

О.Д.Азаров
С.І.Перевозніков
Н.О.Біліченко

ТЕХНІЧНЕ ДІАГНОСТУВАННЯ
ЦИФРОВИХ ПРИСТРОЇВ

Міністерство освіти і науки України
Вінницький національний технічний університет

О.Д.Азаров
С.І.Перевозніков
Н.О.Біліченко

ТЕХНІЧНЕ ДІАГНОСТУВАННЯ

ЦИФРОВИХ ПРИСТРОЇВ

Затверджено Ученою радою Вінницького державного технічного університету як навчальний посібник для студентів бакалаврських напрямків 6.0915 – “Комп’ютерна інженерія” та 6.1601 – “Захист інформації”. Протокол № 9 від “24” квітня 2003 р.

Вінниця ВНТУ 2003

УДК 621.382
А 35

Р е ц е н з е н т и :

В.М.Лисогор, доктор технічних наук, професор
О.М.Роїк, доктор технічних наук, професор
О.Н.Романюк, кандидат технічних наук, доцент

Рекомендовано до видання Ученою радою Вінницького державного технічного університету Міністерства освіти і науки України

Азаров О.Д., Перевозніков С.І., Біліченко Н.О.

А 35 Технічне діагностування цифрових пристроїв. Навчальний посібник. – Вінниця: ВНТУ, 2003. – 65 с.

У навчальному посібнику викладаються теоретичні основи технічного діагностування електронних і обчислювальних пристроїв. Даються основні поняття, моделі об'єктів і несправностей, оцінювання повноти й вірогідності контролю, глибини пошуку несправностей. Посібник розроблений у відповідності з планом кафедри та програмою дисципліни “Надійність, контроль, діагностування та експлуатація ЕОМ”.

Міністерство освіти і науки України
Вінницький національний технічний університет

О.Д.Азаров
С.І.Перевозніков
Н.О.Біліченко

Технічне діагностування цифрових пристроїв

Усі цитати, цифровий, фактичний матеріал та бібліографічні відомості перевірені, написання одиниць відповідає стандартам. Зауваження рецензентів враховані.

Вимогам, які висуваються до інструктивно-методичної літератури, відповідає.

До друку і в світ дозволяю на підставі §2 п.15 “Єдиних правил...”

Автори О.Д.Азаров

Проректор з навчальної та науково-методичної роботи

С.І.Перевозніков

В.О.Леонтєв

Н.О.Біліченко

Затверджено

на засіданні кафедри ОТ

Протокол № 15 від 08.04.2003 р.

Зав.кафедри

О.Д.Азаров

Вінниця ВНТУ 2003

Навчальне видання

Олексій Дмитрович Азаров
Сергій Іванович Перевозніков
Наталія Олександрівна Біліченко

ТЕХНІЧНЕ ДІАГНОСТУВАННЯ ЦИФРОВИХ ПРИСТРОЇВ

Навчальний посібник

Оригінал-макет підготовлено Біліченко Н.О.

Редактор С.А.Малішевська

Навчально-методичний відділ ВНТУ
Свідоцтво держкомінформу України
серія ДК №746 від 25.12.2001
21021, м. Вінниця, Хмельницьке шосе, 95, ВНТУ

Підписано до друку
Формат 29,7х42 ¹/₄
Друк різнографічний
Тираж ____ прим.
Зам. №

Гарнітура Times New Roman
Папір офсетний
Ум. друк. арк.

Віддруковано в комп'ютерному інформаційно-видавничому центрі
Вінницького національного технічного університету
Свідоцтво держкомінформу України
серія ДК №746 від 25.12.2001
21021, м. Вінниця, Хмельницьке шосе, 95, ВНТУ

Автори: Азаров Олексій Дмитрович
 Перевозніков Сергій Іванович
 Біліченко Наталія Олександрівна

ТЕХНІЧНЕ ДІАГНОСТУВАННЯ ЦИФРОВИХ ПРИСТРОЇВ

Навчальний посібник

Ключові слова: технічне діагностування, цифровий пристрій, об'єкт діагностування, модель об'єкту діагностування, несправність, функція несправностей, тест, тупиковий тест, одновимірний шлях діагностування, D-алгоритм, метод булевої похідної, метод еквівалентної нормальної форми, якість діагностування, критерії оцінювання, повнота контролю, глибина пошуку несправностей, ймовірність контролю, змагання сигналів, трійкові функції елементів.

О.Д.Азаров

С.І.Перевозніков

Н.О.Біліченко

ЗМІСТ

Вступ	4
1. Основні поняття і задачі технічного діагностування	5
2. Моделі об'єктів і несправностей	8
3. Таблиця функцій несправностей і таблиця несправностей	14
4. Методи побудови тестів	25
4.1. Основні поняття	25
4.2. Отримання тупикових тестів з використанням таблиць несправностей	26
4.3. Метод активізації одновимірного шляху	30
4.4. D-алгоритм	32
4.5. Побудова тесту за методом булевої похідної	36
4.6. Побудова тесту за методом еквівалентної нормальної форми	38
5. Оцінювання якості діагностування	42
5.1. Основні критерії оцінювання	42
5.2. Повнота контролю	42
Обчислення m_k для аналогових КП	43
Обчислення m_k для цифрових КП	46
5.3. Глибина пошуку несправностей	47
Обчислення m_{ij} для цифрових КП	49
Обчислення m_{ij} для аналогових КП	49
5.4. Ймовірність контролю	51
6. Змагання сигналів у цифрових схемах	54
6.1. Причини змагань	54
6.2. Класифікація змагань	56
6.3. Аналіз на змагання тестів комбінаційних схем з використанням трійкових функцій елементів	58
6.4. Аналіз на змагання тестів послідовних схем	59
7. Використання кодування для контролю передавання інформації	62
Література	66

ВСТУП

При сучасному рівні складності обчислювальної техніки знання основ технічного діагностування стає обов'язковим для фахівців у галузі розробки й експлуатації ЕОМ.

Застосування методів і засобів технічного діагностування є ефективним способом забезпечення високої надійності виробів, дозволяє скоротити терміни їхнього виготовлення й ремонту.

Число й складність електронних виробів, що випускаються промисловістю, зростає так стрімко, що важко уявити фахівців із налагодження й технічного діагностування, які впоралися б із своїми задачами, маючи на озброєнні лише ручні й інтуїтивні методи виявлення й пошуку несправностей. Вихід із цього положення – формалізація й розробка чітких методів розв'язання задач технічного діагностування з подальшою їхньою автоматизацією на базі сучасної вимірювальної й обчислювальної техніки.

Цей курс лекцій має за мету дати студентам основи знань з технічного діагностування засобів електронної, а зокрема й обчислювальної, техніки.

У навчальному посібнику викладаються теоретичні основи технічного діагностування електронних і обчислювальних пристроїв. Даються основні поняття, моделі об'єктів і несправностей, оцінювання повноти й імовірності контролю, глибини пошуку несправностей. Розглянуто формальні методи побудови тестів і їхнього аналізу на змагання, а також питання контролю передавання даних із використанням кодування.

Навчальний посібник призначений для студентів бакалаврського напрямку спеціальностей “Обчислювальні комплекси, системи та мережі” та “Захист інформації в комп'ютерних системах та мережах”.

1. ОСНОВНІ ПОНЯТТЯ Й ЗАДАЧІ ТЕХНІЧНОГО ДІАГНОСТУВАННЯ

Діагностування в перекладі з грецької "діагносис" означає розпізнавання, визначення.

Відповідно до Держстандарту 20911-89 технічне діагностування визначається як "галузь знань, що охоплює теорію, методи й засоби визначення технічного стану об'єктів."

Об'єкт, стан якого визначається, називають **об'єктом діагностування (ОД)**. Діагностування являє собою процес дослідження ОД. Характерними прикладами результатів діагностування стану технічного об'єкта є висновки типу: *ОД справний, несправний, в об'єкті є деяка несправність*.

У стандартах справний, несправний, працездатний і непрацездатний технічні стани визначаються в такий спосіб.

Справний стан – стан об'єкта, в якому він відповідає усім вимогам нормативно-технічної й конструкторської документації.

Несправний стан – стан об'єкта, в якому він не відповідає хоча б одній з вимог нормативно-технічної і (або) конструкторської документації.

Працездатний стан – стан об'єкта, в якому значення всіх параметрів, що характеризують здатність виконувати задані функції, відповідають вимогам нормативно-технічної і (або) конструкторської документації.

Непрацездатний стан – стан об'єкта, в якому значення хоча б одного параметра, що характеризує здатність виконувати задані функції, не відповідає вимогам нормативно-технічної і (або) конструкторської документації.

У процесі виробництва, експлуатації й збереження об'єктів у них можуть з'являтися й накопичуватися несправності. Деякі з них приводять до того, що об'єкт перестає відповідати технічним вимогам, які до нього висуваються. Перед використанням об'єкта за призначенням необхідно знати, чи є в ньому несправності, що можуть бути причиною порушення його нормальної роботи. З відповіддю на це питання пов'язаний процес виявлення несправності. Він деталізується в залежності від режиму й особливостей використання об'єкта і, відповідно до цього, виділяються такі *задачі виявлення несправності*:

1) перевірка справності, метою якої є розбраковування, що дозволяє відокремити справні вироби від несправних. ОД справний, якщо він задовольняє всі технічні вимоги;

2) перевірка працездатності, метою якої є з'ясування, чи буде об'єкт виконувати ті функції, для реалізації яких він створений;

3) перевірка правильності функціонування, метою якої є виявлення несправностей, що порушують правильну роботу об'єкта, застосовуваного за призначенням, у даний момент часу.

Якщо об'єкт несправний, то для заміни чи ремонту несправних компонентів необхідно встановити місце несправності.

Пошук несправності здійснюється шляхом виконання діагностичного експерименту над об'єктом і дешифрування його результатів. Діагностичний експеримент у загальному випадку складається з окремих частин, кожна з яких пов'язана з подачею на об'єкт вхідного впливу (тестового чи робочого) і вимірюванням вихідної реакції об'єкта. Такі частини діагностичного експерименту називають **елементарними перевірками**.

Дешифрування результатів діагностичного експерименту спрямоване на визначення несправностей, наявність кожної з яких в об'єкті не суперечить його реальному поведінню в процесі виконання діагностичного експерименту. Такі несправності включаються в *список підозрюваних несправностей (СПН)*.

Справний і всі несправні технічні стани утворюють множину технічних станів ОД. Рисунок 1.1 ілюструє характер розбивки множини технічних станів під час вирішення різних задач технічного діагностування (0 – справний і х – несправний технічний стан).

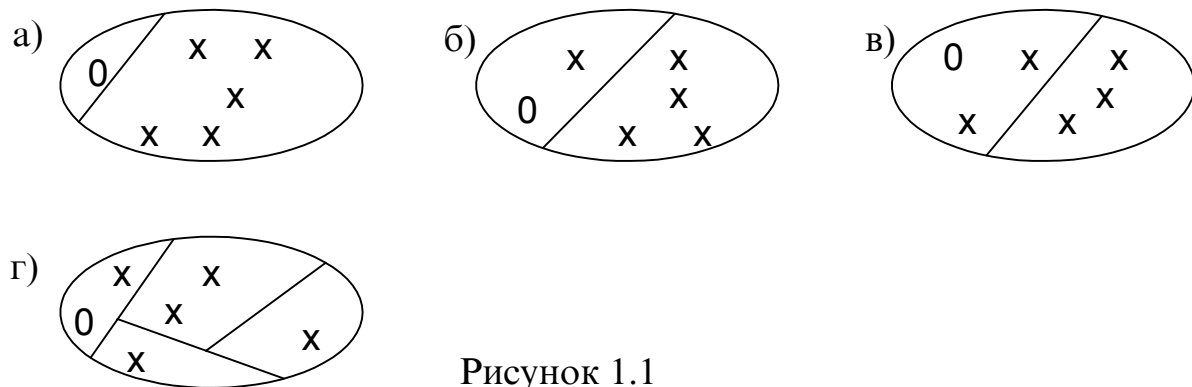


Рисунок 1.1

Рисунок 1.1 (а, б, в, г) відповідає задачам перевірки справності, працездатності, правильності функціонування й пошуку несправностей.

Діагностування здійснюється за допомогою тих чи інших засобів діагностування (ЗД). Розрізняють вбудовані й зовнішні ЗД.

Вбудований засіб діагностування (контролю) – засіб діагностування (контролю), що є складовою частиною об'єкта.

Зовнішній засіб діагностування – засіб діагностування (контролю), виконаний конструктивно окремо від об'єкта.

ОД і ЗД, які взаємодіють між собою, утворюють систему діагностування.

Процес діагностування, у загальному випадку, являє собою багаторазову подачу на ОД визначених впливів (вхідних сигналів), багаторазових вимірювань і аналізу відповідей на них. Впливи можуть формуватися ЗД або визначатися безпосередньо алгоритмом функціонування ОД.

Розрізняють системи *тестового* й *функціонального* діагностування. Особливість перших складається в можливості подачі на ОД спеціально

організованих (тестових) впливів від ЗД. У системах другого типу діагностування ведеться на робочих впливах, передбачених робочим алгоритмом функціонування ОД.

На рисунку 1.2 (а і б) наведені узагальнені схеми систем тестового й функціонального діагностування відповідно.

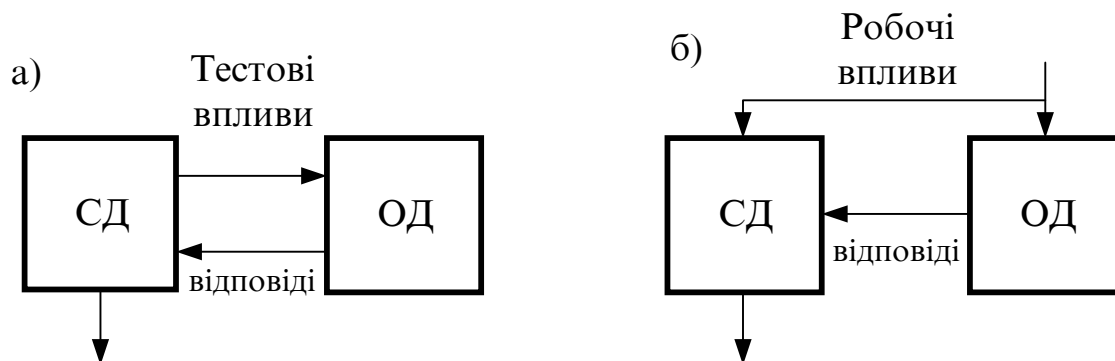


Рисунок 1.2

Системи функціонального діагностування звичайно забезпечують контроль ОД у процесі його застосування за призначенням, тестового – під час виробництва й ремонту.

Як уже говорилося, процес діагностування можна розбити на частини, кожна з яких характеризується подаванням на об'єкт тестовим чи робочим впливом і відповіддю, що знімається з ОД. Такі частини називають **перевірками**.

Відповіді об'єкта можуть зніматися як з *основних* виходів ОД, тобто з виходів, необхідних для застосування ОД за призначенням, так і з *додаткових* виходів, організованих спеціально для проведення діагностування. Основні і додаткові виходи звичайно називають **контрольними точками (КТ)** чи **контрольованими виходами**. Вимірювані на них параметри називають **контрольованими** (чи діагностичними) **параметрами**. В одній КТ може вимірюватися кілька параметрів. Наприклад, під час контролю сигналу синусоїдальної форми часто вимірюють одночасно частоту й амплітуду сигналу.

Реалізація процесу діагностування вимагає джерел тестового впливу, вимірювальних пристроїв і пристроїв зв'язку джерел впливів і вимірювальних пристроїв з об'єктом. Для керування засобами діагностування й аналізу реакції ОД застосовують обчислювальні пристрої. У сучасних системах для цього найчастіше застосовуються мікропроцесори.

При великому обсязі контрольно-діагностичних операцій (наприклад, в умовах серійного виробництва чи на спеціалізованих підприємствах з ремонту) використовувані системи тестового діагностування звичайно керуються від ПЕОМ. Основні складові таких систем показані на рисунку 1.3.

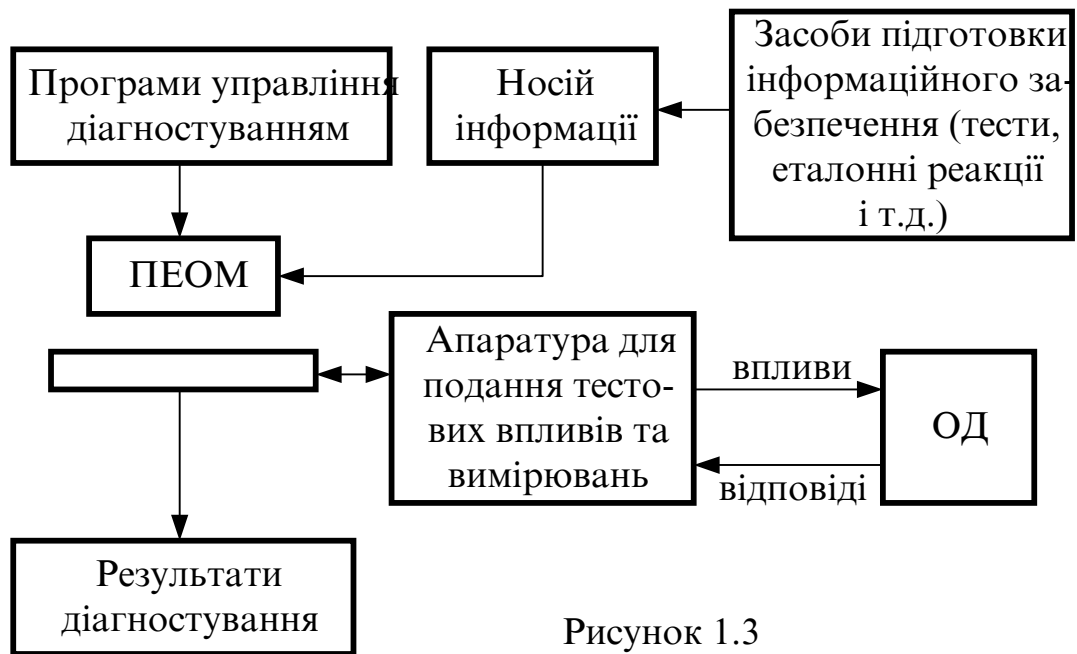


Рисунок 1.3

Для роботи систем діагностування необхідно заздалегідь підготувати деякі дані (інформаційне забезпечення). Їх якісне й швидке отримання неможливе без використання обчислювальної техніки й програмних засобів моделювання. Сучасні системи автоматизації проектування включають спеціальні підсистеми підготовки інформації для діагностування.

Серед показників якості продукції важливе місце приділяється властивості "надійність".

Надійність – властивість об'єкта зберігати в часі у встановлених межах значення всіх параметрів, що характеризують здатність виконувати необхідні функції у заданих режимах і умовах застосування, технічного обслуговування, збереження й транспортування.

Надійність є комплексною властивістю, що в залежності від призначення об'єкта й умов його застосування може включати *безвідмовність*, *довговічність*, *ремонтпридатність* і *здатність зберігатися* чи визначені сполучення цих властивостей.

За ДСТ вони визначаються в такий спосіб.

Безвідмовність – властивість об'єкта безупинно зберігати працездатний стан протягом деякого часу чи наробітку.

Довговічність – властивість об'єкта зберігати працездатний стан до настання граничного стану при встановленій системі технічного обслуговування й ремонту.

Ремонтпридатність – властивість об'єкта, що полягає в пристосованості до підтримки й відновлення працездатного стану шляхом технічного обслуговування й ремонту.

Здатність зберігатися – властивість об'єкта зберігати в заданих межах значення параметрів, що характеризують здатності об'єкта виконувати необхідні функції протягом і після збереження і (чи) транспортування.

