных ЦП поступают на первый вход, а сигналы из регистра сигнатуры (PгC) – на второй вход сумматора по mod2 (СМ). Результат сложения фиксируется по фронту сигнала РМЕ ЦП в РС. Содержимое РС может быть записано в ЦП через буфер Б или загружено из ЦП при выполнении команды MOV X.

Для этого РС присваивается адрес Арс из адресного пространства внешнего ОЗУ. При загрузке РС переводится в третье состояние, это обеспечивает на втором входе сумматора все единицы и $PtC < -D + 1 \dots 1$.

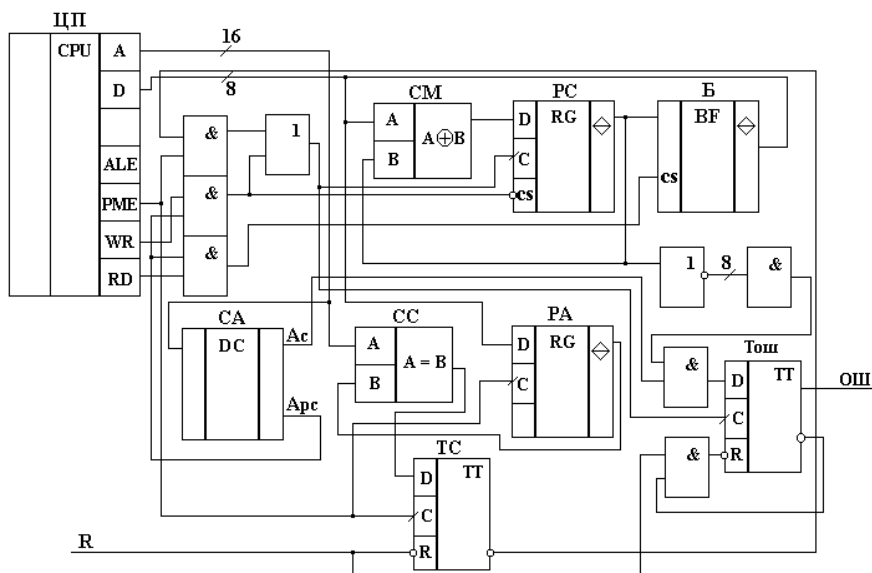


Рис. 4.47. Функциональная СВК, реализующая блочный метод контроля

Обращение к ПЗУ по адресу Ас вызывает стробирование схемы сравнения содержимого РгС с О (ССО), и триггер ошибки (Тош) формирует сигнал ошибки (Ош) в виде короткого импульса, если результат не равен нулю. Селектор адреса (СА) распознает адреса Ас и Арс. В микроконтроллере в машинном цикле всегда происходит два обращения к ПЗУ программ. Для однобайтной команды, например, при втором обращении к ПЗУ будет выбран следующий байт, но на выполнение текущей команды он не повлияет. Этот байт будет выбран снова при выборке следующей команды. Таким образом, возможна ситуация выборки из ПЗУ дважды подряд по одному и тому же адресу. Предположим, что из-за дефекта в некоторой ячейке ПЗУ произошло изменение содержимого. Обращение два раза

порядк к одной и той же ячейке ПЗУ добавляет к сигнатуре 0. Нуль получается как в случае исправности, так и в случае неисправности, т.е. СП не обнаруживает большую часть дефектов ПЗУ, нарушающих механизмы хранения и выборки. Для исключения этой ситуации СП не должен добавлять к сигнатуре код, полученный при повторном обращении к ячейке ПЗУ. Это достигается следующим образом. Вводится регистр адреса РА, фиксирующий по фронту сигнала РМЕ состояние адресной шины. Схема совпадения (СС) определяет, является ли текущий адрес таким же, как при предыдущем обращении к ПЗУ, сравнением состояний РА и шины А. Результат сравнения фиксируется в триггере ТС по срезу сигнала РМЕ. В случае совпадения ТС блокирует прохождение сигнала РМЕ на синхровход РгС.

Метод контроля программ на основе полиномиальной интерпретации схем алгоритмов (программ)

В данном разделе представлен метод контроля программ по ГСА, где двоичное представление команд интерпретируется как двоичное представление коэффициентов полинома соответствующей степени [6].

Суть метода заключается в следующем. В ГСА выделяются линейные фрагменты, заключенные между двумя условными операторами.

Пример 4.15. На рис. 4.48 представлена ГСА; 7 линейных фрагментов, на которые она разбивается, приведены на рис. 4.49.

Каждому линейному фрагменту ставится в соответствие полином $M_h(x)$:

$$M_h(x) = \sum_{l=1}^k \left(x^{f(k-l)} \sum_{r=0}^{f-1} l_k x^r \right),$$

где h – порядковый номер фрагмента; k – количество операторных вершин в линейном фрагменте; f – количество разрядов в двоичной комбинации каждой операторной вершины.

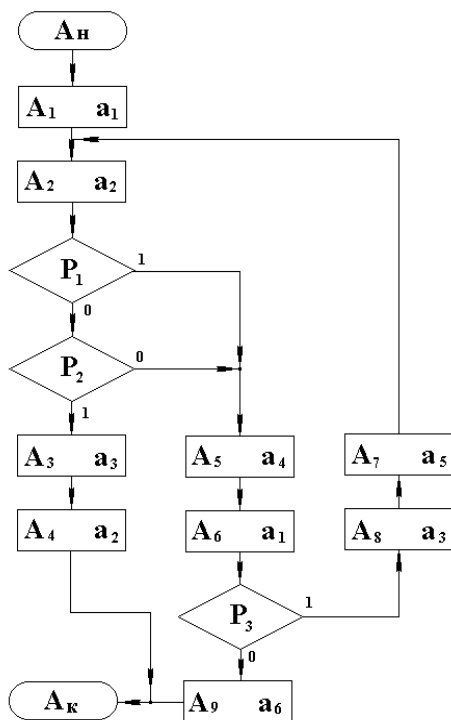


Рис. 4.48. Пример ГСА

Пример 4.16. В табл. 4.2 (см. ниже) приведена двоичная запись каждой операторной вершины ГСА (см. рис. 4.48). Рассмотрим линейный фрагмент, показанный на рис. 4.49, в данной ГСА $f = 4$, для данного линейного фрагмента $k = 2$, так как во фрагмент входят две операторные вершины A_5 и A_6 , которым соответствуют двоичные комбинации $\{a_4a_1\}$. Полином будет выглядеть следующим образом:

$$\frac{0 \cdot x^7 + 1 \cdot x^6 + 0 \cdot x^5 + 1 \cdot x^4}{a_4} + \frac{1 \cdot x^3 + 0 \cdot x^2 + 1 \cdot x + 1}{a_1}.$$

В окончательном виде для данного фрагмента

$$M_h(x) = x^6 + x^4 + x^3 + x + 1.$$

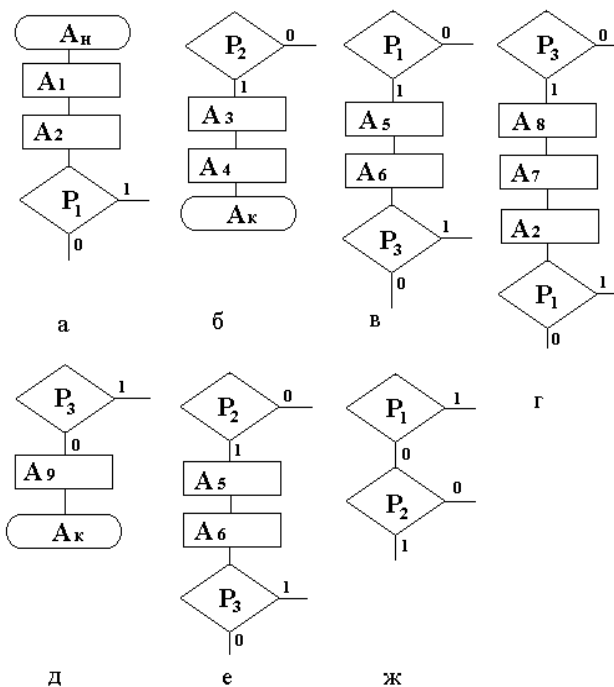


Рис. 4.49. Линейные фрагменты ГСА

Таблица 4.2

Разбиение ГСА на подмножества	Подмножество 1	Подмножество \emptyset
a_1 : 1011 a_4 : 0101 a_2 : 1101 a_5 : 0010 a_3 : 0110 a_6 : 1010	1. $A_1 - A_2$ 2. $A_3 - A_4$ 3. $A_5 - A_6$ 4. $A_8 - A_7 - A_2$	1. A_9 2. $A_5 - A_6$ 3. \emptyset

		$R_h(x)$	$k(x)$
П1	1. $A_1 - A_2(a_1, a_2)$ 2. $A_3 - A_4(a_3, a_2)$ 3. $A_8 - A_7 - A_2(a_3, a_5, a_2)$ 4. \emptyset	0110 1011 1001 0000	0000 1101 $A_{\text{д}}^1$ 1111 $A_{\text{д}}^3$ 0110 $A_{\text{д}}^4$
П2	1. $A_9(a_6)$ 2. $A_5 - A_6(a_n, a_1)$	1010 1110	0000 0100 $A_{\text{д}}^2$

Совокупность полиномов $M_h(x)$ разбивается на два подмножества. К первому подмножеству относятся полиномы, описывающие последовательности, расположенные после начальной вершины A_n или единичного выхода условных вершин, а ко второму подмножеству – полиномы, описывающие последовательности, расположенные после нулевого выхода условных вершин.

Далее выбирается $G(x)$ – проверяющий полином. Для упрощения преобразований рекомендуется выбирать проверяющий полином вида $G(x) = x^q + 1$, где q кратно разрядности кода операторных вершин.

Для каждого подмножества выбирается $R_{\text{эт}}(x)$ – эталонный остаток от деления $M_h(x)$ на $G(x)$. Если для какого-то полинома его остаток $R_h(x)$ не совпадает с эталоном своего подмножества, то $M_h(x)$ корректируется.

Полином $M_h(x)$ приводится к эталонному остатку в два этапа.

Первоначально выполняется преобразование

$$M'_h(x) = M_{1h}(x) \cdot x^f + M_{2h}(x),$$

где $M'_h(x)$ – полином, соответствующий последовательности, в которую введена пустая дополнительная вершина; $M_{1h}(x)$ – полином степени (fz_1-1) , описывающий z_1 операторных вершин, расположенных до введения пустой последовательности; $M_{2h}(x)$ – полином степени (ft_2-1) , описывающий z_2 операторных вершин, расположенных после введенной пустой вершины.

Затем

$$M''_h(x) = M'_h(x) + k(x)x^{(fz+qt)},$$

где $M''_h(x)$ – преобразовательный полином; $k(x)$ – корректирующий полином степени $q-1$; t – коэффициент, определяющий расположение $k(x)$ относительно фрагмента $M'_h(x)$, соответствующего пустой вершине.

