

Библиографический список

1. **Горная** энциклопедия. Подземные сооружения. – URL : <http://www.mining-enc.ru/p/podzemnye-sooruzheniya> (дата обращения 19.12.2014).

2. **Защита** от биоповреждений, вызываемых грибами / В.И. Сухаревич, И.Л. Кузикова, Н.Г. Медведева. – СПб. : ЭЛБИ-СПб, 2009. – 207 с.

3. **Антропогенно-очаговые** болезни жителей большого города / В.Б. Антонов // Журнал инфектологии. – 2009. – Т. 1, № 2/3. – С. 7–12.

4. **Популярная** медицинская энциклопедия. Пыль. – URL : <http://medbooka.ru/pyl> (дата обращения 21.12.2014).

5. **Экобаланс**. Углекислый газ : определения и свойства. – URL : [http://ekobalans.ru/investigations/uglekislyj-gaz-\(co2\)](http://ekobalans.ru/investigations/uglekislyj-gaz-(co2)) (дата обращения 21.12.2014).

УДК 681.518.5:004.052.32

В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов

Петербургский государственный университет путей сообщения
Императора Александра I

АНАЛИЗ СВОЙСТВ КОДОВ С СУММИРОВАНИЕМ ВЗВЕШЕННЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ РАЗРЯДОВ ПО ОБНАРУЖЕНИЮ ОШИБОК В СИСТЕМАХ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО КОНТРОЛЯ ЛОГИЧЕСКИХ УСТРОЙСТВ

Рассмотрены коды с суммированием взвешенных информационных разрядов в системах функционального контроля логических устройств автоматики и вычислительной техники. Установлены новые свойства взвешенных кодов с суммированием, число контрольных разрядов в которых равно числу контрольных разрядов классических кодов Бергера. Показано, что взвешенные коды с суммированием обладают большей эффективностью обнаружения ошибок в системах функционального контроля, чем известные коды с суммированием. Кроме того, анализируемые в работе взвешенные коды обладают свойством 100%-ного обнаружения любых однонаправленных (монотонных) искажений в информационных векторах, что позволяет использовать их для организации контроля логических устройств с монотонными и монотонно независимыми выходами.

техническая диагностика, функциональный контроль, код Бергера, взвешенный код с суммированием, информационный вектор, необнаруживаемая ошибка.

Введение

Современные системы автоматического управления и контроля, в том числе и объекты железнодорожной автоматики и телемеханики, строятся с использованием микропроцессорной и микроэлектронной техники [1]. С каждым годом технологии создания элементов компьютерной техники совершенствуются, растет плотность интеграции транзисторов на кристалле, увеличивается быстродействие логических схем [2]. Задача обеспечения надеж-

ной работы компьютерной техники, особенно в системах управления, имеет фундаментальное значение. Для достижения высокого уровня надежности используются различные методы, включающие в себя применение высоконадежной элементной базы, резервирования, помехоустойчивого кодирования, а также технического диагностирования [3, 4].

Техническое диагностирование логических устройств позволяет определить состояние их функциональных узлов и впоследствии вы-

работать стратегию дальнейшего применения объекта по назначению (в том числе выбрать вариант ремонта в случае возникновения дефекта). При организации систем технического диагностирования используются различные подходы, связанные с работой самого диагностируемого объекта. При тестовом диагностировании объект контроля временно отключается от работы с целью подачи на его входы специальных проверочных воздействий. Противоположным подходом в диагностировании является функциональный контроль, или рабочий (on-line) контроль. Данный вид диагностирования проводится в режиме функционирования объекта (concurrent error detection system) [5, 6].

Данная статья посвящена развитию теории функционального контроля комбинационных логических устройств, являющихся частью любых современных компьютерных систем. Суть функционального контроля комбинационных устройств состоит в возможности обнаружения любых одиночных искажений в их внутренней структуре (будь то константные неисправности или неисправности типа

«временная задержка» [7, 8]) без специальных воздействий: тестирование производится на рабочих наборах логического устройства.

1 Коды с суммированием в системах функционального контроля

При организации систем функционального контроля (рис. 1) применяются свойства избыточных кодов. Наиболее простым способом организации системы функционального контроля является применение разделимых кодов. В этом случае выходы контролируемого устройства $f(x)$ отождествляют с информационными разрядами $\langle f_1, f_2, \dots, f_m \rangle$, а выходы контрольного устройства $g(x)$ – с контрольными разрядами $\langle g_1, g_2, \dots, g_k \rangle$, получаемыми по заранее установленным правилам. Факт соответствия информационных и контрольных разрядов фиксируется тестером с парафазным выходом [9]. Тестер является самопроверяемым, т. е. в нем любые одиночные ошибки во внутренней структуре определяются хотя бы на одном входном наборе. В этом случае и при