Неповнота виявлення й неточність у визначенні місця несправності погіршує фактичні показники усіх вищевказаних властивостей надійності.

Досягнення високих показників надійності сучасних електронних пристроїв неможливе без застосування методів і засобів технічного діагностування. Зокрема, у зв'язку зі швидко зростаючою складністю ОД активно розвиваються методи проектування схем, що забезпечують високу контролепридатність.

Контролепридатність (пристосованість об'єкта до діагностування) – властивість об'єкта, що характеризує його придатність до проведення діагностування (контролю) заданими засобами діагностування (контролю).

Якщо ОД добре пристосований для діагностування, то істотно спрощується побудова тестів і пошук місця несправності, знижується час діагностування.

У технічному діагностуванні електронних пристроїв розрізняють *аналогові* (неперервні), *цифрові* й *аналого-цифрові* (гібридні) ОД. В *аналогових* ОД сигнали характеризуються континуальною множиною значень, у *цифрових* – логічними рівнями (звичайно "лог. 1" і "лог. 0"), *аналого-цифрові* визначаються сигналами обох типів. Очевидно, що використовувані в системах діагностування ЗД і засоби підготовки інформаційного забезпечення залежать від виду ОД.

Питання для самостійної роботи

1. Що таке діагностування?
2. Модель несправності об'єкта діагностування.
3. Поняття роботоздатності об'єкта.
4. Чим відрізняється контроль від діагностування?
5. Що таке тестове діагностування?
6. Що таке вбудований алгоритм?
7. Системи тестового й функціонального діагностування.
8. Контролепридатні об'єкти.
9. Що таке надійність об'єкта?
10. Відмовостійкі об'єкти.

2. МОДЕЛІ ОБ'ЄКТІВ І НЕСПРАВНОСТЕЙ

Формальне дослідження задач діагностування припускає наявність формального опису (моделі) ОД. При цьому багато постановок і ропов'язання найважливіших задач технічного діагностування припускають завдання множини можливих несправностей і їхніх моделей.

Звичайно під **несправністю** розуміють деяку модель фізичних дефектів в ОД. Як правило, кожній несправності можна поставити у відповідність деяку зміну зв'язків чи параметрів елементів електричної схеми ОД. Наприклад, часто як припустимі розглядаються несправності типу обривів і коротких замикань, вихід коефіцієнта підсилення підсилювача за межі заданого допуску, наявність постійного рівня логічної одиниці чи нуля на виводі цифрової мікросхеми і т.д.

Звичайно модель несправності залежить від елементної бази ОД, а також від використовуваної моделі ОД. Так, для ОД, що містять резистори, конденсатори, діоди, транзистори і т.п., як несправності розглядають обриви і короткі замикання резисторів, конденсаторів, пробої і закоротки напівпровідникових переходів, відхилення параметрів елементів схеми за межі встановлених допусків і т.п. В одній з методик побудови тестів мікропроцесорних пристроїв (із використанням функціональної моделі ОД) за несправності механізму вибірки регістра відбувається перенесення даних від джерела не в заданий регістр, а в деяку довільну множину регістрів; несправності механізму адресації призводять до зникнення, зрушення в часі, а також до вироблення неправильних сигналів керування і т.п.

Математична модель ОД може бути задана в *явному* чи *неявному* вигляді.

Явна модель ОД являє собою сукупність формальних описів справного об'єкта й усіх (точніше, кожної з розглянутих) його несправних модифікацій. Для зручності обробки всі зазначені описи бажано мати в одній і тій же формі.

Неявна модель ОД містить один формальний опис об'єкта, математичні моделі його фізичних несправностей і правила отримання за цими даними усіх інших описів. Найчастіше заданою є математична модель справного об'єкта, по якій можна побудувати моделі його несправних модифікацій.

Загальні вимоги до моделей справного об'єкта, а також до моделей несправностей полягають у тому, що вони повинні з необхідною точністю описувати об'єкти, що представляються ними, і їхні несправності. У неявних моделях об'єктів діагностування моделі несправностей, крім того, повинні задовольняти вимогу зручності їхнього “сполучення” із наявним

описом об'єкта і тим самим забезпечити досить прості правила отримання інших описів об'єкта.

Справний чи несправний об'єкт може бути представлений як динамічна система, стан якої у кожен момент t визначається значеннями вхідних, внутрішніх і вихідних координат. Окремим є випадок, коли стан об'єкта не залежить від часу.

Об'єкти, усі сигнали яких можуть приймати значення з континуальних множин значень, віднесемо до класу *аналогових* (неперервних) об'єктів. До класу *дискретних* об'єктів віднесемо ОД, значення сигналів яких задаються на кінцевих множинах, а час відраховується дискретно. Якщо значення частини контрольованих параметрів ОД задані на континуальних, а значення інших – на кінцевих множинах, то об'єкт є *аналого-цифровим* (гібридним).

Об'єкти називають **комбінаційними** чи об'єктами без пам'яті, якщо значення їхніх виходів визначаються тільки значеннями їхніх входів. **Послідовнісними**, чи об'єктами з пам'яттю, називають об'єкти, у яких спостерігається залежність значень їхніх виходів не тільки від значень входів, але і від часу.

Прийнято розрізняти *одиначні* й *кратні* несправності. Під **одиначною** розуміється несправність, прийнята як елементарна, тобто така, що не може бути представлена сукупністю декількох інших, більш “дрібних” несправностей. **Кратна** несправність є сукупністю одночасно існуючих двох чи більшого числа одиначних несправностей.

Несправності бувають *стійкі* й *нестійкі*. Серед нестійких виділяють, зокрема, *збій* і *перемежовану відмову*.

Відмова – подія, що полягає в порушенні працездатного стану об'єкта.

Збій – відмова, що самоусувається, чи однократна відмова, що усувається незначним втручанням оператора.

Перемежована відмова – багаторазово виникаюча самоусувна відмова того самого характеру.

Раптова відмова – відмова, що характеризується стрибкоподібною зміною значень одного чи декількох параметрів об'єкта.

Поступова відмова – відмова, що виникає в результаті поступової зміни значень одного чи декількох параметрів об'єкта.

Найчастіше несправності виникають через обриви з'єднань і утворення “помилкових” перемичок під час паяння. Ці дефекти практично не залежать від характеристик елементів і порушують топологію схеми. Вони повинні виявлятися й усуватися на перших етапах діагностування. Дефекти, викликані несправними елементами, складають невелику частку. Це обумовлено, насамперед, організацією надійного вхідного контролю комплектуючих виробів. Необхідність вхідного контролю визначається тим, що сучасні друковані вузли містять значне число компонентів. Чим

більше число компонентів, тим більше ймовірність пошкодження друкованого вузла через їхню несправність. Наприклад, нехай під час виготовлення плати транзисторного приймача на підприємстві здійснюється вибірковий вхідний контроль транзисторів, що забезпечує надходження на збирання не більш 1% бракованих транзисторів. Якщо кожен приймач містить по 10 транзисторів, то ймовірність перебування на платі хоча б одного несправного транзистора дорівнює 0,1, і можна очікувати, що, принаймні, 9 виробів з 10 будуть працездатними.

Якщо вузол містить 100 компонентів, то за тих самих умов після збирання ймовірність наявності хоча б одного працездатного пристрою близька до нуля. Таким чином, ясно, що наявність великого числа компонентів на платі викликає необхідність надійного вхідного контролю.

Аналогічна ситуація виникає під час збирання вузлів РЕА, що складаються з декількох друкованих плат. Їхнє налаштування й дослідження, пошук і усунення несправностей – найбільш трудомісткі роботи. При середньому виході придатних плат – 75 % і відсутності їхнього контролю, навіть під час виготовлення порівняно простого вузла, що складається із семи плат, дев'ять із десяти виробів, що надходять на налаштування, можуть виявитися непрацездатними. Залежність виходу придатних виробів від їхньої складності для різного відсотка виходу придатних плат показана на рисунку 2.1.

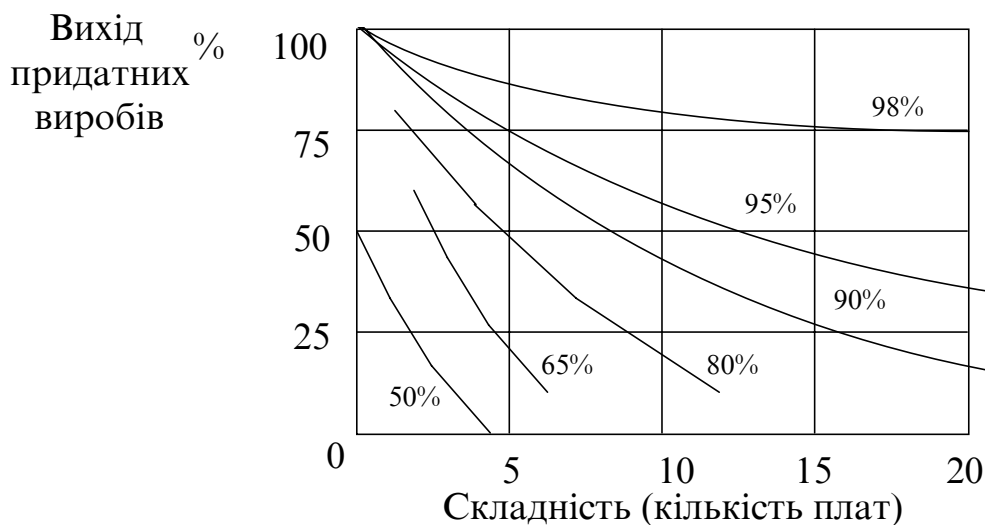


Рисунок 2.1

Зі збільшенням складності ОД різко ростуть витрати на діагностування. Так, статистика показує, що виявлення місця несправності на друкованій платі "коштує" у 100 разів дешевше, ніж її виявлення після пуску в користувача пристрою з декількох друкованих плат.

Найбільш опрацьовані питання формування множини припустимих несправностей для ОД, виконуваних на цифрових інтегральних схемах.

Нехай ϵ цифровий елемент, що реалізує функцію $f(x_1, \dots, x_m)$, де m – число входів елемента; $x_1, \dots, x_m$ – вхідні змінні елемента, що

приймають значення 0 чи 1. При i -й несправності елемент реалізує функцію $f_i(x_1, \dots, x_m)$. Будемо говорити, що несправності s_i і s_j елемента помітні, якщо $f_i(x_1, \dots, x_m) \neq f_j(x_1, \dots, x_m)$.

Число помітних функцій від m двійкових аргументів дорівнює 2^{2^m} . Отже, число можливих помітних несправностей m -вхідного цифрового елемента не може перевищувати $2^{2^m} - 1$, а загальне число одиночних несправностей схеми не може перевищувати

$$L = \sum_{i=1}^k (2^{2^{m_i}} - 1),$$

де k – число елементів схеми;

m_i – число входів i -го елемента схеми.

Однак, як правило, число реальних помітних несправностей елемента істотно менше $2^{2^m} - 1$. Були виконані дослідження поведінки цифрових елементів за наявності в них несправностей катастрофічного типу (обрив чи коротке замикання окремих компонентів схеми елемента). Дослідження показали, що наявність в елементі таких несправностей еквівалентна, як правило, тому, що визначена комбінація змінних функцій елемента зафіксована константами 0 чи 1.

Як ілюстрацію розглянемо елемент НЕ-АБО, принципова й логічна схема якого представлені на рисунку 2.2.

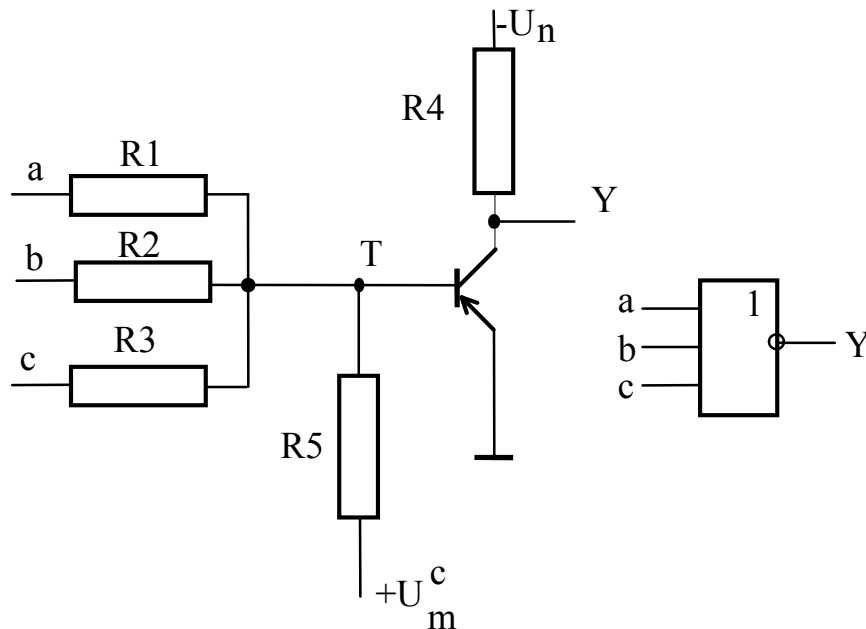


Рисунок 2.2

Нехай можливими фізичними несправностями елемента є:

- 1) обриви ланцюга емітера;
- 2) обриви ланцюга бази;
- 3) обриви ланцюга колектора;

- 4) обриви ланцюга резистора $R4$;
- 5) обриви ланцюга резистора $R5$;
- 6) коротке замикання між емітером і колектором;
- 7) коротке замикання між емітером і базою;
- 8) коротке замикання між базою й колектором;
- 9) обриви ланцюга резистора $R1$;
- 10) обриви ланцюга резистора $R2$;
- 11) обриви ланцюга резистора $R3$.

Аналіз функціонування елемента показує, що наявність кожної несправності 1, 2, 3 і 7 еквівалентна тому, що вихід елемента зафіксований константою 1; для кожної несправності 4, 5, 6 і 8 – константою 0. Несправності 9, 10 і 11 еквівалентні фіксації константою 0 входів a, b і c відповідно.

Несправності, для яких функціонування цифрового елемента можна описати, фіксуючи в значеннях 0 і 1 змінні функції справного елемента, називають *несправностями "константного типу"*.

Деякі несправності можуть призводити до таких порушень у схемах, за яких істотно ускладнюється пошук їхнього місця. Наприклад, у схемі на рисунку 2.3 для несправності "коротке замикання" діода $d11$ елемента $D1$ вона буде виявлятися на виході елемента $D2$, а не $D1$. При цьому в справній схемі $Y1 = ab$ і $Y2 = bc$, а в несправній схемі $Y1 = ab$ і $Y2 = abc$.

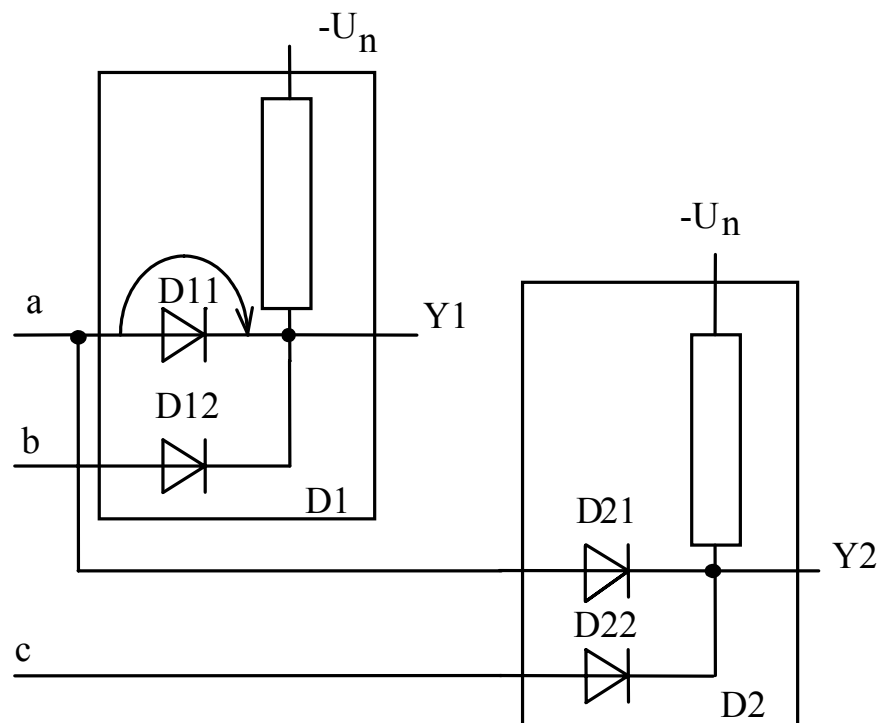


Рисунок 2.3

У схемі на рисунку 2.4 коротке замикання діода $d31$ елемента $D3$ приведе до утворення зворотного зв'язку, тобто перетворенню схеми з комбінаційної в послідовнісну.

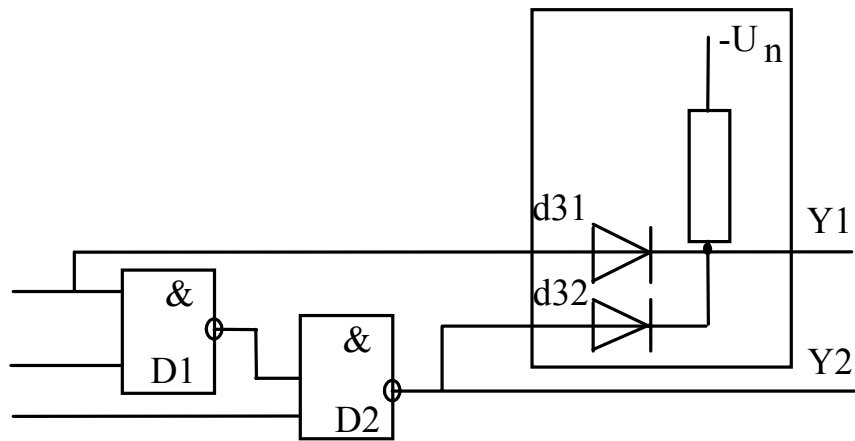


Рисунок 2.4

Питання для самостійної роботи

1. Мови формального описування об'єктів.
2. Що таке явна модель ОД?
3. Що таке неявна модель ОД?
4. Основні вимоги до моделей.
5. Модель комбінаційного типу.
6. Модель комбінаційного типу з пам'яттю.
7. Модель послідовного типу.
8. Що таке відмова?
9. Класифікація несправностей.
10. Фізичні причини несправностей.

3. ТАБЛИЦЯ ФУНКЦІЙ НЕСПРАВНОСТЕЙ І ТАБЛИЦЯ НЕСПРАВНОСТЕЙ

Таблиця функцій несправностей (ТФН) і таблиця несправностей (ТН) – це спеціальні форми представлення поведінки ОД у справному й несправному станах.

Методи вирішення задач діагностування на основі ТФН і ТН досить прості, але побудова цих таблиць вимагає значних витрат обчислювальних ресурсів. Методи на основі ТФН і ТН більш доцільно застосовувати в середньо- і великосерійному виробництві електронної техніки, коли може бути виділене обмежене число можливих несправностей, а витрати на підготовку необхідної інформації компенсуються за рахунок діагностування великої кількості однотипних об'єктів. При цьому ТФН і ТН дуже наочні й зручні для ілюстрацій результатів теоретичних досліджень.

ТФН містить відомості про поведінку справного ОД, а також ОД із кожною з припустимих несправностей. Структура ТФН наведена на рисунку 3.1.

