Проектирование и тестирование логических устройств

УДК 681.518.5:004.052.32

Р. Б. Абдуллаев
Кафедра «Автоматика и телемеханика на железных дорогах»,
Петербургский государственный университет путей сообщения
Императора Александра I

СВОЙСТВА ПОЛИНОМИАЛЬНЫХ КОДОВ В СИСТЕМАХ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО КОНТРОЛЯ КОМБИНАЦИОННЫХ ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ

Рассмотрены способы построения систем тестового и функционального контроля логических схем, а также присущие им недостатки. Обозначены принципы построения полиномиальных кодов и особенности их применения в задачах функционального диагностирования логических комбинационных схем железнодорожной автоматики. Перечислены существующие и выявлены новые свойства полиномиальных кодов, учет которых необходим при синтезе комбинационных схем самоконтроля, в частности, это свойство обнаружения однократных и двукратных ошибок, свойство обнаружения ошибок нечетной кратности, свойство обладания полиномами низшего класса обнаруживающими характеристиками некоторых полиномов старшего класса. Приведено условие для полного обнаружения полиномиальными кодами двукратных ошибок любого вида. Произведен сравнительный анализ обнаруженных ошибок различной кратности полиномиальными кодами 2, 3 и 4-го классов в сравнении с соответствующими кодами суммирования. В ходе экспериментов по обнаружению ошибок в комбинационных схемах из набора LGSynth`89 полиномиальные коды показали хорошие результаты. В некоторых контрольных схемах при использовании полиномиальных кодов достигается полное обнаружение ошибок любой кратности. Рассчитана также структурная избыточность систем функционального контроля при применении полиномиальных кодов, при которых избыточность системы не превышала 70–80 % от значения избыточности при использовании кодов суммирования, и 50–60 % при сравнении с методом дублирования.

комбинационная схема; функциональное диагностирование; равномерные коды; полиномиальный код; образующий полином; свойства полиномиального кода

Введение

Безопасная и бесперебойная работа железнодорожного транспорта во многом зависит от надежного функционирования устройств железнодорожной автоматики и телемеханики [1]. С внедрением новых и поэтапной модернизацией существующих устройств и систем упрочивается тенденция использования современных средств и методов диагностирования устройств автоматики в отличие от традиционных методов. Традиционный подход при диагностировании состояния и обслуживания устройств автоматики носит планово-предупредительный характер выявления причин отказов и менее эффективен сегодня. Применение современных методов диагностирования в области железнодорожной автоматики и телемеханики, таких как тестовое или функциональное диагностирование [1, 2], позволяет повысить надежность устройств автоматики, выполнить точный анализ состояния объектов диагностирования, прогнозировать дальнейшие изменения рабочих параметров и выявить предотказные состояния, тем самым снижая эксплуатационные и ремонтные расходы, а также повысить культуру труда работников дистанции. Тестовый контроль подразумевает отключение диагностируемого узла от других объектов автоматики, что, в свою очередь, требует выделения времени для данной операции и может привести в некоторых случаях к простоям в движении поездов (например, при замене путевого реле для отправки в контрольно-измерительный пункт дистанции требуется выделение «окна» в движении поездов на соответствующем участке пути). При функциональном контроле узлы диагностируются в рабочем режиме без отключения их от других объектов автоматики, что является эффективным способом диагностирования.

Большинство современной диагностической аппаратуры построено на базе микропроцессорных и микроэлектронных схем [3]. В случае неправильного функционирования этих устройств из-за одного или нескольких отказавших элементов, изменения параметров составляющих, воздействия помех, обрыва или же короткого замыкания в межсхемных соединениях сигнал должен блокироваться для предотвращения воздействия его на последующие управляющие и контролирующие узлы автоматики. Поэтому для надежной работы узлов, схем и устройств применяют в основном широко известные методы резервирования [4–6] с использованием различных способов помехозащитного кодирования.

Виды ошибок разнообразны. На выходах схем могут возникать как монотонные, так и симметричные и асимметричные ошибки одновременно. Существующие способы кодирования не располагают обнаруживающими характеристиками сразу всех видов ошибок. Однако некоторые коды обладают свойствами 100 %-го обнаружения ошибок конкретного вида и кратности. Что позволяет использовать их при синтезе систем функционального контроля. Так, например, существует монотонная реализация дискретных логических схем, в которых проявляют себя только монотонные ошибки. При таких ошибках возможны только однонаправленные искажения значений функций вида $1 \rightarrow 0$ либо $0 \rightarrow 1$. При данном виде ошибок для построения систем контроля могут применяться классические коды Бергера [7], а также модульные коды с суммированием, которые обнаруживают подавляющее большинство подобного рода ошибок [8–10]. Такой подход широко применяется проектировщиками исходя из свойств используемого помехозащитного кода при проектировании систем функционального контроля.

Однако существующим методам помехозащитного кодирования свойственны большие недостатки. Например, метод использования кода с суммированием не позволяет обнаруживать симметричные ошибки в комбинационных схемах даже малой кратности, но при этом обладает хорошими обнаруживающими характеристиками по выявлению монотонных и асимметричных ошибок. Кроме того, при методе с защитой по паритету не обнаруживаются ошибки четной кратности.

Учитывая вышесказанное, при построении систем функционального контроля возникает необходимость применения других способов кодирования, обладающих лучшими и близкими к оптимальным характеристиками обнаружения ошибок.

В качестве альтернативы большой интерес представляет полиномиальное кодирование для использования этого типа кодов при построении систем функционального контроля ввиду широкого применения и простоты реализации процесса кодирования, а также возможности выбора полиномов при построении кода для улучшения характеристик обнаружения конкретного типа возникающих ошибок. При построении полиномиальных кодов с использованием определенных образующих полиномов получаются кодовые слова, удовлетворяющие условию теоретического минимума общего количества необнаруженных ошибок, т. е. с использованием некоторых полиномов информационные векторы равномерно распределяются по всем контрольным, что не свойственно большинству типов равномерных кодов. Для определения свойств и возможности применения полиномиальных кодов в задачах функционального контроля необходимо изучить существующие и, если они есть, выявить новые свойства по обнаружению ошибок, а также свойства по обнаружению конкретного вида ошибок (одиночные, монотонные, симметричные, асимметричные), определить сложность и принцип построения кодирующего узла при полиномиальном кодировании, выполнить сравнительный анализ эффективности применения полиномиального кодирования с существующими методами помехозащитного кодирования.

1 Равномерные коды в системах функционального контроля

Как отмечалось, диагностирование делится на два типа: тестовое и функциональное, может применяться и комбинированный вариант. Традиционный метод обслуживания и выявления неисправностей устройств автоматики и телемеханики относится к тестовому диагностированию, так как для определения причин неисправностей или планового контроля по графику технологического обслуживания необходимо проведение его в отсутствие движения поездов на объекте диагностирования, в некоторых случаях требуется отключение объекта от системы, а также выделение «окна» в технологическом процессе железнодорожного участка (станции, перегона, переезда) при устранении серьезных неисправностей.

При микропроцессорном исполнении аппаратуры автоматики тестовое диагностирование может выполняться в свободное от движения поездов время благодаря наличию резервирующих блоков или узлов объектов диагностирования.

При тестовом контроле, как показано на рис. 1, к объекту контроля $F(x)$ подключают диагностическую аппаратуру $T(x)$, затем от контрольных выходов устройства $F(x)$ на специальные измерительные входы устройства $T(x)$ поступают наборы измеряемых величин t_0, t_1, …, t_n, которые могут быть разнообразны, в зависимости от полноты и глубины технического диагностирования. Такой способ диагностирования неэффективен, поскольку требует отведения для этих целей определенного времени, отключения диагностируемого объекта от системы для проведения диагностирования и не имеет возможности получения измерений в рабочем режиме самого устройства. В таком случае целесообразным является применение функционального контроля.

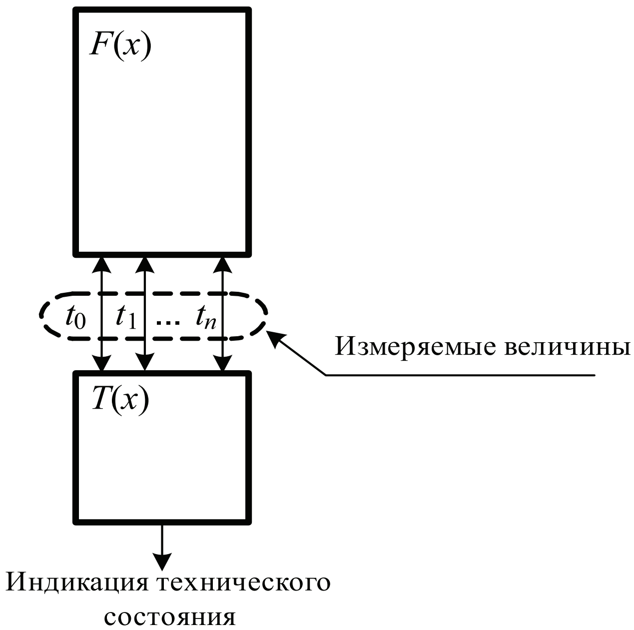

Рис. 1. Система тестового диагностирования

При функциональном диагностировании подразумевается, что контролируемый блок $F(x)$, реализующий рабочие функции $f_0, f_1, \ldots, f_m$, в зависимости от входных переменных $x_0, x_1, \ldots, x_m$, дополняется блоком $F^*(x)$, который является аналогом блока $F(x)$, вырабатывающим контрольные разряды g_0, $g_1, \ldots, g_k$ [11]. Затем полученные значения $f_0, f_1, \ldots, f_m$ и $g_0, g_1, \ldots, g_k$ сравниваются между собой. Эту операцию осуществляет компаратор TRC, выходы которого z^0 и z^1 служат для индикации наличия ошибки. При таком подходе образуется классическая система функционального контроля по методу дублирования структуры (рис. 2). С помощью дублирования структуры диагностируемого узла достигается 100%-е обнаружение одиночных ошибок в блоке $F(x)$. Обнаруживающая способность ошибок при данном методе оказывает влияние на структурную избыточность контролируемой аппаратуры и может достигать 3–4-кратного значения избыточности самого блока $F(x)$. Сложность также представляет реализация компаратора с большим числом входных переменных. При дублировании число контрольных разрядов k прямо пропорционально числу информационных разрядов m. Структурная избыточность сказывается на себестоимости и громоздкости аппаратуры систем функционального контроля, на сложности ее технической реализации. Построение систем функционального контроля с высокой обнаруживающей способностью не всегда имеет смысл, так как возникновение некоторых отказов в устройствах невозможно исходя из топологии самого объекта или принципов проектирования. Поэтому применение кода с удвоением элементов в качестве равномерного кода для построения систем функционального контроля не столь эффективно.