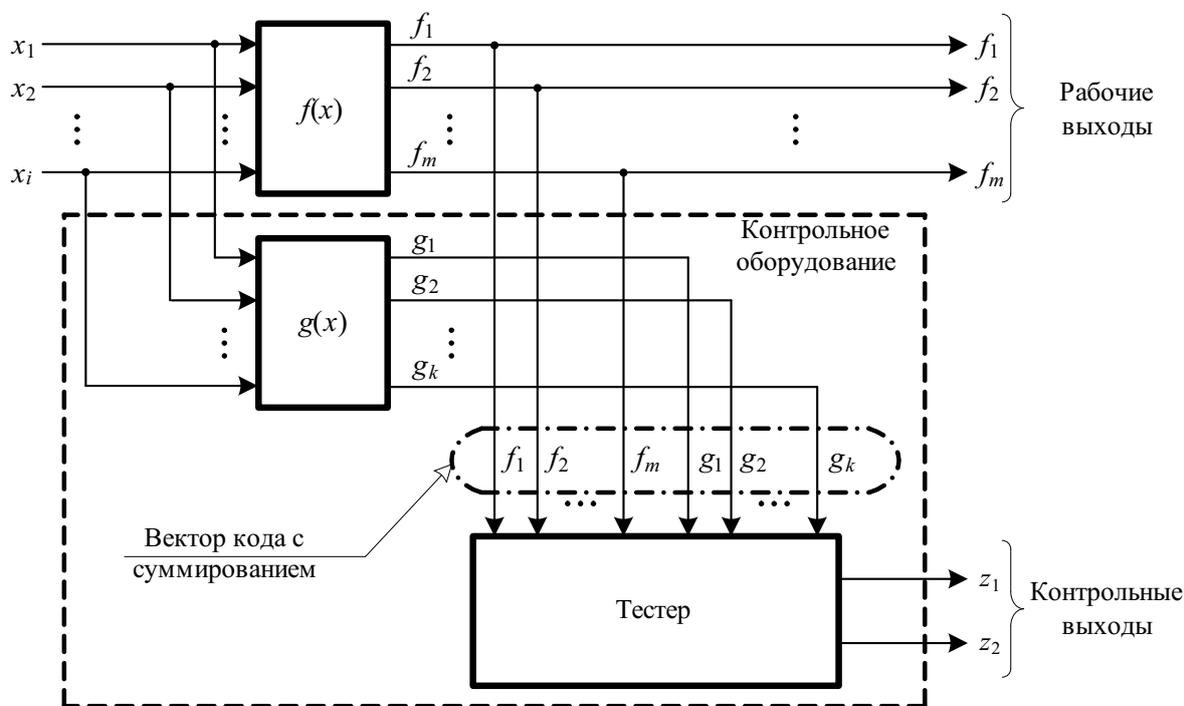


Рис. 1. Структура системы функционального контроля

наличии дефектов в блоках $f(x)$ и $g(x)$ на контрольных выходах тестера (z_1 и z_2) устанавливается непарафазный сигнал $\langle 00 \rangle$ или $\langle 11 \rangle$.

От выбранного на этапе проектирования варианта кодирования в значительной степени зависят свойства самой системы функционального контроля по обнаружению искажений в контролируемом блоке $f(x)$. Поскольку все блоки системы диагностирования реализованы отдельно, одновременное возникновение дефектов в разных блоках невозможно. Это позволяет рассматривать свойства системы функционального контроля при возникновении искажений только в информационных выходах при безошибочности контрольных выходов [10].

Наиболее часто при организации систем функционального контроля используются классические коды с суммированием, или коды Бергера [11, 12]. Коды Бергера в контрольном векторе содержат двоичное число, равное сумме числа единичных информационных разрядов (число, равное весу r кодового слова). Таким образом, при длине информационного вектора, равной m , длина контрольного вектора составляет $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$, где запись $\lceil b \rceil$ обозначает ближайшее целое, не превосходящее значения b . Коды Бергера обозначим как $S(m,k)$ -коды.

В [10] установлены свойства кодов Бергера по обнаружению искажений в информационных векторах. Доказано, что доля необнаруживаемых искажений кратности d в информационных векторах от общего числа искажений данной кратности не зависит от длины информационного вектора и является постоянной величиной:

$$\beta_d = 2^{-d} C_d^{\frac{d}{2}}. \quad (1)$$

Из выражения (1), например, следует, что коды Бергера не обнаруживают 50 % двукратных искажений в информационных разрядах.

Одним из способов повышения эффективности обнаружения искажений в информаци-

онных векторах кодов является модификация кода по следующим правилам [13].

Алгоритм 1. Построение модифицированного кода Бергера.

1. Подсчитывается вес информационного вектора r ;
2. Выбирается модуль $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$;
3. Вес r представляется по выбранному модулю $(r) \bmod M$;
4. Подсчитывается специальный поправочный коэффициент α как сумма по модулю два заранее выбранных информационных разрядов;
5. Подсчитывается результирующий вес информационного слова $W = (r) \bmod M + \alpha M$;
6. Число W представляется в двоичном виде.

Коды, получаемые по приведенному алгоритму, называются модифицированными кодами Бергера, или $RS(m,k)$ -кодами.

$RS(m,k)$ -коды обнаруживают почти вдвое больше искажений в информационных векторах, чем $S(m,k)$ -коды. При этом от выбора правила подсчета поправочного коэффициента α зависит и число необнаруживаемых искажений в коде. Все модифицированные коды с длиной информационных векторов $m < 8$ имеют одинаковое общее число необнаруживаемых искажений, а с длиной $m \geq 8$ минимум необнаруживаемых искажений получается в том случае, если поправочный коэффициент содержит $\lfloor \frac{m}{2} \rfloor$ информационных разрядов (запись $\lfloor b \rfloor$ обозначает ближайшее целое число, не превосходящее значения b). $RS(m,k)$ -коды, у которых поправочный коэффициент вычисляется как сумма по модулю два $\lfloor \frac{m}{2} \rfloor$ информационных разрядов, также имеют и минимум двукратных необнаруживаемых искажений [13].

Длина контрольного вектора в $S(m,k)$ - и $RS(m,k)$ -кодах зависит от длины информационного вектора и с его увеличением также увеличивается. Это влияет на сложность контрольного оборудования в системе функционального контроля (рис. 1). При использовании модульного принципа подсчета веса ин-

формационного вектора число контрольных разрядов фиксируется и становится постоянным при любой длине информационного вектора. Модульные коды, или $SM(m,k)$ -коды, также эффективно применяются при построении систем функционального контроля [14]. В [15] установлены свойства $SM(m,k)$ -кодов по обнаружению искажений в информационных векторах, показано, что модуль может быть выбран из множества $M \in 2^1, 2^2, \dots, 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$. Это дает целое семейство модульных кодов с суммированием с числом контрольных разрядов меньшим, чем у кода Бергера.

Используя алгоритм модификации, приведенный выше, а также выбирая модуль из множества $M \in 2^1, 2^2, \dots, 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$, можно получить целое семейство модульно-модифицированных кодов с суммированием ($RSM(m,k)$ -кодов), которые также можно использовать при организации систем функционального контроля логических устройств [16].