Пере- вірки	M_0			M_1			...	M_r		
	w_1	...	w_m	w_1	...	w_m		w_1	...	w_m
e_1	t_0^{11}		t_0^{1m}	t_1^{11}		t_1^{1m}		t_r^{11}		t_r^{1m}
.	.		.	.		.		.		.
.	.	...	.	.	...	.		.	...	.
.	.		.	.		.		.		.
e_n	t_0^{n1}		t_0^{nm}	t_1^{n1}		t_1^{nm}		t_r^{n1}		t_r^{nm}

Рисунок 3.1

Вона складається з $r+1$ підтаблиць (далі матриць) $M_0, M_1, \dots, M_r$. Рядки ТФН відповідають окремим входним впливам (наборам) послідовності $E = e_1, \dots, e_n$, що подаються на ОД у процесі діагностування.

Матриця M_0 задає поведінку справного ОД s_0 ; матриця M_i ($i=1, \dots, r$) – поведінку ОД з несправністю множини $S = \{s_1, \dots, s_r\}$ припустимих несправностей. Число стовпців кожної матриці дорівнює числу *контрольованих параметрів (КП)*, причому l -й стовпець зіставлений w_l з множини припустимих КП $W = \{w_1, \dots, w_m\}$. На перетині k -го рядка і l -го стовпця матриці M_i ($i=0, 1, \dots, r$) проставляється припустиме значення t_i^{kl} параметра w_l на наборі e_k під час діагностування ОД, що знаходиться в технічному стані s_i . У випадках цифрових КП звичайне значення $t_i^{kl} \in \{0, 1, x\}$, де $x = \{0, 1\}$, в аналогових

КП значення параметра – деякий неперервний інтервал чи номінальне значення. Для інтервалу звичайно вказуються значення його верхньої й нижньої границь. Іноді для задання значень аналогових КП використовується багатозначний кінцевий алфавіт, у якому кожному символу ставиться у відповідність визначений інтервал значень.

На рисунку 3.2 наведена ТФН для схеми з одного двовходового цифрового елемента "І" і припускається, що в нього можливі одиночні несправності константного типу, тобто несправності "константа 0" чи "константа 1" на виводах елемента. Контрольованим виходом є вивід 3 елемента. У ТФН несправність "константа 0 (1)" на j -ому виводі позначена $s_{j-0(1)}$.

Входи	M_0	M_1	M_2	M_3	M_4	M_5	M_6
$a \ b$	s_0	s_{1-1}	s_{1-0}	s_{2-1}	s_{2-0}	s_{3-1}	s_{3-0}
0 0	0	0	0	0	0	1	0
0 1	0	1	0	0	0	1	0
1 0	0	0	0	1	0	1	0
1 1	1	1	0	1	0	1	0

Рисунок 3.2

У даному прикладі кожна матриця M_i ($i = 0, 1, \dots, 6$) є одним стовпцем, оскільки у елемента тільки один контрольований вихід (вивід 3). Структура ТН дана на рисунку 3.3.

Перевірки	$\tilde{M}_l$				$\tilde{M}_r$		
	w_1	...	w_m		w_1	...	w_m
e_1	$\tilde{t}_l^{1l}$		$\tilde{t}_l^{1m}$		$\tilde{t}_r^{1l}$		$\tilde{t}_r^{1m}$
.	.		.		.		.
.	.	...	.	...	.	...	.
.	.		.		.		.
e_N	$\tilde{t}_l^{nl}$		$\tilde{t}_l^{nm}$		$\tilde{t}_r^{nl}$		$\tilde{t}_r^{nm}$

Рисунок 3.3

Вона відрізняється від ТФН, по-перше, відсутністю матриці, що описує справний ОД. По-друге, значення елемента $\tilde{t}_i^{kl}$ в матриці $\tilde{M}_i$ ($i = 1, \dots, r$) є результатом порівняння елементів t_i^{kl} і t_0^{kl} із ТФН. У випадку цифрового КП значення $\tilde{t}_i^{kl}$ (для тризначного алфавіту в ТФН) визначається відповідно до табл. 3.1.

Таблиця 3.1

		t_0^{kl}		
		0	1	X
t_i^{kl}				
	1	1	0	0
	X	X	X	0

Варіанти кодування результатів порівняння для аналогового КП більш різноманітні. Так можна використовувати тризначний алфавіт $\{0, 1, x\}$, привласнюючи $\tilde{t}_i^{kl}$ значення 1, x або 0, якщо інтервали t_i^{kl} і t_0^{kl} не перетинаються, частково перетинаються або всі значення t_i^{kl} входять у t_0^{kl} . Можна $\tilde{t}_i^{kl}$ присвоювати значення 1, 2 або 0, якщо значення t_i^{kl} менше або більше входять у t_0^{kl} . Застосовуються й інші алфавіти.

Застосування (в аналоговому випадку) алфавітів з обмеженим числом символів для кодування значень елементів матриць дозволяє скоротити обсяг ТФН і ТН. Однак, це скорочення відбувається за рахунок округлювання початкових даних.

Приклади ТН для цифрових елементів “І” та “АБО-НІ” наведені на рис. 3.4 і на рис. 3.5.

Входи	M_1	M_2	M_3	M_4	M_5	M_6
$a \ b$	s_{1-1}	s_{1-0}	s_{2-1}	s_{2-0}	s_{3-1}	s_{3-0}
0 0	0	0	0	0	1	0
0 1	1	0	0	0	1	0
1 0	0	0	1	0	1	0
1 1	0	1	0	1	0	1

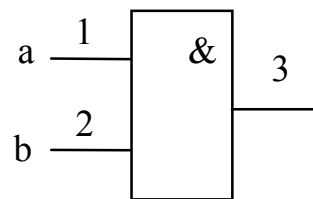


Рисунок 3.4

Входи	M_1	M_2	M_3	M_4	M_5	M_6
$a \ b$	s_{1-1}	s_{1-0}	s_{2-1}	s_{2-0}	s_{3-1}	s_{3-0}
0 0	1	0	1	0	0	1
0 1	0	0	0	1	1	0
1 0	0	1	0	0	1	0
1 1	0	0	0	0	1	0

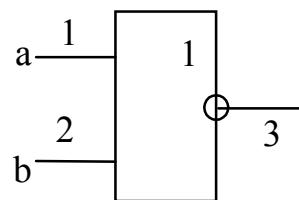


Рисунок 3.5

У ТН на рис. 3.4 і 3.5 елементи матриць приймають значення з алфавіту $\{0,1\}$. У цьому випадку значення елемента $\tilde{t}_i^{kl}$ можна отримати за формулою $\tilde{t}_i^{kl} = t_0^{kl} \oplus t_i^{kl}$.

За наявності двійкової ТФН процеси контролю й пошуку місця несправності можуть бути організовані таким чином.

Контроль. За результатами вимірювань формуємо матрицю M_ξ того ж формату, що і матриці M_i ($i = 0, \dots, \rho$). Порівнюємо поелементно матриці M_x і M_0 . Якщо $M_x = M_0$, то вважаємо ОД справним. Якщо $M_x \neq M_0$, то ОД несправний.

Пошук несправності. Для визначення конкретної несправності ОД виконуємо такі дії. Матрицю M_x по черзі порівнюємо з кожною M_i , де $i = 1, \dots, r$. Якщо $M_x = M_i$, то несправність s_i заносимо в список підозрюваних несправностей (СПН).

У цей СПН може потрапити кілька несправностей, для яких ОД має ту саму вихідну реакцію. Так, у прикладі на рис. 3.2 дають однакові вихідні сигнали кожна з несправностей s_{1-0} , s_{2-0} і s_{3-0} . Іншими словами, за наявності, скажемо, несправності s_{2-0} у СПН потраплять три несправності: s_{1-0} , s_{2-0} і s_{3-0} .

Щоб скоротити обсяг ТФН і ТН, несправності з однаковою вихідною реакцією поєднуються в групи еквівалентних несправностей, а в ТФН і ТН для кожної такої групи формується тільки одна матриця. Звичайно залишають несправність, що відповідає виходу елемента.

Пошук несправності з використанням двійкової ТН виконується аналогічно. Єдина відмінність полягає в тому, що матриця M_x попередньо замінюється матрицею $\tilde{M}_x = M_x \oplus M_0$.

Для цифрових ОД із пам'яттю часто застосовують трійкові ТФН і ТН з алфавітом $\{0,1,x\}$. Вони досить прості й одночасно дозволяють врахувати можливу неоднозначність поводження таких ОД.

У табл. 3.2 наведений приклад трійкової ТФН для випадку $E = e_1, e_2, e_3$, $\Omega = \{\omega_1, \omega_2, \omega_3\}$ і $S = \{s_1, \dots, s_4\}$.

Таблиця 3.2

E	M_0	M_1	M_2	M_3	M_4
E_1	1 0 x	0 0 1	0 0 1	1 0 1	0 0 1
E_2	x 1 1	x 1 1	1 1 1	1 1 1	1 x 1
E_3	0 x x	x x 1	0 1 1	0 x 1	x 1 1

Значення “х” звичайно проставляється, якщо ми заздалегідь не знаємо, яке точне значення буде мати КП. Наприклад, стани деяких елементів пам'яті можуть установлюватися випадковим чином і впливати

на значення вихідного сигналу, або якщо мають місце змагання. Тому станам таких елементів доцільно присвоїти значення “х”.

Введемо операцію перетину трійкових матриць $Z = A \cap U$, де значення елемента $c_{ij} = a_{ij} \cap b_{ij}$ визначається за нижчеподаними правилами:

Будемо говорити, що:

		b_{ij}		
		0	1	X
a_{ij}	0	0	$\emptyset$	0
	1	$\emptyset$	1	1
	X	0	1	X

1) $Z = \emptyset$, якщо в матриці Z хоча б один елемент $c_{ij} = \emptyset$

2) $A \subset Y$, якщо A можна отримати з Y шляхом фіксації всіх чи деяких “х” матриці B константами 0 і 1.

Наприклад, матриця $Z = \emptyset$, якщо

$$Z = \begin{vmatrix} 0 & 1 \\ 1 & x \end{vmatrix} \cap \begin{vmatrix} 0 & x \\ 0 & 0 \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} 0 & 1 \\ \emptyset & 0 \end{vmatrix}.$$

Матриця $A \subset B$, якщо

$$A = \begin{vmatrix} 0 & 1 \\ 1 & x \end{vmatrix}, B = \begin{vmatrix} x & 1 \\ 1 & x \end{vmatrix}.$$

Контроль і пошук несправностей з використанням трійкової ТФН можна організувати в такий спосіб.

Подаємо на ОД послідовність (тест) E і вимірюємо КП із W . За результатами вимірювань формуємо матрицю вимірювань M_x (помітимо, що в M_x завжди конкретні значення 0 чи 1, і немає значень “х”).

Контроль. Перевіряємо $M_x \subseteq M_0$. Якщо “так”, то ОД справний. Якщо $M_x \not\subseteq M_0$, то ОД вважаємо несправним.

Пошук несправності. По черзі для всіх $k = 1, \dots, r$ перевіряємо $M_x \subseteq M_k$. Несправність s_k включаємо в СПН, якщо $M_x \subseteq M_k$.

Приклад. Нехай в ОД (табл. 3.2) є несправність s_4 і в результаті вимірювань отримана матриця

$$M_x = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{vmatrix}.$$

Виконаємо процедуру контролю. ОД несправний, тому що $M_x \not\subset M_0$.

Виконаємо процедуру пошуку несправності. По черзі перевіряємо приналежність матриці M_x для всіх M_k ($k = 1, 2, 3, 4$). Отримаємо $M_x \subset M_1$, $M_x \not\subset M_2$, $M_x \not\subset M_3$, $M_x \subset M_4$. Отже, у СПН увійдуть несправності s_1 і s_4 .

Одними з основних понять у технічному діагностуванні є поняття про перевірку й розрізнення несправностей. Розглянемо спочатку ці поняття щодо цифрових ОД, а потім поширимо їх на об'єкт з аналоговим КП.

Означення 3.1. Несправність $s_k \in S$ називається такою, що перевіряється, якщо $M_o \cap M_k = \emptyset$.

У прикладі табл. 3.2 до несправностей, що перевіряються, відносяться s_1, s_2 і s_4 , тому що $M_o \cap M_1 = \emptyset$, $M_o \cap M_2 = \emptyset$ і $M_o \cap M_4 = \emptyset$. Практично, це означає, що за наявності в ОД однієї з несправностей s_1, s_2 чи s_4 значення КП w_1 на e_1 буде відрізнятися від його значення в справному ОД.

Означення 3.2. Несправність $s_k \in S$ називається такою, що не перевіряється, якщо $M_k \subseteq M_o$.

У нашому прикладі до неперевіраних відноситься несправність s_3 , тому що $M_3 \subset M_o$.

Означення 3.3. Несправність $s_k \in S$ називається такою, що перевіряється умовно, якщо $M_o \cap M_k \neq \emptyset$ і $M_k \not\subset M_o$.

Для несправності, що умовно перевіряється, результати вимірювань КП можуть у деяких випадках збігатися з можливими значеннями справного ОД, а в інших – ні. Так, якщо матриці

$$M_o = \begin{vmatrix} 1 & x \\ x & 0 \end{vmatrix} \text{ і } M_k = \begin{vmatrix} x & 1 \\ x & 0 \end{vmatrix},$$

то несправність s_k буде такою, що перевіряється умовно. Якщо під час вимірювання w_1 на e_1 буде отримане значення 0, то можна знайти наявність несправності (тому що в справному ОД повинна бути 1). Однак для значення 1 на цьому КП у несправному ОД (що можливо) ми не зможемо знайти несправність.

Означення 3.4. Несправності s_i і s_j називаються помітними, якщо $M_i \cap M_j = \emptyset$.

Для табл. 3.2 помітними є пари несправностей s_1 і s_3 , s_2 і s_3 , s_3 і s_4 .

Означення 3.5. Несправності s_i і s_j називаються нерозрізненими, якщо $M_i = M_j$.

Означення 3.6. Несправності s_i і s_j називаються умовно помітними, якщо $M_i \cap M_j \neq \emptyset$ і $M_i \neq M_j$.

Прикладами умовно помітних несправностей для табл. 3.2 є s_1 і s_2 , s_1 і s_4 , s_2 і s_4 .

За наявності умовно помітних несправностей СПН істотно залежить від результатів вимірювань КП і від того, яка з умовно помітних несправностей фактично є в ОД.

Нехай в ОД (див. табл. 3.2) є несправність s_4 і отримана

$$Mx = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{vmatrix}.$$

Тоді в СПН потраплять s_1 , s_2 і s_4 . Якщо ж

$$Mx = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{vmatrix},$$

то в СПН увійдуть несправності s_1 і s_4 .

Нижче в табл. 3.3 і 3.4 наведені можливі комбінації значень елементів матриць і відповідні їм умови перевірки чи розрізнення. Несправність є такою, що перевіряється (несправність помітна), якщо в матрицях присутня хоча б одна із зазначених у таблиці комбінацій; і такою, що не перевіряється (нерозрізнена) – якщо на всіх наборах значення як у рядку “неперевірна” (“нерозрізнена”). Якщо хоча б одне значення з рядка

Таблиця 3.3

M_o	M_k	Перевірність несправностей
0 1	1 0	перевірна
0 1	x x	перевірна умовно
0 1 x x x	0 1 x 0 1	неперевірна

Таблиця 3.4

M_i	M_j	Розрізнення несправностей
0	1	помітні
1	0	
0	x	умовно помітні
1	x	
x	0	
x	1	

“перевірні умовно” (“умовно помітні”), а інші з цих же рядків i , можливо, рядків “неперевірні” (“нерозрізнені”), то несправність перевірна умовно (несправності умовно помітні).

Розглянуті раніше поняття перевірки й розрізнення несправностей можуть бути поширені й на випадок аналогових КП, коли можливі значення КП задані інтервалами.

У табл. 3.5 показані умови перевірки для аналогового КП. У таблиці через a_o і b_o , a_k і b_k позначені нижня й верхня границі інтервалу можливих значень для справних ОД і з несправністю s_k , відповідно.

Таблиця 3.5

Номер пункту	Співвідношення інтервалів	Перевірність несправності
1	a_o b_o a_k b_k 	перевірна
2	а) a_o a_k b_k b_o б) $a_o = a_k$ $b_o = b_k$ 	неперевірна
3	а) a_o b_o a_k b_k б) a_k a_o b_o b_k 	умовно перевірна

У табл. 3.6 для аналогових КП показані результати $\cap$ -операції й умови розрізнення несправностей.

Таблиця 3.6

Співвідношення інтервалів	Результат операції	Розрізнення несправностей
1) a_i b_i a_j b_j ----- -----	$\emptyset$	Помітні
2) $a_i = b_j$ $b_i = b_j$ -----	$a_i = b_j$ $b_i = b_j$ -----	Непомітні
3) а) a_i b_i a_j b_j ----- ----- б) a_i a_j b_j b_i ----- -----	a_j b_i ----- a_j b_j -----	Умовно помітні

Питання для самостійної роботи

1. Що таке таблиця функцій несправностей?
2. Поняття таблиці функцій несправностей.
3. Методи діагностування пристроїв.
4. Властивості таблиці функцій несправностей.
5. Особливості кодування станів аналогових схем.
6. Особливості подання діагностичної інформації цифрових схем.
7. Кодування станів об'єктів з пам'яттю.
8. Властивості тестових векторів сигналів.
9. Фізичні причини змагань сигналів у цифрових схемах.
10. Поняття кратних несправностей.

4. МЕТОДИ ПОБУДОВИ ТЕСТІВ

4.1 Основні поняття

Послідовність сигналів, яку подають на входи ОД у процесі діагностування, називають **тестом**.

Як уже відзначалося, діагностування в часі можна розбити на ряд інтервалів (перевірок), кожному з яких відповідає деякий тестовий вплив (вхідний набір) і результат вимірювань.

Нехай E – множина усіх можливих послідовностей вхідних наборів, кожному з яких можна подати на ОД у процесі діагностування; $S = \{s_1, \dots, s_r\}$ – множина припустимих несправностей.

Позначимо $M_i(E)$ і $M_i(T)$ – матриці ТФН i -го технічного стану ($i=0, 1, \dots, r$) для деяких послідовностей E і T .

Означення 4.1. Послідовність $T \subseteq E$ називається **тестом контролю**, якщо для будь-якої несправності $s_k \in S$, для якої $M_0(E) \cap M_k(E) = \emptyset$, виконується умова: $M_0(T) \cap M_k(T) = \emptyset$.

Іншими словами, тест контролю забезпечує перевірку всіх несправностей, що можуть бути перевірені.

Означення 4.2. Послідовність $T \subseteq E$ називається **діагностичним тестом**, якщо для будь-якої пари s_i, s_j несправностей, для якої $M_i(E) \cap M_j(E) = \emptyset$, виконується умова: $M_i(T) \cap M_j(T) = \emptyset$.

Іншими словами, діагностичний тест – це тест, на якому помітна максимально можлива кількість пар несправностей.

Очевидно, що властивості означень 4.1 і 4.2 можуть виконуватися для декількох тестів, що мають різну надлишковість й довжину.

Означення 4.3. Тест контролю (діагностичний) T називають **тупиковим**, якщо будь-який тест $T' \subset T$ не є тестом контролю.

Очевидно, що під час проведення діагностування бажано мати тести як можна меншої довжини. Це скорочує час діагностування й обсяг необхідного інформаційного забезпечення.

Задача побудови тесту одна з головних і найбільш складних у технічній діагностиці. Як правило, сучасні системи автоматизації проектування електронних пристроїв мають спеціальні підсистеми побудови тестів.

Процес обчислення тестів у загальному випадку складається з наступних етапів:

- 1) визначення списку припустимих несправностей;
- 2) обчислення тестового набору для чергової несправності зі списку;
- 3) моделювання схеми на тестовому наборі для виявлення підмножини несправностей, що виникають;
- 4) визначення повноти перевірки схеми на побудованому тесті.