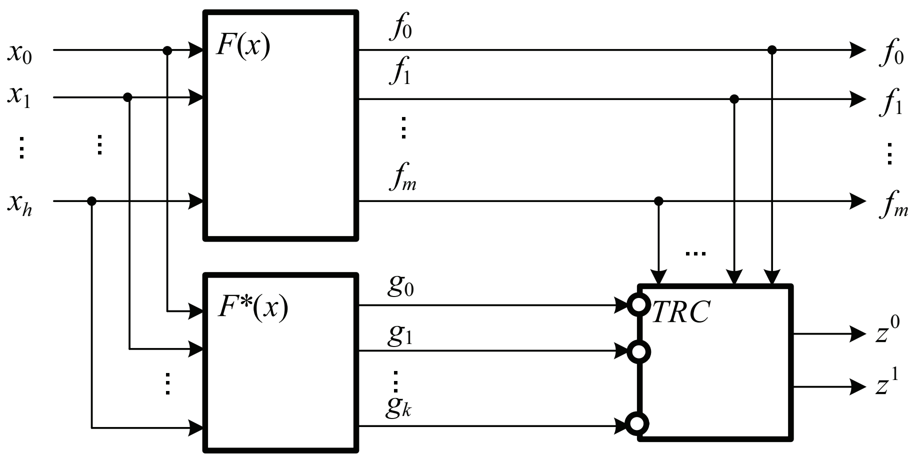

Рис. 2. Система функционального контроля по методу дублирования

На возрастание структурной избыточности влияет увеличение числа контрольных разрядов. Следовательно, при построении систем функционального контроля необходимо максимально сократить их количество. В качестве оптимального варианта здесь выступает метод с защитой по паритету (рис. 3), так как длина контрольного вектора в этом случае $g = 1$. При данном методе нет необходимости использовать компаратор TRC, а генератор G вырабатывает контрольный разряд g. Значение контрольного разряда рассчитывается с помощью линейной функции, которая равна нулю или единице в зависимости от количества единиц в информационном векторе (если количество единиц четное число, то значение функции равно нулю, а если нечетное, то значение функции равно единице):

$$g = f_0 \oplus f_1 \oplus \ldots \oplus f_m. \qquad (1)$$

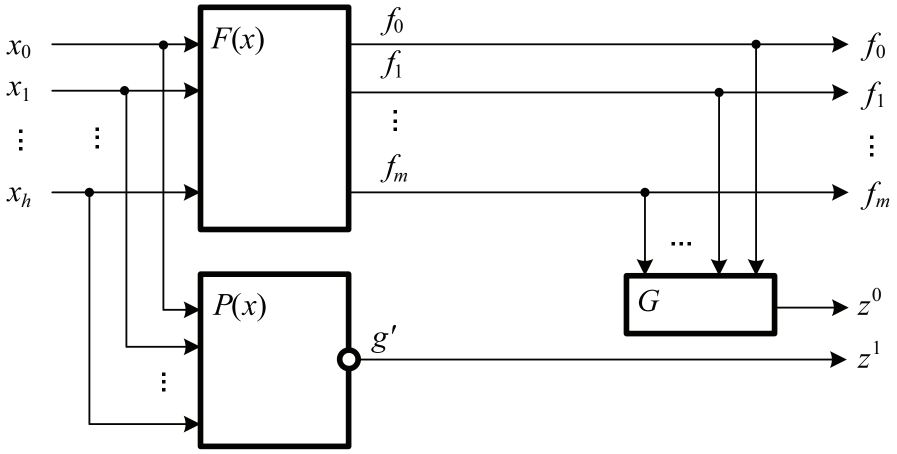

Рис. 3. Структурная схема функционального контроля по методу паритета

Малый размер (равное единице) контрольного вектора значительно сокращает структурную избыточность, но негативно сказывается на обнаруживающей характеристике кода.

При использовании кода с защитой по паритету обнаруживаются все ошибки нечетной кратности. Не обнаруживаются все ошибки четной кратности, даже малой (2-й и 4-й), вероятность возникновения которых велика. Вследствие этого использование кода с защитой по паритету не является оптимальным вариантом при построении самопроверяемых логических схем и вынуждает использовать другие помехозащищенные коды, структуры которых не являются стандартными, как при методе дублирования и паритета. Подавляющее большинство помехозащитных кодов, у которых число контрольных разрядов меньше, чем при методе дублирования, но больше, чем при коде с защитой по паритету, обладают лучшими обнаруживающими характеристиками, чем вышеприведенные, и могут быть эффективно использованы при построении систем функционального диагностирования комбинационных логических схем.

Помехозащитные коды, которые состоят из информационной и контрольной частей, а их символы всегда занимают неизменные позиции, т. е. расположены в определенных фиксированных разрядах, называются разделимыми. Условное обозначение таких кодов имеет обозначение: (m,k)-коды. Одним из широко применяемых видов кодирования в данной области является $S(m,k)$-код с суммированием. Применению кода с суммированием и его разновидностям при построении систем контроля логических схем посвящено немалое количество работ [8–10]. Значения контрольных разрядов при классическом коде с суммированием зависят от веса (количества единиц) информационного вектора, т. е. вес вектора записывается в двоичном виде в контрольный вектор. Количество контрольных разрядов вычисляется по следующему выражению:

$$k = \lceil \log_2(m+1) \rceil. \quad (2)$$

Полученное число k округляется до большего целого значения (запись $\lceil ... \rceil$ обозначает целое сверху от вычисляемого значения).

$S(m,k)$-коды обладают хорошими обнаруживающими характеристиками – так, с помощью подобных кодов достигается 100 %-е обнаружение монотонных ошибок. Это объясняется тем, что все информационные векторы с одинаковым весом распределены по одинаковым контрольным векторам. Переход $1 \rightarrow 0$ или $0 \rightarrow 1$ в информационном векторе, т. е. изменение веса кода, говорит о непринадлежности искаженного вектора к контрольному, что и фиксируется в виде монотонной ошибки. Но при одинаковом количестве переходов $1 \rightarrow 0$ и $0 \rightarrow 1$ вес кода не изменяется и $S(m,k)$-код не может обнаружить такого рода искажений, – другими словами, кодом Бергера не обнаруживаются 100 % возникающих симметричных ошибок, что является существенным недостатком этого способа кодирования. Для анализа свойств равномерных кодов удобно представлять их в табличной форме задания, в которой показано распределение информационных векторов на контрольные. Для примера в табл. 1 показано распределение информационного вектора по контрольным векторам $S(3,2)$-кода. При помощи этой таблицы легко проанализировать вышеприведенные положения. Например, если вектор 001 в результате искажения преобразуется в вектор 101, то такую ошибку $S(3,2)$-код обнаружит, поскольку этот искаженный вектор не входит в группу векторов, принадлежащих контрольному вектору 01. В этом случае происходит изменение веса кода. Но если в результате искажения вектор 001 преобразуется в вектор 100 (а это говорит о симметричной ошибке), то искаженная комбинация также будет принадлежать контрольной группе неискаженного вектора. В таком случае вес кода остается неизменным. Подобного рода ошибки любой кратности не могут быть обнаружены кодами суммирования.

Таблица 1. Распределение информационных векторов для S (3,2)-кода

Распределение информационных векторов по контрольным разрядам			
00	01	10	11
000	001 010 100	101 110 011	111

Из табл. 1, кроме того, следует вывод о неоптимальности $S(3,2)$-кода, так как распределение информационных векторов по контрольным неравномерно, что сказывается на обнаруживающих характеристиках кода. По критерию минимума необнаруженных ошибок любой код имеет наименьшее количество ошибок, если его информационные векторы равномерно распределены по контрольным.

Согласно изложенному, при построении систем функционального контроля комбинационных логических схем недостатки вышеприведенных помехозащитных кодов влияют на показатели, такие как надежность, высокая структурная избыточность и сложность реализации систем контроля. Существующие методы кодирования, используемые при построении систем функционального диагностирования, наряду с преимуществами имеют и значительные недостатки. Поэтому большой интерес представляет использование полиномиальных кодов в качестве альтернативы при построении систем самоконтроля ввиду широкого их применения в устройствах обработки, хранения и передачи данных. Полиномиальные коды применяются в таких протоколах передачи информации, как ModBus, Ethernet, FlexRay, HDLC (авиация), в устройствах обработки и хранения информации с форматами MPEG-2, OpenPGP, PNG, SCSI, в форматах карт памяти типа MMC, SD, в интерфейсах USB, Bluetooth и т.д. [12–15]. В области железнодорожной автоматики и телемеханики полиномиальные коды применяют, например, при передаче данных от измерительных контроллеров к концентраторам диагностической информации в системах непрерывного мониторинга технического состояния.

2 Принципы построения полиномиальных кодов

Как уже отмечалось, полиномиальные коды получили широкое применение в основном в сфере передачи информации, которая является лидером по использованию различных способов кодирования.

При полиномиальном кодировании последовательность цифр информационного слова преобразуется в некий многочлен, отсюда вытекает название такого способа кодирования. Например кодовое слово 1011 можно представить в виде полинома следующим образом:

$$1\cdot f^3+0\cdot f^2+1\cdot f^1+1\cdot f^0.$$

Член полинома f^2 с коэффициентом «0» отбрасывается, и информационное слово принимает упрощенный алгебраический вид:

$$f^3+f+1.$$

Способ алгебраического представления информации позволяет выполнять различные действия [14]. Но следует отметить, что все математические операции с полиномами выполняются в кольце вычетов по модулю два:

1) сложение двух полиномов осуществляется складыванием по модулю два коэффициентов последних при равных степенях f:

$$\begin{array}{r} f^3+0+f+1 \\ + \quad f^2+0+1; \\ \hline f^3+f^2+f \end{array}$$

2) умножение производится по правилу умножения степенных функций, а полученные коэффициенты одноименной степени складываются по модулю два:

$$\begin{array}{r} f^3+0+f+1 \\ \times \quad f^2+0+1 \\ \hline f^3+f+1 \\ f^5+f^3+f^2 \\ \hline f^5+f^2+f+1 \end{array};$$

3) деление также производится по правилу деления степенных функций, но операция вычитания осуществляется методом сложения по модулю два:

$$\begin{array}{r|l} f^5+f^2+f+1 & f^3+f+1 \\ \cline{2-2} + \; f^5+f^3+f^2 & f^2+1 \\ \cline{1-1} f^3+f+1 & \\ f^3+f+1 & \\ \cline{1-1} 0 & \end{array}.$$

Существуют два способа полиномиального кодирования – умножение и деление с остатком [14, 15]. При первом способе информационное слово $M(f)$ умножают на образующий полином $G(f)$, получившееся кодовое слово $V(f)$ и является результатом полиномиального кодирования:

$$V(f) = M\left(f\right) \cdot G(f). \tag{3}$$

При таком способе кодирования имеет место образование несистематического кода, в котором нет четкого разграничения информационной m и контрольной k частей, что затрудняет процесс кодирования и декодирования. Вследствие этого данный способ неэффективен в применении.

При способе деления с остатком алгоритм получения кодового вектора $V(f)$ следующий.

1. Выбирается образующий полином $G(f)$ с таким условием, чтобы при операции деления остаток не был равен нулю.

2. Информационный вектор $M(f)$ умножается на величину f^j (j равна старшей степени образующего полинома) для смещения информационных разрядов в ряд старших битов.

3. Полученное слово $f^j \cdot M(f)$ делится на выбранный образующий полином $G(f)$.