При этом

$$k(x) = R_h(x) + R_{\text{эт}}(x).$$

Пример 4.17. Выполним разбиение ГСА, приведенной на рис. 4.48. Коды, соответствующие каждой операторной вершине, и разбиение на подмножества 1 и 0 приведены в табл. 4.2. Третий элемент подмножества 0, представляющий собой пустое множество, соответствует переходу по нулю из P_1 в P_2 . Элемент 3 подмножества 1 и элемент 2 подмножества 0 совпадают – $\{A_5, A_6\}$. Поэтому условие P_1 инвертируется на \bar{P}_1 и соответственно выход по 1 (0) меняется на выход по 0 (1). Таким образом, в подмножестве 1 будут элементы $\{A_1, A_2\}$, $\{A_3, A_4\}$, $\{A_8, A_6, A_2\}$, $\{0\}$, а в подмножестве 0 – $\{A_9\}$, $\{A_5, A_6\}$.

В качестве проверяющего выберем полином $G(x) = x^4 + 1$.

В табл. 4.2 приведены $R_h(x)$ для каждого подмножества. Для подмножества 1 в качестве эталонного остатка выбран $R_{1\text{эт}}(x) = 0110$, а для подмножества 0 $R_{0\text{эт}}(x) = 1010$. Соответственно для каждого элемента указаны корректирующий полином $k(x)$ и его обозначение.

На рис. 4.50 приведена преобразованная ГСА с введенными диагностическими вершинами.

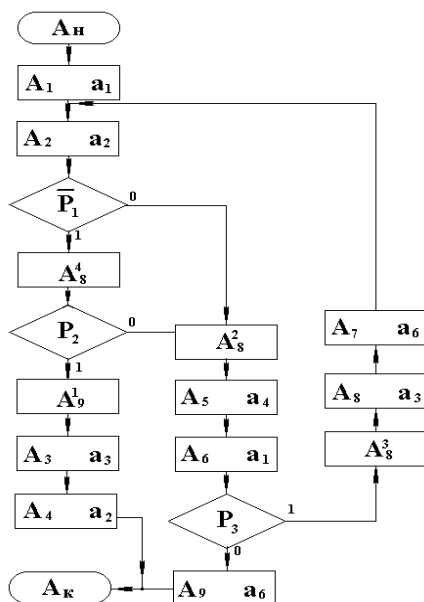


Рис. 4.50. Преобразованная ГСА

СВК для данного метода показана на рис. 4.51. На СВК возлагается выполнение следующих функций:

- формирование фактических остатков;
- хранение и выборка эталонных остатков;
- сравнение фактических и эталонных остатков;
- формирование сигнала диагностирования.

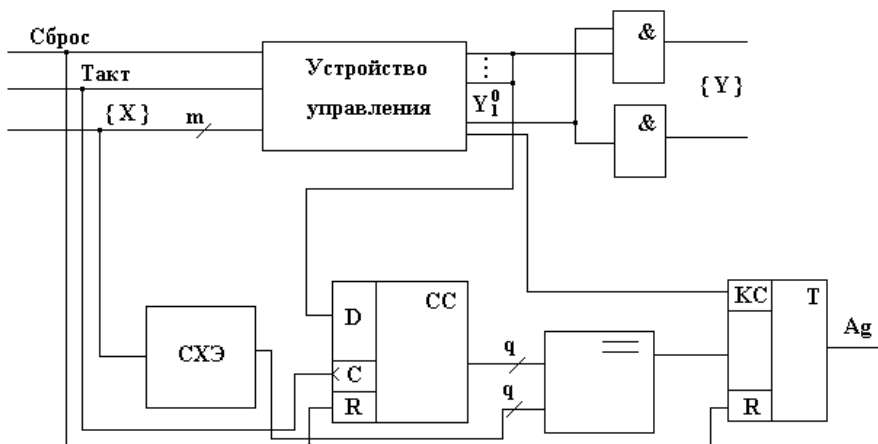


Рис. 4.51. СВК на основе полиномиальной интерпретации

СС – схема свертки, представляющая собой параллельный регистр сдвига с обратными связями, СХЭ – схема хранения эталонного остатка, выборка из которой определяется значением набора логических условий, соответствующего контролируемой последовательности. УУ формирует два дополнительных сигнала:

- признак диагностической вершины;
- признак конца последовательности.

Вероятность обнаружения дефектов по этому методу главным образом зависит от степени проверяющего полинома, как для дефектов механизма хранения, так и для дефектов механизма дешифрации команд:

$$P_{\text{обн}} = 1 - 0,5q.$$

$K_{\text{изб}}$ для данного метода равно 0, так как избыточных разрядов в команду не вводится.

Избыточное время зависит от количества линейных фрагментов, и в худшем случае

$$t_{\text{изб}} = \frac{(H_0 - 1) + (H_1 - 1)}{N},$$

где H_0 – количество линейных фрагментов в нулевом подмножестве; H_1 – количество линейных фрагментов в единичном подмножестве; N – общее число команд.

Задержка обнаружения дефекта аналогична задержке по методу сигнатур. СВК реализуется несколько проще, чем для контроля сигнатур, но сложнее, чем для контроля с помощью раскраски, и не является самопроверяемой.

Сравнительный анализ СВК, реализующих методы блокового и пошагового контроля

Из совокупности критериев, предложенных в подразд. 4.3.7, выберем следующие критерии для сравнения рассмотренных ранее методов и СВК:

- обнаруживающие свойства;
- задержку обнаружения ошибок;
- модификацию рабочей программы и сложность процедур модификации;
- сложность реализации СВК и объем дополнительной постоянной памяти.

Для конкретизации некоторых оценок используем наиболее типичных представителей пошагового и блокового методов контроля, реализации которых достаточно детализированы и рассмотрены ранее.

Предположим, что все ошибки равновероятны. Рассмотрим следующие дефекты механизмов работы МП:

1. Механизм выборки команд:

- ошибки в формировании адреса памяти команд;
- дефект дешифратора адреса ПЗУ;
- дефект адресной шины.

Вероятность необнаружения ошибки будет выглядеть следующим образом. Для пошагового метода

$$P_{\text{н.о}} = \frac{1}{2}k = \frac{1}{2}4 = \frac{1}{16},$$

где k – число избыточных разрядов кода.

Для блочного метода

$$P_{\text{н.о}} = \left(\frac{1}{2}\right)^m = \left(\frac{1}{2}\right)^8 = \frac{1}{256},$$

где m – разрядность слова.

2. Механизм хранения команд:

- однократный дефект (искажение одного бита в одной ячейке):

$P_{\text{н.о}} = 0$ для обоих методов;

- двукратный дефект (искажение двух битов в одной ячейке):

$P_{\text{н.о}} = 0$ для обоих методов;

- двукратный дефект (искажение по одному биту с одинаковым порядковым номером в двух ячейках):

для пошагового метода $P_{\text{н.о}} = 0$;

для блочного метода $P_{\text{н.о}} = 1$.

3. Механизм передачи данных:

- константный дефект линии шины данных:

для пошагового метода $P_{\text{н.о}} = 0$;

для блочного метода $P_{\text{н.о}} = 1$, если для всех блоков выполняется четное обращение к ПЗУ; $P_{\text{н.о}} = 0$, если существует блок с нечетным числом обращений к ПЗУ (нечетное число анализируемых байтов команд).

В предположении равновероятности всех ошибок и равновероятности всех механизмов (что является очень сильной идеализацией):

для пошагового метода $P_{\text{н.о}} = 0(10)^{-2}$;

для блочного метода $P_{\text{н.о}} = 0(10)^{-1}$.

При пошаговом методе сравнение с эталоном выполняется при каждом обращении к ПЗУ, поэтому ошибка обнаруживается в момент первого проявления.

При блочном методе минимальная задержка формирования сигнала ошибки равна времени выполнения блока.

По этому критерию пошаговый метод предпочтительнее.

Блочный метод принципиально основан на модификации программы. Один из отрицательных моментов, связанных с модификацией программы, состоит в трудности создания надежной процедуры модификации (проблема надежности программного обеспечения).

Для пошагового метода необходима процедура, вычисляющая избыточную часть кода и формирующая признаки выделенных команд, что на порядок проще модификации исходной программы для блочного метода.

По этому критерию пошаговый метод предпочтительнее.

4.4. Экспертные системы диагностирования сложных технических систем

4.4.1. Обучение и его модели. Самообучение

В психологии под обучением понимают усвоение ранее неизвестных знаний, умений и навыков. В искусственном интеллекте (ИИ) этому понятию соответствует обучение и самообучение интеллектуальной информационной системы (ИИС). Если ИИС стала способна к решению новой задачи в результате того, что человек заложил в нее новую информацию или новый способ принятия решения, то она является обучаемой, но не самообучаемой. Если ИИС стала способна к решению новой задачи на основе *самостоятельного* анализа новой информации и извлечения из нее полезных закономерностей, то она является самообучаемой [3]. В данном пособии мы будем рассматривать только самообучаемые системы.

Система обучения состоит из двух взаимосвязанных компонентов: ИИС и «Учитель».

Новое знание является результатом взаимодействия этих компонентов. В качестве учителя может выступать человек или окружающая среда (environment).

Различают четыре модели обучения [5].

Условно-рефлекторная модель исторически явилась первой моделью обучения, использованной в ИИС. Принцип *условного рефлекса* заключается в поощрении правильных действий обучаемого и наложении штрафов за неправильные действия.

Ассоциативная модель, основанная на установлении сходства между известным и неизвестным знанием, является более мягкой моделью обучения.

Лабиринтная модель обучения интенсивно изучалась на заре становления кибернетики. Она рассматривает обучение как процесс эвристического поиска выхода из лабиринта. Поиск осуществляется с применением оценки выбора направления движения в лабиринте на основе некоторых локальных критериев.

Модель *обучения на примерах* (прецедентах) нашла наиболее широкое применение на практике. В ее основе лежит принцип синтеза закономерности на примерах и анализа на контрпримерах. Целью этого синтеза является построение на основе экспериментальных данных моделей, описывающих закономерности между данными, часть из которых принимается за входные, а оставшиеся – за выходные.

Под *закономерностью* будем понимать зависимость между объектами $a_i, a_j \in A$, формализуемую в виде отношения $R \subset A \times A$ или n -местной функции $f: A \times \dots \times A \rightarrow A$. Более привычна префиксная запись функции: $a_j = f(a_1, \dots, a_j, \dots, a_n)$.

Под способом нахождения закономерности будем понимать функцию $Z = \langle h, Q, P, R, B \rangle$ [4], где h – эмпирическая гипотеза о предполагаемой закономерности на множестве объектов A (конечном или бесконечном), для которых она высказывается; $Q = N'/N$ – потенциальная опровержимость закономерности в N' случаях из N возможных; P – степень подтвержденности гипотезы (прошлый опыт); R – степень объясненности гипотезы (почему происходит?,

как?); B – ясность формулировки гипотезы, характеризующая ее простотой и гармонией.