Розрізняють методи випадкового й детермінованого формування тестів. У даний час методи випадкового вибору тестових наборів практично не використовуються.

У зв'язку з високою складністю й трудомісткістю процесу побудови тестів широко застосовуються інтерактивні системи побудови тестів, що припускають активну участь людини в цьому процесі.

Під час вивчення методології побудови тестів як ОД виберемо цифрові об'єкти, тому що в теорії технічного діагностування найбільш глибоко пророблені задачі побудови тестів для цифрових схем.

З усього різноманіття методів детермінованої генерації тесту (не використовується методика випадкового вибору тестових наборів) розглянемо основні: з використанням ТН, метод активізації одновимірного шляху, d-алгоритм, метод булевої похідної, метод ЕНФ. Останні чотири методи розглядаються для комбінаційних схем.

Зауважимо, що для схем із мікропроцесорами отримали розвиток спеціальні підходи й методи, що будуть розглянуті пізніше.

4.2 Отримання тупикових тестів із використанням таблиць несправностей

Першими роботами, від яких власне і ведеться відлік утворення технічного діагностування як самостійного наукового напрямку, є дослідження з отримання тупикових і мінімальних тестів для релейно-контактних схем (Чегис И.А., Яблонский С.В., 1958).

Ці задачі зважувалися із застосуванням двійкової ТН, у якій усі стовпці різні (однакові стовпці поєднувалися в один).

Неважко помітити, що тоді тесту контролю відповідає сукупність рядків ТН, у яких у кожному стовпці є хоча б одна одиниця, а діагностичному тесту – сукупність рядків, на яких будь-яка пара стовпців хоча б в одному з цих рядків має різні значення.

Запропонований загальний підхід до визначення тупикових і мінімальних тестів полягав у нижче описаному.

Нехай ТН містить r стовпців, причому i -ий стовпець відповідає i -ій несправності.

1. Для кожного стовпця визначаємо множину рядків L_i ($i=1, \dots, r$), у яких у i -ому стовпці є 1.

2. Розглядаючи позначення рядків як деякі логічні змінні, складаємо логічні вирази, $\sum_i$, де $\sum_i$ – логічна сума змінних, відповідних рядкам із L_i .

3. Складаємо логічний вираз

$$\cdot \prod_{i=1}^r \sum_i$$

4. Отриманий вираз із застосуванням операцій алгебри логіки приводимо до виразу $\sum \Pi$ (тобто до диз'юнктивної форми). При цьому зі змінними виконуються перетворення виду:

$$A A = A; A \vee AB = A; (A B)(A \vee C) = A \vee BP.$$

Змінні, що входять в одну кон'юнкцію результуючого виразу, утворюють тупиковий тест. Кон'юнкції з найменшим числом літер визначають мінімальні тупикові тести.

Розглянемо ТН, представлену в табл. 4.1.

Таблиця 4.1

Набори	Номери несправностей					
	1	2	3	4	5	6
<i>a</i>	1	1				
<i>b</i>	1		1		1	
<i>c</i>	1			1		
<i>d</i>	1		1			1
<i>e</i>		1				
<i>f</i>		1			1	
<i>G</i>			1	1		
<i>h</i>			1			1

Логічні суми $\sum_i$ для кожного стовпця табл. 4.1 дорівнюють:

$$\sum_1 = a \vee b \vee c \vee d;$$

$$\sum_2 = a \vee e \vee f;$$

$$\sum_3 = b \vee d \vee G \vee h;$$

$$\sum_4 = c \vee G;$$

$$\sum_5 = b \vee f;$$

$$\sum_6 = d \vee h.$$

Їхній логічний добуток

$$\sum \Pi = (a \vee b \vee c \vee d)(a \vee e \vee f)(b \vee d \vee G \vee h)(c \vee G)(b \vee f)(d \vee h).$$

Після розкриття дужок і перетворень отримаємо:

$$\sum \Pi = dcf \vee dfG \vee cfh \vee afGh \vee bfGh \vee abcd \vee abdG \vee abch \vee abGh \vee bcde \vee bdeG \vee bceh \vee beGh.$$

Кожна кон'юнкція визначає тупиковий тест. Кон'юнкції *dcf*, *afG* і *cfh* визначають мінімальні тупикові тести.

Аналогічна методика може використовуватися для визначення за ТН і тупиковими діагностичними тестами.

Для цього попередньо треба перетворити ТН у таблицю, у якій стовпці відповідають усім можливим парам несправностей з вихідної ТН. У клітинках стовпця проставляється результат порівняння за *mod2* значень із стовпців відповідної пари несправностей. Результат такого перетворення

для табл. 4.1 представлений у табл. 4.2. Будь-яка сукупність рядків, що покриває одиницями всі стовпці табл. 4.2, є діагностичним тестом. Тому, застосувавши вищевикладений метод, отримаємо вираз $\sum \Pi$, кожна кон'юнкція якого визначає тупиковий діагностичний тест.

Вихідна ТН може містити кілька стовпців (за числом КП) для кожної несправності. Однак, для розглянутої задачі її легко привести до ТН з одним стовпцем для кожної несправності. У рядку стовпця така ТН містить "1", якщо дана несправність у вихідної ТН містить "1" хоча б в одному стовпці цього ж рядка.

Таблиця 4.2

Набори	Пари несправностей														
	1,2	1,3	1,4	1,5	1,6	2,3	2,4	2,5	2,6	3,4	3,5	3,6	4,5	4,6	5,6
<i>a</i>		1	1	1	1	1	1	1	1						
<i>b</i>	1		1		1	1		1		1		1	1		1
<i>c</i>	1	1		1	1		1			1			1	1	
<i>d</i>	1		1	1		1			1	1	1			1	1
<i>e</i>	1					1	1	1	1						
<i>f</i>	1			1		1	1		1		1		1		1
<i>G</i>		1	1			1	1				1	1	1	1	
<i>h</i>		1			1	1			1	1	1			1	1

Процес визначення всіх тупикових тестів є трудомістким навіть для невеликих таблиць. У ряді випадків може бути поставлена задача отримання тільки одного тупикового чи мінімального тесту.

Розглянемо один із методів її розв'язання. Цей метод припускає можливість зменшення розміру таблиці, що використовується для визначення тесту. Рядки й стовпці ТН видаляються за такими правилами.

1. З таблиці видаляються всі рядки, що поглинаються. Рядок називається таким, що поглинається, якщо він покриває одиницями стовпці, що покриваються хоча б одним іншим рядком.

2. З таблиці видаляються всі поглинальні стовпці. Стовпець називається поглинальним, якщо хоча б один інший стовпець не покриває інших рядків, крім тих, які покриваються даним стовпцем.

3. Якщо k -ий рядок включений у тест, то вибір інших рядків може виконуватися за таблицею, отриманою з вихідної, шляхом видалення k -го рядка й стовпців, що він покриває.

Розглянемо використання цих правил для визначення тупикового тесту по ТН (табл. 4.1).

Рядок *e* поглинається рядками *a* і *f*, стовець 3 поглинає стовець 6. У результаті застосування правил 1 і 2 отримуємо табл. 4.3. Тепер виділимо в табл. 4.3 стовпці, що містять найменше число одиниць. Такими є стовпці 2, 4-6. Виберемо стовець 2. Він має одиницю в рядках *a* і *f*.

Принаймні один з цих рядків повинен увійти в тупиковий тест. Припустимо, що це рядок a . Застосовуючи правило 3, отримаємо табл. 4.4.

Таблиця 4.3

Набори	Номери несправностей				
	1	2	4	5	6
a	1	1			
b	1			1	
c	1		1		
d	1				1
f		1		1	
G			1		
h					1

Таблиця 4.4

Набір	Номери несправностей		
	4	5	6
b		1	
c	1		
d			1
f		1	
G	1		
h			1

Після видалення рядків, що поглинаються f , G і h , однозначно отримаємо тест $T=\{a, b, c, d\}$, що є тупиковим. Неважко помітити, що за допомогою розглянутого способу ми в загальному випадку отримаємо тупиковий тест, що лише випадково може виявитися одним із мінімальних. Якщо розглянути всі можливі варіанти видалення рядків і стовпців, то можна отримати всі тупикові тести, включаючи мінімальні.

Досліджуємо, наприклад, варіант включення в тест рядка f . Після видалення з табл. 4.3 стовпців, що покриваються рядком f , отримаємо табл. 4.5.

Таблиця 4.5

Набір	Номери несправностей		
	1	4	6
a	1		
b	1		
c	1	1	
d	1		1
G		1	
h			1

У результаті поглинання рядків a , b , G рядком c і рядка h рядком d однозначно отримаємо тест $T = \{c, d, f\}$. Він коротший попереднього і для даного прикладу є мінімальним.

Наближені методи мінімізації ТН, як правило, являють собою ітераційні процедури вибору рядків. При цьому на кожному кроці вибирається "найкращий" рядок відповідно до визначеного критерію. Ці критерії можуть бути різними.

Наприклад, можна на кожному кроці вибирати набір, що забезпечує перевірку максимального числа ще неперевірених несправностей. Інший спосіб припускає на кожному кроці визначення стовпця, що містить найменше число одиниць. Якщо стовпець містить одну одиницю, то рядок з одиницею безумовно включається в тест. Якщо кілька одиниць, то в тест включається рядок із найбільшим числом одиниць.

4.3 Метод активізації одновимірного шляху

Цей метод є одним з історично перших структурних підходів до побудови тестів. Основна ідея методу полягає в побудові шляху від місця несправності, наприклад, від деякого елемента D_i через послідовність деяких елементів $D_2, \dots, D_N$ до одного із зовнішніх контрольованих виходів об'єкта. Вхідні сигнали елементів $D_2, \dots, D_N$ вибираються таким чином, щоб за значенням сигналу на обраному зовнішньому виході можна було судити про стан елемента D_i .

При цьому на входи несправного елемента D_i необхідно подати сигнали, для яких несправність виявляється на його виході. Створюваний таким чином шлях називають активізованим, що і визначило назву методу.

Нехай у цифровій схемі рис. 4.1 є несправність, еквівалентна фіксації виходу елемента $D1$ у значенні "лог. 0". Щоб активізувати шлях від $D1$ до виходу f треба подати $c=0$ і $d=0$. Для виявлення несправності на виході елемента $D1$ треба подати $a=b=1$.

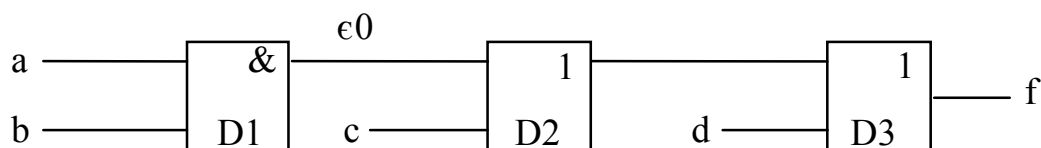


Рисунок 4.1.

Процедури формування тестового впливу для перевірки деякої несправності можна сформулювати у вигляді таких операцій.

1. Визначаємо умову, за якої задана несправність виявляється в місці її виникнення.
2. Вибираємо послідовність елементів (шлях), через які несправність буде транспортуватися до контрольованого виходу.

3. Визначаємо умову активності обраного шляху. При цьому для кожного елемента шляху задаємо вхідні сигнали таким чином, щоб його вихід залежав від вихідного сигналу попереднього елемента шляху.

4. Визначаємо комбінацію значень вхідних сигналів схеми, для яких несправність виявляється в місці її виникнення і транспортується на контрольований вихід схеми.

Пункти 1-3 наведеного алгоритму часто називають прямою фазою методу активізації одновимірного шляху, а п. 4 – зворотною фазою. Щоб побудувати тест для пристрою в цілому, даний алгоритм застосовується послідовно для кожної несправності з множини припустимих. Тест пристрою являє собою послідовність тестових наборів, отриманих для кожної несправності.

На рис. 4.2 показані значення сигналів на лініях схеми в результаті виконання розглянутого алгоритму для несправності "лінія $i = 0$ ". У процесі виконання "прямой фази" алгоритму лініям присвоюються значення: $a = 1, b = 1, k = 0, e = 1$. У "зворотній фазі" алгоритму треба визначити значення c і d , для яких $k = 0$. Це значення: $c = 0, d = 0$ (можна вибрати й іншу комбінацію значень, що забезпечують $k = 0$).

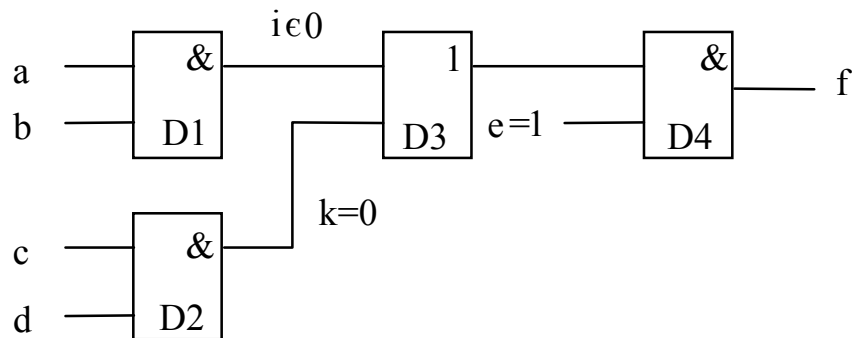


Рисунок 4.2.

Згідно з цими значеннями задану несправність перевіряє тестовий набір

$a \ b \ c \ d \ e$
1 1 0 0 1

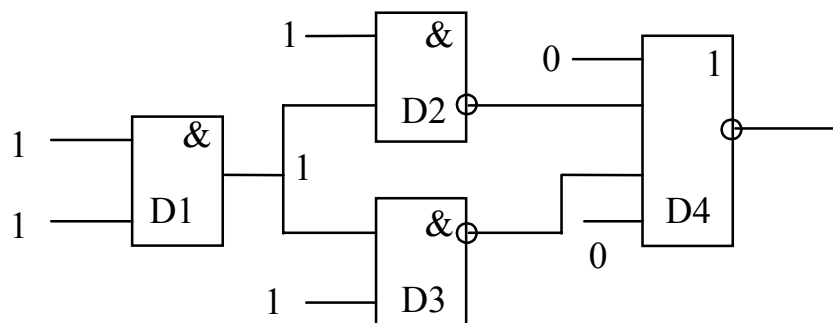


Рисунок 4.3.

Метод простий і зручний для ручного використання, однак можливі несправності, для перевірки яких необхідно активізувати кілька шляхів. Звичайно – це наслідок наявності розгалужень, що сходяться. На рис. 4.3 наведена схема, у якій для перевірки несправності $=1$ на виході елемента $D1$ необхідно активізувати два шляхи: через елементи $D2, D4$ і через елемент $D3, D4$.

Найбільш популярною формальною реалізацією структурного підходу до побудови тестів, для якої забезпечується активізація множини шляхів, є d -алгоритм.

4.4 d -алгоритм

Загальне розв’язання задачі побудови тесту на основі ідеї активізації шляху найбільш вдало втілене в запропонованому Ротом (1967р.) d -алгоритмі. В основі його лежать поняття логічних кубів різного виду і правила дії над кубами, що робить зручним реалізацію алгоритму на ЕОМ.

Під логічним кубом розуміється вектор розмірністю N , кожна координата якого має одне з п'яти значень: 0, 1, x , d , d^* .

Тут 0 і 1 представляють звичайні булеві значення, x – символ невизначеного чи байдужного значення; більш точно його зміст, так само, як зміст символів d і d^* , стане ясний з подальшого.

Над парою логічних кубів $A = (a_1, a_2, \dots, a_N)$ і $B = (b_1, b_2, \dots, b_N)$ можна робити операцію перетину, що виконується покоординатно за такими правилами:

$$\cap b_i = \begin{cases} a_i, & \text{якщо } b_i = x \text{ чи } a_i = b_i, \\ b_i, & \text{якщо } a_i = x_i, \\ \text{невизначено в інших випадках, тобто дорівнює } \emptyset \end{cases}$$

Якщо хоча б для однієї координати результат перетину не визначений, то і перетин кубів A і B вважається порожнім.

Кожному логічному елементу схеми відповідає три набори кубів елемента, що використовуються для побудови тестів: вироджені (сингулярні) куби, d -куби елементів і d -куби несправностей.

Вироджені (сингулярні) куби дозволяють представити таблицю істинності елемента в скороченому вигляді. У цих кубах входам, що не впливають на значення виходу, присвоюється значення “ x ”.

На рис. 4.4 для елементів І, АБО-НІ, М2 показані їхні сингулярні куби. Для елемента М2 немає несуттєвих входів, тому його покриття цілком повторює повну таблицю істинності.

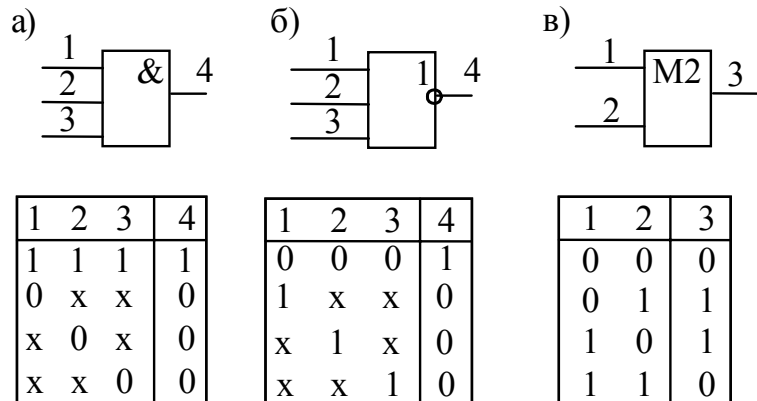


Рисунок 4.4

d -куби елементів дозволяють вказати ситуації, коли сигнал на деякому вході чи групі входів визначає значення виходу елемента. Для їхньої побудови можна використовувати пари вироджених кубів A і B , таких, що значення на вихідній координаті в A і B різні. Такій парі відповідає d -куб $G=(G_1, \dots, G_N)$, визначений у такий спосіб (операція d -перетину):

$$G_i = \begin{cases} d_i, & \text{якщо } a_i = 1 \text{ чи } b_i = 0, \\ d^*, & \text{якщо } a_i = 0 \text{ і } b_i = 1, \\ a_i \cap b_i & \text{в інших випадках} \end{cases}$$

Порівнюючи подібним чином кожен пару вироджених кубів, отримаємо множину d -кубів елемента. У кожному із них вихідна координата і принаймні одна з вхідних дорівнюють d або d^* . Наприклад, перетин перших двох сингулярних кубів елемента І (рис. 4.4 (а)) дасть d -куб

$$1111 \cap 0xx0 = d11d.$$

Отриманий куб показує, що при фіксації в “одиницях” другого й третього входів елемента сигнал на його виході визначається значенням на першому вході.

Це робить зручним використання d -кубів для побудови активізованого шляху в схемі.

d -куби, отримані в результаті перетинань сингулярних кубів, достатні для розв’язання задачі формування тестового впливу шляхом активізації одного шляху від несправного елемента до виходу схеми. Однак, у загальному випадку, необхідно мати всі можливі d -куби елементів, які можна отримати, якщо під час перетинань символи “х” змінювати на 0 і 1.