Любые коды с суммированием, в которых вес информационного слова подсчитан по некоторому модулю M , имеют существенный недостаток, накладывающий ограничение на их использование в системах диагностирования. Модульный принцип подсчета веса приводит к возникновению однонаправленных (монотонных) искажений в информационных векторах кода, что, например, не дает гарантированного применения $SM(m,k)$ -, $RS(m,k)$ -или $RSM(m,k)$ -кодов при организации системы контроля комбинационных логических устройств с монотонными и монотонно независимыми выходами [17].

Получить код с улучшенными характеристиками по обнаружению искажений в информационных векторах можно путем взвешивания информационных разрядов и записи в контрольных разрядах суммарного веса информационных разрядов. Впервые о такой возможности упоминается в работе J. M. Berger [11]. Особенности систем функционального контроля, построенных с применением взвешенных кодов с суммированием, изложены в [18, 19].

Цель данной статьи – показать возможности взвешивания информационных разрядов для получения кодов с суммированием с разнообразными распределениями необнаруживаемых искажений в информационных векторах. Взвешенные коды, к которым не применяется модульный принцип подсчета веса, гарантированно могут применяться для контроля схем, в которых на выходах могут возникать только монотонные искажения.

2 Свойства взвешенных кодов с суммированием

Во взвешенных кодах с суммированием ($WS(m,k)$ -кодах) в общем случае могут быть взвешены любые информационные разряды, последовательность весовых коэффициентов таким образом имеет вид $[w_1, w_2, \dots, w_m]$. $WS(m,k)$ -код с последовательностью весовых коэффициентов $[1, 1, \dots, 1]$ есть классический код Бергера. В контрольном векторе $WS(m,k)$ -кода записывается двоичное число, равное величине

$$W = \sum_{i=1}^m x_i w_i,$$

где x_i – значение информационного разряда (0 или 1).

В [20] сравниваются классические коды Бергера и взвешенные коды с последовательностями весовых коэффициентов $[1, 1, \dots, 1, 3]$, т.е. кодов с одним взвешенным разрядом $w_i = 3$. Там же показано, что взвешенные коды с суммированием обладают всеми особенностями кодов Бергера.

Будем рассматривать только те взвешенные коды, в которых число контрольных разрядов равно числу контрольных разрядов в классических кодах Бергера, т.е. $k = \lceil \log_2(W + 1) \rceil$. Для таких $WS(m,k)$ -кодов устанавливается следующее ограничение на значения весовых коэффициентов [21]:

$$m \leq w_1 + w_2 + \dots + w_m \leq 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil} - 1. \quad (2)$$

Чем ближе длина информационного вектора к величине $2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil} - 1$, тем меньшее количество различных взвешенных кодов можно построить. Например, если $m = 6$, то имеются две последовательности весовых коэффициентов: $[1, 1, 1, 1, 1, 1]$ и $[1, 1, 1, 1, 1, 2]$, а при $m = 5$ таких последовательностей четыре: $[1, 1, 1, 1, 1]$, $[1, 1, 1, 1, 2]$, $[1, 1, 1, 1, 3]$, $[1, 1, 1, 2, 2]$.

Поскольку мы рассматриваем свойства кодов на всех входных наборах, то положение взвешенных разрядов в информационном векторе несущественно. Важным фактором в этом случае является значение весового коэффициента.

Контрольные векторы кодов с суммированием представляют собой суммы единичных информационных разрядов, умноженных на значение их весовых коэффициентов. Например, в табл. 1 приводятся кодовые слова $S(4,3)$ - и $WS(4,3)$ -кодов с последовательностью весовых коэффициентов $[1, 1, 2, 2]$.

Для определения характеристик кодов по обнаружению ошибок в информационных векторах удобна табличная форма представления, где все информационные векторы распределены по контрольным векторам [10]. В табл. 2 и 3 приведены табличные формы представления $S(4,3)$ - и $WS(4,3)$ -кодов. Код Бергера имеет в каждой контрольной группе C_m^r информационных векторов (r – вес информационного вектора). Поскольку число $r < m$, три контрольные группы являются пустыми. Кроме того, заполнение занятых групп крайне неравномерно. Эти особенности кода Бергера определяют и его достаточно низкие возможности по обнаружению искажений в информационных векторах. Приписывание информационным разрядам весовых коэффициентов позволяет перераспределить информационные векторы по контрольным группам. Подбор значений весовых коэффициентов позволяет получать коды с различными распределениями информационных векторов по контрольным группам.

Ошибка в информационном векторе не будет обнаружена только тогда, когда она преобразит один информационный вектор в другой

внутри одной контрольной группы. Из табл. 2 и 3 ясно, что имеются 54 таких перехода для $S(4,3)$ -кода и 28 – для $WS(4,3)$ -кода. Для любого кода Бергера известна формула подсчета числа необнаруживаемых искажений [13]:

$$N_m = \sum_{p \in Q} 2C_p^2, \quad (3)$$

где $Q = \{C_m^1, C_m^2, \dots, C_m^{m-1}\}$.

Для кодов Бергера число информационных векторов в одной контрольной группе определяется только значениями m и r , что позволяет легко установить количество необнаруживаемых переходов. Взвешенные коды имеют перераспределение информационных векторов, а именно – сдвиг в правую часть таблицы некоторого количества информационных векторов. Например, если взвешен один информационный разряд, на величину $w_i - 1$ сдвигается 2^{m-1} информационный вектор. При большем количестве взвешенных разрядов осуществляется большее количество «перемещений» информационных векторов в сравнении с классическим кодом Бергера. Подсчет числа необнаруживаемых искажений затрудняется.

Для $WS(m,k)$ -кодов справедливо **Утверждение 1**. Любой $WS(m,k)$ -код, контрольный вектор которого представляет собой двоичный эквивалент суммы весовых коэффициентов информационных разрядов, обнаруживает 100% монотонных ошибок в информационных векторах. Утверждение 1 следует из того, что при взвешивании информационных векторов увеличивается суммарный вес W , т. е. смещается значение истинного веса в большую сторону. В группу с весом r , соответствующим весу невзвешенного кода, не попадает информационный вектор взвешенного кода с большим значением веса.