Факторы P и R характеризуют меру обоснованности выдвигаемой гипотезы, а фактор Q – меру ее приемлемости.

Выдвижение гипотез играет центральную роль при поиске закономерности. Гипотеза выдвигается на основе анализа обучающих примеров (обучающей выборки данных) и подтверждается или опровергается на контрольных примерах (контрольной выборке данных). Подтверждение гипотезы характеризует успех начального проникновения в предметную область. В случае ее опровержения выдвигается новая гипотеза.

Обучение на примерах является наиболее распространенным методом. Однако в большинстве задач множество примеров потенциально бесконечно. Это означает, что существующее на данный момент конечное множество примеров может увеличиваться неограниченно. Таким образом, существует возможность проводить обучение на порциях примеров. Качество обучения в существенной степени зависит от представительности совокупности обучающих примеров, или, выражаясь языком математической статистики, от представительности обучающей выборки.

К представительной следует отнести такую обучающую выборку A , которая позволяет в выбранном пространстве контрольных признаков найти закономерность, действительную для новых примеров (контрольной выборки C) с ошибкой, не превышающей Q .

Исходя из приведенного определения, естественным является вывод, что закономерность $y = f(x_1, \dots, x_n)$, справедливая для некоторой генеральной выборки U , справедлива и для обучающей выборки A , и для контрольной выборки C лишь в том случае, если каждая из них в отдельности хорошо представляет генеральную совокупность U .

Прямые доказательства того, выполняются ли эти условия в конкретной задаче, получить сложно в силу большого объема генеральной совокупности U . Поэтому принимаются в рассмотрение косвенные показатели. Считается, например, что чем больше объем m обучающей выборки A , тем больше вероятность того, что закономер-

ность $y = f(x_1, \dots, x_n)$, установленная на обучающей выборке A , справедлива и для контрольной выборки C . Однако показатель m недостаточен для характеристики обучающей выборки A , поскольку важен не только ее объем, но и состав, т.е. информативность для установления закономерности той части генеральной совокупности U , которую она представляет.

В последующих разделах описана экспертная система, в которой реализована модель обучения на примерах. Для конкретных вариантов построения экспертной системы рассмотрены и вопросы представительности обучающей выборки.

4.4.2. Экспертные системы и принципы их построения

Под экспертной системой понимается система, объединяющая возможности компьютера со знаниями и опытом эксперта в такой форме, что система может предложить *разумный совет* или осуществить *разумное решение* поставленной задачи. Дополнительно желаемой характеристикой такой системы является способность системы пояснять, по требованию, *ход своих рассуждений* в понятной для спрашивающего форме. Методика достижения таких характеристик, основанная на наборе формальных решающих правил, называется построением экспертной системы [5, 8].

Существует два принципа построения экспертных систем.

В первом случае производятся интенсивные предварительные исследования и опросы экспертов для того, чтобы выяснить вероятности наступления того или иного исхода в зависимости от появления каждого возможного события. Такой экспертной системой можно пользоваться сразу после ее создания. При неправильной оценке событий такую систему можно видоизменять и дополнять, однако все видоизменения и дополнения вносятся в систему разработчиками. Будем называть такие экспертные системы обучаемыми.

Во втором случае системе задаются правила, по которым она рассчитывает вероятности того или иного исхода в зависимости от появления каждого возможного события. Поэтому после создания экспертную систему следует «обучить»: предъявить ей полный набор

возможных событий и сообщить в каждом случае, какой из исходов имел место. Такие экспертные системы будем называть самообучаемыми. Этот принцип самообучения относится к упомянутой выше модели обучения на примерах.

Существует множество вариантов построения экспертных систем. В данном разделе мы будем рассматривать экспертные системы, предназначенные для диагностики сложных технических устройств и систем. Принять решение об исправности узлов, на языке экспертной системы, значит разделить их по категориям исправности-неисправности.

4.4.3. Проблема разделения в самообучаемых экспертных системах

Допустим, мы имеем N категорий объектов, описанных замерами на определенном наборе переменных. Затем предъявляется еще один объект, заданный совокупностью M замеров на том же наборе переменных. Следует определить, к какой из N категорий принадлежит объект.

Если сформулировать эту проблему применительно к задаче технического диагностирования состояния АСУ ТП, то проблема будет выглядеть следующим образом. В системе АСУ ТП имеются датчики, исполнительные механизмы, управляющие узлы и т.д.

Для каждого отдельно взятого узла АСУ ТП определены: замеры параметров системы (напряжение, расход, давление, температура, влажность и т.д.), при которых этот узел находится в категории S_1 (например, полностью исправен); замеры параметров системы, при которых этот узел находится в категории S_2 (например, для датчика погрешность превышает оптимальную, но остается допустимой); ... ; замеры параметров системы, при которых этот узел находится в категории S_N (полной неработоспособности).

Требуется по замеру параметров системы в произвольный момент времени определить, в какую из N категорий попадает данный узел системы.

Если $N = 2$, то требуется просто определить, исправен данный узел или неисправен.

Вообще говоря, поставленная проблема решается только в том случае, если указанные категории линейно сепарабельны. Это значит, что между каждой из категорий можно поместить разделяющую поверхность или ряд поверхностей. Поверхность определяется в терминах, которые легко измерить для данных объектов.

Если категории являются взаимоисключаемыми, т.е. объект в состоянии попасть только в одну из них (например, исправен – неисправен), то объект по результатам замеров помещают в наиболее вероятную категорию. Другими словами, помещают его в такую категорию, для которой значение вероятности $p(H: E)$ максимально. Здесь гипотеза H соответствует одной из N категорий, а событие E – все замеры, которые позволяют отнести объект к этой категории.

Заметим, что математически $p(H: E)$ является уравнением поверхности, которое в общем виде выглядит следующим образом:

$$y = \sum_{i=0}^M b_i x_i, \quad (4.7)$$

где b_i – константы; x_i – переменные. Это та поверхность, которая «указывает» в направлении конкретной гипотезы H .

Проблему разделения можно решать двумя способами. Если x_i – переменная, которая определяет текущее состояние системы – является дискретной и принимает значение 0 и 1 («да» или «нет»), то можно воспользоваться системой, принимающей решения по максимальной вероятности. Если x_i является непрерывной величиной, то можно воспользоваться системой, принимающей решения по наименьшему расстоянию.

4.4.4. Алгоритмы обучения экспертных систем

Изложим теперь алгоритмы обучения экспертной системы в общем виде. Алгоритм обучения для системы, принимающей решения по *максимальной вероятности*, выглядит следующим образом:

1. Провести наблюдения на объекте, который должен быть классифицирован и получить $\{X\}$.

2. Вычислить значение (4.7):

$$y = \sum_{i=0}^M b_i x_i$$

для каждой категории. На первом шаге все b_i для всех категорий и, следовательно, все y равны 0, однако следует сохранить этот этап и на первом шаге для единообразия алгоритма.

3. Найти такую категорию k , для которой y_k имеет наибольшее значение.

4. Если такая категория есть и объект действительно к ней принадлежит, то такая классификация корректна. Перейти к п. 6.

5. Если указанная попытка не удалась, то проводим следующую модификацию: $b_{ik} = b_{ik} + x_i$ для той категории k , куда, согласно классификации, должен был попасть объект; $b_{ir} = b_{ir} + x_i$ для всех категорий r , в которые данный объект не должен был попасть, но для которых $y_r \geq y_k$.

6. Провести очередное наблюдение на объекте и перейти к п. 2.

Система считается обученной, если процент правильных классификаций удовлетворяет пользователя либо если новые примеры для обучения перестают влиять на точность классификации.

Алгоритм обучения правил системы, принимающей решения по *наименьшему расстоянию*, будет следующим:

1. Провести наблюдения на объекте, который должен быть классифицирован, и получить $\{X\}$.

2. Вычислить значение

$$y_j = \sum_{i=1}^M \left| \frac{M_i d_{ij} - x_i}{x_{i \max j} - x_{i \min j}} \right| \quad (4.8)$$

для каждой категории, где $M_i d_{ij}$ – среднее значение для j гипотезы, а $x_{i \max j}$ и $x_{i \min j}$ – соответственно максимальное и минимальное значение. На первом шаге все средние, максимальные и минимальные

значения для всех категорий равны 0 (если не принимают какие-то отличные от 0 значения в соответствии с опытом разработчика) и, следовательно, все y_j равны 0, однако этот этап сохраняется и на первом шаге для единообразия алгоритма.

3. Найти такую категорию (гипотезу) k , для которой y_k имеет наименьшее значение.

4. Если такая категория есть и объект действительно к ней принадлежит, то такая классификация проведена успешно. Корректировка проводится одинаково как в случае успешной, так и в случае неуспешной классификации. H_k – категория, которая имела место на объекте в данном испытании. Пусть N_k – число корректировок категории H_k (начальное значение N_k равно 1). Тогда

$$M_i d_i^k = (M_i d_i^k \cdot N_k + x_i) / (N_k + 1),$$

$$N_k = N_k + 1. \quad (4.9)$$

5. Провести очередное наблюдение на объекте и перейти к п. 2.

Система считается обученной, если процент правильных классификаций удовлетворяет пользователя либо если новые примеры для обучения перестают влиять на точность классификации.

Рассмотрим подробнее методику обучения экспертной системы. Для периода обучения можно выделить несколько этапов. На первом этапе определяется набор гипотез технического состояния системы и параметров, основываясь на которых система будет выносить заключение о вероятности той или иной гипотезы. Набору гипотез и параметров следует уделить особое внимание, поскольку в процессе обучения ни то ни другое нельзя изменять. В общем случае будем руководствоваться следующими соображениями. Поскольку мы создаем экспертную систему для диагностики, то в качестве предельного случая следует задать набор гипотез, совпадающих с полным набором всех возможных как однократных, так и кратных неисправностей. Как правило, такой полный перечень гипотез на практике неосуществим, поэтому в качестве оптимального варианта примем набор гипотез, совпадающий с полным набором всех возможных однократных неисправностей блоков системы.

При выборе списка параметров, по которым экспертная система будет выносить решение о наличии той или иной неисправности, следует учесть, что для сложной технической системы, особенно при наличии в ней аналоговых узлов, очень трудно заранее предсказать, какие именно параметры дадут экспертной системе возможность составить правильное заключение. Поэтому в список параметров следует вводить возможно большее их количество, при этом желательно в качестве параметров экспертной системы принимать не только значения физических характеристик диагностируемой системы, но и соотношения между ними. Процесс выбора параметров экспертной системы неформализуем, однако именно от него в первую очередь зависит успешный исход всего проекта.

После того как закончен этап выбора гипотез и параметров, следует этап обучения экспертной системы. На этапе обучения система устанавливает для себя правила, которыми она будет руководствоваться в рабочем режиме. Понятно, что при большом количестве гипотез количество наблюдений, которые необходимы системе для вывода правил, неограниченно растет. Для ускорения процесса обучения можно воспользоваться двумя способами.