Для елементів на рис. 4.4 це d -куби:

$$a) (1, 1, d, d), (1, d, 1, d), (d, 1, 1, d), (1, d, d, d),$$

$(d, 1, d, d), (d, d, 1, d), (d, d, d, d), (1, 1, d^*, d^*), (1, d^*, 1, d^*),$
 $(d^*, 1, 1, d^*), (1, d^*, d^*, d^*), (d^*, 1, d^*, d^*), (d^*, d^*, 1, d^*), (d^*, d^*, d^*, d^*);$
 б) $(0, 0, d, d^*), (0, d, 0, d^*), (d, 0, 0, d^*), (0, d, d, d^*),$
 $(d, 0, d, d^*), (d, d, 0, d^*), (d, d, d, d^*), (0, 0, d^*, d), (0, d^*, 0, d),$
 $(d^*, 0, 0, d), (0, d^*, d^*, d), (d^*, 0, d^*, d), (d^*, d^*, 0, d), (d^*, d^*, d^*, d);$
 в) $(0, d, d), (1, d, d^*), (d, 0, d), (d, 1, d^*), (0, d^*, d^*),$
 $(1, d^*, d), (d^*, 0, d^*), (d^*, 1, d).$

У d -кубі несправності координати, відповідні входам елемента, мають значення, для яких дана несправність спостерігається (іноді говорять виявляється) на виході елемента. Координата, зіставлена виходу, дорівнює d , якщо у справному стані на виході елемента “1” і дорівнює d^* , якщо у справному стані на виході “0”. Для однієї несправності може існувати кілька d -кубів несправності. Наприклад, “несправності $\equiv 0$ на лінії 1” елемента M2 (рис. 4.4в) відповідає два d -куби несправності: $(10d)$ і $(11d^*)$.

Нижче в табл. 4.6 показані d -куби несправностей константного типу елемента I, представленого на рис. 4.4 (а):

Таблиця 4.6

Несправність	d -куби несправностей
0 на лінії 1	1 1 1 d
0 на лінії 2	
0 на лінії 3	
0 на лінії 4	
1 на лінії 1	0 1 1 d^*
1 на лінії 2	1 0 1 d^*
1 на лінії 3	1 1 0 d^*
1 на лінії 4	0 x x d^*
	x 0 x d^*
	x x 0 d^*

З таблиці видно, що несправності типу “0” для всіх ліній мають той самий d -куб несправності, а для несправності “1 на лінії 4” існує три різних d -куби.

d -алгоритм припускає, що тестовий вплив (вхідний набір) визначається окремо для кожної несправності. Сукупність отриманих наборів утворить тест для всієї множини припустимих несправностей.

У d -алгоритмі можна виділити такі три основні операції побудови тестового набору для перевірки заданої несправності.

1. Вибирається d -куб заданої несправності.

2. Активізуються можливі шляхи від елемента з обраною несправністю до контрольованого виходу. При цьому застосовується операція перетину d -куба несправності з d -кубами всіх елементів шляхів від несправності до виходу схеми (пряма фаза d -алгоритму).

3. Виконується перетин отриманого в п. 2 d -куба із сингулярними кубами інших елементів із метою забезпечення умов активізації, заданих цим d -кубом (зворотна фаза d -алгоритму).

Приклад. Необхідно визначити тестовий вплив для несправності “= 0” на другому вході (лінія 8) елемента $D3$ схеми рис. 4.5.

Перш ніж почати виконання d -алгоритму варто підготувати вихідну інформацію, що знадобиться під час його виконання. Це сингулярні і d -куби елементів, що були наведені раніше, а також d -куб заданої несправності.

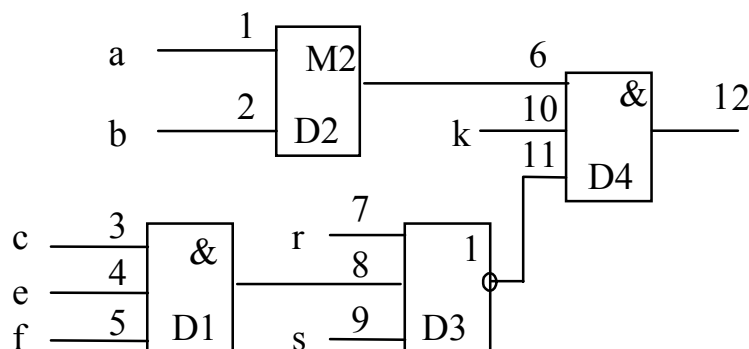


Рисунок 4.5

Останній має вигляд (у верхньому рядку дані номери ліній):

7 8 9 11

0 1 0 d^* .

Якщо для заданої несправності існує кілька d -кубів несправності, то спочатку можна вибрати кожен із них.

У розглянутій схемі пронумеровано 12 ліній. Зручно вести обчислення, представляючи куби у вигляді дванадцятирозрядних векторів.

Після підготовки вихідної інформації можна перейти до операцій d -алгоритму.

1. d -куб несправності “= 0” на другому вході елемента $D3$ має вигляд (у верхньому рядку дані номери ліній):

1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12

3 = x x x x x x 0 1 0 x d^* x.

2. Від виходу $D3$ є тільки один шлях до виходу схеми (через елемент $D4$). Виконуємо перетин куба 3 з d -кубом 31 елемента $D4$, що має символ d^* на третьому вході:

1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12

3 = x x x x x x 0 1 0 x d^* x

31 = x x x x x 1 x x x 1 d^* d^*

$$C2 = x \ x \ x \ x \ x \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ d^* \ d^*.$$

Поява в результуючому кубі символу d^* на вихідній координаті (тобто на лінії 12) свідчить про закінчення прямої фази d -алгоритму.

3. Зворотна фаза d -алгоритму для розглянутого алгоритму буде складатися в послідовному перетинанні куба 32 із сингулярними кубами елементів $D1$ і $D2$. Із сингулярних кубів елемента $D1$ необхідно вибрати той, у якому на його виході значення 1, тому що в кубі 32 координата 8 визначена = 1.

$$\begin{array}{r} 1 \ 2 \ 3 \ 4 \ 5 \ 6 \ 7 \ 8 \ 9 \ 10 \ 11 \ 12 \\ 32 = x \ x \ x \ x \ x \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ d^* \ d^* \\ 33 = x \ x \ 1 \ 1 \ 1 \ x \ x \ 1 \ x \ x \ x \ x \end{array}$$

$$C4 = x \ x \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ d^* \ d^*.$$

Із сингулярних кубів елемента $D2$ варто вибрати той, у якому на виході значення 1, тому що в кубі 34 координата 6 має значення 1. Таких кубів декілька. Спочатку можна взяти кожен.

$$\begin{array}{r} 1 \ 2 \ 3 \ 4 \ 5 \ 6 \ 7 \ 8 \ 9 \ 10 \ 11 \ 12 \\ 34 = x \ x \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ d^* \ d^* \\ 35 = 0 \ 1 \ x \ x \ x \ 1 \ x \ x \ x \ x \ x \ x \end{array}$$

$$36 = 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ d^* \ d^*,$$

В отриманому кубі 36 немає невизначених (тобто рівних "х") координат. Тому виконання d -алгоритму закінчене.

На останньому кроці по координатах 1-5, 7, 9, 10 визначаємо вхідний набір, що перевіряє задану несправність:

$$\begin{array}{c} a \ b \ c \ e \ f \ r \ s \ k \\ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 1. \end{array}$$

Можливо, що під час виконання п. 2 чи п. 3 у результаті перетину буде значення "порожнє". Тоді варто взяти інший куб для перетину (якщо такий існує). Якщо все-таки після перебору всіх кубів (у тому числі усіх варіантів d -кубів розглянутої несправності) не вдалося позбутися значення "порожньо", то це означає, що дана несправність не може бути перевірена, тобто в схемі є надлишковість.

4.5. Побудова тесту за методом булевої похідної

Булевою похідною функції $f(x) = f(x_1, x_2, \dots, x_N)$ по x_i називається функція $df(x)/dx_i = f(x_1, x_2, \dots, x_i, \dots, x_N) \oplus f(x_1, x_2, \dots, \overline{x_i}, \dots, x_N)$, де $\oplus$ – сума за модулем 2.

Булева похідна може бути також обчислена і за такою формулою:

$$df(x)/dx_i = f(x_1, x_2, \dots, 0, \dots, x_n) \oplus f(x_1, x_2, \dots, 1, \dots, x_n).$$

Булева похідна визначає значення логічних змінних $x_1, \dots, x_n$ (крім x_i), для яких зміна стану x_i призводить до зміни значення функції $f(x)$. Тест для несправності $x_i = 0$ ($x_i = 1$) визначає значення логічних змінних, для яких

$$x_i \cdot df(x)/dx_i = 1 \quad (\bar{x}_i \cdot df(x)/dx_i = 1).$$

Сказане можна поширити і на внутрішні змінні. Тест для несправностей $z = 0$ ($z = 1$) внутрішньої лінії схеми визначає значення логічних змінних, для яких

$$z \cdot df(x)/dz = 1 \quad (\bar{z} \cdot df(x)/dz = 1).$$

Таким чином, вхідний вплив для перевірки несправності в точці z визначається в такий спосіб.

1. Складаємо функцію $f(x)$, у якій в якості змінної є z .
2. Визначаємо частинну булеву похідну $df(x)/dz$, приводимо отриманий вираз до диз'юнктивної форми (ДФ).
3. Вибираємо один із термів (наприклад, t), отриманий в п. 2 ДФ.
4. Несправність $z = 0$ перевіряється на впливі, при якому значення змінних $x_1, \dots, x_n$ забезпечують умову $z \cdot t = 1$.
5. Несправність $z = 1$ перевіряється на впливі, при якому значення змінних $x_1, \dots, x_n$ забезпечують умову $\bar{z} \cdot t = 1$.

Наведемо кілька прикладів обчислення тестів методом булевої похідної.

Приклад. Дано схему (рис. 4.6), що реалізує функцію $f(x) = x_1 x_2 \vee x_3$. Знайти тести несправностей $x_1 = 0$ і $x_1 = 1$.

Знайдемо булеву похідну $df(x)/dx_1$:

$$df(x)/dx_1 = (1 \cdot x_2 \vee x_3) \oplus (0 \cdot x_2 \vee x_3) = (x_2 \vee x_3) \oplus x_3 = (x_2 \vee x_3)x_3 \vee \overline{(x_2 \vee x_3)}x_3 = \overline{x_2}x_3$$

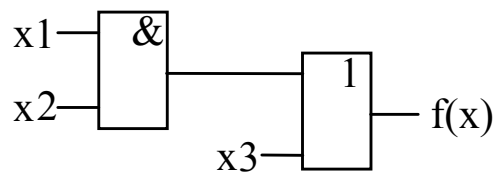


Рисунок 4.6

Тест для $x_1 = 0$ визначимо з умови $x_1 \cdot df(x)/dx_1 = 1$, тобто $x_1 x_2 \bar{x}_3 = 1$.
Отже, $x_1 = 1, x_2 = 1, x_3 = 0$.

Тест для $x_1 = 1$ визначимо з умови $\bar{x}_1 df(x)/dx_1 = 1$, тобто $\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 = 1$.

Отже, $x_1 = 0, x_2 = 1, x_3 = 0$.

Приклад. Для схеми рис. 4.7 знайти тестові набори для перевірки несправностей $x_2 = 0$ і $x_2 = 1$.

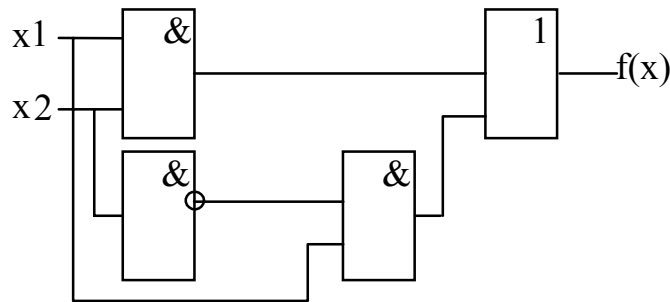


Рисунок 4.7

Схема реалізує функцію $f(x) = x_1 x_2 \vee x_1 \overline{x_2}$.

Користуючись формулою для обчислення булевої похідної $df(x)/dx_2$, знаходимо її значення:

$$df(x)/dx_2 = (x_1 \cdot 1 \vee x_1 \cdot 0) \oplus (x_1 \cdot 0 \vee x_1 \cdot 1).$$

Це означає, що $f(x)$ не залежить від x_2 , тобто несправності $x_2=0$ і $x_2=1$ є неперевірними.

Приклад. Дано схему (рис. 4.8). Знайти тестовий набір для перевірки несправності $y_6 = 0$. Виразимо $f(x)$ через внутрішні змінні схеми:

$$f(x) = y_5 \vee y_6.$$

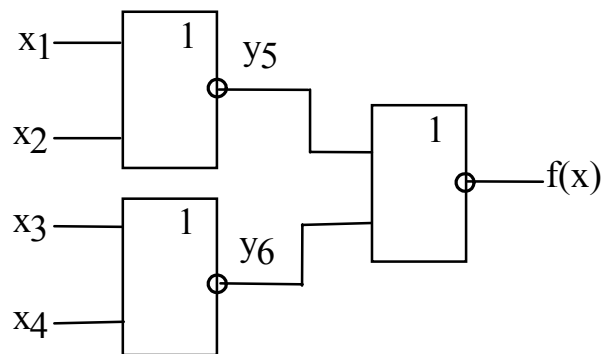


Рисунок 4.8

Знайдемо булеву похідну $df(x)/dy_6$:

$$df(x)/dy_6 = (y_5 \vee 0) \oplus (y_5 \vee 1) = y_5 \oplus 0 = y_5 = x_1 \vee x_2.$$

Тест для $y_6=0$ знайдемо з умови $y_6 \cdot df(x)/dy_6 = 1$, тобто

$$(x_3 \vee x_4)(x_1 \vee x_2) = x_3 x_4 (x_1 \vee x_2) = x_1 x_3 x_4 \vee x_2 x_3 x_4 = 1.$$

Якщо від точки, що перевіряється, є кілька шляхів до контрольованого виходу, то похідна для даної точки визначається як добуток декількох похідних, число яких залежить від числа шляхів.

Цей метод оснований на представленні булевої функції у вигляді еквівалентної нормальної форми (ЕНФ), що описує конкретну реалізацію схеми. ЕНФ відрізняється від ДФ тим, що її змінні зіставлено не входам схеми, а всім можливим шляхам поширення сигналів.

Розкривши дужки, маємо

Закодуємо послідовності елементів шляхів схеми в такий спосіб:

З урахуванням введених позначень запишемо

Аргументами ЕНФ є літери ЕНФ. Число літер ЕНФ у загальному випадку більше числа вхідних змінних схеми, тому що та сама вхідна змінна може бути пов'язана з виходом схеми декількома шляхами.

Поряд з ЕНФ можна використовувати під час побудови тестів також зворотну ЕНФ (ЗЕНФ). Зворотна ЕНФ для схеми рис. 4.9 має вигляд:

$$\overline{y} = a_1 b_2 \vee a_1 c_2 \vee \overline{b_3} \overline{c_3} \overline{d_4}.$$

Ідея побудови тесту несправності по ЕНФ (чи ЗЕНФ) основана на описаному нижче.

Для несправності константного типу функцію, реалізовану схемою, можна отримати з вихідної, зафіксувавши деякі літери в значеннях 0 і 1. Наприклад, функцію схеми при несправності "лінія $m=1$ " можна отримати з вихідної ЕНФ, зафіксувавши букви a_1 і b_2 у значенні 1, або букви a_1 і c_2 у значенні 1. Після підстановки цих значень у функцію справної схеми отримаємо функцію, реалізовану для заданої несправності: $y=0$.

Очевидно, що з цього факту випливає можливість побудови тесту несправності шляхом визначення вхідного набору, що виявляє "фіксацію букв" ЕНФ заданою несправністю.

Оскільки ЕНФ являє собою суму логічних добутків, вона відповідає гіпотетичній схемі декількох І-АБО. Кожній схемі І відповідає один терм ЕНФ. З такого представлення ЕНФ стає очевидним, що для виявлення несправностей, пов'язаних із змінною (буквою) " x_i ", що входить у який-небудь терм ЕНФ, необхідне виконання таких умов:

- 1) рівність нулю всіх термів, крім того, що утримує змінну x_i ;
- 2) рівність одиниці всіх компонентів обраного терму, у який входить змінна x_i . Виконання цих умов забезпечує тотожна рівність $f(x)=x_i$ і, як наслідок, несправності, що змінюють значення даної змінної, змінюють і значення виходу схеми.

Тест, що перевіряє фіксацію всіх букв у значеннях 0 і 1 є тестом, що перевіряє всі несправності константного типу.

Методику побудови тесту за методом ЕНФ можна представити у вигляді таких операцій.

1. Пронумерувавши лінії схеми й елементи, будуємо ЕНФ.
2. Вибираємо букву ЕНФ і терм із цією буквою.
3. Для перевірки букви на несправність типу 1(0) присвоюємо їй значення 0(1). Усім іншим буквам обраного терму присвоюємо значення так, щоб вони давали значення 1 в обраному термі.
4. В інших термах хоча б одній букві присвоюємо таке значення, щоб терм став рівним нулю. Якщо виявилось неможливим виконати цю умову для обраного терму, то повертаємося до п. 3 і беремо інший терм із розглянутою буквою.
5. Визначаємо значення змінних ЕНФ, відповідних входам схеми. Вони устанавлюються відповідно до призначених значень букв і задають вхідний набір для перевірки обраної в п. 2 букви.
6. Повторюємо п. 2-4 до тих пір поки не будуть розглянуті всі букви ЕНФ і їхньої фіксації.

Кожній букві відповідає група ліній і елементів схеми. Тому тестовий набір, що перевіряє букву фактично, перевіряє правильність проходження сигналу через відповідну групу ліній і елементів, а отже перевіряє деяку множину несправностей. Помітимо, що можливі ситуації, коли для перевірки несправності необхідно шукати набір, що перевіряє фіксацію деякої групи букв. Однак такі ситуації досить рідкі.

Питання для самостійної роботи

1. Що таке тестування?
2. Поняття контрольного тесту.
3. Що таке діагностичний тест?
4. Методи синтезу тестів.
5. Що таке мінімізація таблиці функцій несправностей?
6. Метод активізації шляхів.
7. Що таке d -алгоритм?
8. Метод булевої похідної.
9. Основні недоліки алгоритмів синтезу тестів.

5. ОЦІНЮВАННЯ ЯКОСТІ ДІАГНОСТУВАННЯ

5.1 Основні критерії оцінювання

Під час організації процесів діагностування природно виникають питання оцінювання якості використовуваних тестів і діагностичних процедур. Найбільш важливими і часто використовуваними оцінками є: повнота контролю, глибина пошуку несправностей, ймовірність контролю.

У ДСТ 20911-89 даються такі означення цих критеріїв.

Повнота контролю – характеристика, що визначає можливість виявлення відмовлень (несправностей) в об'єкті за обраним методом його діагностування (контролю).

Глибина пошуку місця несправностей – характеристика, що задається вказівкою складової частини об'єкта з точністю, до якої визначається місце відмови (несправності).

Ймовірність контролю – ступінь об'єктивної відповідності результатів діагностування (контролю) дійсному технічному стану об'єкта.

Розглянемо, як отримують чисельні значення вищевказаних критеріїв.

5.2 Повнота контролю

Повнота контролю – основний критерій оцінювання якості тестів, процедур контролю і тестової інформації, застосовуваних на практиці. Звичайно вона обчислюється у вигляді відсотка несправностей, що перевіряються, за формулою:

$$П_1 = [(G - G_1) / G] \cdot 100 \%,$$

де G – число всіх припустимих несправностей;

G_1 – число неперевірених несправностей.

Зі збільшенням складності ОД звичайно зростає число умовно перевірених несправностей. Причому їхній пошук – найбільш неприємна й складна проблема.

