

СПОСОБ ОРГАНИЗАЦИИ СИСТЕМ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО КОНТРОЛЯ КОМБИНАЦИОННЫХ ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ НА ОСНОВЕ МОДУЛЬНО-ВЗВЕШЕННЫХ КОДОВ БЕРГЕРА

В. В. САПОЖНИКОВ, Вл. В. САПОЖНИКОВ, Д. В. ЕФАНОВ

*Петербургский государственный университет путей сообщения Императора Александра I,
190031, Санкт-Петербург, Россия
E-mail: TrES-4b@yandex.ru*

Предложен способ организации систем функционального контроля комбинационных логических схем, обеспечивающих 100%-ное обнаружение одиночных константных неисправностей на выходах элементов внутренней структуры. Способ основан на разбиении выходов комбинационной схемы на подмножества, в которых возможно одновременное искажение значений не более двух выходов, и использовании для контроля модульно-взвешенных кодов Бергера с длинами информационных векторов $m = 2^b$, $b \in \{2; 3; \dots\}$. Отмечается, что особенно эффективным для контроля многовыходных комбинационных схем оказывается модульно взвешенный код с $m=4$: его генератор имеет простую структуру, для которой легко обеспечивается свойство самопроверяемости.

Ключевые слова: система функционального контроля, комбинационная схема, модульно-взвешенный код Бергера, 100%-ное обнаружение неисправностей, 2-независимость выходов

Введение. При проектировании и конструировании контролепригодных систем автоматики и вычислительной техники, как правило, учитываются часто используемые способы обнаружения отказов [1—9]. На уровне архитектуры аппаратных средств это требует снабжения контролируемого объекта (объекта диагностирования) техническими средствами диагностирования (схемой контроля) и внесения избыточности в структуру конечного устройства.

Для обнаружения отказов в технических объектах применяют системы функционального контроля (СФК), позволяющие косвенно, по результатам вычислений значений рабочих функций, фиксировать факт наличия неисправностей [10—13]. В таких системах объект диагностирования $F(x)$ снабжается специализированной схемой контроля, в состав которой входят блок контрольной логики $G(x)$ и тестер TSC (рис. 1). В процессе эксплуатации системы функционального контроля блок $G(x)$ вычисляет значения контрольных функций g_1, g_2, \dots, g_k (формирует контрольный вектор длиной k), а тестер сравнивает значения рабочих функций f_1, f_2, \dots, f_m (формирует информационный вектор длиной m) со значениями контрольных, вырабатывая при этом сигнал контроля $\langle z^0 z^1 \rangle$. В случае нарушения установленного на этапе проектирования СФК соответствия значений информационных и контрольных векторов на выходе тестера вырабатывается сигнал ошибки [14, 15].

Наиболее часто системы функционального контроля строятся с использованием равномерных двоичных кодов с небольшой избыточностью. К таким кодам относятся неразделимые равновесные коды, а также разделимые коды с суммированием, или (m, k) -коды (m и k —

количество информационных и контрольных разрядов в кодовом слове). Применению равномерных кодов при организации систем функционального контроля посвящено множество работ (см., например, [16—18]).