Первый способ заключается в построении модели, математической или физической, что позволит вводить неисправности не в естественном темпе их появления в системе, а непосредственно одну за другой. Если модель построить не удастся, но диагностируемая система позволяет временно выводить себя из рабочего режима и вносить требуемые неисправности, то время обучения также может быть сокращено.

Алгоритм обучения утверждает, что система считается обученной, если процент правильных классификаций удовлетворяет пользователя либо если новые примеры для обучения перестают влиять на точность классификации. Очевидно, что второй вариант является менее желательным, но в этом случае следует определить, какая же вероятность правильного ответа была достигнута.

Для определения момента конца обучения воспользуемся аппаратом математической статистики.

Пусть событие A – это правильный ответ экспертной системы. Будем оценивать вероятность p события A по его частоте p^* в n независимых опытах. Величина X будет принимать значение 1, если событие появилось (экспертная система дала правильный ответ), и 0 в противном случае.

Частота события находится по следующей формуле:

$$p^* = \frac{\sum_{i=1}^n X_i}{n}. \quad (4.10)$$

В качестве точечной оценки для неизвестной вероятности p разумно принимать частоту p^* . При этом возникает вопрос о построении доверительного интервала для вероятности p .

Для вероятности p доверительный интервал $I_\beta = (p_1, p_2)$, где β – вероятность того, что истинная вероятность попадет в указанный интервал.

Выбор формулы для подсчета доверительного интервала зависит от n . Если число опытов не превосходит 100, то p_1 и p_2 находятся по следующим формулам:

$$p_1 = \frac{p^* + \frac{1}{2} \frac{t_\beta^2}{n} - t_\beta \sqrt{\frac{p^* (1 - p^*)}{n} + \frac{1}{4} \frac{t_\beta^2}{n^2}}}{1 + \frac{t_\beta^2}{n}}; \quad (4.11)$$

$$p_2 = \frac{p^* + \frac{1}{2} \frac{t_\beta^2}{n} + t_\beta \sqrt{\frac{p^* (1 - p^*)}{n} + \frac{1}{4} \frac{t_\beta^2}{n^2}}}{1 + \frac{t_\beta^2}{n}}, \quad (4.12)$$

где t_β – коэффициент Стьюдента, взятый из таблицы для заданного β .

Для больших n (порядка сотен) можно пользоваться следующими формулами:

$$p_1 = p^* - t_\beta \sqrt{\frac{p^*(1-p^*)}{n}}, \quad (4.13)$$

$$p_2 = p^* + t_\beta \sqrt{\frac{p^*(1-p^*)}{n}}. \quad (4.14)$$

Приведем значения коэффициентов Стьюдента в зависимости от заданной вероятности (табл. 4.3).

Таблица 4.3

β	t_β	β	t_β	β	t_β	β	t_β
0,80	1,282	0,86	1,475	0,91	1,694	0,97	2,169
0,81	1,310	0,87	1,513	0,92	1,750	0,98	2,325
0,82	1,340	0,88	1,554	0,93	1,810	0,99	2,576
0,83	1,371	0,89	1,597	0,94	1,880	0,9973	3,000
0,84	1,404	0,90	1,643	0,95	1,960	0,999	3,290
0,85	1,439			0,96	2,053		

Из всего вышеприведенного следует общий алгоритм обучения экспертной системы:

1. В качестве исходных данных к проекту задаемся вероятностью правильного ответа экспертной системы и доверительной вероятностью.

2. Определяем набор гипотез и параметров экспертной системы. Если это возможно, строим модель диагностируемой системы.

3. Проводим очередное испытание экспертной системы: предъявляем текущий набор параметров и получаем выбранную экспертной системой гипотезу.

4. В соответствии с методом обучения экспертная система проводит модификацию правил.

5. Увеличивая количество испытаний n на единицу, с учетом общей частоты правильных ответов находим p_1 и p_2 . Если p_1 выше за-

данной вероятности правильного ответа, считаем, что процесс обучения закончен, если нет, переходим к п. 3. Однако возможно возникновение такой ситуации, когда новые примеры перестали влиять на точность классификации. Это значит, что принятый на этапе 2 набор параметров не является удачным. Следует его расширить, а возможно, и ввести в систему новые датчики, т.е. вернуться к п. 2.

Для улучшения набора параметров логично воспользоваться информацией, накопленной экспертной системой в процессе обучения. Фактически экспертная система формирует таблицу функций неисправностей (табл. 4.4).

Таблица 4.4

Параметр	H_1	H_2	...	H_N
1	p_{11}	p_{12}		p_{1N}
2	p_{21}	p_{22}		p_{2N}
...				
M	p_{M1}	p_{M2}		p_{MN}

В этой таблице p_{ij} обозначает значение параметра i при наличии гипотезы H_j . Анализ этой таблицы позволит выявить гипотезы, которые экспертная система не в состоянии различить. Для таких гипотез значения столбцов таблицы функций неисправностей будут совпадать. Следовательно, разумно дополнить экспертную систему новыми параметрами, которые помогут снять это совпадение.

Предположим, что процесс обучения экспертной системы завершился успешно и вероятность правильного ответа превышает заданную. Однако мы уже видели, что вероятность правильного ответа все равно никогда не достигнет единицы. Следовательно, в большинстве случаев будет разумно выдавать не одну подозреваемую неисправность, для которой вероятность возникновения наиболее велика, а несколько подозреваемых неисправностей с наибольшими вероятностями.

Таким образом, мы приходим к нечеткому множеству неисправностей N , характеристическая функция $\mu_A(x)$ для которых будет

представлять собой вероятность того, что на данный момент времени в системе имеется именно данная неисправность, т.е. в нечеткое множество будут входить принятые гипотезы со своими коэффициентами принадлежности к множеству всех возможных гипотез:

$$N = \{(H_1, p_1), (H_2, p_2), \dots, (H_k, p_k)\}.$$

В соответствии с математическим аппаратом значения p_i должны находиться на интервале $(0;1)$. Покажем, как преобразовать значения гипотез в вероятности для обоих методов построения правил экспертной системой:

1. Для экспертной системы, ориентированной на максимальную вероятность, имеем набор значений y_k . В случае если среди полученных значений имеются отрицательные, складываем полученные значения с $y_{k \min}$. Затем делим эти коэффициенты на их общую сумму.

2. Для экспертной системы, принимающей решения на основании выбора по наименьшему расстоянию, методика определения коэффициентов характеристической функции будет иная, поскольку, чем меньше подсчитанное значение гипотезы, тем более она вероятна. В соответствии с алгоритмом здесь отрицательные значения y_k не могут быть получены.

Далее делим значения для гипотез на сумму значений гипотез:

$$y_k = \frac{y_k}{\sum y_k}. \quad (4.15)$$

После этого преобразуем полученные значения по формуле

$$p_i = \frac{1 - y_k}{\sum (1 - y_k)}. \quad (4.16)$$

Таким образом, нечеткое множество подозреваемых неисправностей может быть сформировано для обоих вариантов построения экспертной системы.

Поскольку имеется два способа построения решающих правил для экспертной системы, невозможно заранее предсказать, какой из

них окажется лучшим. Однако если есть возможность довольно точно заранее оценить средние значения параметров, то можно ожидать, что система, обучаемая по средним значениям, станет работоспособной быстрее.

В общем случае целесообразно построить оба варианта системы, а после обучения выбрать ту, которая лучше себя ведет.

Рассмотрим оба принципа обучения на конкретном примере экспертной системы технического диагностирования (ЭСТД) такого сложного объекта, как АСУ ТП «интеллектуального здания», в состав которой входят персональные компьютеры, интеллектуальные датчики, исполнительные устройства автоматики, регуляторы и т.д. Подобная ЭСТД сможет принимать решения об исправности или неисправности тех или иных узлов АСУ ТП.

4.4.5. АСУ ТП «интеллектуального здания»

Современное офисное здание должно способствовать продуктивной деятельности организации за счет эффективного управления целым комплексом подсистем информационного и инженерного обеспечения.

В основу идеологии «интеллектуального здания» заложено максимальное использование возможностей современных средств информационных технологий с целью повышения экономичности, безопасности, а также надежностных, эксплуатационных и экономических показателей жизнедеятельности здания.

К информационному и техническому обеспечению современного административно-производственного здания, предназначенного для обеспечения деятельности предприятия со сложным производственным процессом, предъявляются повышенные требования.

Система автоматизации управления (интеллектуализации) зданием может быть отнесена к классу интегрированных диспетчерских систем. На пульт диспетчера (оператора здания) поступает в необходимой форме информация о состоянии различного оборудования и подсистем здания. На основании анализа информации оператор выполняет необходимые действия, сведения о направленности и со-

держании которых он получает с экрана пульта. Наряду с этим оператору могут быть предоставлены широкие возможности для контроля за выделенным множеством параметров жизнеобеспечения здания, а также необходимые функции управления.

Помимо функций контроля и управления система должна обеспечивать формирование в необходимой форме отчетов, статистик, а также интегрированных показателей жизнедеятельности здания (энергопотребление и т.д.).

Топологическая структура системы представлена на рис. 4.52. Она включает в себя ряд подсистем, а также источники информации о состоянии отдельных элементов здания.

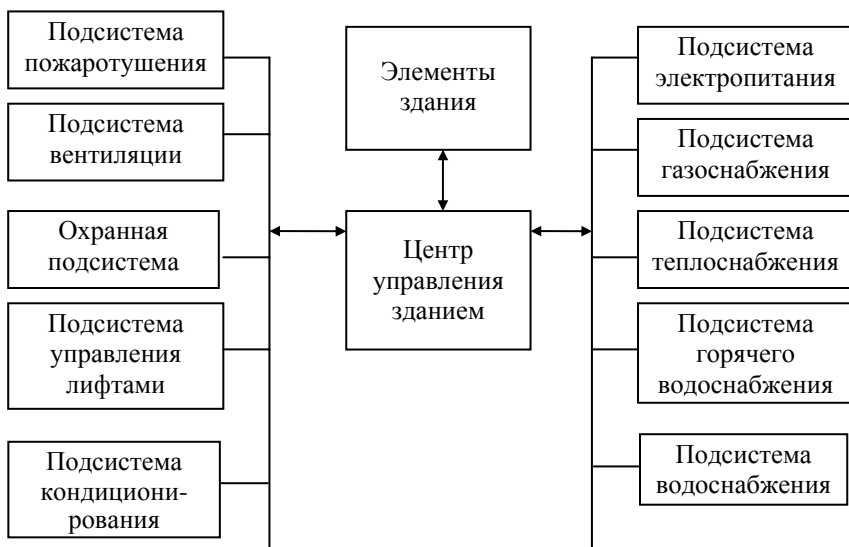


Рис. 4.52. Топологическая структура АСУ ТП «интеллектуального здания»

В качестве примера для демонстрации методики построения самообучаемой экспертной системы возьмем подсистему горячего водоснабжения этажа, связанную по кольцу сетью с центром управления здания (рис. 4.53).