Также для $WS(m,k)$ -кодов нетрудно доказать **Утверждение 2**: взвешенный код с суммированием, весовые коэффициенты которого являются нечетными числами, обнаруживает любые ошибки нечетных кратностей и все монотонные ошибки четных кратностей [21].

ТАБЛИЦА 1. Кодовые векторы кодов с суммированием

№	Информационные разряды, вес информационных разрядов				Контрольные разряды					
	x_1 $w_1=1$	x_2 $w_2=1$	x_3 $w_3=2$	x_4 $w_4=2$	$S(4,3)$			$WS(4,3)$		
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	1	0	0	1	0	1	0
2	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0
3	0	0	1	1	0	1	0	1	0	0
4	0	1	0	0	0	0	1	0	0	1
5	0	1	0	1	0	1	0	0	1	1
6	0	1	1	0	0	1	0	0	1	1
7	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1
8	1	0	0	0	0	0	1	0	0	1
9	1	0	0	1	0	1	0	0	1	1
10	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1
11	1	0	1	1	0	1	1	1	0	1
12	1	1	0	0	0	1	0	0	1	0
13	1	1	0	1	0	1	1	1	0	0
14	1	1	1	0	0	1	1	1	0	0
15	1	1	1	1	1	0	0	1	1	0

ТАБЛИЦА 2. $S(4,3)$ -код

000	001	010	011	100	101	110	111
0000	0001	0011	0111	1111			
	0010	0101	1011				
	0100	0110	1101				
	1000	1001	1110				
		1010					
		1100					

ТАБЛИЦА 3. $WS(4,3)$ -код с последовательностью весов [1,1,2,2]

000	001	010	011	100	101	110	111
0000	0001	0011	0101	0111	1101	1111	
	0010	0100	0110	1011	1110		
		1000	1001	1100			
			1010				

Для более глубокого анализа характеристик взвешенных кодов с суммированием был составлен алгоритм построения взвешенного кода с суммированием на основе анализа табличной формы представления делимого кода и реализован в программном виде. Это позволило рассчитать характеристики взвешенных кодов с суммированием при длине информационных векторов $m = 2 \div 20$. Например, в табл. 4 приведены все взвешенные коды с суммированием, удовлетворяющие условию (2), при длине информационного вектора $m = 8$.

В табл. 4 в графах N_m , γ , ξ записаны характеристики взвешенных кодов: N_m – общее число обнаруживаемых искажений в информационном векторе, γ – доля обнаруживаемых искажений от общего числа искажений в информационном векторе, ξ – показатель эффективности кода при заданной длине информационных и контрольных векторов. Коэффициент ξ показывает, насколько данный код ближе к оптимальному коду при заданных значениях m и k [13]:

$$\xi = \frac{N_m^{\min}}{N_m}, \quad (4)$$

где $N_m^{\min} = 2^m(2^{m-k} - 1)$ – число обнаруживаемых ошибок в оптимальном коде, имеющем равномерное распределение информационных векторов между контрольными векторами.

Чем ближе ξ к 1, тем эффективнее код при данных значениях m и k . По величине ξ в табл. 4 видно, насколько взвешивание информационных разрядов увеличивает эффективность обнаружения искажений в коде с суммированием. Для некоторых последовательностей весовых коэффициентов эффективность возрастает более чем в два раза.

Коды в табл. 4 сгруппированы по следующему признаку: в каждой группе кодов изменяется значение только одного весового коэффициента. Это позволяет установить ряд свойств $WS(m,k)$ -кодов, интересных с практической точки зрения:

1) любой взвешенный код с суммированием имеет меньшее количество обнару-

живаемых искажений, чем классический код Бергера, в том числе по каждой четной кратности;

2) любой взвешенный код из группы с постоянным значением весовых коэффициентов $m - 1$ информационного разряда имеет постоянное количество двукратных обнаруживаемых искажений, кроме первого кода группы. Это коды с последовательностями весовых коэффициентов $[1, 1, 1, 1, w_5, w_6, w_7, w_8]$, где $w_8 > w_5$, $w_8 > w_6$, $w_8 > w_7$;

3) чем больше взвешено информационных разрядов, тем меньше двукратных обнаруживаемых искажений в коде, удовлетворяющем предыдущему свойству. К примеру, у кода с последовательностью информационных разрядов $[1, 1, 1, 1, 1, 2, 6]$ 1920 двукратных обнаруживаемых ошибок, а у кода с последовательностью $[1, 1, 1, 1, 2, 2, 3, 4]$ – всего 896;

4) максимальное значение коэффициента ξ имеет каждый последний код каждой группы – он имеет суммарное значение веса информационного слова W , максимально близкое к пороговому $2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil} - 1$, после превышения которого добавляется еще один контрольный разряд (см. условие 2);

5) для кодов из первой группы (коды с одним взвешенным разрядом) число обнаруживаемых ошибок четных кратностей d постоянно при $w_i \geq d$;

6) для данной длины информационного вектора m коды с одним взвешенным разрядом с четными значениями w_i имеют одинаковое количество искажений четных кратностей d .

Анализ характеристических таблиц показывает, что все перечисленные свойства сохраняются для взвешенных кодов с суммированием с любой длиной информационных векторов.