4. Получившийся остаток от деления $R(f)$ прибавляется к слову $f^j \cdot M(f)$.

В результате таких операций образуется кодовый полином $V(f)$ вида

$$V(f) = f^j \cdot M(f) + R(f). \tag{4}$$

Значения символов полученного остатка $R(f)$ представляют собой значения разрядов контрольного вектора. При таком способе полиномиального кодирования получается систематический код, когда старшие разряды представляют информационные (m), а младшие – контрольные (k) символы.

Рассмотрим пример получения остатка при делении полиномов (рис. 4). Закодируем информационное слово 101101 с помощью образующего полинома $f^2 + f + 1$. Слово 101101 при преобразовании в алгебраическую форму примет вид $f^5 + f^3 + f^2 + 1$ и, после его умножения на величину f^2, равную степени старшего члена образующего полинома, будет иметь вид $f^7 + f^5 + f^4 + f^2$.

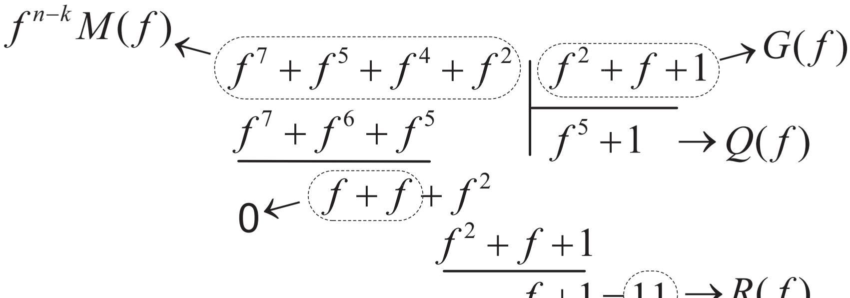

Рис. 4. Получение остатка при делении полиномов

Деление полиномов производится и продолжается в том случае, если степень делимого полинома будет больше или равна степени образующего полинома. Полученный остаток $R(f)$ будет представлять контрольный вектор, в этом примере равный 11. Кодовый полином в таком случае примет следующую алгебраическую форму: $f^7 + f^5 + f^4 + f^2 + f + 1$ или же кодовое слово вида 10110111 [12, 16] (рис. 5).

Ошибки обнаруживаются посредством деления кодового вектора $V(f)$ на образующий полином $G(f)$. Если при делении остаток равен нулю,

Рис. 5. Структура кодового вектора при полиномиальном кодировании

то считают, что искажения не произошло; если остаток не равен нулю, это говорит о наличии ошибки.

Общая структурная схема системы функционального контроля при применении полиномиального кодирования будет иметь вид, показанный на рис. 6. В ней блок $F(x)$ представляет собой заданное устройство; блок $G(x)$ является блоком контрольной логики, вырабатывающим контрольные разряды от g'_0 по g'_k, в зависимости от значений входных переменных; блок $G(f)$ представляет собой генератор контрольных разрядов от g_0 по g_k по значениям рабочих функций блока $F(x)$; блок *TRC* – компаратор, осуществляющий сравнение одноименных контрольных разрядов. Блок *TRC* представляет собой модуль сжатия парафазных сигналов, на входы которого подаются парафазные сигналы вида $g_i\overline{g}_i'$. При наличии на входах парафазных сигналов на выходах формируется также парафазный сигнал z^0z^1. Нарушение же парафазности сигнала на выходе свидетельствует об ошибке в вычислениях, а значит, о неисправности в одном из компонентов системы функционального контроля.

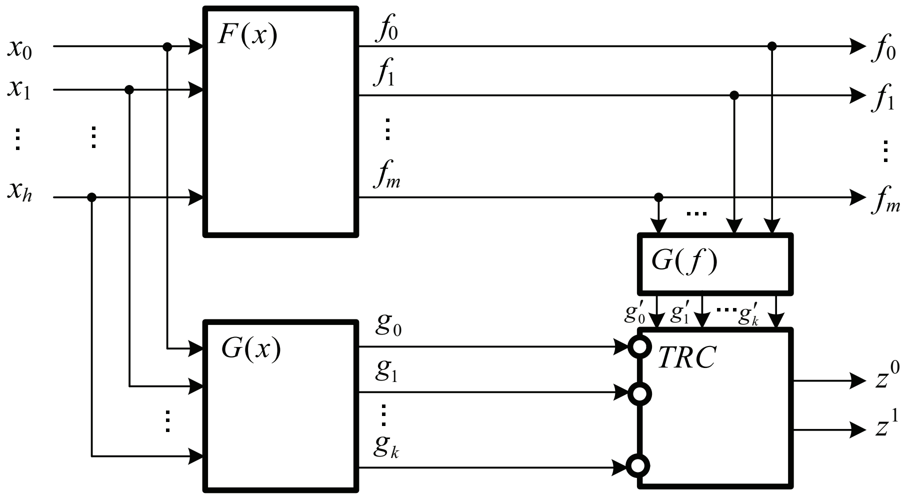

Рис. 6. Общая структурная схема функционального контроля при полиномиальном кодировании

Для построения кодирующей схемы при полиномиальном кодировании на практике часто применяют сдвиговые регистры [15], состоящие из *D*-триггеров, и, поскольку тригеры являются элементами памяти, они не могут быть применены в системах функционального контроля. Решить эту проблему можно с помощью применения обычных комбинационных схем [17, 18]. Для этого необходимо получить для всех информационных векторов заданной длины m все контрольные векторы длиной k, а затем минимизировать их (для малых значений m это можно сделать с использованием карт Карно).

Рассмотрим пример построения генератора при заданной величине информационной части $m = 4$ с использованием полинома $f^2 + f + 1$. Поскольку в числовом выражении этот полином равен 111, а в десятичной системе счисления числу 7, для удобства обозначим этот полином как $P7$-код.

В табл. 2 приводятся все возможные значения контрольных разрядов при использовании полинома $f^2 + f + 1$.

Таблица 2. Разряды контрольных векторов

№	Информационный вектор $M(f)$	Контрольные разряды остатка $R(f)$ при делении на полином $P7$ и кодовый полином $V(f)$	
	f_3, f_2, f_1, f_0	$R(f): g_1, g_0$	$V(f)$
0	0000	00	0000 00
1	0001	11	0001 11
2	0010	01	0010 01
3	0011	10	0011 10
4	0100	10	0100 10
5	0101	01	0101 01
6	0110	11	0110 11
7	0111	00	0111 00
8	1000	11	1000 11
9	1001	00	1001 00
10	1010	10	1010 10
11	1011	01	1011 01
12	1100	01	1100 01
13	1101	10	1101 10
14	1110	00	1110 00
15	1111	11	1111 11

При помощи карт Карно (рис. 7) упрощаем функции получения контрольных разрядов.

Выписывая минимизированные выражения, получаем функции контрольных разрядов полиномиального $P7$-кода:

$$g_0 = \overline{f}_3 f_1 \overline{f}_0 \vee \overline{f}_3 \overline{f}_1 f_0 \vee f_3 \overline{f}_1 \overline{f}_0 \vee f_3 f_1 f_0 = f_3 \oplus f_1 \oplus f_0;$$
$$g_1 = \overline{f}_3 \overline{f}_2 f_0 \vee \overline{f}_3 f_2 \overline{f}_0 \vee f_3 f_2 f_0 \vee f_3 \overline{f}_2 \overline{f}_0 = f_3 \oplus f_2 \oplus f_0.$$

Как видно, функции получились линейными, что значительно упрощает построение генераторов полиномиального кода.

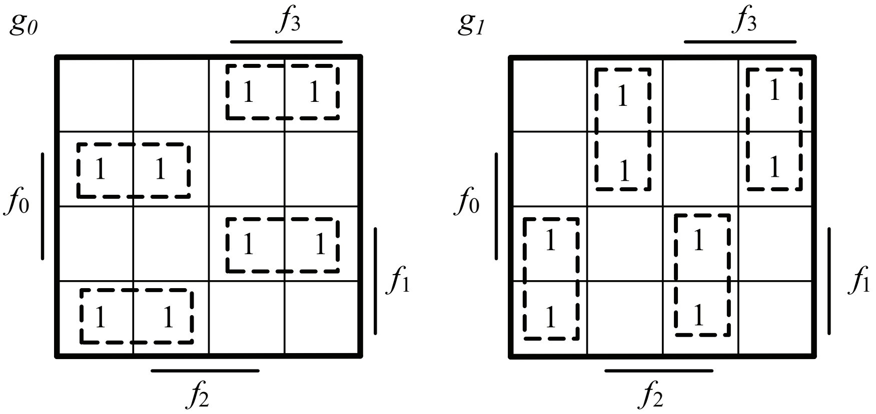

Рис. 7. Минимизация контрольных функций по картам Карно

В табл. 3 приводятся функции получения контрольных разрядов для полиномов $P5$, $P6$ и $P7$ при длине информационного вектора $m = 4, 5, 6$. Из таблицы видно, что все функции этой группы полиномов являются линейными и для полиномов старших групп это свойство также сохраняется.

Таблица 3. Функции некоторых универсальных генераторов

Разрядность вектора, m	PN-код	Полиномы	Функции
4	$P5$	f^2+1	$g_0 = f_0 \oplus f_2;$
			$g_1 = f_1 \oplus f_3;$
	$P6$	f^2+f	$g_0 = 0;$
			$g_1 = f_3 \oplus f_2 \oplus f_1 \oplus f_0;$
	$P7$	f^2+f+1	$g_0 = f_3 \oplus f_1 \oplus f_0;$
			$g_1 = f_3 \oplus f_2 \oplus f_0;$
5	$P5$	f^2+1	$g_0 = f_4 \oplus f_2 \oplus f_0;$
			$g_1 = f_3 \oplus f_1;$
	$P6$	f^2+f	$g_0 = 0;$
			$g_1 = f_4 \oplus f_3 \oplus f_2 \oplus f_1 \oplus f_0;$

Окончание табл. 3

Разрядность вектора, m	PN-код	Полиномы	Функции
5	$P7$	f^2+f+1	$g_0=f_4\oplus f_3\oplus f_1\oplus f_0;$
			$g_1=f_3\oplus f_2\oplus f_0;$
6	$P5$	f^2+1	$g_0=f_4\oplus f_2\oplus f_0;$
			$g_1=f_5\oplus f_3\oplus f_1;$
	$P6$	f^2+f	$g_0=0;$
			$g_1=f_5\oplus f_4\oplus f_3\oplus f_2\oplus f_1\oplus f_0;$
	$P7$	f^2+f+1	$g_0=f_4\oplus f_3\oplus f_1\oplus f_0;$
			$g_1=f_5\oplus f_3\oplus f_2\oplus f_0;$

Поскольку кодер полиномиального кода может быть реализован в виде комбинационной схемы, его можно использовать при синтезе систем функционального контроля комбинационных логических схем.