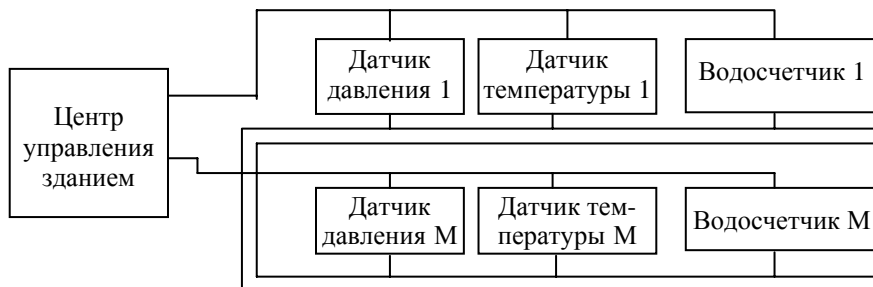


Рис. 4.53. Структурная схема подсистемы горячего водоснабжения этажа

Для каждого помещения этажа на трубопроводе установлены показывающие датчики давления, температуры и водосчетчик.

Кроме того, общими для всех этажей являются два водоподогревателя I и II ступеней, пять насосов, регулятор температуры (РТ) и связанный с ним датчик температуры (ДТ). Неизрасходованная потребителем горячая вода поступает на вход водоподогревателя второй ступени.

Подсистема контролирует температуру горячей воды на выходе водоподогревателя второй ступени и давление горячей воды в циркуляционном трубопроводе.

Управление происходит следующим образом. Если температура ниже нормы, то необходимо увеличить расход сетевой воды во второй ступени, если выше нормы, то уменьшить расход. Если при проделанных операциях температура горячей воды не станет нормальной, то подается сигнал аварии.

Применительно к АСУ ТП x_i – это совокупность параметров системы, полученных при замере этих параметров в какой-либо конкретный момент времени, b_i – это заложенные в экспертную систему на основании опыта или гипотетических заключений коэффициенты для вычисления окончательного решения.

Отсюда видно, что основная сложность при разработке экспертной системы – определение коэффициентов b_i . Достаточно часто невозможно предварительно с помощью математических методов промоделировать работу системы и определить, какими будут пара-

метры при отказе исследуемого узла. В этом случае существует возможность построения обучаемой экспертной системы, когда система по известным x_i и y сама определяет b_i .

4.4.6. Система, принимающая решения по максимальной вероятности

Для большей наглядности обучающий алгоритм будем иллюстрировать на выделенных узлах подсистемы горячего водоснабжения АСУ ТП, структурная схема которых приведена на рис. 4.54.



Рис. 4.54. Структурная схема узла подсистемы горячего водоснабжения

Горячая вода поступает в два помещения, при этом на трубопроводах установлены для первого помещения водосчетчик 1, датчик температуры 2 и датчик давления 5, для второго помещения водосчетчик 3, датчик температуры 4 и датчик давления 6. Показания всех счетчиков выведены на пульт оператора. В системе здания присутствуют общие водонагреватели, насосы, а также регулятор температуры и связанный с ним датчик температуры. Поскольку температура и расход воды непосредственно связаны алгоритмом управления, контролировать показания водосчетчиков и датчиков температуры на этаже можно по показаниям общего датчика температуры и расхода воды.

Предположим, что может произойти отказ одного любого из датчиков 1, 2, 3 и 4 (чтобы не усложнять пример). Тогда при выявлении неполадок в системе горячего водоснабжения следует выбрать одну из четырех гипотез:

H_1 – неисправен водосчетчик 1;

H_2 – неисправен датчик температуры 2;

H_3 – неисправен водосчетчик 3;

H_4 – неисправен датчик температуры 4.

Опираясь мы будем на следующую систему наблюдений:

X_1 – совпало ли показание датчика температуры 2 с показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды?

X_2 – совпало ли показание датчика температуры 4 с показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды?

X_3 – совпало ли показание водосчетчика 1 с показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды?

X_4 – совпало ли показание водосчетчика 2 с показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды?

X_5 – соответствуют ли показания водосчетчиков общему расходу воды в системе?

Значением наблюдения будет 1, если ответ на соответствующий вопрос утвердительный, и 0, если ответ отрицательный.

Эти 5 чисел ($M = 5$) и будут выступать как x_i в формуле (4.7). Относительно коэффициентов b_i сложно что-либо сказать на начальном этапе обучения, поэтому их принимают равными нулю.

Напомним алгоритм выработки правил (рис. 4.55).

Проиллюстрируем данный алгоритм обучения на примере.

Пусть неисправен водосчетчик 1 (однако нам пока неизвестно, что имела место именно эта неисправность). Тогда (предположительно, а в процессе обучения реальной системы значения замеров будут известны точно)

$$X_1 = 0; X_2 = 1; X_3 = 0; X_4 = 1; X_5 = 1.$$

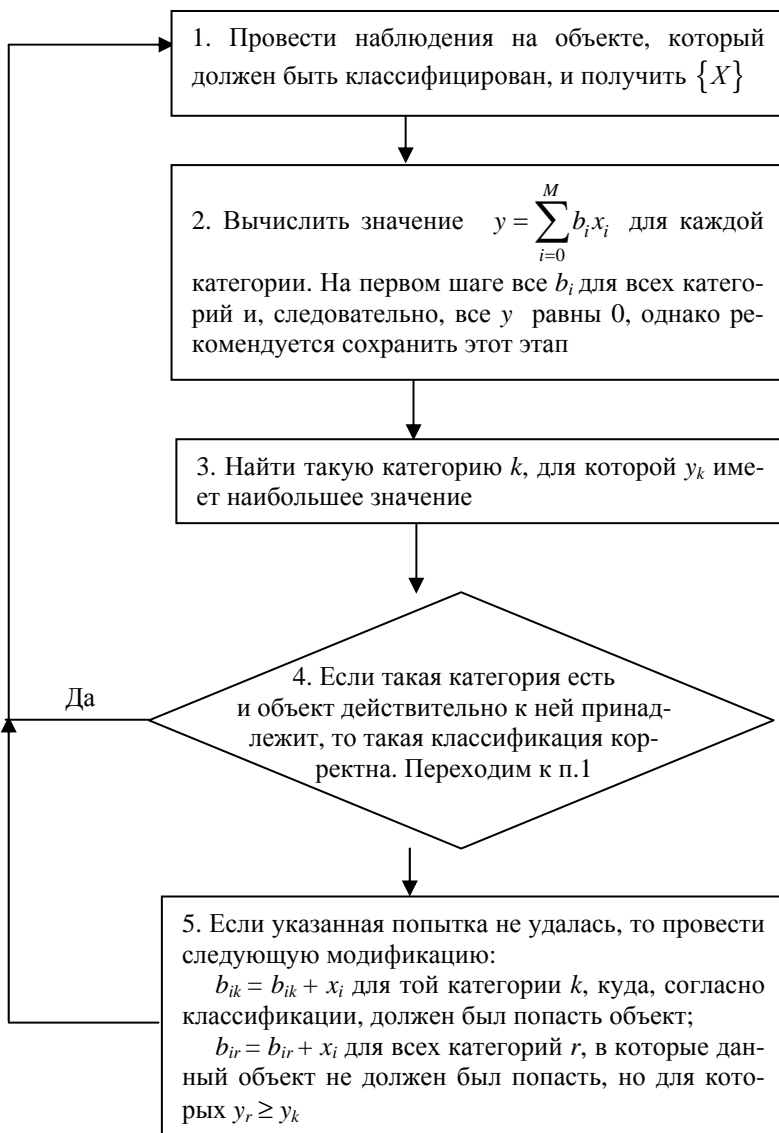


Рис. 4.55. Алгоритм выработки правил для системы, принимающей решения по максимальной вероятности

Вычисляем u для каждой гипотезы:

$$H_1: y_1 = b_{11}x_1 + b_{21}x_2 + b_{31}x_3 + b_{41}x_4 + b_{51}x_5 = 0;$$

$$H_2: y_2 = b_{12}x_1 + b_{22}x_2 + b_{32}x_3 + b_{42}x_4 + b_{52}x_5 = 0;$$

$$H_3: y_3 = b_{13}x_1 + b_{23}x_2 + b_{33}x_3 + b_{43}x_4 + b_{53}x_5 = 0;$$

$$H_4: y_4 = b_{14}x_1 + b_{24}x_2 + b_{34}x_3 + b_{44}x_4 + b_{54}x_5 = 0.$$

Так как все u одинаковы, неисправность проклассифицировать нельзя. Поэтому ремонтной бригадой проводятся работы по обнаружению причины неисправности (и естественно, ее устранению). После этого мы узнаем, какая из гипотез оказалась правильной, и можем передать это знание экспертной системе. В соответствии с алгоритмом для той категории, в которую должен был попасть объект (категория H_1), проводится модификация коэффициентов b :

$$b_{11} = b_{11} + x_1 = 0; b_{21} = b_{21} + x_2 = 1;$$

$$b_{31} = b_{31} + x_3 = 0; b_{41} = b_{41} + x_4 = 1;$$

$$b_{51} = b_{51} + x_5 = 1.$$

Для тех категорий, в которые объект не должен был попасть, но у которых u_k больше, чем у правильной категории или равен ему (в данном случае, это категории H_2 , H_3 и H_4), проводится другая модификация коэффициентов b .

$$\text{Для категории } H_2: b_{12} = b_{12} - x_1 = 0; b_{22} = b_{22} - x_2 = -1; b_{32} = b_{32} - x_3 = 0; b_{42} = b_{42} - x_4 = -1; b_{52} = b_{52} - x_5 = -1.$$

$$\text{Для категории } H_3: b_{13} = b_{13} - x_1 = 0; b_{23} = b_{23} - x_2 = -1; b_{33} = b_{33} - x_3 = 0; b_{43} = b_{43} - x_4 = -1; b_{53} = b_{53} - x_5 = -1.$$

$$\text{Для категории } H_4: b_{14} = b_{14} - x_1 = 0; b_{24} = b_{24} - x_2 = -1; b_{34} = b_{34} - x_3 = 0; b_{44} = b_{44} - x_4 = -1; b_{54} = b_{54} - x_5 = -1.$$

Первый шаг закончен.

Возникла очередная неисправность – начался второй шаг обучения.