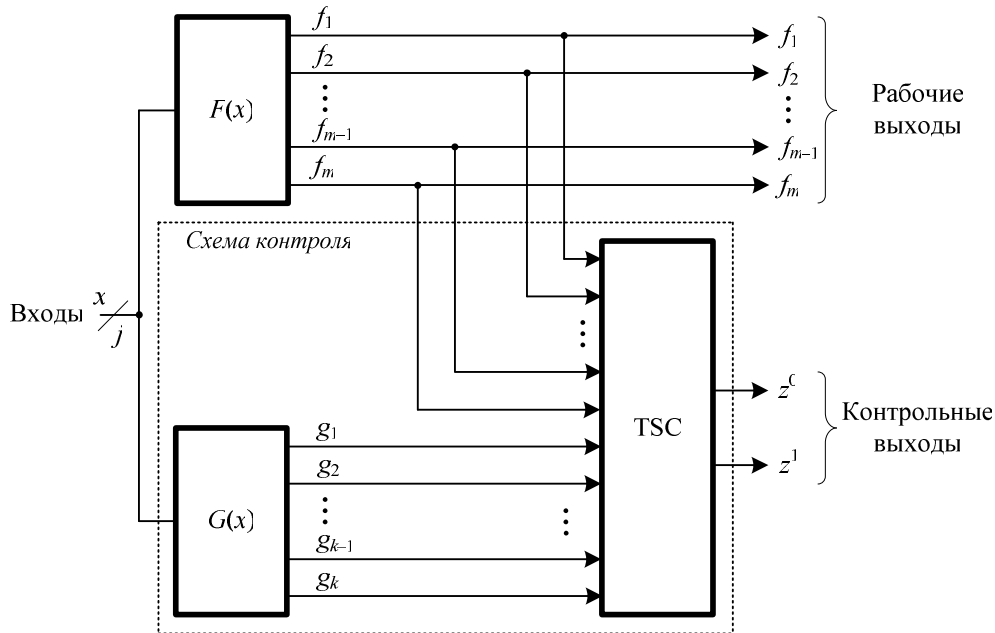


Рис. 1

В настоящей статье рассматриваются особенности технической реализации систем функционального контроля комбинационных логических схем с использованием модульно-взвешенного кода Бергера [19, 20].

Постановка задачи. Известные методы организации систем функционального контроля комбинационных логических схем на основе (m,k) -кодов базируются на использовании особенностей обнаружения этими кодами ошибок различного вида (одиночных, монотонных, симметричных или асимметричных) [21—27]. В данной статье рассматривается следующая задача: разработка способа организации систем функционального контроля комбинационных схем, позволяющих идентифицировать любые одиночные константные неисправности на выходах логических элементов их внутренних структур, на основе свойств обнаружения ошибок малой кратностью в информационных векторах модифицированных кодов с суммированием.

Модульно-взвешенный код Бергера. Модульно-взвешенный код Бергера строится по правилам, основанным на установлении неравнозначности разрядов информационного вектора, путем приписывания им весовых коэффициентов и последующего определения наименьшего неотрицательного вычета суммы весовых коэффициентов единичных разрядов по заранее установленному модулю [19, 20].

Алгоритм 1. Правила получения значений разрядов контрольных векторов модульно-взвешенного кода Бергера.

1. Разрядам информационного вектора, начиная с младшего, приписываются весовые коэффициенты, формирующие ряд последовательно возрастающих натуральных чисел: $[m; m-1; \dots; 2; 1]$.

2. Определяется суммарный вес информационного вектора:

$$W = \sum_{i=1}^m f_i w_i, \quad (1)$$

где f_i — значение разряда, занимающего i -ю позицию в информационном векторе ($f_i=0$ или $f_i=1$), w_i — значение соответствующего весового коэффициента ($w_i=i$).

3. Определяется наименьший неотрицательный вычет числа W по модулю $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil}$: $W_M = W(\text{mod} M)$; запись $\lceil \dots \rceil$ обозначает целое сверху от вычисляемого значения.

4. Число W_M представляется в двоичном виде и записывается в разряды контрольного вектора.

Данный код обозначим как $WSM(m,k)$ -код. Количество контрольных разрядов в таком коде равно количеству контрольных разрядов классического кода Бергера и определяется величиной $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$.

В табл. 1 для примера приводятся кодовые слова $WSM(4,3)$ -кода.

Таблица 1

№ п/п	Информационный вектор				W	W_M	Контрольный вектор		
	f_4	f_3	f_2	f_1			g_3	g_2	g_1
	w_4	w_3	w_2	w_1					
	4	3	2	1					
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	1	1	1	0	0	1
2	0	0	1	0	2	2	0	1	0
3	0	0	1	1	3	3	0	1	1
4	0	1	0	0	3	3	0	1	1
5	0	1	0	1	4	4	1	0	0
6	0	1	1	0	5	5	1	0	1
7	0	1	1	1	6	6	1	1	0
8	1	0	0	0	4	4	1	0	0
9	1	0	0	1	5	5	1	0	1
10	1	0	1	0	6	6	1	1	0
11	1	0	1	1	7	7	1	1	1
12	1	1	0	0	7	7	1	1	1
13	1	1	0	1	8	0	0	0	0
14	1	1	1	0	9	1	0	0	1
15	1	1	1	1	10	2	0	1	0

$WSM(m,k)$ -код строится для любых длин информационных векторов, однако обладает свойством 100%-ного обнаружения двукратных ошибок только при условии

$$m = 2^b, \quad b \in \{2; 3; \dots\}. \quad (2)$$

В табл. 2 показано распределение информационных векторов $WSM(4,3)$ -кода на группы контрольных векторов. Необнаруживаемая кодом ошибка в информационном векторе возможна лишь в случае, если вектор из одной контрольной группы переходит в вектор из той же контрольной группы. Как следует из таблицы, для $WSM(4,3)$ -кода минимальное кодовое расстояние между всеми информационными векторами в одной группе равно трем.