3 О синтезе тестеров кодов с суммированием

Важным блоком системы функционального контроля является тестер: он отвечает за контроль технического состояния всех состав-

ТАБЛИЦА 4. Характеристики $WS(8,4)$ -кодов

Последовательность весовых коэффициентов	Распределения необнаруживаемых ошибок по кратностям d								N_m	γ	ξ
	1	2	3	4	5	6	7	8			
1,1,1,1,1,1,1,1	0	3584	0	6720	0	2240	0	70	12614	0,1932	0,3044
1,1,1,1,1,1,1,2	0	2688	1344	3360	2240	560	420	0	10612	0,1626	0,3619
1,1,1,1,1,1,1,3	0	2688	0	4480	0	1400	0	42	8610	0,1319	0,446
1,1,1,1,1,1,1,4	0	2688	0	3360	560	560	168	0	7336	0,1124	0,5234
1,1,1,1,1,1,1,5	0	2688	0	3360	728	0	14	0	6790	0,104	0,5655
1,1,1,1,1,1,1,6	0	2688	0	3360	0	560	28	0	6636	0,1017	0,5787
1,1,1,1,1,1,1,7	0	2688	0	3360	0	560	0	2	6610	0,1013	0,5809
1,1,1,1,1,1,1,8	0	2688	0	3360	0	560	0	0	6608	0,1012	0,5811
1,1,1,1,1,1,2,2	0	2048	1920	2400	1920	920	120	52	9380	0,1437	0,4094
1,1,1,1,1,1,2,3	0	1920	1344	2080	1920	320	324	0	7908	0,1211	0,4856
1,1,1,1,1,1,2,4	0	1920	960	1920	1200	560	84	32	6676	0,1023	0,5752
1,1,1,1,1,1,2,5	0	1920	960	1440	1280	128	180	0	5908	0,0905	0,65
1,1,1,1,1,1,2,6	0	1920	960	1440	960	200	64	12	5556	0,0851	0,6911
1,1,1,1,1,1,2,7	0	1920	960	1440	960	80	84	0	5444	0,0834	0,7054
1,1,1,1,1,1,3,3	0	2048	0	3680	0	1280	0	42	7050	0,108	0,5447
1,1,1,1,1,1,3,4	0	1920	384	2080	1200	320	264	0	6168	0,0945	0,6226
1,1,1,1,1,1,3,5	0	1920	0	2560	0	848	0	30	5358	0,0821	0,7167
1,1,1,1,1,1,3,6	0	1920	0	2080	320	320	124	0	4764	0,073	0,806
1,1,1,1,1,1,4,4	0	2048	0	2400	480	800	48	40	5816	0,0891	0,6602
1,1,1,1,1,1,4,5	0	1920	384	1440	1200	128	264	0	5336	0,0817	0,7196
1,1,1,1,1,2,2,2	0	1664	1920	2400	1440	840	240	0	8504	0,1303	0,4516
1,1,1,1,1,2,2,3	0	1408	1920	1600	1600	720	88	40	7376	0,113	0,5206
1,1,1,1,1,2,2,4	0	1408	1344	1760	1040	600	160	0	6312	0,0967	0,6084
1,1,1,1,1,2,2,5	0	1408	1280	1280	960	528	40	24	5520	0,0846	0,6957
1,1,1,1,1,2,2,6	0	1408	1280	1120	800	360	80	0	5048	0,0773	0,7607
1,1,1,1,1,2,3,3	0	1408	1280	1760	1600	320	268	0	6636	0,1017	0,5787
1,1,1,1,1,2,3,4	0	1280	1280	1280	1360	520	84	32	5836	0,0894	0,658
1,1,1,1,1,2,3,5	0	1280	1024	1120	1280	208	204	0	5116	0,0784	0,7506
1,1,1,1,1,2,4,4	0	1408	640	1760	800	560	160	0	5328	0,0816	0,7207
1,1,1,1,2,2,2,2	0	1536	1536	2496	1408	624	192	44	7836	0,12	0,49
1,1,1,1,2,2,2,3	0	1152	1920	1760	1248	648	208	0	6936	0,1063	0,5536
1,1,1,1,2,2,2,4	0	1152	1344	1824	1072	456	144	32	6024	0,0923	0,6375
1,1,1,1,2,2,2,5	0	1152	1152	1632	736	456	144	0	5272	0,0808	0,7284
1,1,1,1,2,2,3,3	0	1024	1792	1440	1280	664	72	36	6308	0,0966	0,6088
1,1,1,1,2,2,3,4	0	896	1600	1376	1040	536	160	0	5608	0,0859	0,6847

ляющих системы диагностирования. Теория синтеза тестеров кодов с суммированием разработана достаточно хорошо [3, 9, 22]. Тестер любого делимого кода удобно строить по структуре, включающей в себя два модуля: генератор и компаратор [9]. Генератор по значениям рабочих функций блока $f(x)$ вычисляет контрольный вектор $\langle g_1' g_2' \dots g_k' \rangle$, а компаратор сравнивает его с контрольным вектором от блока $g(x)$ (рис. 2).

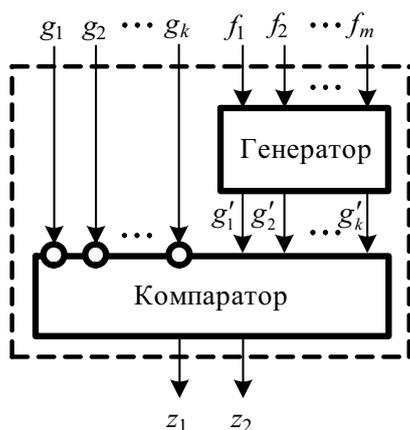


Рис. 2. Структура тестера

Компараторы строятся по каскадному принципу соединения модулей сравнения парафазных сигналов, что подробно описано в [9]. Кроме того, все компараторы одинаковы для кодов с одинаковым количеством контрольных разрядов.

Генератор представляет собой сумматор весовых коэффициентов. Его целесообразно строить на базе стандартных модулей сложения двоичных чисел: сумматора (FA), полусумматора (HA) и сумматора по модулю два (XOR) [22]. На рис. 3 показаны условные обозначения функциональных блоков, из которых строится генератор.