3 Основные свойства обнаружения ошибок полиномиальными кодами

Полиномиальные коды относятся к классу циклических блоковых кодов и обладают свойственными для этого типа кодов характеристиками. Существенным преимуществом этого типа кодов перед другими является возможность выбора образующего полинома [19] для построения кода, при сохранении длины контрольного вектора и незначительном варьировании структурной избыточности блока контрольной логики и генератора. Выбор того или иного полинома сильно сказывается на обнаружении общего количества ошибок, а также их видов. Выше было сказано, что классические коды с суммированием хорошо справляются с обнаружением монотонных и малых кратностей асимметричных ошибок, но не обнаруживают все симметричные ошибки. Полиномиальные коды не обладают такими «резкими» характеристиками, им свойственны более уравновешенные характеристики по обнаружению ошибок, направленные на выявление как монотонных, так и симметричных и асимметричных ошибок [20].

Для определения свойств полиномиального кода рассмотрим несколько видов PN-кодов и для удобства представления введем понятие класса полиномов, означающее привязанность полинома к определенному количеству контрольных разрядов,– например, образование двух контрольных разрядов с помощью некоторого полинома означает его отношение ко второму классу полиномов, трех – к третьему классу и т. д. В каждом классе количество полиномов разное. Ко второму классу образующих полиномов относятся всего четыре полинома – *P*4, *P*5, *P*6, *P*7, так как при использовании этих полиномов длина контрольного вектора равна двум. С возрастанием числа контрольных разрядов также увеличивается количество образующих полиномов, составляющие определенный класс. Отсюда следует, что большой выбор образующих полиномов присутствует в старших классах, но при построении систем функционального контроля, во избежание возрастания структурной избыточности, применение полиномов старших классов неприемлемо. Вследствие этого необходимо проанализировать свойства группы образующих полиномов 2, 3 и 4-го классов, которые образуют небольшое количество контрольных разрядов.

При выборе образующего полинома необходимо обратить внимание на то, что полиномы с одним членом, такие как f, f^2, f^3, f^4 и т. д., производят остаток, всегда равный нулю, а значит, не придают коду обнаруживающих характеристик. Но это не говорит о том, что увеличение числа членов полинома пропорционально улучшает обнаруживающую характеристику кода. Как было отмечено, выбор того или иного полинома сказывается на обнаружении ошибок. Для наглядности свойств различных классов полиномов построим таблицу 4 необнаруженных ошибок при $m = 4$.

Свойство 1. Полиномиальный код обнаруживает все одиночные ошибки, если количество членов образующего полинома равно двум или больше двух.

Для обнаружения одиночной ошибки необходимо, чтобы кодовый многочлен f^i не делился на образующий многочлен без остатка, но надо заметить, что не существует такого образующего многочлена с количеством членов больше единицы, при делении на который f^i остался бы без остатка, что и доказывает свойство 1 (см. табл. 4).

По табл. 4 можно видеть, что образующие полиномы любого класса с количеством членов больше одного обнаруживают однократные ошибки, а полиномы с f, f^2 и f^3 такими свойствами не обладают – ими не обнаруживаются все возникающие однократные ошибки.

Свойство 2. Любой многочлен, который делится на многочлен $f+1$ без остатка, обнаруживает любые ошибки нечетной кратности.

Предположим, что $V(f) = a_j f^j + a_{j-1} f^{j-1} + a_{j-2} f^{j-2} + ... + a_1 f + a_0$, и, если в разложение $V(f)$ входит полином $f+1$, $V(f) = (f+1) \cdot Q(f)$, для некоторого $Q(f)$, подставляя вместо f единицу, получаем

$$V(1) = (1+1) \cdot Q(1) = 0,$$

а с другой стороны,

$$V(1) = a_j + a_{j-1} + a_{j-2} + ... + a_1 + a_0.$$

Таблица 4. Характеристики необнаруженных ошибок различными полиномиальными кодами при $m = 4$

Клас-сы	Полиномы	Услов-ное обо-значение	Количество необнаруженных ошибок кратностью d				Общее коли-чество необ-наруженных ошибок
			1	2	3	4	
1	f	$P2$	64	96	64	16	240
	$f+1$	$P3$	0	96	0	16	112
2	f^2	$P4$	64	96	64	16	240
	f^2+1	$P5$	0	32	0	16	48
	f^2+f	$P6$	0	96	0	16	112
	f^2+f+1	$P7$	0	16	32	0	48
3	f^3	$P8$	64	96	64	16	240
	f^3+1	$P9$	0	16	0	0	16
	f^3+f	$P10$	0	32	0	16	48
	f^3+f+1	$P11$	0	0	16	0	16
	f^3+f^2	$P12$	0	96	0	16	112
	f^3+f^2+1	$P13$	0	0	16	0	16
	f^3+f^2+f	$P14$	0	16	32	0	48
	f^3+f^2+f+1	$P15$	0	0	0	16	16

Количество членов полинома $V(f)$ равно количеству коэффициентов a, и, исходя из того, что произведение $(1+1)\cdot Q(1)$ равно нулю, количество членов четно, что и подтверждает свойство 2. Следуя таблице 4, такими полиномами являются $P3$, $P5$, $P6$, $P9$, $P10$, $P12$ и $P15$ из представленных классов.

Свойство 3. Некоторые полиномы низшего класса, с гораздо меньшей составляющей структурной избыточности, обладают теми же характеристиками, что и некоторые полиномы старшего класса, что говорит о их подобности.

Как отмечалось, увеличение количества разрядов контрольной группы при полиномиальном кодировании не всегда является правильным решением для обнаружения большего количества возникающих ошибок. Так, полином P7 обладает одинаковыми характеристиками по обнаружению ошибок с полиномом старшего класса – $P14$, но при этом структурная избыточность и процесс кодирования при полиноме $P7$ гораздо проще и такая характеристика по обнаружению ошибок сохраняется даже при увеличении разрядности информационного вектора (табл. 5). Характеристики полиномов *P*5 и *P*10, *P*11 и *P*22 также подтверждают их подобность. Количество необнаруженных ошибок по видам (монотонные, симметричные и асимметричные) подобных полиномов не различаются.

Для удобства анализа введен коэффициент N_{type}^{P} / N_{type} полученных результатов по видам ошибок полиномов *P*11 и *P*22. Если сравнить соседние неподобные полиномы, например *P*7 и *P*10 или *P*5 и *P*14, между собой, то они также имеют одинаковое общее количество необнаруженных ошибок, но различаются по количеству различного вида ошибок, что говорит о их несопоставимости.

На основе данных табл. 5 можно утверждать, что при полиномиальном кодировании увеличение количества контрольных символов, а равно применение полиномов старшего класса не всегда целесообразно, в этом случае необходимо правильно выбирать образующий полином для достижения лучшего результата исправления ошибок.

Свойство 4. Полиномиальный код обнаруживает любые однократные и двукратные ошибки, если разрядность информационного вектора *m* не превышает значения $2^k - 1$ и образующий полином делится на многочлен вида $x^k + 1$ с остатками x^{k-1} или x^{k-3} (*k* – количество контрольных символов).

Такими образующими полиномами являются:

– полином 2-го класса *P*7 при разрядности $m \leq 3$;

– полиномы 3-го класса *P*11 и *P*13 при разрядности $m \leq 7$;

– полиномы 4-го класса *P*19 и *P*25 при разрядности $m \leq 15$;

– полиномы 5-го класса *P*35 и *P*49 при разрядности $m \leq 31$ и т. д.

На на рис. 8 показаны значения необнаруженных и полное обнаружение двукратных ошибок в зависимости от разрядности информационного вектора. Из рисунка видно, что код, построенный с помощью образующего полинома *P*11, при длине его информационной части, не превышающей кратности 7, обнаруживает 100 % возможных двукратных ошибок. При использовании полинома старшего класса – *P*19 полное обнаружение двукратных ошибок обеспечивается при длине информационного вектора не более чем 15 символов. При необходимости увеличения разрядности информационной части и полного обнаружения двукратных ошибок можно применить полиномы старшего класса, такие как *P*35 или *P*49, при этом разрядность информационного вектора не должна превышать 31 символ. В каждом последующем классе полиномов также существуют подобные полиномы, но для задач функционального контроля комбинационных схем не используется такой широкий диапазон информационного вектора, вследствие этого рассматривать их нет смысла. Данное свойство полиномиальных кодов является очень важным и его можно эффективно использовать при построении систем функциональ-

Таблица 5. Характеристики подобных полиномов разного класса

m	Общее количество необнаруженных ошибок различными подобными полиномами, ед.						Значения необнаруженных ошибок от общего количества возникающих по видам, %					
	*P*5	*P*10	*P*7	*P*14	*P*11	*P*22	Монотонные		Симметричные		Асимметричные	
							*P*11	*P*22	*P*11	*P*22	*P*11	*P*22
4	48	48	48	48	16	16	6,061	6,061	0	0	21,429	21,429
5	224	224	224	224	96	96	7,634	7,634	5,455	5,455	18,286	18,286
6	960	960	960	960	448	448	9,302	9,302	8,372	8,372	15,635	15,635
7	3968	3968	3968	3968	1920	1920	10,49	10,49	10,169	10,169	14,105	14,105
8	16128	16128	16128	16128	7936	7936	11,513	11,513	11,289	11,289	13,221	13,221
9	65024	65024	65024	65024	32256	32256	12,012	12,012	11,865	11,865	12,842	12,842
10	261120	261120	261120	261120	130048	130048	12,252	12,252	12,166	12,166	12,669	12,669
11	1046528	1046528	1046528	1046528	522240	522240	12,395	12,395	12,32	12,32	12,584	12,584
12	4190208	4190208	4190208	4190208	2092996	2092996	12,455	12,461	12,404	12,404	12,543	12,543
13	16769024	16769024	16769024	16769024	8380416	8380416	12,496	12,496	12,449	12,449	12,522	12,522
14	67092480	67092480	67092480	67092480	33538048	33538048	12,514	12,514	12,473	12,473	12,511	12,511
15	268402688	268402688	268402688	268402688	134184960	134184960	12,523	12,523	12,486	12,486	12,505	12,505
16	1073676288	1073666288	1073676288	1073676288	536805376	536805376	12,524	12,524	12,493	12,493	12,503	12,503
17	4294836224	4294836224	4294836224	4294836224	2147352576	2147352576	12,522	12,522	12,496	12,496	12,501	12,501
18	17179607040	17182607040	17179607040	17179607040	8589672448	8589672448	12,519	12,519	12,498	12,498	12,501	12,501
19	68718952448	68718952448	68718952448	68718952448	34359220080	34359214080	12,515	12,515	12,499	12,499	12,5	12,5
20	274876858368	274876858368	274876858368	274876858368	137437905396	137437905396	12,512	12,512	12,5	12,5	12,5	12,5