За наявності умовно перевірених несправностей для оцінювання повноти контролю доцільно додатково застосовувати ще дві формули:

$$П_2 = \{ [G - (G_1 + \sum_{k=1}^{G_2} m_k)] / G \} \times 100 \%,$$

$$П_3 = \{ [G - (G_1 + G_2)] / G \} \times 100 \%,$$

де G_2 – число умовно перевірених несправностей;

m_k – ймовірність неперевірки k -ої несправності з числа перевірених умовно.

Фактично оцінки $П_1$ і $П_3$ дають верхню й нижню границі можливих значень повноти перевірки. Значення $П_2$ ($П_3 < П_2 < П_1$) визначається з

урахуванням імовірностей неперевірки несправностей, що умовно перевіряються. Для великого числа умовно перевірних несправностей $П2$ може стати основною оцінкою.

Якщо є дані (наприклад, у вигляді ТФН) про поведінку справного ОД і з несправністю, то досить легко визначити число неперевірних і умовно перевірних несправностей, і обчислити $П1$ і $П3$. Для обчислення $П2$ необхідно додатково вміти визначати значення m_k .

Розглянемо, як визначати значення m_k для цифрових і аналогових КП. При цьому будемо вважати значення КП випадковими величинами, тому що нам невідомі технічний стан ОД і точні значення характеристик його елементів.

Нехай на ОД подається послідовність $E = e_1, \dots, e_N$ тестових наборів, $S = \{S_1, \dots, S_r\}$ – множина припустимих несправностей, $E = \{e_1, \dots, e_m\}$ – множина КП.

Обчислення m_k для аналогових КП

У процесі діагностування результат кожного вимірювання порівнюється з відповідним допуском. Якщо хоча б один із результатів вимірювань знаходиться поза межами заданого для нього допуску, то ОД вважаємо несправним.

У різних екземплярів того самого пристрою елементи мають деяке розходження в характеристиках, що є наслідком технологічного розкиду при їхньому виготовленні. Тому аналогові сигнали і відповідно аналогові КП, характеризуються деяким полем розсіювання (інтервалом значень). Значення нижньої й верхньої границь такого інтервалу j -го КП на i -ій перевірці для справного пристрою позначимо a_o^{ij} і b_o^{ij} , для пристрою з несправністю S_k – a_k^{ij} і b_k^{ij} . Очевидно, що поле допуску для перевірки e_i і КП e_j повинне включати принаймні частину інтервалу $[a_o^{ij}, b_o^{ij}]$.

Надалі для визначеності будемо вважати, що нижня й верхня границі допуску на наборі e_i для КП e_j рівні a_o^{ij} і b_o^{ij} .

Очевидно, для перевірної і неперевірної несправностей $m_k = 0$ і $m_k = 1$, відповідно. Для умовно перевірної несправності $0 < m_k < 1$.

Спочатку припустимо, що в процесі контролю вимірюється тільки один КП e_j і тільки на одній перевірці e_i . Тоді для несправності S_k , що умовно перевіряється,

$$m_k^{ij} = m_k = \int_a^b f_k^i(e_j) de_j,$$

де $f_k^i(e_j)$ – функція щільності імовірності значень $e_j \in E$ на перевірці $e_i \in E$ за наявності несправності $S_k \in S$;

a і b – нижня й верхня границі області загальних значень для справного (S_o) і несправного (S_k) пристроїв.

Інтеграл у формулі береться по області значень, що є загальними для справного й несправного технічних станів. Фактично, значення m_k є імовірність того, що за наявності в об'єкті контролю несправності S_k результат вимірювання потрапить в інтервал $[a, b]$.

Наприклад, нехай границі інтервалів припустимих значень для S_0 і S_k такі, як показано на рис. 5.1.

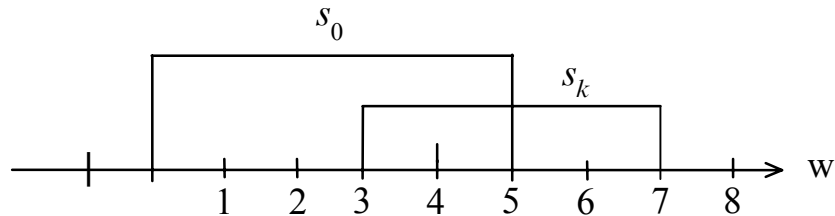


Рис. 5.1

Тоді, $m_k = \int_3^5 f_k^i(e_j) de_j$.

Нехай тепер виконується кілька перевірок і вимірюється декілька КП. Якщо припустити, що значення КП не корельовані, то

$$m_k = \prod_{i=j=1}^{i=n, j=m} m_k^{ij}.$$

Отже,

$$\Pi_2 = \{ [G - (G_1 + \sum_{k=1}^{G_2} \prod_{i=j=1}^{i=n, j=m} m_k^{ij})] / G \} \cdot 100 \%,$$

де k відповідає k -ій несправності з числа умовно перевірених.

У практичних розрахунках може виявитися зручним організувати обчислення за формулою:

$$\Pi_2 = \{ [(G - \sum_{k=1}^G \prod_{i=j=1}^{i=n, j=m} m_k^{ij})] / G \} \cdot 100 \%.$$

Визначення функції $f_k^i(e_j)$, як правило, пов'язане зі значними труднощами. Обчислення m_k значно спрощуються, якщо допустити, що для $f_k^i(e_j)$ мають місце рівномірний чи нормальний закон розподілу. Так, для рівномірного закону значення m_k^{ij} є відношення довжини інтервалу значень, загальних для технічних станів S_0 і S_k , до довжини інтервалу поля розсіювання в S_k . Припустимо, що співвідношення полів розсіювання такі, як на рис. 5.1.

Тоді $m_k^{ij} = (b_0^{ij} - a_k^{ij}) / (b_k^{ij} - a_k^{ij}) = (5 - 3) / (7 - 1) = 1/2$.

Проілюструємо пропонуваній спосіб оцінювання повноти контролю на прикладі, представленому в табл. 5.1. Для цього прикладу $E=e_1, e_2$; $E=\{e_1, e_2\}$ і $S=\{S_1, S_2, S_3\}$. Інтервали $[a_o^{ij}, b_o^{ij}]$ і $[a_k^{ij}, b_k^{ij}]$ дані в підтаблицях (M_0 визначає інтервали значень КП для S_0 ; M_k – для $S_k \in S$). Інтервали загальних значень для справного і кожного несправного технічного стану показані в табл. 5.2 (у підтаблиці T_k зіставлена пара S_0, S_k технічних станів).

Таблиця 5.1

Перевірка	M_0		M_1		M_2		M_3	
	e_1	e_2	e_1	e_2	e_1	e_2	e_1	e_2
e_1	[1,4]	[0,5]	[1,5]	[2,4]	[1,4]	[1,3]	[1,4]	[2,3]
e_2	[3,7]	[1,4]	[1,4]	[3,6]	[3,6]	[2,4]	[3,7]	[2,8]

Таблиця 5.2

Перевірка	T_1		T_2		T_3	
	e_1	e_2	e_1	e_2	e_1	e_2
e_1	[1,4]	[2,4]	[1,4]	[1,3]	[1,4]	[2,3]
e_2	[3,4]	[3,4]	[3,6]	[2,4]	[3,7]	[2,4]

Для спрощення обчислень приймемо гіпотезу про рівномірний розподіл значень КП. Тоді отримаємо

$$\begin{aligned}
 m_1^{11} &= (4-1)/(5-1) = 3/4 & m_2^{11} &= 1 & m_3^{11} &= 1 \\
 m_1^{12} &= 1 & m_2^{12} &= 1 & m_3^{12} &= 1 \\
 m_1^{21} &= 1/3 & m_2^{21} &= 1 & m_3^{21} &= 1 \\
 m_1^{22} &= 1/3 & m_2^{22} &= 1 & m_3^{22} &= 1/3.
 \end{aligned}$$

Звідси

$$m_1 = \prod_{i=j=1}^{i=j=2} m_1^{ij} = 3/4 \cdot 1 \cdot 1/3 \cdot 1/3 = 1/12;$$

$$m_2 = 1 \cdot 1 \cdot 1 \cdot 1 = 1;$$

$$m_3 = 1 \cdot 1 \cdot 1 \cdot 1/3 = 1/3.$$

Аналізуючи отримані значення, неважко встановити, що несправність S_2 відноситься до числа неперевірних, а S_1 і S_3 – до умовно перевірних.

Таким чином, у розглянутому випадку $G=3$, $G_1=1$, $G_2=2$.

Отже,

$$P_3 = \{[3-(1+2)]/3\} \cdot 100\% = 0\%;$$

$$P_1 = [(3-1)/3] \cdot 100\% \approx 67\%.$$

Помітимо, що даний приклад ілюструє ситуацію, коли оцінки P_1 і P_3 мало інформативні. Так, якщо включення нових перевірок у послідовність E чи зміна складу E позначиться тільки на ступені перетину

полів розсіювання в технічних станах S_0 і S_k , то оцінки Π_1 і Π_3 залишаються незмінними.

Використовуючи раніше обчислені значення m_k , визначимо значення Π_2 :

$$\Pi_2 = \{[G - (1 + \sum m_k)]/G\} \cdot 100\% = \{[3 - (1 + 5/12)]/3\} \cdot 100\% \approx 53\%.$$

Обчислення m_k для цифрових КП

Сформулюємо правила обчислення m_k для цифрових КП при наступних допущеннях:

- а) усі несправності з S рівноймовірні;
- б) у ТФН можливі значення з алфавіту $\{0, 1, x\}$;
- в) якщо матриця M_0 чи M_k ($k = 1, \dots, r$) має h символів x , то всі 2^h можливі двійкові варіанти результатів рівноймовірні.

Позначимо через $|M_k|$ – число можливих двійкових матриць, одержуваних із M_k шляхом фіксації символів “ x ” у значеннях 0 і 1. Очевидно $|M_k| = 2^h$. Тоді імовірність того, що матриця вимірювань M_x буде дорівнювати деякій двійковій матриці, яку можна отримати з M_k , дорівнює $1/|M_k|$.

Матриця $Z = M_0 \cap M_k$ визначає всі можливі варіанти матриць вимірювань M_x , для яких несправність S_k не перевіряється. З урахуванням усього вищевикладеного імовірність перевірки несправності S_k можна записати у вигляді :

$$m_k = |M_0 \cap M_k| / |M_k|,$$

де $|M_0 \cap M_k|$ – число різних варіантів двійкових матриць, які можна отримати з матриці $Z = M_0 \cap M_k$ шляхом фіксації символів “ x ” у матриці зі значеннями 0 і 1.

Наприклад, визначимо значення m_k , якщо задані матриці

$$M_0 = \begin{vmatrix} 0 & 1 & x \\ x & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{vmatrix} \quad \text{і} \quad M_k = \begin{vmatrix} x & 1 & x \\ x & 0 & 1 \\ 1 & 1 & x \end{vmatrix}.$$

Тоді маємо

$$M_0 \cap M_k = \begin{vmatrix} 0 & 1 & x \\ x & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{vmatrix}.$$

Тому що $|M_k| = 2^4 = 16$ і $|M_0 \cap M_k| = 2^2 = 4$, то $m_k = |M_0 \cap M_k| / |M_k| = 4/16 = 1/4$.

Об'єкт діагностування може мати одночасно цифрові й аналогові КП. Тоді впливає окремо, з вищенаведених формул, можливість підрахувати для кожної $S_k \in S$ імовірність перевірки m_k' для цифрових КП і m_k'' – для аналогових КП, а потім обчислити підсумкову імовірність як

$m_k = m_k' \cdot m_k''$. Далі під час обчислення Π_2 використовувати отримані підсумкові імовірності.

5.3 Глибина пошуку несправностей

Для чисельної оцінки глибини пошуку несправностей, яку можна отримати під час діагностування, застосовуються різні формули.

Розглянемо три оцінки, що відбивають різні стратегії ремонту.

$$R = \sum_{j=1}^r p_j \cdot \mu_j \text{ – роздільна здатність діагностування.}$$

$$N(I) = \sum_{j=1}^r p_j \cdot \gamma_j \text{ – ризик оператора.}$$

$$H = \sum_{j=1}^r p_j \cdot \log_2 \mu_j \text{ – ентропійний показник.}$$

У наведених формулах p_j – імовірність несправності $S_j \in S$ ($j=1, \dots, r$); μ_j – середнє число несправностей у СПН за наявності несправності S_j ; I – задана послідовність аналізу несправностей у СПН; γ_j – середнє число несправностей, аналізованих у СПН до несправності S_j .

Загальним для всіх аналізованих критеріїв є те, що зі зменшенням їхніх значень збільшується глибина пошуку несправності. Це означає, що з множини аналізованих варіантів оптимальним є той, для якого отримане мінімальне значення. Процеси діагностування й ремонту об'єктів на практиці можуть здійснюватися по-різному. Обмежимося розглядом двох найбільш розповсюджених способів реалізації цих процесів. Перший з них полягає у визначенні СПН і заміні всіх компонентів, пов'язаних із несправностями з СПН. Помітимо, що деякі із замінних компонентів можуть бути справними, наприклад, у силу нерозрізненості чи несправностей через недосконалість тесту. При цьому, мабуть, трудомісткість і економічність такого способу визначається потужністю СПН. Неважко помітити, що даний спосіб цілком узгоджується з критерієм R . Дійсно, роздільна здатність діагностування чисельно дорівнює середньому числу несправностей в одному СПН, і, отже, оптимізація за критерієм R веде до зменшення числа встановлюваних у процесі діагностування дефектних компонентів об'єкта, що усуваються в процесі ремонту.

Зміст критеріїв досить простий. Значення R , названого роздільною здатністю діагностування, чисельно дорівнює середньому числу несправностей в одному СПН і знаходиться в межах від 1 (усі несправності помітні) до r (усі несправності нерозрізнені). Цей критерій відповідає такій технології ремонту, коли після формування СПН замінюються всі підозрювані на несправність компоненти. Значення критерію $N(I)$, названого ризиком оператора, дорівнює середньому числу несправностей в

одному СПН із номерами, меншими від номера фактичної несправності об'єкта. Це значення змінюється від 0 (усі несправності помітні) до $(r-1)/2$ (усі несправності нерозрізнені).

Другий критерій (на відміну від першого) припускає, що заміні підлягають тільки несправні компоненти. Для цього необхідно після знаходження СПН уточнити місце фактичної несправності об'єкта. На практиці визначення фактичної несправності може полягати в почерговому перегляді елементів СПН доти, поки несправність не буде встановлена. При цьому перегляд несправностей здійснюється в деякому заданому порядку, наприклад, у порядку зростання схемних номерів підозрюваних на несправність елементів. Значення N чисельно дорівнює середньому числу несправностей з СПН, які необхідно проаналізувати оператору для точного встановлення несправного елемента.

Критерій H чисельно дорівнює середньому числу кроків, за яке можна виділити будь-яку несправність у СПН шляхом послідовного розподілу (на кожному кроці) множини несправностей СПН навпіл. Якщо визначення фактичної несправності з СПН виконується саме в такий спосіб і витрати на реалізацію кожного кроку (розподілу множини несправностей навпіл) рівноцінні, то оцінку якості тесту доцільно проводити з використанням критерію H . Його значення дорівнює середньому значенню логарифма по основі 2 від числа несправностей в одному СПН і знаходиться в межах від 0 (усі несправності помітні) до $\log_2 r$ (усі несправності нерозрізнені).

Зупинимося більш докладно на правилах обчислення R , $N(I)$ і H . У їхні формули входять аргументи μ_j і γ_j , що, у свою чергу, можуть бути обчислені за формулами:

$$\mu_j = \sum_{i=1}^r m_{ij} \text{ і } \gamma_j = \sum_{s_i \in C_j} m_{ij},$$

де m_{ij} – імовірність включення S_i у СПН за наявності в ОД несправності $S_j \in S$;

C_j – список несправностей, перерахованих у СПН до S_j (наприклад, нехай $\text{СПН} = \{S_5, S_4, S_3, S_2, S_1\}$, тоді $C_3 = \{S_5, S_4\}$).

Таким чином, для обчислення усіх розглянутих оцінок необхідно вміти обчислювати m_{ij} .

Розглянемо правила обчислення значення m_{ij} . Вони аналогічні тим, що застосовувалися під час обчислення імовірності m_k (тобто імовірності перевірки несправності S_k , що використовувалася для оцінки повноти контролю).

Очевидно, що тут також $0 < m_{ij} < 1$. Якщо несправності S_i і S_j помітні, то $m_{ij} = 0$; якщо несправності нерозрізнені – $m_{ij} = 1$.

Обчислення m_{ij} для цифрових КП

Для відомої ТФН

$$m_{ij} = |M_i \cap M_j| / |M_j|,$$

де $|M_j|$ – число двійкових матриць, які можна отримати з матриці M_j ;
 $|M_i \cap M_j|$ – число двійкових матриць, які можна отримати з матриці $M_i \cap M_j$.

Ця формула отримана для випадків, коли рівноймовірні всі можливі двійкові результати для матриць M_i і M_j .

Обчислення m_{ij} для аналогових КП

Якщо припустити, що результати вимірювань некорельовані, то

$$m_{ij} = \prod_{k=l=1}^{k=m, l=n} m_{ij}^{kl},$$

де m_{ij}^{kl} – імовірність включення S_i у СПН за наявності в ОД несправності S_j , якщо вимірюється значення тільки одного КП e_l і тільки на перевірці e_k .

У свою чергу,

$$m_{ij}^{kl} = \int_a^b f_j^k(e_l) dw_l,$$

де $f_j^k(e_l)$ – функція щільності імовірності значень e_l на перевірці e_k за наявності в ОД несправності S_j ,

a і b – границі інтервалу загальних значень для обох несправностей S_i і S_j .

Якщо допустити, що $f_j^k(e_l)$ задовольняє рівномірний закон, то $m_{ij}^{kl} = (b-a)/(b_j^{kl} - a_j^{kl})$.

Наприклад, для несправностей S_1 і S_2 (див. табл. 5.1), якщо має місце рівномірний розподіл значень КП $m_{12}^{21} = (4-3)/(6-3) = 1/3$ (у цьому прикладі інтервал припустимих значень КП e_1 на e_2 для несправності S_1 дорівнює $[1,4]$, для S_2 – $[3,6]$).

Імовірності появи несправностей, як правило, бувають невідомі. Тому під час обчислень усі несправності звичайно вважають рівноймовірними. Тоді формули для обчислень приймуть вигляд:

$$R = 1/r \cdot \sum_{j=1}^r \sum_{i=1}^r m_{ij}; \quad N(I) = 1/r \cdot \sum_{j=1}^r \gamma_j; \quad H = 1/r \cdot \sum_{j=1}^r \log_2 \mu_j.$$

Обчислимо значення R і $N(I)$ для ОД з аналоговими КП, ТФН яких представлена в табл. 5.3. У ній відсутня матриця M_o , тому що вона не потрібна для обчислень.

Таблиця 5.3

Перевірки	M_1		M_2		M_3	
	e_1	e_2	e_1	e_2	e_1	e_2
e_1	[2,7]	[0,7]	[4,7]	[0,4]	[8,11]	[5,9]
e_2	[2,11]	[0,10]	[3,7]	[0,4]	[6,10]	[5,9]
e_3	[3,7]	[2,8]	[3,7]	[3,7]	[8,12]	[2,9]

Виконаємо спочатку перетин матриць, що відповідають різним парам S_i і S_j несправностей з $S = \{S_1, S_2, S_3\}$. Результати виконання $\cap$ -операції наведені в табл. 5.4. Очевидно, що немає необхідності виконувати перетин M_j і M_j , тому що $m_{jj} = 1$ для будь-якого j .

Для $\cap$ -операції справедливий пересувний закон, тобто $M_i \cap M_j = M_j \cap M_i$. Тому в табл. 5.4 наведені результати перетину тільки трьох пар матриць. З таблиці видно, що $M_1 \cap M_3 = \emptyset$ і $M_2 \cap M_3 = \emptyset$.