Сумматор имеет три входа – x_1, x_2, x_3 – и два выхода – S (сумма) и C (перенос). Сумматор вычисляет сумму единичных значений на входах в соответствии с уравнениями: $S = x_1 \oplus x_2 \oplus x_3$ и $C = x_1 x_2 \vee x_1 x_3 \vee x_2 x_3$. В отличие от полного сумматора полусумматор имеет два входа – x_1, x_2 – и два выхода – S и C . Функции S и C вычисляются по правилам:

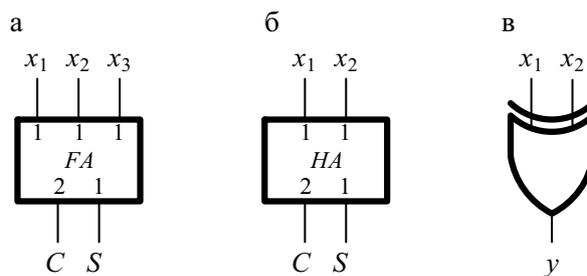


Рис. 3. Типовые функциональные элементы:
а) сумматор; б) полусумматор;
в) сумматор по модулю два

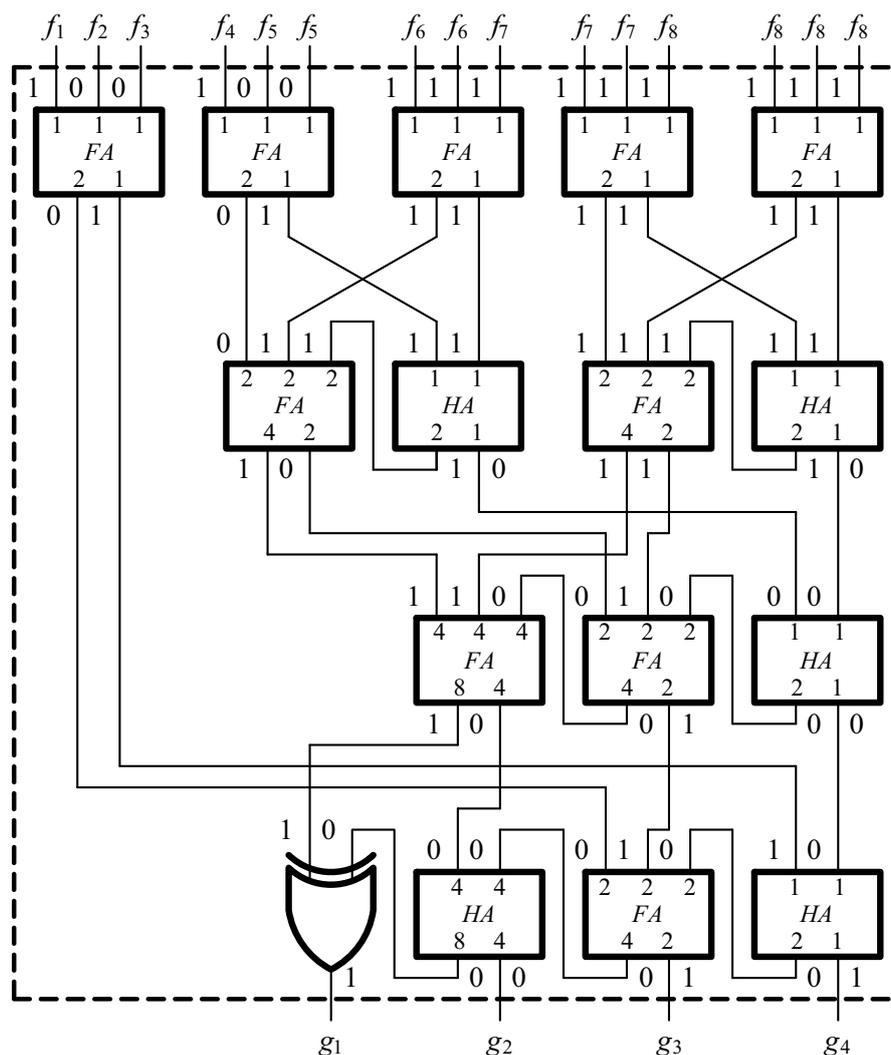
$S = x_1 \oplus x_2$ и $C = x_1 x_2$. Используя только эту элементную базу, можно синтезировать любые генераторы взвешенных кодов.

Принцип построения генераторов следующий: значение одного информационного разряда подается на w_i входов генератора. Другими словами, генератор будет иметь количество входов, равное максимальному суммарному весу информационного вектора.

Например, на рис. 4 приводится схема генератора $WS(8,4)$ -кода с последовательностью весовых коэффициентов $[1, 1, 1, 1, 2, 2, 3, 4]$. На рис. 4 показаны сигналы каждой линии генератора при поступлении входного вектора $\langle 10010111 \rangle$.

Генераторы взвешенных кодов с суммированием, построенные по описанному методу, более сложны в технической реализации, чем генераторы классических кодов с суммированием при одинаковой длине информационных векторов. Для построения генератора $WS(8,4)$ -кода потребовалось 10 полных сумматоров, 5 полусумматоров и 1 сумматор по модулю два. Для сравнения: структура генератора классического $S(8,4)$ -кода содержит 4 полных сумматора и 4 полусумматора.

При построении генераторов взвешенных кодов с суммированием можно учитывать вес информационного разряда и его способность в зависимости от значения (0 или 1) принимать только два возможных варианта веса – 0 или w_i . Это может существенно сократить сложность генератора при оптимизации структуры. Например, на рис. 5 показана упрощенная структура рассмотренного выше генератора

Рис. 4. Генератор тестера $WS(12,8)$ -кода

$WS(8,4)$ -кода с последовательностью весовых коэффициентов $[1,1,1,1,2,2,3,4]$. При упрощении структуры генератора мы воспользовались следующими соображениями:

1) седьмой разряд в суммарный вес может давать либо 0, либо 3 (в двоичном виде – 000 или 011),

2) восьмой разряд в суммарный вес может давать либо 0, либо 4 (в двоичном виде – 000, либо 100);

3) сумма веса седьмого и восьмого разрядов может быть равна 0, 3, 4 или 7;

4) из п. 3 следует, что двоичное число, характеризующее сумму весов седьмого и восьмого разрядов, будет иметь вид: $\langle f_8, f_7, f_7 \rangle$.

С учетом этих соображений можно удалить из структуры генератора сумматор весов седьмого и восьмого разрядов. Таким образом, из схемы генератора полностью удаляются три полных сумматора и один полусумматор, а один полный сумматор меняется на полусумматор (сравните рис. 4 и 5).