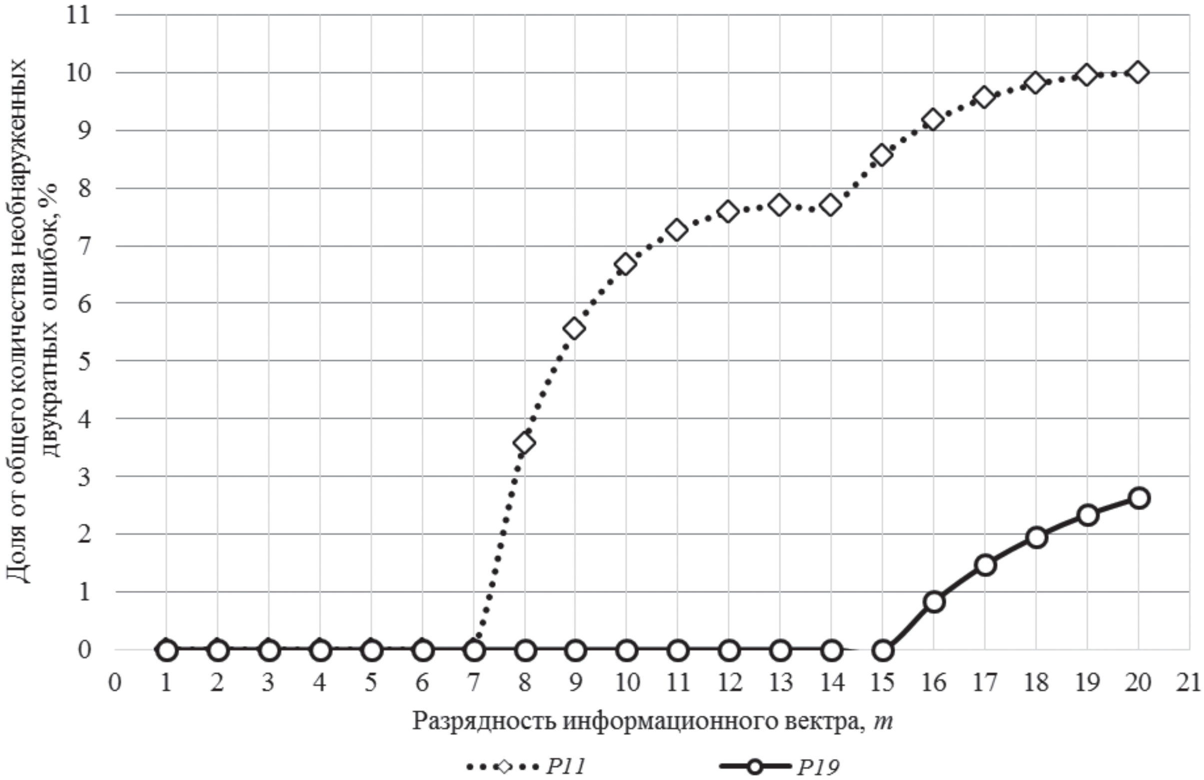

Рис. 8. Зависимость обнаружения любых двукратных ошибок при различном значении разрядности информационного вектора

ного контроля комбинационных логических схем, так как ошибки малой кратности возникают в схемах чаще, чем ошибки больших кратностей.

Вышеперечисленными свойствами не обладает большинство существующих помехозащитных кодов, например, классический код с суммированием не способен обнаружить 100 % возникающих двукратных ошибок.

На рис. 9–11 показана сравнительная характеристика по количеству необнаруженных ошибок различных кратностей полиномиальными кодами 2, 3 и 4-го классов в сравнении с соответствующим кодом суммирования. Был введен коэффициент γ_m для сравнения количества необнаруженных ошибок соответствующего кода от общего количества возможных по кратностям:

$$\gamma_m = \frac{N_m^P}{N_m} \cdot 100\,\%. \tag{5}$$

Для разной кратности информационного вектора показано, что оптимальные полиномы имеют меньшую долю необнаруженных ошибок из числа возможных. Из рис. 9 видно, что полиномиальные коды не обнаруживают в два раза меньше ошибок, которые не обнаруживает код суммирования. Также на рис. 11 можно заметить, что полиномиальные коды при малой

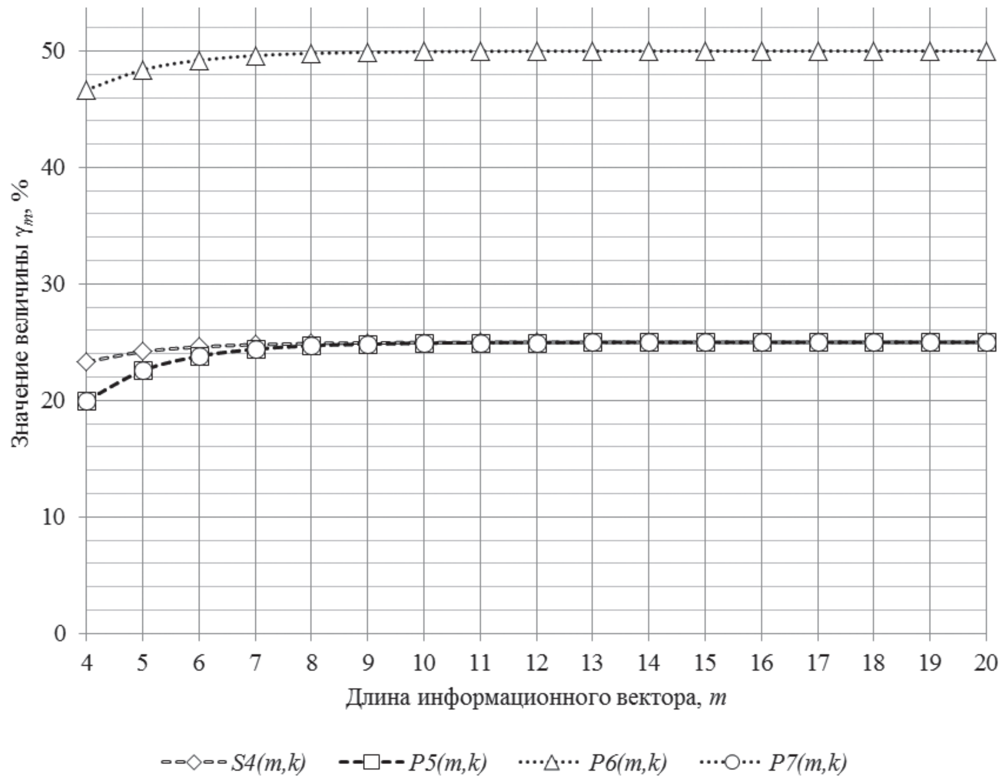

Рис. 9. Доля необнаруженных ошибок кодом *S*4 и полиномиальными кодами 2-го класса

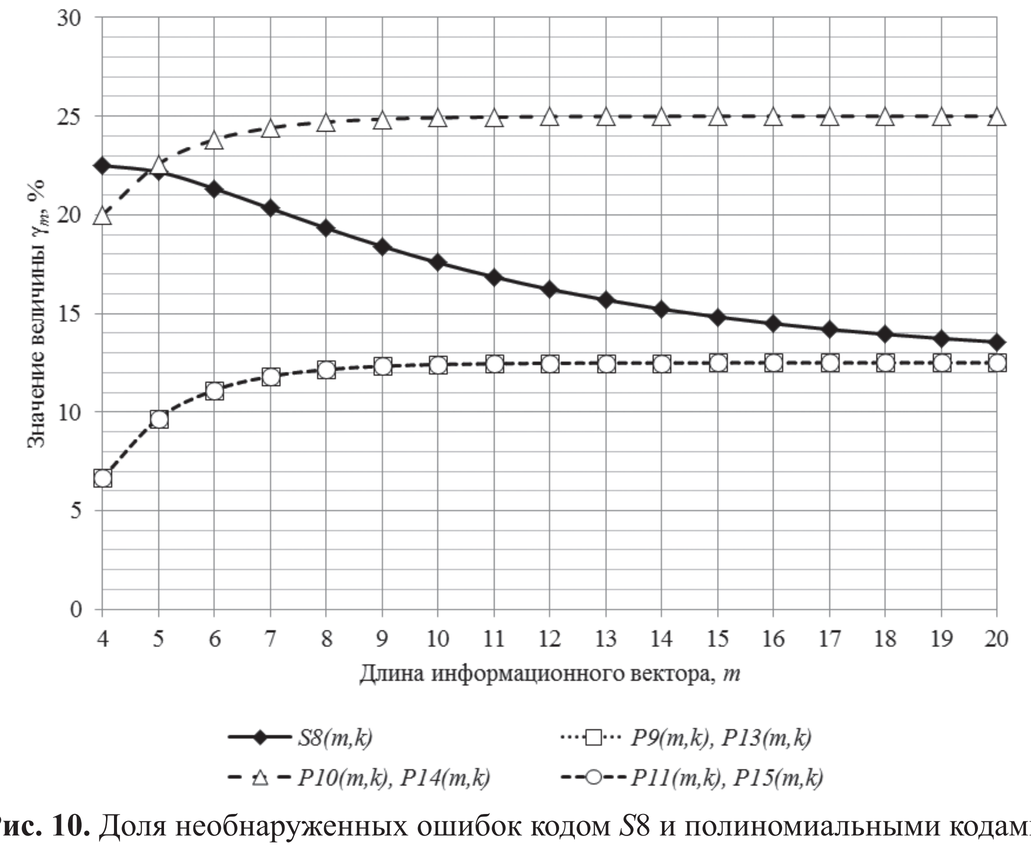

Рис. 10. Доля необнаруженных ошибок кодом *S*8 и полиномиальными кодами 3-го класса

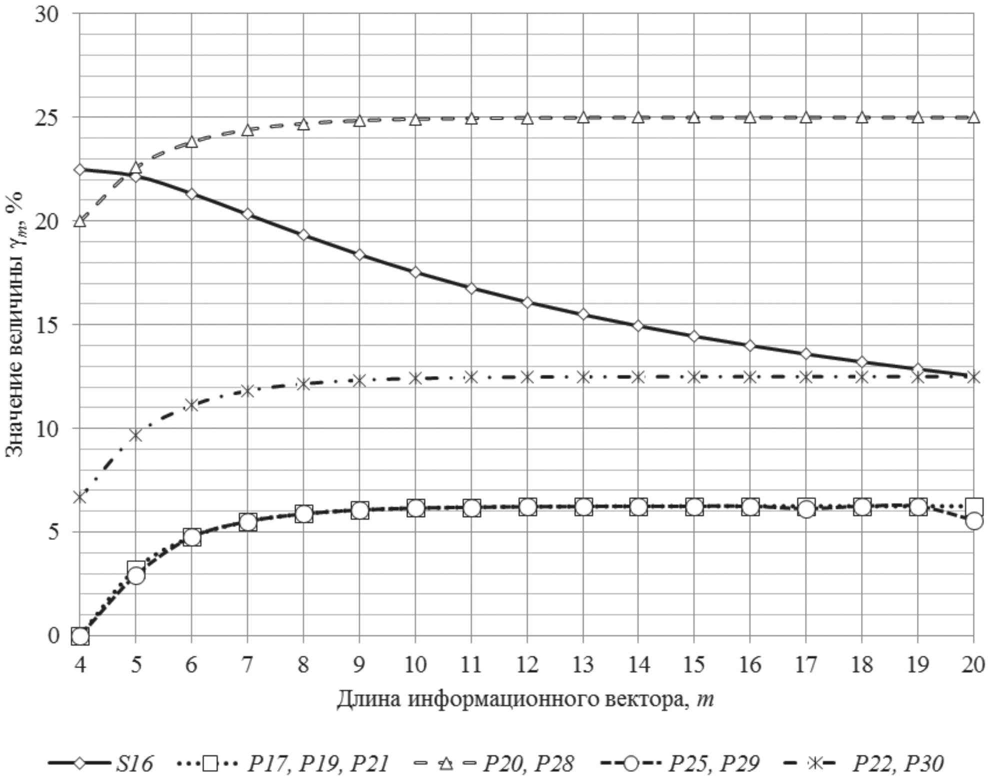

Рис. 11. Доля необнаруженных ошибок кодом $S16$ и полиномиальными кодами 4-го класса

кратности информационного вектора обнаруживают до 97–99 % ошибок, а код суммирования при тех же условиях всего лишь 76–78 %.