Снова вычисляем u для каждой гипотезы с новыми коэффициентами. Пусть на этот раз неисправен датчик температуры 2. Тогда результаты наблюдений будут (предположительно) следующими:

$$X_1 = 0; X_2 = 1; X_3 = 0; X_4 = 1; X_5 = 0.$$

$$\text{Для } H_1: y_1 = 0 \cdot 0 + 1 \cdot 1 + 0 \cdot 0 + 1 \cdot 1 + 1 \cdot 0 = 2;$$

$$\text{Для } H_2: y_2 = 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + (-1) \cdot 0 = -2;$$

$$\text{Для } H_3: y_3 = 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + (-1) \cdot 0 = -2;$$

$$\text{Для } H_4: y_4 = 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + 0 \cdot 0 + (-1) \cdot 1 + (-1) \cdot 0 = -2.$$

Получено максимальное значение y для гипотезы H_1 , а должно быть – для гипотезы H_2 . Объект снова не попал в нужную категорию, и модификацию коэффициентов приходится повторить.

$$\text{Для категории } H_2: b_{12} = b_{12} + x_1 = 0 + 0 = 0; b_{22} = b_{22} + x_2 = (-1) + 1 = 0; b_{32} = b_{32} + x_3 = 0 + 0 = 0; b_{42} = b_{42} + x_4 = (-1) + 1 = 0; b_{52} = b_{52} + x_5 = (-1) + 0 = -1.$$

$$\text{Для категории } H_1: b_{11} = b_{11} - x_1 = 0 - 0 = 0; b_{21} = b_{21} - x_2 = 1 - 1 = 0; b_{31} = b_{31} - x_3 = 0 - 0 = 0; b_{41} = b_{41} - x_4 = 1 - 1 = 0; b_{51} = b_{51} - x_5 = 1 - 0 = 1.$$

$$\text{Для категории } H_3: b_{13} = b_{13} - x_1 = 0 - 0 = 0; b_{23} = b_{23} - x_2 = (-1) - 1 = -2; b_{33} = b_{33} - x_3 = 0 - 0 = 0; b_{43} = b_{43} - x_4 = (-1) - 1 = -2; b_{53} = b_{53} - x_5 = (-1) - 0 = -1.$$

$$\text{Для категории } H_4: b_{14} = b_{14} - x_1 = 0 - 0 = 0; b_{24} = b_{24} - x_2 = (-1) - 1 = -2; b_{34} = b_{34} - x_3 = 0 - 0 = 0; b_{44} = b_{44} - x_4 = (-1) - 1 = -2; b_{54} = b_{54} - x_5 = (-1) - 0 = -1;$$

Второй шаг окончен.

Теперь сделаем третий шаг. Очередная неисправность снова оказалась неисправностью водосчетчика 1. В этом случае, как уже упоминалось,

$$X_1 = 0; X_2 = 1; X_3 = 0; X_4 = 1; X_5 = 1.$$

Подсчитаем значения y для всех гипотез, используя последние модификации коэффициентов b .

$$\text{Для } H_1: y_1 = 0 \cdot 0 + 0 \cdot 1 + 0 \cdot 0 + 0 \cdot 1 + 1 \cdot 1 = 1;$$

$$\text{Для } H_2: y_2 = 0 \cdot 0 + 0 \cdot 1 + 0 \cdot 0 + 0 \cdot 1 + (-1) \cdot 1 = -1;$$

$$\text{Для } H_3: y_3 = 0 \cdot 0 + (-2) \cdot 1 + 0 \cdot 0 + (-2) \cdot 1 + (-1) \cdot 1 = -5;$$

$$\text{Для } H_4: y_4 = 0 \cdot 0 + (-2) \cdot 1 + 0 \cdot 0 + (-2) \cdot 1 + (-1) \cdot 1 = -5.$$

Наибольшее значение y_1 указывает на гипотезу H_1 , что является правильным результатом. Поэтому модификация коэффициентов не проводится.

Пусть для нашей экспертной системы заданная вероятность правильного ответа – 0,7 с 90%-м доверительным интервалом. Предположим, что мы провели 100 шагов обучения. Подсчитаем, с какой вероятностью мы можем доверять решениям экспертной системы. Пусть экспертная система дала правильный ответ в 78 случаях из 100. Тогда $p^* = 0,78$. Определим 90%-й доверительный интервал для вероятности правильного ответа экспертной системы. Просчитаем по формулам (4.11), (4.12) (поскольку $n = 100$) p_1 и p_2 :

$$p_1 = 0,705; p_2 = 0,840; I_\beta = (0,705; 0,840).$$

Таким образом, с вероятностью 0,9 вероятность правильного ответа экспертной системы будет находиться в границах от 0,705 до 0,840. Пусть для нашей экспертной системы заданная вероятность правильного ответа – 0,7. Следовательно, на данном шаге обучение может быть закончено.

Получим нечеткое множество неисправностей для текущего шага работы экспертной системы, где коэффициенты принадлежности определяют вероятность появления данной гипотезы. Фактически, нам надо для каждой гипотезы определить ее коэффициент принадлежности:

1. На данном шаге были получены следующие значения: $H_1 = 1; H_2 = -1; H_3 = -5; H_4 = -5$.

2. Складываем полученные значения с H_{\min} . Получаем следующие коэффициенты: $H_1 = 6; H_2 = 4; H_3 = 0; H_4 = 0$.

3. Затем делим эти коэффициенты на их общую сумму. В данном случае $\sum H_i = 10$.

Следовательно, получим вероятности появления каждой гипотезы на текущем шаге, т.е. коэффициенты принадлежности каждой гипотезы к множеству возможных неисправностей АСУ ТП:

$$p_1 = 0,6; p_2 = 0,4; p_3 = 0; p_4 = 0.$$

Тогда нечеткое множество гипотез о возможных неисправностях АСУ ТП для диагностики системы будет выглядеть следующим образом:

$$N = \{(H_1/0,6), (H_2/0,4), (H_3/0), (H_4/0)\},$$

т.е. гипотеза H_1 имеет место с вероятностью 0,6; гипотеза H_2 – с вероятностью 0,4; гипотеза H_3 – с вероятностью 0; гипотеза H_4 также с вероятностью 0.

4.4.7. Система, принимающая решения по наименьшему расстоянию

Такая система работает не по признакам типа «да – нет», а по конкретным значениям измеренных параметров. При этом не исключено и наличие логических параметров «да – нет», которые, как и в предыдущем случае, заменяют на числовое значение 1(0).

Рассмотрение данного варианта экспертной системы будем вести на том же примере. Тогда параметры, подлежащие замеру, будут выглядеть следующим образом:

X_1 – разность между показанием датчика температуры 2 и показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды;

X_2 – разность между показанием датчика температуры 4 и показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды;

X_3 – разность между показанием водосчетчика 1 и показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды;

X_4 – разность между показанием водосчетчика 2 и показаниями общего датчика температуры, откорректированного по расходу воды;

X_5 – разность между показаниями водосчетчиков и общим расходом воды в системе.

Гипотезы $H_1 - H_4$ остаются теми же самыми. Напомним алгоритм выработки правил (рис. 4.56).

Привяжем этот алгоритм к рассматриваемой АСУ ТП. Исходя из опыта эксплуатации систем подобного рода, раздаются начальные значения X_i^k для всех N гипотез по всем M параметрам, которые и принимаются на первом этапе за средние $(M_i d_i^k)$, минимальные $(x_{i \min}^k)$ и максимальные $(x_{i \max}^k)$ значения.

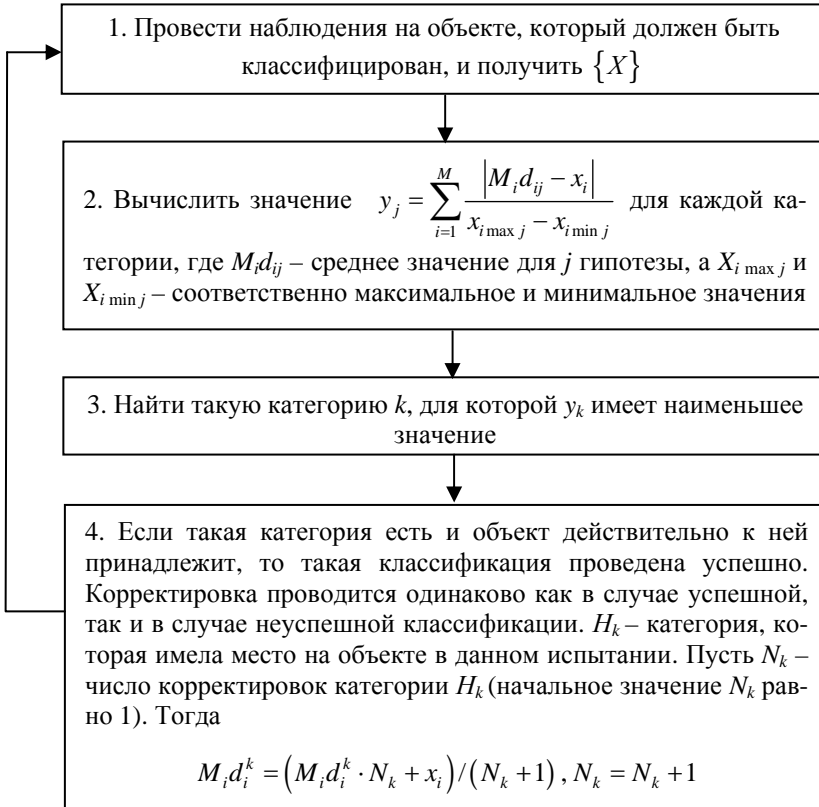


Рис. 4.56. Алгоритм выработки правил для системы, принимающей решения по наименьшему расстоянию

Проводим очередной шаг обучения. Пусть АСУ ТП отказала. Имеем набор показаний $\{X\}$. Вычисляем расстояния D для всех гипотез:

для H_1 :

$$D_1 = \sum_{i=1}^M \frac{|M_i d_{i1} - x_i|}{x_{i \max 1} - x_{i \min 1}}; \quad (4.17)$$

для H_2 :

$$D_2 = \sum_{i=1}^M \frac{|M_i d_{i2} - x_i|}{x_{i \max 2} - x_{i \min 2}}; \quad (4.18)$$

для H_3 :

$$D_3 = \sum_{i=1}^M \frac{|M_i d_{i3} - x_i|}{x_{i \max 3} - x_{i \min 3}}; \quad (4.19)$$

для H_4 :

$$D_4 = \sum_{i=1}^M \frac{|M_i d_{i4} - x_i|}{x_{i \max 4} - x_{i \min 4}}. \quad (4.20)$$

Нормализация, т.е. деление на максимальный разброс значений, производится для устранения большего влияния больших по величине параметров.

После расчетов выбирают гипотезу с наименьшим D_k . Ремонтная бригада приступает к диагностике состояния АСУ ТП и устранению неисправностей, после чего становится известно, была выбрана правильная гипотеза или нет. Какая бы ни была выбрана гипотеза, правильная или неправильная, для гипотезы, соответствующей имевшему место событию, проводится следующая корректировка параметров.

Пусть N_k – число корректировок гипотезы H_k (начальное значение N_k равно 1). Тогда $M_i d_i^k = (M_i d_i^k \cdot N_k + x_i) / (N_k + 1)$, $N_k = N_k + 1$.

Рассмотрим вышеприведенный алгоритм на примере.