Возможна и дальнейшая минимизация числа элементов в структуре генератора: учет того, что вес пятого и шестого разрядов вносят в суммарный вес либо 0, либо 2 (рис. 6).

Сформулируем последовательность действий по оптимизации структуры генератора кода с суммированием взвешенных информационных разрядов.

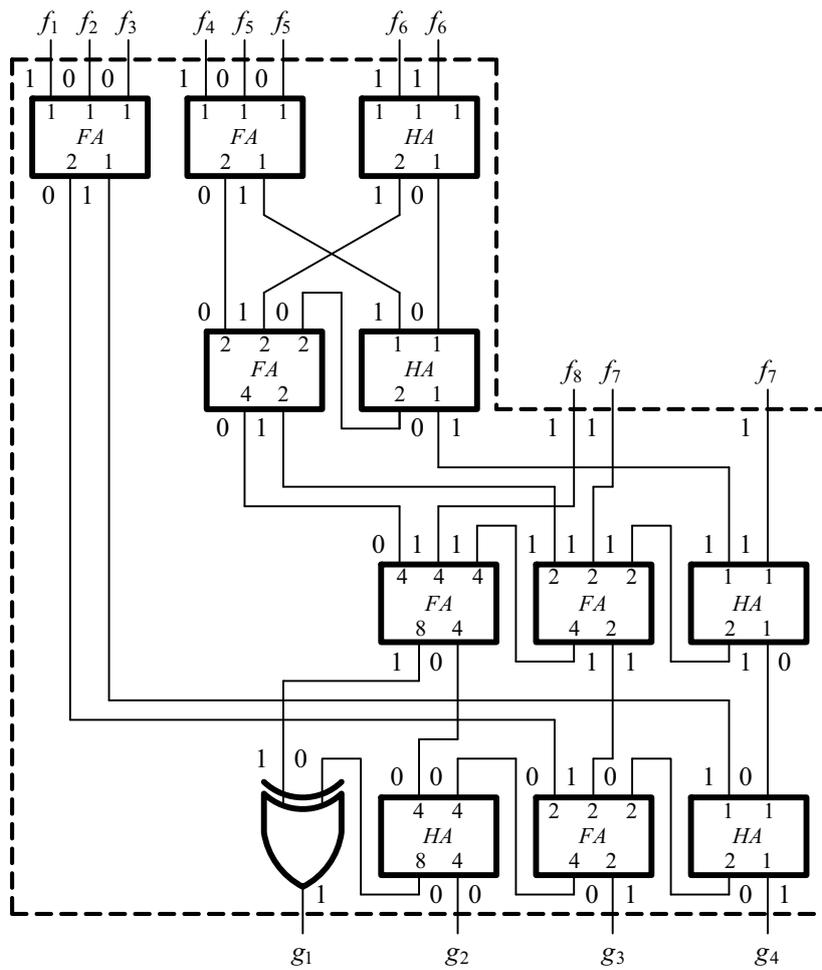


Рис. 5. Генератор тестера $WS(8,4)$ -кода с упрощенной структурой

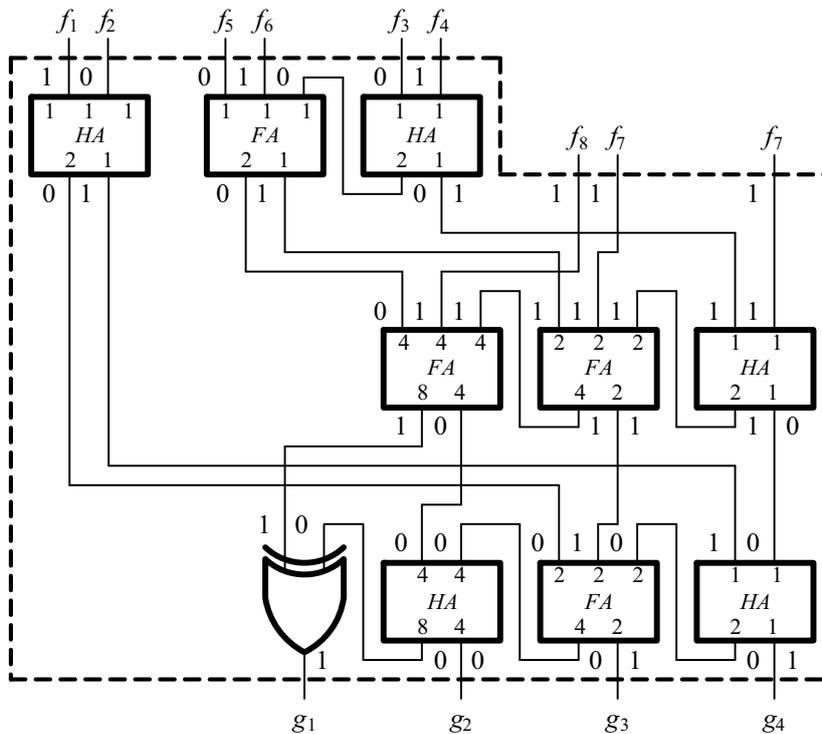


Рис. 6. Генератор тестера $WS(8,4)$ -кода с оптимизированной структурой

Алгоритм 2. Минимизация числа элементов в структуре генератора $WS(m,k)$ -кода.

1. Строится генератор $WS(m,k)$ -кода как сумматор W_{\max} единиц, где W_{\max} – суммарный вес всех информационных разрядов;

2. Определяются группы разрядов, суммарный вес которых позволяет использовать операцию сокращения элементов суммирования за счет представления весовых коэффициентов в двоичном виде;

3. Упрощается структура генератора.

Алгоритм 2 применим к генераторам любых $WS(m,k)$ -кодов, при этом он дает наилучший результат при примерно одинаковом количестве нечетных и четных весовых коэффициентов информационных разрядов.