Анализ графиков (см. рис. 9–11) еще раз показывает преимущество полиномиальных кодов, но при условии выбора оптимального образующего полинома для построения кодового вектора, поскольку некоторые образующие полиномы имеют плохие обнаруживающие характеристики по сравнению с кодом суммирования.

Итак, можно сказать, что полиномиальное кодирование является перспективным направлением при построении систем самоконтроля и может быть использовано при синтезе комбинационных схем систем функционального диагностирования.

4 Результаты экспериментов

В процессе экспериментов были зафиксированы и проанализированы значения сложности технической реализации структур и обнаруживающих характеристик при применении полиномиальных кодов. Для этого были выбраны контрольные комбинационные схемы из известных наборов MCNC LGSynth`89 и Benchmarks [21].

Комбинационные схемы из набора LGSynth`89 были протестированы [21–24] полиномиальными кодами на обнаружение возникающих в них ошибок. Комбинационные схемы из набора LGSynth`89 описаны в формате *.netblif, что дает возможность оценки эффективности обнаружения ошибок на их выходах с помощью различных блочных кодов. Формат *.netblif описывает структуру комбинационной схемы с использованием двухвходовых, трехвходовых и четырехвходовых логических элементов ИЛИ-НЕ. В ходе эксперимента в схему последовательно вносились все одиночные константные неисправности (stuck-at faults) внутренних логических элементов, а затем на всех входных комбинациях проверялась возможность обнаружения ошибок с помощью полиномиальных кодов. Сами ошибки классифицировались по видам и кратностям, что позволило выявить некоторые закономерности, присущие рассматриваемым кодам. В табл. 6 приводится общая характеристика для каждой контрольной комбинационной схемы по долям необнаруженных ошибок от общего количества возможных при использовании полиномиальных кодов 3-го класса в сравнении с кодом суммирования. Для каждой контрольной комбинационной схемы представлено количество входов и выходов (столбцы *I* и *O*) и рассчитан коэффициент $\gamma_N^{P,S}$ при использовании различных

Таблица 6. Характеристика необнаруженных ошибок

Контрольная схема	I	O	Доли необнаруженных ошибок от общего количества возникающих, $\gamma_N^{P,S}$							
			*P*9	*P*10	*P*11	*P*12	*P*13	*P*14	*P*15	*S*8
b1	3	4	0	0	0	4,348	0	0	0	4,348
cmb	16	4	0	0,002	0	13,692	0	0	0	0,002
z4ml	7	4	0	0,384	0	3,071	0	0,768	0	3,071
cm162a	14	5	1,978	5,851	1,832	14,106	1,832	5,875	2,026	0,605
cm163a	16	5	1,661	5,125	1,509	12,603	1,504	5,167	1,803	0,849
alu2	10	6	9,838	2,497	0,304	20,152	0,559	10,182	2,409	12,289
x2	10	7	2,405	3,856	0,071	12,807	0,274	2,77	1,959	0,528
alu4	14	8	4,028	5,604	1,026	18,816	2,153	8,98	3,987	9,457
cm138a	6	8	0	0	0	0	0	0	0	0
f51m	8	8	1,493	3,694	0,121	6,687	0,151	1,945	0,437	0,927
pcle	19	9	1,134	2,436	1,046	5,83	1,069	2,642	1,236	1,103
cm42a	4	10	0	2,878	0	0	0	0	0	2,878
cu	14	11	0,186	16,651	0,046	44,852	1,113	0,719	0,186	24,675
pm1	16	13	1,974	2,033	0,589	5,777	0,488	2,069	1,043	3,615
ldd	9	19	0,478	1,665	0,489	3,346	0,626	1,561	0,837	1,448

полиномов и $S8$-кода, представляющий собой отношение количества необнаруженных ошибок к общему количеству возможных в конкретной схеме:

$$\gamma_N^{P,S} = \frac{N_{circut}^{P,S}}{N_{circut}} \cdot 100\%. \tag{6}$$

В этом случае наилучшие показатели по всем диагностируемым схемам представляют полиномы $P11$ и $P13$, при этом достигается обнаружение порядка 98–99 % возможных ошибок, а в некоторых контрольных схемах при применении полиномов $P9$, $P11$, $P13$ и $P15$ достигается 100 %-е обнаружение ошибок любой кратности.

При применении помехозащитного кода немаловажное значение имеет площадь образуемой структуры. Была дана оценка сложности технической реализации ряда контрольных комбинационных схем из набора MCNC Benchmarks. Для этого был использован специальный программный модуль, интегрированный в комплекс оценки характеристик разделимых кодов в системах функционального контроля DMCoding, позволяющий получить файлы-описания каждого блока системы функционального контроля, организованной по полиномиальным кодам для конкретной контрольной схемы. Каждый такой файл генерируется в формате *.pla, фактически задающем таблицу истинности конкретного логического устройства. После получения всех файлов-описаний блоков системы функционального контроля с использованием библиотеки функциональных элементов stdcell2_2.genlib и известного интерпретатора SIS [25] были рассчитаны абсолютные показатели сложности их технической реализации. Таким показателем в SIS является площадь, занимаемая устройством на кристалле (в условных единицах библиотеки). Для примера в табл. 7 показаны рассчитанные данные для ряда диагностируемых схем с использованием полиномов 3-го класса в сравнении с кодом суммирования и дублированной структурой. Для удобства анализа были введены коэффициенты значения площади системы функционального контроля по полиномиальному коду в отношении структур, построенных на основе вышеперечисленных кодов:

$$\mu N = \frac{L_{PN(n,m)}}{L_{SM(n,m)}} \cdot 100\%; \tag{7}$$

$$\delta N = \frac{L_{PN(n,m)}}{L_D} \cdot 100\%, \tag{8}$$

где $L_{PN(n,m)}$ – значение площади системы функционального контроля по PN(n,m)-коду; $L_{SM(n,m)}$ – значение площади системы функционального контроля по SM(m,k)-коду; L_D – значение площади системы дублирования.

Таблица 7. Характеристики структурной избыточности систем функционального контроля

№ п/п	Контрольная схема	Число входов	Число выходов	Значение площади, усл. ед.						μ9	μ10	μ11	δ9	δ10	δ11
				Блок $F(x)$	Система дублирования	Система на основе $S8$ (m, k)-кода	Система на основе $P9$ (m, k)-кода	Система на основе $P10$ (m, k)-кода	Система на основе $P11$ (m, k)-кода						
1	newcwp	4	5	440	1520	1832	1168	1136	1520	63,8 %	62,0 %	83,0 %	76,8 %	74,7 %	100,0 %
2	clpl	11	5	640	3376	3288	1648	1968	3320	50,1 %	59,9 %	101,0 %	48,8 %	58,3 %	98,3 %
3	max512	9	6	9632	20 944	14 912	15 816	14 672	16 864	106,1 %	98,4 %	113,1 %	75,5 %	70,1 %	80,5 %
4	max1024	10	6	17 816	37 520	28 720	29 208	26 864	31 480	101,7 %	93,5 %	109,6 %	77,8 %	71,6 %	83,9 %
5	dc1	4	7	976	2592	2808	1920	1944	2088	68,4 %	69,2 %	74,4 %	74,1 %	75,0 %	80,6 %
6	dekoder	4	7	736	2112	2800	1560	1712	2000	55,7 %	61,1 %	71,4 %	73,9 %	81,1 %	94,7 %
7	newapla1	12	7	736	3776	3432	2016	2120	2744	58,7 %	61,8 %	80,0 %	53,4 %	56,1 %	72,7 %
8	wim	4	7	712	2064	2672	1584	1616	1984	59,3 %	60,5 %	74,3 %	76,7 %	78,3 %	96,1 %
9	newbyte	5	8	592	2032	4624	1608	1464	1968	34,8 %	31,7 %	42,6 %	79,1 %	72,0 %	96,9 %
10	br2	12	8	2952	8208	7888	4816	4608	5328	61,1 %	58,4 %	67,5 %	58,7 %	56,1 %	64,9 %
11	dk27	9	9	528	2736	7752	1760	1976	2296	22,7 %	25,5 %	29,6 %	64,3 %	72,2 %	83,9 %
12	ex1010	10	10	43 296	88 480	80 432	70 960	62 504	70 048	88,2 %	77,7 %	87,1 %	80,2 %	70,6 %	79,2 %
13	newapla	12	10	1192	4688	10 976	2840	3392	3888	25,9 %	30,9 %	35,4 %	60,6 %	72,4 %	82,9 %
14	newcpla2	7	10	1096	3456	10 448	2736	2448	3176	26,2 %	23,4 %	30,4 %	79,2 %	70,8 %	91,9 %
15	b10	15	11	9168	21 264	28 528	14 616	13 328	15 720	51,2 %	46,7 %	55,1 %	68,7 %	62,7 %	73,9 %
16	dk17	10	11	1768	5424	18 336	4272	3920	5096	23,3 %	21,4 %	27,8 %	78,8 %	72,3 %	94,0 %
17	apla	10	12	3048	7984	10 544	6168	5792	6688	58,5 %	54,9 %	63,4 %	77,3 %	72,5 %	83,8 %
18	sqr6	6	12	2648	6352	10 576	5232	4960	5808	49,5 %	46,9 %	54,9 %	82,4 %	78,1 %	91,4 %
19	m1	6	12	3064	7184	8248	4640	4488	5128	56,3 %	54,4 %	62,2 %	64,6 %	62,5 %	71,4 %
20	p82	5	14	2368	5584	10 680	4080	3864	4576	38,2 %	36,2 %	42,8 %	73,1 %	69,2 %	81,9 %
21	sex	9	14	1360	4400	12 104	3852	3776	5064	31,8 %	31,2 %	41,8 %	87,5 %	85,8 %	115,1 %
22	newcpla1	9	16	2520	6720	14 000	5472	4968	6040	39,1 %	35,5 %	43,1 %	81,4 %	73,9 %	89,9 %
23	tms	8	16	6784	15 040	15 448	9000	8776	9696	58,3 %	56,8 %	62,8 %	59,8 %	58,4 %	64,5 %
24	dk48	15	17	1808	6544	26 320	4864	5064	7688	18,5 %	19,2 %	29,2 %	74,3 %	77,4 %	117,5 %
25	in1	16	17	40 952	85 040	40 848	48 904	47 208	49 736	119,7 %	115,6 %	121,8 %	57,5 %	55,5 %	58,5 %
Средние значения										54,6 %	53,3 %	64,1 %	71,3 %	69,9 %	85,9 %