Звідси $m_{13} = m_{31} = m_{23} = m_{32} = 0$. Тепер залишилися невідомими тільки m_{12} і m_{21} . Значення m_{12}^{kl} і m_{21}^{kl} , необхідні для обчислення m_{12} і m_{21} , наведені в табл. 5.5. Припускаючи, що для функцій щільності імовірностей значень КП виконується рівномірний закон, отримаємо такі значення імовірностей:

$$\begin{array}{lll}
 m_{11} = 1 & m_{12} = 1 & m_{13} = 0 \\
 m_{21} = 3/5 \cdot 4/9 \cdot 4/7 \cdot 1; 2/5 \cdot 2/3 \approx 0,04 & m_{22} = 1 & m_{23} = 0 \\
 m_{31} = 0 & m_{32} = 0 & m_{33} = 1.
 \end{array}$$

Таблиця 5.4

Перевірки	$M_1 \cap M_2$		$M_1 \cap M_3$		$M_2 \cap M_3$	
	e_1	e_2	e_1	e_2	e_1	e_2
e_1	[4,7]	[0,4]	$\emptyset$	[5,7]	$\emptyset$	$\emptyset$
e_2	[3,7]	[0,4]	[6,10]	[5,9]	[6,7]	$\emptyset$
e_3	[3,7]	[3,7]	$\emptyset$	[2,8]	$\emptyset$	[3,7]

Таблиця 5.5

Перевірки	m_{21}^{kl}		m_{12}^{kl}	
	e_1	e_2	e_1	e_2
e_1	3/5	4/7	1	1
e_2	4/9	2/5	1	1
e_3	1	2/3	1	1

Після підстановки значень m_{ij} у формулу для роздільної здатності діагностування, отримаємо

$$R = 1/3 \cdot \sum_{j=1}^r \sum_{i=1}^r m_{ij} \approx 1,35.$$

Отже, середнє число несправностей по всіх СПН, що будуть виходити під час діагностування даного пристрою, дорівнює 1,35.

Для цього ж прикладу обчислимо значення $N(I)$ для двох послідовностей $I_1 = S_1, S_2, S_3$ і $I_2 = S_3, S_2, S_1$ аналізу несправностей. У випадку, якщо несправності в СПН будуть аналізуватися в послідовності I_1 , отримаємо $\gamma_1 = 0, \gamma_2 = 1, \gamma_3 = 0$.

Тоді, якщо припустити рівну імовірність появи несправностей:

$$N(I_1) = 1/3 \cdot \sum_{j=1}^3 \gamma_j = 1/3.$$

Для послідовності I_2 отримаємо

$$\gamma_1 \approx 0,04, \gamma_2 = 0, \gamma_3 = 0.$$

Тоді $N(I_2) \approx 1/3 \cdot 0,04 \approx 0,013$. Порівнюючи значення $N(I_1)$ і $N(I_2)$, легко переконатися, що послідовність I_2 аналізу несправностей у СПН краща з погляду ризику оператора.

Якщо ОД має одночасно цифрові й аналогові КП, то імовірність включення S_i у СПН дорівнює $m_{ij} = m_{ij}' \cdot m_{ij}''$, де m_{ij}' і m_{ij}'' – імовірності включення S_i у СПН, обчислені окремо для цифрових і аналогових КП.

5.4 Ймовірність контролю

Ймовірність контролю є рівень визначеності результатів контролю. Будь-яка система контролю працює з помилками. Крім того, контролю піддається тільки частина параметрів ОД. Тому одержувана в результаті контролю інформація містить невизначеність. Ймовірність контролю залежить від точності вимірювань і обсягу контролю.

Рішення про технічний стан ОД приймається на основі порівняння показника якості з допусками. Показник якості обчислюється за вимірюваним значенням контрольованих параметрів. Тому ймовірність контролю є ймовірністю прийняття рішень за показниками якості.

Поряд із імовірністю за показником якості розглядають поняття імовірності за параметром. Ймовірність за показником якості виражається через імовірності за параметрами.

Існує кілька різних чисельних оцінок імовірності (абсолютна, відносна, методична і т.п.). Ми розглянемо формули для визначення абсолютної імовірності і її основних складових, які використовуються для обчислень і інших видів імовірності.

Абсолютна ймовірність результатів контролю – імовірність вибору правильного розв'язку:

$$D = 1 - P_{ном} = 1 - (\alpha + \beta),$$

де α – ризик виготовлювача (імовірність того, що працездатний об'єкт визнаний непридатним);

β – ризик замовника (імовірність того, що непрацездатний об'єкт визнаний придатним).

У процесі визначення технічного стану складної системи під час контролю кожного параметра можливі такі незалежні і єдино можливі події: придатний параметр оцінюється системою контролю як придатний; придатний параметр оцінюється системою контролю як непридатний; непридатний параметр оцінюється системою контролю як непридатний; непридатний параметр оцінюється системою контролю як придатний.

Під придатним розуміється параметр, що знаходиться в межах установленого допуску, під непридатним – параметр, що вийшов за межі допуску.

Введемо такі позначення: A_i – i -ий параметр придатний; A_i^* – i -ий параметр непридатний; B_i – i -ий параметр оцінюється системою контролю як придатний; B_i^* – i -ий параметр оцінюється системою контролю як непридатний.

Тоді перераховані вище складні події можна записати у вигляді $A_i B_i$, $A_i B_i^*$, $A_i^* B_i$, $A_i^* B_i^*$, а імовірності – відповідно $P(A_i B_i)$, $P(A_i B_i^*)$, $P(A_i^* B_i)$, $P(A_i^* B_i^*)$. Вираз $A_i B_i^*$ означає, наприклад, що придатний параметр оцінюється системою контролю як непридатний.

Зазначені події складають повну групу подій, тому сума їхніх імовірностей дорівнює одиниці:

$$P(A_i B_i) + P(A_i B_i^*) + P(A_i^* B_i) + P(A_i^* B_i^*) = 1.$$

Неправильна оцінка параметрів системою контролю має місце за настання подій $A_i B_i^*$ і $A_i^* B_i$. Тоді ймовірність контролю параметра (D_i), під якою розуміється імовірність правильної оцінки системою контролю стану i -го параметра, виражається формулою:

$$D_i = P(A_i B_i) + P(A_i^* B_i^*).$$

Імовірність неправильної оцінки стану i -го параметра являє собою суму помилок першого роду ($P(A_i B_i^*)$ – ризик виготовлювача) і другого роду ($P(A_i^* B_i)$ – ризик замовника).

Вищевказані імовірності можна визначити за характеристиками параметра й системи контролю (величиною допуску, середнім квадратичним відхиленням, точністю вимірювання).

Наприклад, імовірність того, що придатний параметр оцінюється як придатний

$$P(A_i B_i) = \int_{a_i}^{b_i} f(x_i) \left[\int_{a_i - x}^{b_i - x} f_1(t_i) dt_i \right] dx_i ,$$

де $f(x_i)$ і $f_1(t_i)$ – відповідно до щільності розподілу параметра x_i і помилки вимірювань t_i ;

a_i і b_i – відповідно нижня й верхня границі допуску на i -ий параметр.

Питання для самостійної роботи.

1. Поняття якості тексту.
2. Що таке повнота контролю?
3. Поняття глибини діагностування.
4. Чим відрізняється контроль від діагностування?
5. Поняття імовірності контролю.
6. Мета статистичного підходу до діагностування пристроїв.
7. Основні припущення ймовірнісного підходу до тестування пристроїв.
8. Основні критерії діагностування пристроїв.
9. Основні показники імовірності контролю.
10. Особливості реалізації тестових програм.

6. ЗМАГАННЯ СИГНАЛІВ У ЦИФРОВИХ СХЕМАХ

6.1 Причини змагань

Усі елементи й лінії зв'язку вносять затримки на поширення сигналів. Так, якщо на вхід елемента-повторювача подати імпульсний сигнал $U_{\text{вх}}$ (рис. 6.1) на його виході сигнал $U_{\text{вих}}$ (пунктирна лінія) змінюється з деякою затримкою щодо вхідного сигналу.

Розкид тимчасових параметрів реальних елементів, а також різна довжина ланцюгів проходження сигналів можуть бути причиною

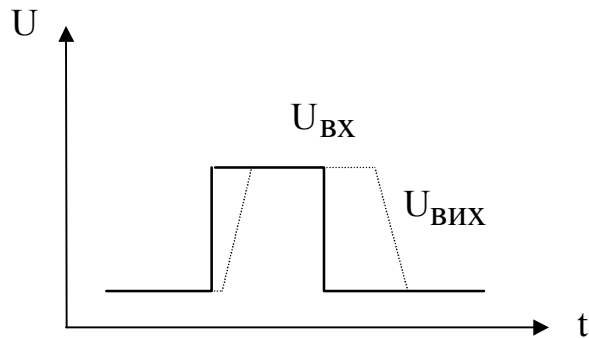


Рисунок 6.1

неодночасної зміни станів входів деяких елементів схем.

Нехай на елемент І (рис. 6.2) послідовно подаються комбінації сигналів 01, 10. Сталі значення вихідного сигналу на обох цих комбінаціях однакові і дорівнюють нулю.

Однак, якщо сигнал на першому вході зміниться раніш, ніж на дру-

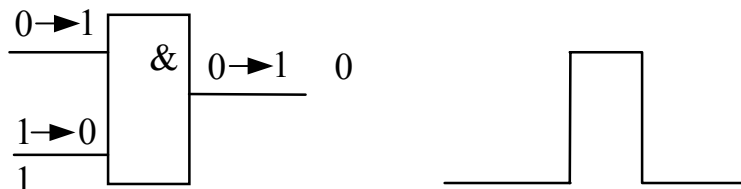


Рисунок 6.2

тому, то на входах може короткочасно виникнути комбінація 11. Відповідно, на виході короткочасно з'явиться одиничний імпульс. На рис. 6.2 показані можливі сигнали в цьому випадку. Якщо ж затримка на другому вході менша, то при змінюванні вхідної комбінації сигнал на виході елемента не зміниться. В деяких сполученнях затримок на черговому вхідному наборі вихідні сигнали логічних елементів можуть приймати значення, не передбачені законом функціонування схеми. У таких випадках говорять, що на даному наборі існують так звані змагання між сигналами.

Під час проектування цифрових пристроїв, як правило, вживаються заходи для усунення впливу змагань на алгоритм функціонування пристрою. Однак, якщо проєктований пристрій у цілому стійкий до

змагань, при тестовій перевірці окремих конструктивно-логічних вузлів необхідно рахуватися з можливістю змагань.

Як показує практика налагодження й ремонту, тести, синтезовані без обліку змагань, можуть призводити до неоднозначності результатів перевірки. При цьому в пристрої, вільному від змагань у справному стані можуть виникати змагання за наявності в ньому несправності.

У залежності від місця виникнення змагань сигналів розрізняють:

- а) змагання між змінами сигналів на зовнішніх входах;
- б) змагання між вхідними сигналами й сигналами елементів пам'яті;
- в) змагання між сигналами елементів пам'яті;
- г) змагання між сигналами логічних елементів схеми.

У цифрових схемах можуть виникати всі перераховані види.

Сталі значення сигналів у комбінаційних схемах визначаються винятково значеннями сигналів на зовнішніх входах. У таких схемах досить легко позбутися "помилкових" імпульсів, що з'являються внаслідок змагань. Наприклад, сигнали з виходів схеми можна знімати з деякою затримкою.

У схемах із пам'яттю боротьба зі змаганнями є більш складною, тому що "помилкові" імпульси можуть запам'ятовуватися й впливати на наступну роботу схеми. Припустимо, що в схемі на рис. 6.3 вхідний набір

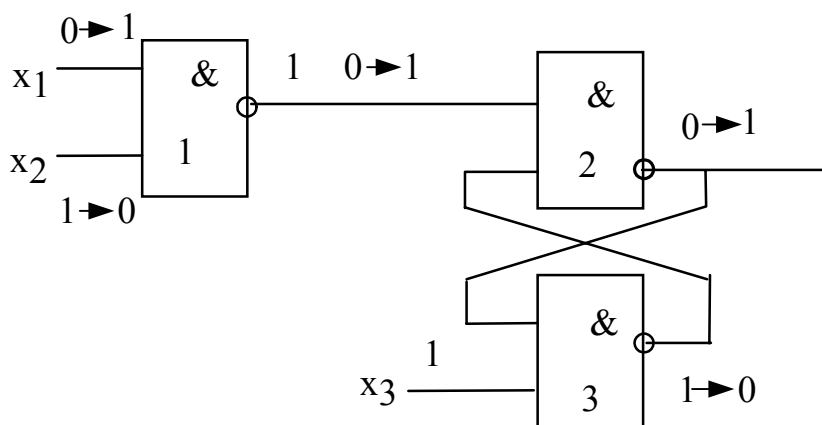


Рисунок 6.3

011 змінюється на 101, а на виходах елементів 2 і 3 (що утворюють тригер) спочатку були значення 0 і 1, відповідно. Якщо вхідний сигнал x_1 зміниться раніш, ніж x_2 , то на виході елемента 1 з'явиться короткочасний нульовий імпульс, що приведе до зміни сигналів на елементах 2 і 3. У випадку ж, коли на виході елемента 1 не буде одиничного імпульсу, тригер не змінить свого стану. Іншими словами, значення, що установилися на виходах елементів 2 і 3, будуть залежати від співвідношень моментів змін сигналів на x_1 і x_2 .

6.2 Класифікація змагань

На рис. 6.4 наведена класифікація змагань. Вони розділяються за типом схем: комбінаційні й послідовнісні.

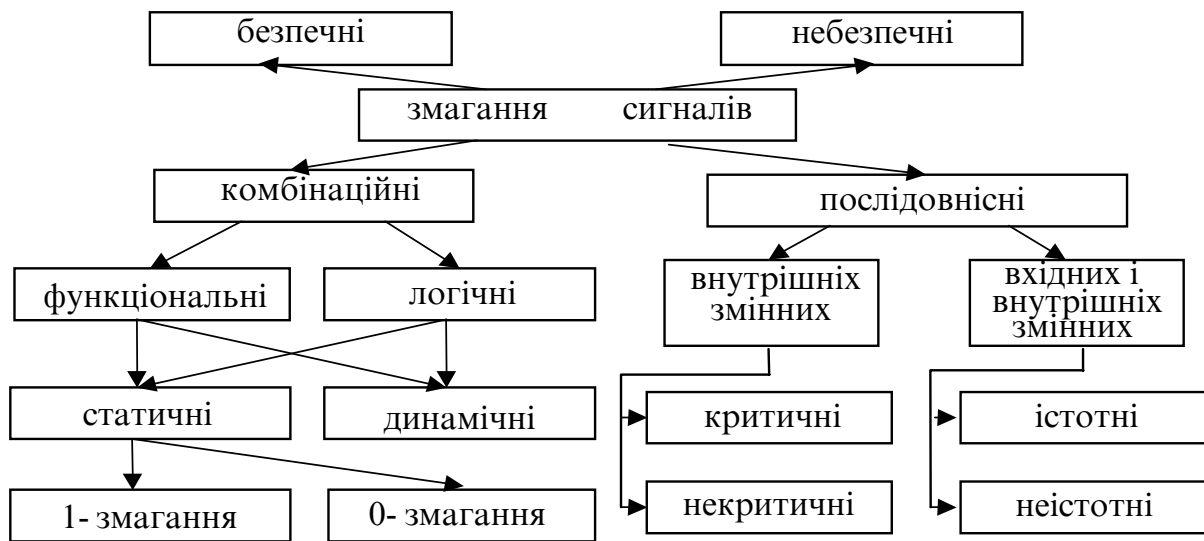


Рисунок 6.4

Позначимо через $f(e)$ – значення функції схеми на вхідному наборі e . Схема, що реалізує (на одному з виходів) функцію f , містить статичне [динамічне] змагання на переході $e_j \rightarrow e_{j+1}$ (тобто в схемі вхідного набору e_j на e_{j+1}), якщо $f(e_j) = f(e_{j+1})$ [$f(e_j) \neq f(e_{j+1})$], і під час переходу на виході схеми може виникнути один або кілька короточасних імпульсів.

Статичне змагання називається 1-змаганням, якщо $f(e_j) = f(e_{j+1}) = 1$, і 0-змаганням, якщо $f(e_j) = f(e_{j+1}) = 0$.

Як статичне, так і динамічне змагання можуть бути двох типів. Перший тип змагань, названий функціональним, ілюструється картою Карно для функції f у табл. 6.1. На вхідному переході $x_3 = 0, x_1 = 0 \rightarrow 1, x_2 = 0 \rightarrow 1$, що відповідає переходу із клітинки "a" у клітинку "з" табл. 6.1, можливе короточасне влучення в клітинку "b", якщо x_2 зміниться трохи раніш, ніж x_1 . Це викликає появу на виході нульового імпульсу, тобто відбувається статичне 1-змагання. Аналогічно при переході з клітинки "a" у клітинку "d" відбувається динамічне змагання.

Визначимо більш точно функціональне статичне змагання. Розглянемо перехід $e_j \rightarrow e_{j+1}$ зі зміною r вхідних змінних, де

$$e_j = (x_1, \dots, x_r, x_{r+1}, \dots, x_n) \text{ і } e_{j+1} = (x_1, \dots, x_r, \overline{x_{r+1}}, \dots, \overline{x_n})$$

Булева функція f містить функціональне статичне змагання на переході $e_j \rightarrow e_{j+1}$, якщо і тільки якщо $f(e_j) = f(e_{j+1})$ і серед 2^r вхідних наборів із зафіксованими значеннями $x_{r+1}, \dots, x_n$ знайдуться хоча б два набори e_i і e_k такі, що $f(e_i) \neq f(e_k)$.

Функціональні змагання відбивають властивості заданої перемикальної функції. Очевидно, що на сусідніх вхідних наборах цих змагань бути не може. Разом з тим ніяка реалізація функції не може усунути функціональних змагань. Більш того, відомо, що будь-яка функція, що має більше однієї простої імпліканти, містить на деякому переході функціональне змагання.

Другий тип змагань, названий логічним, визначається структурною реалізацією функції. Розглянемо функцію f , задану картою Карно в табл. 6.2.

Таблиця 6.1

		x_1x_2			
		0 0	0 1	1 1	1 0
x_3	0	1(a)	0(b)	1(c)	1
	1	0	1	0(d)	1

Таблиця 6.2

		x_1x_2			
		0 0	0 1	1 1	1 0
x_3	0	0	0	1	0
	1	1	1(a)	1(b)	1

Нехай ця функція реалізується схемою на рис. 6.5 (а). На сусідніх вхідних наборах зі значеннями вхідних сигналів $x_2 = x_3 = 1$, $x_1 = 0 \rightarrow 1$ функціональне змагання відсутнє (перехід від клітинки "a" у "b"). Однак, якщо сигнал на виході елемента D2 зміниться раніше сигналу на виході елемента D1, то на виході схеми можлива поява короткочасного нульового сигналу. У даному прикладі відбувається логічне статичне 1-змагання. Це змагання можна усунути, додавши елемент D3 (не змінює функції), як показано на рис. 6.5 (б).

Визначимо більш точно логічне статичне змагання. Розглянемо перехід $e_j \rightarrow e_{j+1}$ зі зміною r вхідних змінних, де $e_j = (x_1, \dots, x_r, x_{r+1}, \dots, x_n)$ і $e_{j+1} = (x_1, \dots, x_r, \bar{x}_{r+1}, \dots, \bar{x}_n)$.