Заключение

Показано, что взвешенные коды с суммированием обладают улучшенными характеристиками по обнаружению ошибок в информационных векторах в сравнении с классическими кодами с суммированием единичных информационных разрядов [3, 9, 22]. Особенно важна возможность обнаружения большего количества двукратных искажений, так как в практических задачах такие искажения более вероятны, чем искажения больших кратностей. Кроме того, взвешенные коды с суммированием обнаруживают 100 % монотонных ошибок в информационных векторах, что позволяет применять их во многих практических задачах, где используются классические коды Бергера. Например, известные модульные и модифицированные коды с суммированием единичных информационных разрядов не обнаруживают часть монотонных искажений, что ограничивает их применение в задачах построения надежных дискретных устройств [23, 24].

В заключение отметим, что приведенные здесь новые свойства взвешенных кодов с суммированием на практике позволяют выбирать наилучший вариант кодирования при организации системы функционального кон-

троля логических устройств автоматики и вычислительной техники с учетом особенностей их структур. Кроме того, обоснованный выбор кода за счет установленных особенностей взвешенных кодов в некоторых случаях позволяет снизить и сложность контрольной части системы функционального контроля.

Библиографический список

1. **Theeg G.**, Vlasenko S. Railway Signalling & Interlocking // DW Media Group GmbH. – 1st ed. – Eurailpress, Hamburg, 2009. – 448 p.
2. **Kharchenko V.** Evolution of von Neumann's Paradigm: Safe and Green Computing // Proceedings of 11th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2013), Rostov-on-Don, Sept. 27–30. – Rostov-on-Don, 2013. – P. 493–494.
3. **Самопроверяемые** устройства и отказоустойчивые системы / Е. С. Согомоян, Е. В. Слабаков. – М. : Радио и связь, 1989. – 208 с.
4. **Проектирование** и тестирование цифровых систем на кристаллах / В. И. Хаханов, Е. И. Литвинова, О. А. Гузь. – Харьков : ХНУРЭ, 2009. – 484 с.
5. **Nicolaidis M.**, Zorian Y. On-Line Testing for VLSI – A Compendium of Approaches // J. Electronic Testing : Theory and Applications. – 1998. – N 12. – P. 7–20.
6. **Dutta A.**, Touba N.A. Synthesis of Non-Intrusive Concurrent Error Detection Using an Even Error Detection Function // Int. test conf. (ITC). – 2005. – P. 1059–1066.
7. **Обеспечение** тестируемости задержек путей при синтезе схем покрытием BDD-графов / А. Ю. Матросова, Д. В. Кудин, Е. А. Николаева, Е. В. Румянцева // Вестн. Томск. гос. ун-та. Управление, вычислительная техника и информатика. – 2013. – № 2. – С. 130–139.
8. **Синтез** логических схем, контролепригодных относительно неисправностей задержек путей / А. Ю. Матросова, Е. А. Николаева, Е. В. Румянцева // Изв. вузов. Физика. – 2012. – Т. 55, № 11. – С. 114–116.
9. **Самопроверяемые** дискретные устройства / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников. – СПб. : Энергоатомиздат, 1992. – 224 с.

10. **О свойствах** кода с суммированием в схемах функционального контроля / Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Автоматика и телемеханика. – 2010. – № 6. – С. 155–162.
11. **Berger J. M.** A Note on Error Detecting Codes for Asymmetric Channels // *Inf. and Control.* – 1961. – Vol. 4, N 1. – P. 68–73.
12. **Freiman C. V.** Optimal Error Detection Codes for Completely Asymmetric Binary // *Inf. and Control.* – 1962. – Vol. 5, is. 1. – P. 64–71.
13. **Построение** модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // *Электронное моделирование.* – 2012. – Т. 34, № 6. – С. 17–29.
14. **Das D.,** Touba N.A. Synthesis of Circuits with Low-Cost Concurrent Error Detection Based on Bose-Lin Codes // *J. of Electronic Testing : Theory and Applications.* – 1999. – Vol. 15, is. 1/2 (Aug.–Oct.). – P. 145–155.
15. **Коды** с суммированием для организации контроля комбинационных схем / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // *Автоматика и телемеханика.* – 2013. – № 6. – С. 153–164.
16. **О кодах** с суммированием единичных разрядов в схемах функционального контроля / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // *Автоматика и телемеханика.* – 2014. – № 8. – С. 131–145.
17. **Morosow A.,** Saposhnikov V. V., Saposhnikov V. V., Goessel M. Self-Checking Combinational Circuits with Unidirectionally Independent Outputs // *VLSI Design.* – 1998. – Vol. 5, is. 4. – P. 333–345.
18. **Das D.,** Touba N.A., Seuring M., Gossel M. Low Cost Concurrent Error Detection Based on Modulo Weight-Based Codes // *Proceedings of IEEE 6th Int. On-Line Testing Workshop (IOLTW), Spain, Palma de Mallorca, July 3–5, 2000.* – Palma de Mallorca, 2010. – P. 171–176.
19. **Das D.,** Touba N.A. Weight-Based Codes and their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits // *Proc. 17th IEEE Test Symp., California, USA.* – California, 1999. – P. 370–376.
20. **Метод** построения кода Бергера с повышенной эффективностью обнаружения ошибок в информационных разрядах / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов, Д. А. Никитин // *Электронное моделирование.* – 2013. – Т. 35, № 4. – С. 21–34.
21. **Взвешенные** коды с суммированием для организации контроля логических устройств / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // *Электронное моделирование.* – 2014. – Т. 36, № 1. – С. 59–80.
22. **Piestrak S. J.** Design of Self-Testing Checkers for Unidirectional Error Detecting Codes. – Wrocław : Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej, 1995. – 111 p.
23. **Sapozhnikov V.,** Sapozhnikov V. V., Efanov D., Blyudov A. On the Synthesis of Unidirectional Combinational Circuits Detecting All Single Faults // *Proceedings of 12th IEEE East-West Design & Test Symp. (EWDT'S 2014), Kyev, Ukraine, Sept. 26–29, 2014.* – Kyev, 2014. – P. 116–125.
24. **Об использовании** свойств кодов с суммированием по обнаружению монотонных ошибок в системах функционального контроля комбинационных схем / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // *Вестн. Томск. гос. ун-та. Управление, вычислительная техника и информатика.* – 2014. – № 3. – С. 76–88.