Окончание табл. 7

№ п/п	Контрольная схема	Число входов	Число выходов	Значение площади, усл. ед. Система на основе $P12$ (m, k)-кода	Система на основе $P13$ (m, k)-кода	Система на основе $P14$ (m, k)-кода	Система на основе $P15$ (m, k)-кода	μ12	μ13	μ14	μ15	δ12	δ13	δ14	δ15
1	newcwp	4	5	1224	1616	1536	1832	66,8%	88,2%	83,8%	80,3%	80,5%	106,3%	101,1%	96,8%
2	clpl	11	5	2920	3584	3080	2544	88,8%	109,0%	93,7%	77,4%	86,5%	106,2%	91,2%	75,4%
3	max512	9	6	12 824	15 672	14 656	15 616	86,0%	105,1%	98,3%	104,7%	61,2%	74,8%	70,0%	74,6%
4	max1024	10	6	23 344	31 376	28 920	35 856	81,3%	109,2%	100,7%	124,8%	62,2%	83,6%	77,1%	95,6%
5	dc1	4	7	1800	2240	2024	2224	64,1%	79,8%	72,1%	79,2%	69,4%	86,4%	78,1%	85,8%
6	dekoder	4	7	1648	2016	1904	2016	58,9%	72,0%	68,0%	72,0%	78,0%	95,5%	90,2%	95,5%
7	newapla1	12	7	2056	2760	2400	2504	59,9%	80,4%	69,9%	73,0%	54,4%	73,1%	63,6%	66,3%
8	wim	4	7	1576	1920	1840	1872	59,0%	71,9%	68,9%	70,1%	76,4%	93,0%	89,1%	90,7%
9	newbyte	5	8	1400	2000	1784	1648	30,3%	43,3%	38,6%	35,6%	68,9%	98,4%	87,8%	81,1%
10	br2	12	8	4216	5168	4856	4960	53,4%	65,5%	61,6%	62,9%	51,4%	63,0%	59,2%	60,4%
11	dk27	9	9	1840	2568	2168	2360	23,7%	33,1%	28,0%	30,4%	67,3%	93,9%	79,2%	86,3%
12	ex1010	10	10	53 232	72 352	63 136	72 640	66,2%	90,0%	78,5%	90,3%	60,2%	81,8%	71,4%	82,1%
13	newapla	12	10	2496	4080	3208	3752	22,7%	37,2%	29,2%	34,2%	53,2%	87,0%	68,4%	80,0%
14	newcpla2	7	10	2356	3176	2800	2744	22,4%	30,4%	26,8%	26,3%	67,6%	91,9%	81,0%	79,4%
15	b10	15	11	12 088	16 768	14 712	15 832	42,4%	58,8%	51,6%	55,5%	56,8%	78,9%	69,2%	74,5%
16	dk17	10	11	3344	5040	4072	4728	18,2%	27,5%	22,2%	25,8%	61,7%	92,9%	75,1%	87,2%
17	apla	10	12	5048	6784	5896	6968	47,9%	64,3%	55,9%	66,1%	63,2%	85,0%	73,8%	87,3%
18	sqr6	6	12	4360	5776	5016	5656	41,2%	54,6%	47,4%	53,5%	68,6%	90,9%	79,0%	89,0%
19	m1	6	12	4240	5096	4712	4904	51,4%	61,8%	57,1%	59,5%	59,0%	70,9%	65,6%	68,3%
20	p82	5	14	3728	4640	4088	4280	34,9%	43,4%	38,3%	40,1%	66,8%	83,1%	73,2%	76,6%
21	sex	9	14	3480	5248	4224	5216	28,8%	43,4%	34,9%	43,1%	79,1%	119,3%	96,0%	118,5%
22	newcpla1	9	16	4728	6640	5816	5984	33,8%	47,4%	41,5%	42,7%	70,4%	98,8%	86,5%	89,0%
23	tms	8	16	8288	9888	9136	9216	53,7%	64,0%	59,1%	59,7%	55,1%	65,7%	60,7%	61,3%
24	dk48	15	17	6344	8376	6328	6656	24,1%	31,8%	24,0%	25,3%	96,9%	128,0%	96,7%	101,7%
25	in1	16	17	45 288	49 968	46 800	48 832	110,9%	122,3%	114,6%	119,5%	53,3%	58,8%	55,0%	57,4%
Средние значения								50,8%	65,3%	58,6%	62%	66,7%	88,2%	77,5%	82,4%

Следует отметить, что полученные показатели подтверждают преимущество использования полиномиальных кодов по сравнению с использованием кодов с суммированием и метода дублирования в подавляющем большинстве контрольных комбинационных схем. Средние значения коэффициентов δN для всех полиномиальных кодов не превышают 80 %, а коэффициентов μN – 60 %. При некоторых комбинационных схемах значение структурной избыточности достигает лишь 50 % от значения избыточности при методе дублирования, что сопоставимо с показателями при применении известного кода с защитой по паритету.

Заключение

Применение полиномиальных кодов при синтезе комбинационных схем самоконтроля является эффективным методом повышения надежности и снижения себестоимости систем функционального диагностирования. В статье приводятся особенности применения полиномиальных кодов в задачах технической диагностики. Приведены основные свойства полиномиальных кодов по обнаружению ошибок, которыми не обладает большинство типов помехозащитных кодов. Простая реализация процесса кодирования при помощи полиномиальных кодов еще раз подтверждает их преимущество.

Как показали результаты экспериментов, методы полиномиального кодирования обладают лучшими обнаруживающими характеристиками по сравнению с существующими методами кодирования в системах функционального контроля. Показатели структурной избыточности при применении полиномиального кодирования также свидетельствуют об эффективности его использования при решении поставленной задачи. Вследствие этого полиномиальные коды могут эффективно использоваться не только для задач обнаружения ошибок в передаче и обработки данных, но и при решении задач технической диагностики как тестового, так и функционального диагностирования устройств железнодорожной автоматики и телемеханики.

Учитывая изложенное, использование класса полиномиальных кодов целесообразно при решении задач построения самопроверяемых дискретных устройств железнодорожной автоматики и телемеханики.

Библиографический список

1. Микропроцессорная централизация стрелок и сигналов EBILock 950 / Г. А. Казимов, В. Н. Алешин, А. Е. Деревянко, С. В. Золотарева, Г. Ф. Лекута, С. Б. Платунов, А. В. Сураев, С. А. Хохлов, К. Д. Хромушкин ; под. ред. Г. Д. Казиева. – М. : Трансиздат, 2008. – 368 с.

2. Ефанов Д. В. Функциональный контроль и мониторинг устройств железнодорожной автоматики и телемеханики : монография / Д. В. Ефанов. – СПб. : ФГБОУ ВО ПГУПС, 2016. – 171 с.
3. Сапожников Вал. В. Методы построения безопасных микроэлектронных систем железнодорожной автоматики / Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Х. А. Христов, Д. В. Гавзов ; под ред. Вл. В. Сапожникова. – М. : Транспорт, 1995. – 272 с.
4. Пархоменко П. П. Основы технической диагностики (оптимизация алгоритмов диагностирования, аппаратурные средства) / П. П. Пархоменко, Е. С. Согомонян. – М. : Энергоатомиздат, 1981. – 320 с.
5. Рабочее диагностирование безопасных информационно-управляющих систем / А. В. Дрозд, В. С. Харченко, С. Г. Антощук, Ю. В. Дрозд, М. А. Дрозд, Ю. Ю. Сулима ; под ред. А. В. Дрозда и В. С. Харченко. – Харьков : Национальный аэрокосмический университет им. Н. Е. Жуковского (ХАИ), 2012. – 614 с.
6. Согомонян Е. С. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы / Е. С. Согомонян, Е. В. Слабаков. – М. : Радио и связь, 1989. – 207 с.
7. Berger J. M. A Note on Error Detection Codes for Asymmetric Channels / J. M. Berger // Information and Control. – 1961. – Vol. 4. – Issue 1. – Pp. 68–73.
8. Ефанов Д. В. О свойствах кода с суммированием в схемах функционального контроля / Д. В. Ефанов, Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Автоматика и телемеханика. – 2010. – № 6. – С. 155–162.
9. Блюдов А. А. Построение модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Электронное моделирование. – 2012. – Т. 34. – № 6. – С. 17–29.
10. Ефанов Д. В. Применение модульных кодов с суммированием для построения систем функционального контроля комбинационных логических схем / Д. В. Ефанов, Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Автоматика и телемеханика. – 2015. – № 10. – С. 152–169.
11. Сапожников Вал. В. Применение кодов с суммированием при синтезе систем железнодорожной автоматики и телемеханики на программируемых логических интегральных схемах / Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // Автоматика на транспорте. – 2015. – Т. 1. – № 1. – С. 84–107.
12. Castagnoli G. Optimization of Cyclic Redundancy-Check Codes with 24 and 32 Parity Bits / G. Castagnoli, S. Brauer, M. Herrmann // IEEE Transactions on Communications. – 1993. – Vol. 41. – Issue 6. – Pp. 883–892.
13. Koopman P. Cyclic Redundancy Code (CRC) Polynomial Selection for Embedded Networks / P. Koopman, T. Chakravarty // The International Conference on Dependable Systems and Networks, DSN-2004, 28 June – 1 July 2004, Florence, Italy. – Pp. 145–154.
14. Сагалович Ю. Л. Введение в алгебраические коды / Ю. Л. Сагалович. – М. : Институт проблем передачи информации им. А. А. Харкевича РАН, 2010. – 302 с.
15. Sellers F. F. Error Detecting Logic for Digital Computers / F. F. Sellers, M.-Y. Hsiao, L. W. Bearnson. – N. Y. : McGraw-Hill, 1968. – 288 p.

16. Столярова М. И. Анализ ошибкообнаруживающих свойств циклических кодов / М. И. Столярова, Г. В. Бобрышева, Г. О. Звозникова // Сборник статей XVII Международной научно-технической конференции по проблемам информатики в образовании, управлении, экономике и технике, 26–27 октября 2017 г., г. Пенза, Россия. – Пенза : Приволжский Дом знаний, 2017. – С. 105–108.
17. Аксёнова Г. П. Необходимые и достаточные условия построения полностью проверяемых схем свертки по модулю 2 / Г. П. Аксёнова // Автоматика и телемеханика. – 1979. – № 9. – С. 126–135.
18. Сапожников Вал. В. Особенности организации систем функционального контроля комбинационных схем на основе полиномиальных кодов / Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов, Р. Б. Абдуллаев // Известия Петербургского университета путей сообщения. – 2018. – Т. 15. – № 3. – С. 432–445.
19. Goessel M. Error Detection Circuits / M. Goessel, S. Graf. – L. : McGraw-Hill, 1994. – 261 p.
20. Сапожников Вал. В. О свойствах полиномиальных кодов в системах функционального контроля / Вал. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов, Р. Б. Абдуллаев // Информатика и системы управления. – 2018. – № 2. – С. 50–61.
21. Efanov D. Experimental Studies of Polynomial Codes in Concurrent Error Detection Systems of Combinational Logical Circuits / D. Efanov, Val. Sapozhnikov, Vl. Sapozhnikov, R. Abdullaev, D. Plotnikov // Proceedings of 16th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS`2018), Kazan, Russia, September 14–17, 2018. – Pp. 184–190.
22. Collection of Digital Design Benchmarks. – URL : http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks.
23. Saposhnikov Vl. V. Experimental Results for Self-Dual Multi-Output Combinational Circuits / Vl. V. Saposhnikov, V. Moshanin, Val. V. Saposhnikov, M. Goessel // Journal of Electronic Testing : Theory and Applications. – 1999. – Vol. 14. – Issue 3. – Pp. 295–300.
24. Sapozhnikov Val. Method of Combinational Circuits Testing by Dividing its Outputs into Groups and Using Codes, that Effectively Detect Double Errors / Val. Sapozhnikov, D. Efanov, Vl. Sapozhnikov, V. Dmitriev // Proceedings of 15th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS`2017), Novi Sad, Serbia, September 29 – October 2, 2017. – Pp. 129–136.
25. SIS : A System for Sequential Circuit Synthesis / E. M. Sentovich, K. J. Singh, L. Lavagno, C. Moon, R. Murgai, A. Saldanha, H. Savoj, P. R. Stephan, R. K. Brayton, A. Sangiovanni-Vincentelli // Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California, Berkeley, 4 May 1992. – 45 p.