Пусть средние значения на очередном шаге распределились следующим образом.

H_1 – неисправен водосчетчик 1.

$$M_i d_1^1 = 5 \% ; \quad x_{1 \min}^1 = 2 \% ; \quad x_{1 \max}^1 = 10 \% ;$$

$$M_i d_2^1 = 0,5 \% ; \quad x_{2 \min}^1 = 0 \% ; \quad x_{2 \max}^1 = 1 \% ;$$

$$M_i d_3^1 = 3 \% ; \quad x_{3 \min}^1 = 2 \% ; \quad x_{3 \max}^1 = 5 \% ;$$

$$M_i d_4^1 = 0 \% ; \quad x_{4 \min}^1 = 0 \% ; \quad x_{4 \max}^1 = 1 \% ;$$

$$M_i d_5^1 = 0,6 \% ; \quad x_{5 \min}^1 = 0 \% ; \quad x_{5 \max}^1 = 1 \% .$$

H_2 – неисправен датчик температуры 2.

$$M_i d_1^2 = 5 \% ; \quad x_{1 \min}^2 = 2 \% ; \quad x_{1 \max}^2 = 10 \% ;$$

$$M_i d_2^2 = 0,5 \% ; \quad x_{2 \min}^2 = 0 \% ; \quad x_{2 \max}^2 = 1 \% ;$$

$$M_i d_3^2 = 3 \% ; \quad x_{3 \min}^2 = 2,5 \% ; \quad x_{3 \max}^2 = 5 \% ;$$

$$M_i d_4^2 = 0 \% ; \quad x_{4 \min}^2 = 0 \% ; \quad x_{4 \max}^2 = 1 \% ;$$

$$M_i d_5^2 = 4 \% ; \quad x_{5 \min}^2 = 3 \% ; \quad x_{5 \max}^2 = 7 \% .$$

H_3 – неисправен водосчетчик 3.

$$M_i d_1^3 = 0,5 \% ; \quad x_{1 \min}^3 = 0 \% ; \quad x_{1 \max}^3 = 1 \% ;$$

$$M_i d_2^3 = 5 \% ; \quad x_{2 \min}^3 = 2 \% ; \quad x_{2 \max}^3 = 10 \% ;$$

$$M_i d_3^3 = 0 \% ; \quad x_{3 \min}^3 = 0 \% ; \quad x_{3 \max}^3 = 1 \% ;$$

$$M_i d_4^3 = 3 \% ; \quad x_{4 \min}^3 = 2 \% ; \quad x_{4 \max}^3 = 5 \% ;$$

$$M_i d_5^3 = 0,6 \% ; \quad x_{5 \min}^3 = 0 \% ; \quad x_{5 \max}^3 = 1 \% .$$

H_4 – неисправен датчик температуры 4.

$$M_i d_1^4 = 0,5 \% ; \quad x_{1 \min}^4 = 0 \% ; \quad x_{1 \max}^4 = 1 \% ;$$

$$M_i d_2^4 = 5 \% ; \quad x_{2 \min}^4 = 2 \% ; \quad x_{2 \max}^4 = 10 \% ;$$

$$M_i d_3^4 = 0 ; \quad x_{3 \min}^4 = 0 \% ; \quad x_{3 \max}^4 = 1 \% ;$$

$$M_i d_4^4 = 3 \% ; \quad x_{4 \min}^4 = 2 \% ; \quad x_{4 \max}^4 = 5 \% ;$$

$$M_i d_5^4 = 4 \% ; \quad x_{5 \min}^4 = 2 \% ; \quad x_{5 \max}^4 = 6 \% .$$

Предположим, что при очередной неисправности в работе АСУ ТП мы получили следующие замеры: $X_1 = 4 \% , X_2 = 0,2 \% , X_3 = 4 \% , X_4 = 0,1 \% , X_5 = 2 \% .$

Просчитаем расстояния D для всех четырех гипотез.

Для H_1 :

$$D_1 = \frac{|5-4|}{8} + \frac{|0,5-0,2|}{1} + \frac{|4-3|}{3} + \frac{|0-0,1|}{1} + \frac{|0,6-2|}{1} =$$

$$= 0,125 + 0,3 + 0,33 + 0,1 + 1,4 = 2,225.$$

Для H_2 :

$$D_2 = \frac{|5-4|}{8} + \frac{|0,5-0,2|}{1} + \frac{|4-3|}{2,5} + \frac{|0-0,1|}{1} + \frac{|4-2|}{4} =$$

$$= 0,125 + 0,3 + 0,4 + 0,1 + 0,5 = 1,425.$$

Для H_3 :

$$D_3 = \frac{|4-0,5|}{1} + \frac{|5-0,2|}{8} + \frac{|4-0|}{1} + \frac{|3-0,1|}{3} + \frac{|2-0,6|}{1} =$$

$$= 3,5 + 0,6 + 4 + 0,96 + 1,4 = 10,46.$$

Для H_4 :

$$D_4 = \frac{|4-0,5|}{1} + \frac{|5-0,2|}{8} + \frac{|4-0|}{1} + \frac{|3-0,1|}{3} + \frac{|4-2|}{4} =$$

$$= 3,5 + 0,6 + 4 + 0,96 + 0,5 = 9,56.$$

По минимальному D_2 выбираем гипотезу H_2 – неисправность датчика температуры 2. После того как поработала бригада ремонтников, возможны 2 исхода:

1. Гипотеза H_2 подтвердилась.
2. Гипотеза H_2 не подтвердилась.

Рассмотрим первый вариант. Пусть $N_2 = 10$. Гипотеза H_2 подтвердилась, следовательно, корректируем значения $M_i d_i^2$, $x_{i \min}^2$ и $x_{i \max}^2$.

$$M_i d_1^2 = (M_i d_1^2 \cdot 10 + x_1) / (10 + 1) = (5 \cdot 10 + 4) / 11 = 4,93 \%;$$

$$M_i d_2^2 = (0,5 \cdot 10 + 0,2) / 11 = 0,49 \%;$$

$$M_i d_3^2 = (3 \cdot 10 + 4) / 11 = 3,09 \ %;$$

$$M_i d_4^2 = (0 \cdot 10 + 0,1) / 11 = 0,009 \ %;$$

$$M_i d_5^2 = (4 \cdot 10 + 2) / 11 = 3,86 \ %;$$

$x_{i \min}^2$ и $x_{i \max}^2$ остаются прежними, так как x_i попадает в существующий промежуток, кроме x_5 ;

$$x_{5 \min}^2 = 2 \ %; N_2 = N_2 + 1 = 11.$$

Рассмотрим второй вариант. Гипотеза H_2 не подтвердилась. В реальности отказал водосчетчик 1, т.е. имела место гипотеза H_1 . Пусть $N_1 = 10$, как и в предыдущем случае.

Корректируем значения $M_i d_i^1$, $x_{i \min}^1$ и $x_{i \max}^1$.

$$M_i d_1^1 = (5 \cdot 10 + 4) / 11 = 4,93 \ %;$$

$$M_i d_2^1 = (0,5 \cdot 10 + 0,2) / 11 = 0,49 \ %;$$

$$M_i d_3^1 = (3 \cdot 10 + 4) / 11 = 3,09 \ %;$$

$$M_i d_4^1 = (0 \cdot 10 + 0,1) / 11 = 0,009 \ %;$$

$$M_i d_5^1 = (0,6 \cdot 10 + 2) / 11 = 0,73 \ %;$$

$$x_{5 \max}^1 = 2 \ %; N_1 = N_1 + 1 = 11.$$

Получим нечеткое множество неисправностей для текущего шага работы экспертной системы, где коэффициенты принадлежности, как и в предыдущем случае, определяют вероятность появления данной гипотезы.

На данном шаге были получены следующие значения:

$$H_1 = 2,225; H_2 = 1,425; H_3 = 10,46; H_4 = 9,56.$$

Далее делим значения для гипотез на сумму значений гипотез по формуле

$$H_i = \frac{H_i}{\sum H_i}. \quad (4.21)$$

$$H_1 = 0,09; H_2 = 0,057; H_3 = 0,426; H_4 = 0,389.$$

После этого преобразуем полученные значения по формуле

$$p_i = \frac{1 - H_i}{\sum (1 - H_i)}. \quad (4.22)$$

Получим следующие вероятности: $p_1 = 0,3$; $p_2 = 0,31$; $p_3 = 0,189$; $p_4 = 0,201$.

Тогда нечеткое множество для диагностики системы будет выглядеть следующим образом:

$$N = \{(H_1 / 0,3), (H_2 / 0,31), (H_3 / 0,189), (H_4 / 0,201)\},$$

т.е. гипотеза H_1 имеет место с вероятностью 0,3, гипотеза H_2 – с вероятностью 0,31, гипотеза H_3 – с вероятностью 0,189 и гипотеза H_4 – с вероятностью 0,201.

Теперь рассмотрим на примере, как определить, достаточно ли данного количества шагов для того, чтобы считать экспертную систему обученной.

Пусть для нашей экспертной системы заданная вероятность правильного ответа – 0,7 с 85%-м доверительным интервалом. Предположим, что было произведено 200 шагов обучения экспертной системы. На последних шагах новые примеры перестали сказываться на точности классификации. Следовательно, процесс обучения закончен. Подсчитаем, какова вероятность правильного ответа экспертной системы. Экспертная система дала правильный ответ в 68 случаях из 200. Тогда $p^* = 0,34$. Определим 85%-й доверительный интервал. Просчитаем по формулам (4.13) и (4.14) (так как n больше 100) p_1 и p_2 :

$$p_1 = 0,292; p_2 = 0,388; I_\beta = (0,292, 0,388).$$

Таким образом, с вероятностью 0,85 вероятность правильного ответа экспертной системы будет находиться в границах от 0,292 до 0,388. Полученная вероятность правильного ответа нас не удовлетворяет, следовательно, нужно вернуться на этап выбора параметров, проанализировать полученную таблицу функций неисправностей и добавить недостающие параметры, после чего заново провести обу-

чение системы. Этот процесс придется повторять до тех пор, пока нижняя граница вероятности правильного ответа экспертной системы p_1 не станет выше заданной.

4.4.8. Повышение достоверности решений экспертной системы

Как видно из подразд. 4.4.2–4.4.7, обучение экспертной системы заканчивается по достижении заданной вероятности правильного ответа. Однако это не означает, что нам удалось добиться диагностирования с точностью до однократной неисправности. Пусть, например, при неисправности водосчетчика 1 (гипотеза H_1) экспертная система иногда выносит решение о неисправности датчика температуры 2 (гипотеза H_2), но никогда не выносит решения о неисправности водосчетчика 3 (гипотеза H_3) или датчика температуры 4 (гипотеза H_4). Тогда гипотезы H_1 и H_2 можно сгруппировать, и, как следствие, появляется множество подозреваемых неисправностей, состоящее из неисправности водосчетчика 1 и датчика температуры 2. Тогда можно пересчитать вероятность правильного ответа, поскольку правильным мы теперь будем считать определение неисправности с точностью до множества подозреваемых неисправностей. Все шаги обучения, на которых неисправность определялась внутри своего множества, будут объявлены успешными, следовательно, может увеличиться p^* .