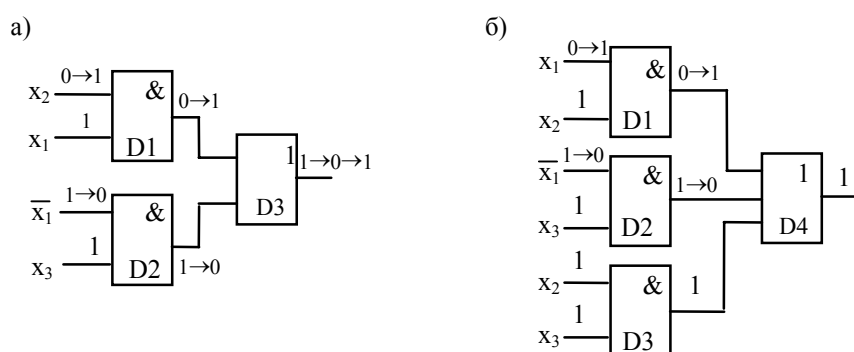


Рисунок 6.5

Комбінаційна схема, що реалізує функцію f , містить логічне статичне змагання на переході $e_j \rightarrow e_{j+1}$, якщо і тільки якщо $f(e_j) \neq f(e_{j+1})$ і на всіх 2^r вхідних наборах із зафіксованими значеннями $x_{r+1}, \dots, x_n$ значення функції f однакові, але під час переходу $e_j \rightarrow e_{j+1}$ на виході схеми може з'явитися короткочасний імпульс.

Відомо, що якщо схема вільна від впливу статичних змагань, то вона вільна і від впливу динамічних змагань. Тому надалі обмежимося розглядом статичних змагань.

Логічні статичні змагання, як правило, усуваються вибором відповідної структури ЦУ на етапі його проектування, а також обмеженнями на припустимі вхідні переходи.

Під час аналізу поведінки пристроїв з пам'яттю варто враховувати як комбінаційні змагання, так і змагання, властиві тільки послідовним схемам, що називають послідовними змаганнями сигналів. За характером реакції схеми на комбінаційні й послідовні змагання виділяють дві групи. Якщо змагання може викликати перехід схеми в неправильний стійкий стан, то воно називається змаганням стійких станів або небезпечним змаганням. Якщо ефект змагання полягає в можливості появи на деяких виходах елементів схеми короточасних імпульсів (у правильному стійкому стані), то змагання називається перехідним чи безпечним.

6.3 Аналіз на змагання тестів комбінаційних схем з використанням трійкових функцій елементів

В інженерній практиці для аналізу на змагання тестів (комбінаційних і послідовних схем) ефективно використовується апарат трійкового моделювання. При цьому передбачається, що функціонування кожного елемента схеми описується в тризначному алфавіті $\{0, 1, x\}$.

Грунтуючись на аналізі трійкових функцій логічних елементів була висунута гіпотеза про те, що якщо вхідним сигналам, що змінилися, присвоїти значення „значення трійкової функції дорівнює 1 або 0” тільки в тому випадку, коли вихід елемента не залежить від вхідних сигналів, що змінилися, інакше значення функції дорівнює x .

Введемо позначення:

$\alpha = (x_1, \dots, x_p, x_{p+1}, \dots, x_n)$ і $\beta = (x_1, \dots, x_p, x_{p+1}, \dots, x_n)$ – деяка пара вхідних наборів схеми;

$\alpha | \beta$ – вхідний набір, у якому значення перших p змінних $(x_1, \dots, x_p)$ мають значення “ x ”, а інші мають значення як у α і β .

Тоді наведена вище гіпотеза й властивості наборів, підданих змаганням, дозволяють сформулювати таке твердження.

Твердження 6.1. Комбінаційна схема містить статичне змагання вхідних змінних під час переходу від набору α до β , якщо і тільки якщо

$$f(\alpha) = f(\beta) \neq x \text{ і } f(\alpha | \beta) = x.$$

Слід зазначити, що твердження 6.1 справедливе не тільки для змагань вхідних змінних, але і для змагань елементів.

Для ілюстрації перевіримо можливість змагань у схемі рис. 6.6 під час переходу від набору $e_1 = 000$ до набору $e_2 = 101$. По таблицях

істинності для z_1 (табл. 6.1) і z_2 перша умова виконується, тобто $z_1(e_1) = z_1(e_2) = 1$ і $z_2(e_1) = z_2(e_2) = 1$. Перевіримо другу умову.

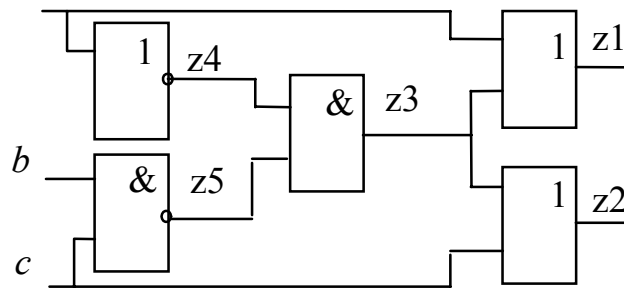


Рисунок 6.6

На переході $e_1 \rightarrow e_2$ змінилися значення вхідних змінних a, c . Замінімо значення a і c на наборі e_2 на “х” і проведемо трійкове моделювання роботи схеми на цьому наборі. Результати моделювання наведені в табл. 6.1.

Таблиця 6.1

№	Набір	Значення вихідних сигналів елементів				
		z_1	z_2	z_3	z_4	z_5
1	0 0 0	1	1	1	1	1
2	1 0 1	1	1	0	0	1
3	x 0 x	x	x	x	x	1

Трійкове моделювання (тобто визначення вихідних сигналів елементів по їх трійкових функціях) дає $z_1 = z_2 = x$. Отже, у схемі можливі змагання. У реальній схемі причиною змагань може бути неоднчасна зміна вхідних сигналів.

6.4 Аналіз на змагання тестів послідовних схем

Аналіз на змагання послідовних схем виконується у два етапи.

На першому етапі (процедура А) зміненим вхідним змінним приписується значення “х” і виконується трійкове моделювання. Задача процедури А – виявити елементи пам'яті (зворотні зв'язки), на стани яких можуть впливати зміни вхідних змінних.

На другому етапі (процедура В) визначаються сталі стани елементів пам'яті (зворотних зв'язків) схеми. Для цього призначаються вхідним змінним схеми їхні нормальні значення 1 чи 0 і повторюється трійкове моделювання, причому вихідний стан схеми під час моделювання збігається зі станом схеми після виконання процедури А.

Позначимо через Y_k стан k -го елемента пам'яті на даному наборі. Тоді справедливе таке твердження.

Твердження 6.2. Якщо $Y_k = 1(0)$ після застосування процедур A і B , то Y_k повинно прийняти на даному наборі значення $1(0)$ незалежно від затримок елементів схеми.

Тепер стає очевидним, що змагання не мають впливу на сталий стан схеми, якщо після виконання процедур A і B для будь-якого k виконується співвідношення $Y_k \neq x$.

Викладений метод аналізу тестів на змагання припускає, що можливо будь-які затримки елементів схеми. Тому деякі змагання, виявлені цим методом, можуть бути відсутніми у реальній схемі.

Можливі різні модифікації методів на основі трійкового моделювання для виявлення змагань, у тому числі тих, що допускають введення в модель схеми затримок. Наприклад, в одному з алгоритмів аналіз переходу (при зміні вхідного набору) припускає виконання чотирьох процедур:

- х-просування (x-PASS);
- v-просування (VALUE-PASS);
- D-х-просування (DELAYED-x-PASS);
- D-v-просування (DELAYED-VALUE-PASS).

Перші дві процедури подібні процедурам A і B відповідно. Інші вступають у дію за наявності затримок у схемі. Аналіз чергового набору починається з операції х-просування. Змінений вхідний змінний приписується значення "х" і обчислюються значення виходів елементів, на які впливає ця змінна. Прорахунок елементів деякого шляху, що з'єднує дану вхідну змінну з виходом схеми, припиняється, якщо виконується одна з умов:

- 1) обчислене значення виходу елемента дорівнює 0 чи 1;
- 2) обчислене значення виходу елемента збігається з його попереднім значенням;
- 3) зустрілася затримка.

Потім х-просування застосовується до наступної зміненої вхідної змінної і т.д., поки всім зміненим вхідним змінним не будуть приписані значення "х". Мета цієї процедури – виявити елементи, стани яких залежать від змінених вхідних змінних.

Процедура v-просування впливає за х-просуванням. Зміненим вхідним змінним по черзі приписуються їхні фактичні значення і виконуються обчислення, подібні до обчислень у процедурі х-просування (при цьому трохи змінюються умови припинення прорахунку елементів шляху, що з'єднує розглянуту змінну з виходом схеми – немає першої умови). Ціль процедури v-просування – визначити сталі значення елементів схеми. У ході її виконання позначаються зустрінуті затримки.

Якщо в схемі зустрічається затримка, то після v-просування застосовуються процедури D -х і D -v-просувань. Першою вступає в дію процедура D -х-просування. Виходу затримки приписується значення "х", яке

"просувається" до виходу схеми. При цьому виконуються ті ж операції і дотримуються ті ж умови, як і в процедурі х-просування. Під час виконання D-v-просування виходу затримки присвоюється значення її входу і виконуються обчислення, аналогічні обчисленням для v-просування.

Число D-x і D-v-просувань залежить від числа затримок і їхнього місця в схемі. Так, у випадку п'яти послідовно з'єднаних затримок буде потрібно виконати п'ять разів D-x і D-v-просування.

Проектування складних цифрових пристроїв, як правило, ведуть з урахуванням проблеми змагань. Для усунення змагань використовують такі прийоми:

- 1) введення спеціальних елементів для створення затримок у заданих частинах схеми;
- 2) зміна структури схеми з метою усунення змагань логічного типу;
- 3) аналіз функціонування на робочих і тестових вхідних наборах і їхня зміна з метою усунення змагань;
- 4) знімання вихідних сигналів із затримкою (для усунення впливу безпечних змагань);
- 5) використання синхронізації під час розробки схем з пам'яттю.

Питання для самостійної роботи

1. Часові характеристики тестових сигналів.
2. Основні методи боротьби з гонками.
3. Класифікація сигналів під час змагань у схемах.
4. Особливості змагань сигналів у схемах з пам'яттю.
5. Класифікація змагань сигналів.
6. Що таке функціональні змагання?
7. Поняття статичних змагань.
8. Трійкові функції елементів.
9. Методи просування сигналів.
10. Особливості проектування схем з урахуванням змагань сигналів.

7. ЗАСТОСУВАННЯ КОДУВАННЯ ДЛЯ КОНТРОЛЮ ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ

Під час контролю передавання інформації найбільше поширення набули методи інформаційної надмірності, що використовують коди з виявленням і корекцією помилок. Якщо довжина коду N розрядів, то таким двійковим кодом можна представити максимум 2^N різних слів (тобто різних комбінацій двійкових значень з N розрядів).

Якщо всі розряди слова служать для подання інформації, код називається простим (ненадлишковим). Коди, у яких тільки частина кодових слів використовується для подання інформації, називаються надлишковими. Частина слів у надлишкових кодах є забороненою, і їхня поява під час передавання інформації свідчить про наявність помилки. Приналежність слова до дозволених або заборонених слів визначається правилами кодування і для різних кодів ці правила різні.

Коди поділяються на рівномірні й нерівномірні. У рівномірних кодах усі слова містять однакове число розрядів. У нерівномірних кодах число розрядів у словах може бути різним. В обчислювальних машинах застосовуються переважно рівномірні коди.

Рівномірні надлишкові коди поділяються на роздільні й нероздільні. Роздільні коди завжди містять постійне число інформаційних (які представляють передану інформацію) і надлишкових розрядів, причому надлишкові розряди займають ті самі позиції в кодовому слові. У нероздільних кодах розряди кодового слова неможливо розділити на інформаційні і надлишкові.

Помилки приводять до перекручування значень розрядів коду. Якщо спотворюється r розрядів, то говорять, що має місце помилка кратності r .

Кодовою відстанню між двома словами називається число розрядів, у яких символи слів не збігаються. Якщо довжина слова N , то кодова відстань може приймати значення від 1 до N .

Здатність коду виявляти чи виправляти помилки визначається так званою мінімальною кодовою відстанню.

Мінімальною кодовою відстанню даного коду називається мінімальна відстань між двома будь-якими словами в цьому коді. Якщо є хоча б одна пара слів, що відрізняються одна від одної тільки в одному розряді, то мінімальна відстань даного коду дорівнює 1.

Наприклад, припустимо передається чотирирозрядний код і можливі чотири різних кодових слова:

0 0 0 0 0 0 1 1 1 1 0 0 1 1 1 1.

Очевидно, мінімальна кодова відстань, у даному випадку, дорівнює 2.

Простий (ненадлишковий) код має мінімальна відстань $d_{min}=1$. Для роздільних надлишкових кодів $d_{min} > 1$. Якщо $d_{min} = 2$, то будь-які два слова

в даному коді відрізняються не менш ніж у двох розрядах. Отже, будь-яка одиночна помилка приведе до появи забороненого слова і може бути виявлена. Якщо $d_{min} = 3$, то будь-яка одиночна помилка створює заборонене слово, що відрізняється від правильного в одному розряді, а від будь-якого іншого дозволеного слова – не менш ніж у двох розрядах. Замінюючи заборонене слово найближчим до нього (у змісті кодової відстані) дозволеним словом, можна виправити одиночну помилку.

Помилки приводять до перекичування значень розрядів коду. У загальному випадку, щоб надлишковий код дозволяв виявляти помилки кратністю r , повинна виконуватися умова:

$$d_{min} \geq r+1.$$

Дійсно, одночасна помилка в r розрядах слова створює нове слово, що відстоїть від першого на відстані r . Щоб воно не збіглося з яким-небудь іншим дозволеним словом, мінімальна відстань між двома дозволеними словами повинна бути хоча б на одиницю більшою, ніж r .

Для виправлення r -кратної помилки необхідно, щоб нове слово, отримане в результаті помилки, не тільки не збігалось з яким-небудь дозволеним словом, але і залишалось ближче до правильного слова, ніж до будь-якого іншого дозволеного слова. Від одного правильного слова інше правильне слово відстоїть на відстань r . Отже, від будь-якого іншого дозволеного слова воно повинно відстояти не менш ніж на $r+1$, а мінімальна кодова відстань повинна бути не меншою суми цих величин:

$$d_{min} \geq 2r + 1.$$

Під час контролю передавання інформації часто застосовується код з перевіркою за парністю чи непарністю.

Такий код утвориться шляхом додавання до групи інформаційних розрядів, що представляють собою простий (ненадлишковий) код, одного надлишкового (контрольного) розряду.

Під час формування слова в контрольний розряд записується 0 чи 1 таким чином, щоб сума одиниць у слові, включаючи надлишковий розряд, була парною (в контролі за парністю) чи непарною (в контролі за непарністю). Надалі у всіх передаваннях (включаючи запис у пам'ять і зчитування) слово передається разом зі своїм контрольним розрядом. Якщо під час передавання інформації прийомний пристрій виявляє, що в прийнятому слові значення контрольного розряду не відповідає парності (непарності) суми одиниць слова, то це сприймається як ознака помилки.

Мінімальна відстань коду з перевіркою парності (непарності) $d_{min}=2$, тому він виявляє всі одиночні помилки, а крім того, усі випадки непарного числа помилок (3, 5 і т.д.). Під час одночасного виникнення двох чи будь-якого іншого парного числа помилок код з перевіркою парності (непарності) не виявляє помилок.

Під час контролю за непарністю контролюється повна втрата інформації, тому що кодове слово, що складається з нулів, відноситься до забороненого.

Код з перевіркою парності має невелику надлишковість і не вимагає великих витрат устаткування на реалізацію контролю. Цей код широко застосовується в обчислювальних машинах для контролю передачі інформації між регістрами і для контролю інформації, що зчитується, в оперативній пам'яті.

Легко встановити зв'язок кодування під час контролю за парністю з виконанням додавання за модулем 2. Якщо число одиниць у слові повинне бути парним, то в контрольний розряд записується прямий код суми за модулем 2 всіх інформаційних розрядів слова. Під час контролю за непарністю у контрольний розряд заноситься зворотний код зазначеної суми.

В ЕОМ, наприклад, в оперативній пам'яті, у запам'ятовувальних пристроях на магнітних носіях застосовують коригувальні коди, що дозволяють не тільки виявляти, але і виправляти помилки. До таких кодів відносяться код Хеммінга, групові коригувальні коди, циклічні коди й інші.

Код Хеммінга будується таким чином, що до наявних інформаційних розрядів слова додається визначене число контрольних розрядів, що формуються перед передачею інформації шляхом підрахунку парності суми одиниць для визначених груп інформаційних розрядів.

Контрольна апаратура на приймальному кінці утворює із прийнятих інформаційних і контрольних розрядів коригувальне число, що дорівнює 0 за відсутності помилки або вказує місце помилки, наприклад двійковий порядковий номер помилкового розряду в слові. Помилковий розряд автоматично коректується шляхом зміни його стану на протилежний.

Необхідне число контрольних розрядів (розрядність коригувального числа) визначається з таких міркувань. Нехай кодове слово довжиною N розрядів має m інформаційних і $k = N - m$ контрольних розрядів. Коригувальне число довжиною k розрядів описує 2^k станів, що відповідають відсутності помилки й появі помилки в i -му розряді.

Таким чином, повинне виконуватися співвідношення:

$$2^k \geq N + 1 \text{ чи } 2^k - k - 1 \geq m.$$

З цієї нерівності випливає, наприклад, що п'ять контрольних розрядів дозволяють передавати в коді Хеммінга від 1 до 26 інформаційних розрядів і т.д. Таким чином, надлишковість коду Хеммінга значно вища надлишковості коду з перевіркою парності.

Контроль за кодом Хеммінга реалізується за допомогою набору схем підрахунку парності, що під час кодування визначають контрольні розряди, а під час декодування формують коригувальне число.

Питання для самостійної роботи

1. Поняття кодування.
2. Що таке рівномірні коди?
3. Поняття нерівномірних кодів.
4. Надлишкові коди.
5. Що таке кодова відстань?
6. Особливості контролю на парність.
7. Властивості кодів Хеммінга.

ЛІТЕРАТУРА

1. Карибский В.В., Пархоменко П.П., Согомонян Е.С., Халчев В.Ф. / Основы технической диагностики. Кн.1. – М.: Энергия, 1976.
2. ДСТ 20911-89. Техническая диагностика. Термины и определения. – М.: Изд-во стандартов, 1990.
3. Малышенко Ю.В., Чипулис В.П., Шаршунов С.Г. Автоматизация диагностирования электронных устройств. – М.: Энергоатомиздат, 1986.
4. ДСТ 27002-89. Надежность в технике. Основные понятия. Термины и определения. – М.: Изд-во стандартов, 1990.
5. Лихтциндер Б.Я. Внутрисхемное диагностирование узлов радиоэлектронной аппаратуры. – Киев: "ТЕХНИКА", 1989.
6. Гольдман Р.С., Чипулис В.П. Техническая диагностика цифровых устройств. – М.: Энергия, 1976.
7. Складов В.А., Новиков С.В., Ярмолик В.Н. Автоматизация проектирования ЭВМ. – Минск: Высш. шк., 1990.
8. Коган Б.М., Мкртумян И.Б. Основы эксплуатации ЭВМ. – М.: Энергоатомиздат, 1988.
9. Бадулин С.С., Барнаулов Ю.М., Бердышев А.А. и др./ Автоматизированное проектирование цифровых устройств. – М: Радио и связь, 1981.
10. Технические средства диагностирования: Справочник / В.В. Ключев, П.П. Пархоменко, В.Е. Абрамчук и др. – М.: Машиностроение, 1989.