Ruslan B. Abdullaev,
«Automation and Remote Control on Railways» Department
Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University

The Properties of Polynomial Codes in Concurrent Error Detection Systems of Combinational Logical Circuits

The paper considers the existing methods for constructing systems of test and functional control of logic circuits, as well as their inherent disadvantages. The principles of the polynomial codes construction and features of their application in the tasks of functional diagnosis of logical combinational circuits of railway automation are given. The existing and new properties of polynomial codes, which are necessary for the synthesis of combinational self-control schemes, are listed, in particular, these are the property of detection of single and double errors, the property of detecting errors of odd multiplicity, the property of possessing polynomials of the lower class of detecting characteristics of some polynomials of the senior class. A condition for complete detection of any type of double errors by polynomial codes is given. The article provides a comparative analysis of the different multiplicity errors, detected by polynomial codes of the 2, 3 and 4 classes in comparison with the errors detected by the corresponding sum codes. The polynomial codes have shown good results in the course of experiments on error detection in combinational circuits of the set of LGSynth`89. In some control schemes, full detection of any multiplicity errors is achieved using polynomial codes. The structural redundancy of concurrent error detection systems was also calculated. In the situation of the polynomial codes applying, the redundancy of the system did not exceed 70–80 % of the redundancy value in the situation of the sum codes applying, and did not exceed 50–60 % of the redundancy in the situation of duplication method applying.

combinational circuit; functional diagnosis; uniform codes; polynomial code, that forms the polynomial; polynomial code properties

References

1. Kazimov G. A., Aleshin V. N., Derevyanko A. E., Zolotareva S. V., Lekuta G. F., Platunov S. B., Suraev A. V., Hohlov S. A., Hromushkin K. D. (2008). Microprocessor centralization of switchs and signals EBILock 950 [Mikroprotsessornaya tsentralizatsiya strelok i signalov EBILock 950]. Edited by G. D. Kazieva [Pod. red. G. D. Kazievoy]. Moscow, Transizdat. – 368 p.
2. Efanov D. V. (2016). Functional control and monitoring of devices of railway automation and remote control [Funktsionalnyiy kontrol i monitoring ustroystv zheleznodorozhnoy avtomatiki i telemehaniki], monograph. St. Petersburg, PSTU. – 171 p.

3. Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V., Khristov Kh. A., Gavzov D. V. (1995). Methods of building of reliable microelectronic systems for railway automation [Metody postroyeniya bezopasnykh mikroelektronnykh sistem zheleznodorozhnoy avtomatiki]. Moscow, Transport. – 272 p.
4. Parhomenko P. P., Sogomonyan E. S. (1981). Technical diagnostics fundamentals (Diagnostic algorithm optimization, apparatus means) [Osnovy tekhnicheskoj diagnostiki (optimizaciya algoritmov diagnostirovaniya, apparaturnye sredstva)]. Moscow, Energoatomizdat. – 320 p.
5. Drozd A. V., Harchenko V. S., Antoschuk S. G., Drozd Yu. V., Drozd M. A., Sulima Ya. Ya. (2012). Objects and methods of on-line testing for safe instrumentation and control systems [Rabochee diagnostirovanie bezopasnyh informacionno-upravlyayushchih system]. Edited by A. V. Drozd, and V. S. Kharchenko [Pod red. A. V. Drozda i V. S. Harchenko]. Kharkov, National Aerospace University (KhAI). – 614 p.
6. Sogomonyan E. S., Slabakov E. V. (1989). Self-Checking and Fail-Safety Systems [Samoproveryaemyie ustroystva i otkazoustoychivyie sistemy]. Moscow, Radio and communication [Radio i svjaz']. – 207 p.
7. Berger J. M. (1961). A Note on Error Detection Codes for Asymmetric Channels. Information and Control, vol. 4, issue 1. – Pp. 68–73.
8. Efanov D. V., Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V. (2010). On Summation Code Properties in Functional Control Circuits [O svojstvah koda s summirovaniem v skhemah funkcional'nogo kontrolya]. Automation and Remote Control [Avtomatika i Telemekhanika], issue 6. – Pp. 155–162.
9. Blyudov A. A., Efanov D. V., Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V. (2012). Formation of the Berger modified code with minimum number of undetectable errors of data bits. [Postroenie modificirovannogo koda Bergera s minimal'nym chislom neobnaruzhivaemyh oshibok informacionnyh razryadov]. Electronic Modeling [Elektronnoe modelirovanie], vol. 34, no. 6. – Pp. 17–29.
10. Efanov D. V., Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V. (2015). Application of modular summation codes to concurrent error detection systems for combinational Boolean circuits [Primenenie modul'nyh kodov s summirovaniem dlya postroeniya sistem funkcional'nogo kontrolya kombinacionnyh logicheskih skhem]. Automation and remote control [Avtomatika i telemehanika], vol. 10. – Pp. 152–169.
11. Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V., Efanov D. V. (2015). Application of Sum Codes for Synthesis of Railway Automation and Remote Control at Programmable Logic Integrated Circuits [Primenenie kodov s summirovaniem pri sinteze sistem zheleznodorozhnoj avtomatiki i telemekhaniki na programmiruemyh logicheskih integral'nyh skhemah]. Automation of Transport [Avtomatika na transporte], vol. 1, issue 1. – Pp. 84–107.
12. Castagnoli G., Brauer S., Herrmann M. (1993). Optimization of Cyclic Redundancy-Check Codes with 24 and 32 Parity Bits. IEEE Transactions on Communications, vol. 41, issue 6. – Pp. 883–892.
13. Koopman P., Chakravarty T. (2004). Cyclic Redundancy Code (CRC) Polynomial Selection for Embedded Networks. The International Conference on Dependable Systems and Networks, DSN-2004, 28 June – 1 July 2004, Florence, Italy. – Pp. 145–154.

14. Sagalovich Yu. L. (2010). Introduction to Algebraic Codes [Vvedenie v algebraicheskie kodyi]. Moscow, Institute for Information Transmission Problems of A. A. Kharkevich [Institut problem peredachi informacii im. A. A. Harkevicha]. – 302 p.
15. Sellers F. F., Hsiao M.-Y., Bearnson L. W. (1968). Error Detecting Logic for Digital Computers. New York, McGraw-Hill. – 288 p.
16. Stolyarova M. I., Bobrysheva G. V., Zvoznikova G. O. (2017). Analysis of the error-detecting properties of cyclic codes [Analiz oshibkoobnaruzhivayushchih svojstv ciklicheskih kodov]. XVII International scientific and technical conference of problems of informatics in education, management, economics and technics [XVII Mezhdunarodnaya nauchno-tekhnicheskaya konferenciya po problemam informatiki v obrazovanii, upravlenii, ehkonomike i tekhnike], October, 26–27, 2017, Penza, Russia. Collection of articles of the XVII International Scientific and Technical Conference. Penza, Privolzhsky House of Knowledge [Privolzhskij Dom znanij]. – Pp. 105–108.
17. Aksyonova G. P. (1979). Necessary and sufficient conditions for constructing completely convenient convolution schemes modulo 2 [Neobhodimye i dostatochnye usloviya postroeniya polnost'yu proveryaemyh skhem svertki po modulyu 2]. Automation and remote control [Avtomatika i telemehanika], vol. 9. – Pp. 126–135.
18. Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V., Efanov D. V., Abdullaev R. B. (2018). Features of the organization of systems of functional control of combinational circuits based on polynomial codes [Osobennosti organizacii sistem funkcional'nogo kontrolya kombinacionnyh skhem na osnove polinomial'nyh kodov]. Proceedings of Petersburg Transport University [Izvestiya Peterburgskogo universiteta putey soobscheniya], issue 15, vol. 3. – Pp. 432–445.
19. Goessel M., Graf S. (1994). Error Detection Circuits. London, McGraw-Hill. – 261 p.
20. Sapozhnikov Val. V., Sapozhnikov Vl. V., Efanov D. V., Abdullaev R. B. (2018). On the properties of polynomial codes in functional control systems [O svojstvah polinomial'nyh kodov v sistemah funkcional'nogo kontrolya]. Informatics and management systems [Informatika i sistemyi upravleniya], vol. 2. – Pp. 50–61.
21. Efanov D., Sapozhnikov Val., Sapozhnikov Vl., Abdullaev R. (2018). Experimental Studies of Polynomial Codes in Concurrent Error Detection Systems of Combinational Logical Circuits. Proceedings of 16th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS`2018), Kazan, Russia, September 14–17, 2018. – Pp. 184–190.
22. Collection of Digital Design Benchmarks. URL: http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks.
23. Saposhnikov Vl. V., Moshanin V., Saposhnikov Val. V., Goessel M. (1999). Experimental Results for Self-Dual Multi-Output Combinational Circuits. Journal of Electronic Testing: Theory and Applications, vol. 14, issue 3. – Pp. 295–300.
24. Sapozhnikov Val., Efanov D., Sapozhnikov Vl., Dmitriev V. (2017). Method of Combinational Circuits Testing by Dividing its Outputs into Groups and Using Codes, that Effectively Detect Double Errors. Proceedings of 15th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS`2017), Novi Sad, Serbia, September 29 – October 2, 2017. – Pp. 129–136.
25. SIS: A System for Sequential Circuit Synthesis / Sentovich E. M., Singh K. J., Lavagno L., Moon C., Murgai R., Saldanha A., Savoj H., Stephan P. R., Brayton R. K.,

Sangiovanni-Vincentelli A. (1992). Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California, Berkeley, 4 May 1992. – 45 p.

Статья представлена к публикации членом редколлегии Вл. В. Сапожниковым
Поступила в редакцию 03.04.2018, принята к публикации 23.05.2018

АБДУЛЛАЕВ Руслан Борисович – аспирант кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I.
e-mail: ruslan_0507@mail.ru