Рассмотрим предыдущий пример, когда было произведено 200 шагов обучения экспертной системы. Процесс обучения был закончен вследствие того, что новые примеры перестали сказываться на точности классификации. Вероятность правильного ответа экспертной системы с вероятностью 0,85 находилась в границах от 0,292 до 0,388.

Подсчитаем, какова уточненная вероятность правильного ответа экспертной системы. Рассматривая классификацию с точностью до одной подозреваемой неисправности, мы считали, что экспертная система дала правильный ответ в 68 случаях из 200. Теперь, рассматривая классификацию с точностью до множества подозреваемых не-

исправностей, мы увидели, что экспертная системы давала правильный ответ в 121 случае из 200. Тогда $p^* = 0,605$. Определим 85%-й доверительный интервал. Просчитаем по формулам (4.13) и (4.14) (так как n больше 100) p_1 и p_2 :

$$p_1 = 0,573; p_2 = 0,782; I_\beta = (0,573, 0,782).$$

Таким образом, с вероятностью 0,85 вероятность правильного ответа экспертной системы будет находиться в границах от 0,573 до 0,782.

4.4.9. Прогнозирование технического состояния узлов

В самом начале примера построения экспертной системы мы приняли допущение, что каждый узел системы может находиться в двух состояниях – исправен и неисправен.

Однако узел, к примеру датчик или исполнительный механизм, в зависимости от значений параметров, характеризующих его состояние, может находиться не только в двух состояниях. Можно выделить 3 состояния: α – исправен, β – не исправен, но работоспособен, γ – неработоспособен.

Представим переход из состояния исправности (α) в состояние неработоспособности (γ) на диаграмме (рис. 4.57).

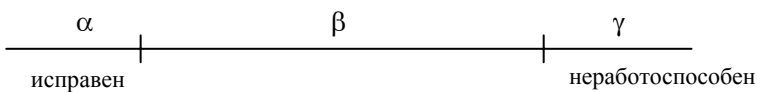


Рис. 4.57. Диаграмма перехода узла из исправного в неисправное состояние

Количество состояний можно увеличивать и дальше, выделяя из состояния β более работоспособные и менее работоспособные состояния, что позволит прогнозировать техническое состояние системы в зависимости от приближения значений параметров изделия к критической области, в которой изделие неработоспособно. Методика построения обучаемой экспертной системы при этом не изме-

нится, однако значительно увеличится количество гипотез и, следовательно, объем расчетов. В заключение следует отметить, что рассмотренный в настоящем разделе подход позволяет решить не только задачу технического диагностирования системы, но и задачу прогнозирования поведения АСУ ТП.

Выводы

В данной главе был рассмотрен ряд вопросов технической диагностики цифровых и гибридных систем. Акцент сделан на проблемах, которые были недостаточно освещены в предыдущих учебных пособиях авторов.

Каждая наука начинается с построения модели рассматриваемой системы. Особенностью технической диагностики является построение не только модели системы, но и соответствующей ей модели дефекта. Для простых цифровых систем наиболее распространена структурно-логическая модель системы и соответствующая ей константная модель дефекта. Для более сложных систем используются различные варианты функциональных моделей объекта с соответствующими им функциональными моделями дефектами. В ряде случаев, например при рассмотрении микропроцессорных систем, используются комбинированные диагностические модели: структурно-функциональные.

В первой части главы рассматривается построение проверяющих тестов для цифровых устройств. Приводится методика построения теста с помощью активизации существенного пути, использующая структурно-логическую модель объекта и константную модель дефектов. Данная методика позволяет читателю наилучшим способом усвоить особенности построения проверяющих тестов для комбинационных устройств. Поскольку цифровые устройства не ограничиваются комбинационными схемами, далее предлагается модификация метода, позволяющая применить его и для схем с памятью. Показано, как представить последовательную схему в виде ряда комбинационных копий, а затем использовать эти копии для по-

строения тестовых наборов, используя метод активизации существенного пути.

Следует отметить, что построение проверяющих тестов с использованием структурно-логических моделей целесообразно применять для устройств небольшой размерности. Для современных СБИС применяются иные диагностические модели и методы построения тестов, использующих поведенческую модель либо псевдослучайное тестирование. В данном учебном пособии эти вопросы не рассматриваются.

Особое внимание уделено вопросам встроенного функционального контроля технических систем. Встроенный функциональный контроль системы может быть реализован, только если функционирование контролируемого устройства отличается некоторой закономерностью, которая позволяет выделить правильные выходные наборы, соответствующие работе исправного и контролируемого устройства. Для увеличения достоверности результатов встроенного функционального контроля предложен класс самопроверяемых схем ВФК.

Для наиболее распространенного класса цифровых устройств – микропроцессоров – предлагаются функциональные диагностические модели, а также целый ряд методов контроля механизмов выборки, хранения и дешифрации команд. Методы контроля делятся на пошаговые и блочные. Приводится методология анализа и критерии сравнения пошаговых и блочных методов контроля. Пошаговые методы контроля позволяют быстрее обнаруживать отказы и сбои, а также проводить восстановление системы после сбоя, однако требуют вносить в программу большую избыточность. Для блочных методов контроля избыточность меньше, однако отказы могут обнаруживаться со значительной задержкой. Читатель может определить, какие из приведенных критериев являются для его системы наиболее значимыми, и выбрать подходящий вариант построения схемы встроенного контроля.

В качестве технологии диагностирования, позволяющей работать не только с цифровыми, но и с гибридными системами, предла-

гаются самообучаемые экспертные системы. Показано, что в отличие от обучаемых экспертных системы самообучаемые системы самостоятельно вырабатывают правила принятия решений, вследствие чего необходимо правильно выбрать критерии, которые использует самообучаемая экспертная система в процессе обучения. Если эти параметры не очевидны, то самообучение экспертной системы может не привести к удовлетворительным результатам. Рассматриваются два алгоритма самообучения экспертной системы: по максимальной вероятности (для системы с цифровыми параметрами) и по наименьшему расстоянию (для системы с аналоговыми параметрами). К сожалению, убедиться в целесообразности применения самообучаемой экспертной систем, равно как и выбранных критериев, можно только после успешно закончившегося периода обучения.

Вопросы и задания

1. В чем разница между исправной и работоспособной системой?
2. Как связана модель объекта с моделью дефекта? Приведите пример модели дефекта для конкретной модели объекта.
3. Чем отличается система тестового диагностирования от системы встроенного функционального контроля?
4. В чем заключается метод построения тестов с помощью активизации существенного пути?
5. Как строится комбинационная модель последовательностной схемы?
6. Какова размерность теста, построенного по комбинационной модели последовательностной схемы?
7. Сколько функций, в общем случае, должна выполнять схема встроенного контроля?
8. Для чего предназначены схемы сжатия?
9. Охарактеризуйте диагностическую модель устройства управления микропроцессорной системы.

10. Какие критерии используются для оценки методов встроенного функционального контроля цифровых систем?

11. Чем характеризуются методы пошагового контроля правильности хода программ?

12. Изложите суть любого (по вашему выбору) метода пошагового контроля правильности хода программ.

13. Чем характеризуются методы блокового контроля правильности хода программ?

14. Изложите суть любого (по вашему выбору) метода блокового контроля правильности хода программ.

15. Приведите четыре модели обучения.

16. В чем разница между обучаемыми и самообучаемыми экспертными системами?

17. Как выглядит алгоритм обучения по максимальной вероятности?

18. В каком случае система считается обученной?

19. Как выглядит алгоритм обучения по наименьшему состоянию?

20. В чем заключается проблема прогнозирования технического состояния узла?

Список литературы

1. Основы технической диагностики / под ред. П.П. Пархоменко. – М.: Энергия, 1976. – 464 с.

2. Пархоменко П.П., Согомонян Е.С. Основы технической диагностики. – М.: Энергоиздат, 1981. – 321 с.

3. Николенко С.И., Тулупьев А.Л. Самообучающиеся системы. – М.: МЦНМО, 2009. – 288 с.

4. Дианов В.Н. Диагностика и надежность автоматических систем. – М.: МТИУ, 2005. – 160 с.

5. Нейлор К. Как построить свою экспертную систему. – М.: Энергоатомиздат, 1991. – 286 с.

6. Казак А.Ф., Барашенков В.В. Архитектура ЭВМ, ВС и сетей. – Л.: ЛЭТИ, 1989. – 60 с.

7. Гончаровский О.В., Кон Е.Л. Проектирование диагностических и отладочных стендов при производстве аппаратуры связи. Тестовое диагностирование и контролепригодное проектирование цифровых устройств: учеб. пособие / Перм. гос. техн. ун-т. – Пермь, 2005. – 73 с.

8. Белоусов В.В., Кон Е.Л., Кулагина М.М. Применение теории нечетких множеств и теории категорий для решения задач надежности, технической диагностики и телекоммуникации: учеб. пособие / Перм. гос. техн. ун-т. – Пермь, 2002. – 116 с.

ПРИЛОЖЕНИЕ

Интенсивность отказов компонентов ИУС

Компонент	Интенсивность отказов, 1/с
БИС (биполярная технология)	10^{-5}
БИС (КМОП-технология)	10^{-6}
ИС	10^{-7}
Диод	$0,5 \cdot 10^{-6}$
Транзистор	$0,4 \cdot 10^{-6}$
Конденсатор	$0,2 \cdot 10^{-7}$
Резистор	$0,5 \cdot 10^{-7}$
Трансформатор	$0,2 \cdot 10^{-6}$
Пайка	$0,1 \cdot 10^{-9}$
Разъем	$0,3 \cdot 10^{-5}$
Сердечник	$0,1 \cdot 10^{-10}$
Выключатель	$0,3 \cdot 10^{-6}$
Лампочка	$0,5 \cdot 10^{-6}$
Вентилятор	$0,3 \cdot 10^{-5}$
Память на дисках	$0,25 \cdot 10^{-3}$
Контроллер	$0,15 \cdot 10^{-4}$
Печатающее устройство	$0,4 \cdot 10^{-3}$

Учебное издание

КОН Ефим Львович,
КУЛАГИНА Марина Михайловна

НАДЕЖНОСТЬ И ДИАГНОСТИКА КОМПОНЕНТОВ
ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ
И ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИХ СИСТЕМ

Учебное пособие

Редактор и корректор *Е.И. Хазанжи*

Подписано в печать 26.09.11. Формат 60×90/16.
Усл. печ. л. 24,75. Тираж 100 экз. Заказ № 172/2011.

Издательство
Пермского национального исследовательского
политехнического университета.
Адрес: 614990, г. Пермь, Комсомольский пр., 29, к. 113.
Тел. (342) 219-80-33.