Таблица 2

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

На рис. 2 представлена зависимость величины β_2 от длины информационного вектора $WSM(m,k)$ -кода, где β_2 — доля необнаруживаемых двукратных ошибок от общего количества двукратных ошибок в информационных векторах. Новый контрольный разряд появляется

в $WSM(m,k)$ -коде каждый раз, когда m достигает значения $m = 2^b$, $b \in \{2; 3; \dots\}$, тогда как при постоянном значении k с увеличением m от величины $2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$ к величине $2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil} - 1$ значение β_2 постепенно увеличивается. С каждым увеличением k на единицу максимальное значение β_2 уменьшается.

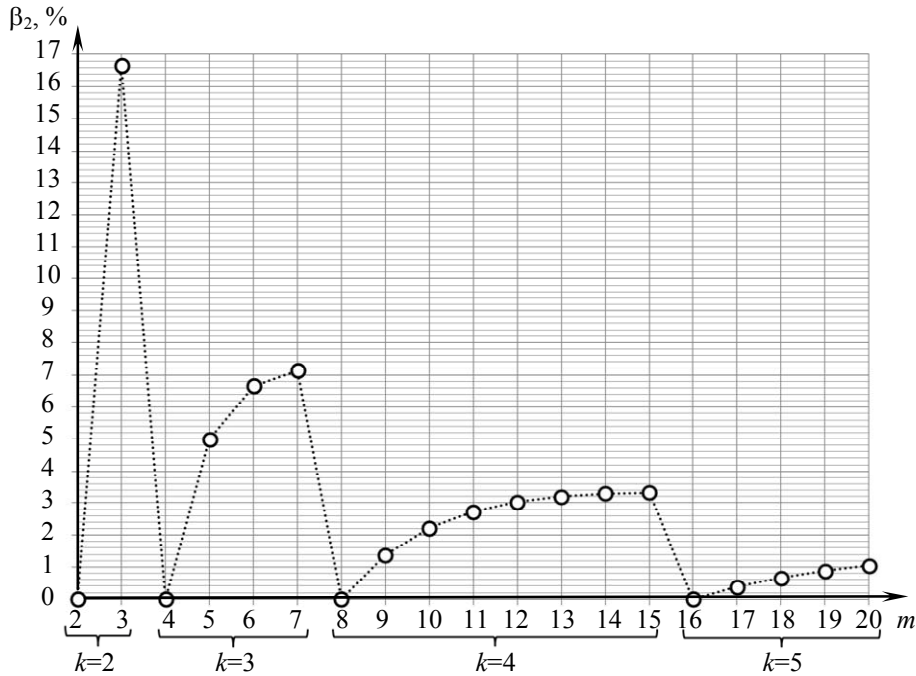


Рис. 2

Все информационные векторы $WSM(m,k)$ -кода равномерно распределены между всеми контрольными векторами, что упрощает задачу обеспечения самопроверяемости генератора в схеме тестера данного кода. С учетом этого, а также того, что $WSM(m,k)$ -коды, в которых величина m удовлетворяет условию (2), обнаруживают любые двукратные ошибки в информационных векторах, они могут эффективно применяться при организации СФК.

В ходе исследований характеристик $WSM(m,k)$ -кодов были поставлены эксперименты по оцениванию сложности технической реализации СФК, синтезированных на их основе. При этом отдельно были проанализированы свойства $WSM(m,k)$ -кодов, которые обнаруживают любые одно- и двукратные ошибки в информационных векторах (при $m = 2^b$, $b \in \{2; 3; \dots\}$).

В табл. 3 приведены результаты оценивания показателей сложности технической реализации (L) систем функционального контроля по $WSM(4,3)$ -коду для трех контрольных комбинационных схем из набора LGSynth`89 [28]. В данном наборе контрольные схемы представлены, в том числе, в формате *.netblif, фактически описывающем их структуру. Моделирование одиночных константных неисправностей на выходах внутренних логических элементов показало, что для приведенных в таблице четырех выходных схем обнаруживаются любые ошибки. С использованием специально разработанного программного модуля для каждой контрольной схемы были получены файлы-описания всех блоков СФК, обработанные затем с помощью интерпретатора SIS и библиотеки функциональных элементов stdcell2_2.genlib [29]. Это позволило определить условный показатель площади, занимаемой системой на кристалле (в относительных единицах библиотеки). Был произведен сравнительный анализ применения $WSM(m,k)$ -кодов и метода дублирования. Для каждой конкретной схемы рассчитывался показатель μ , характеризующий долю площади, занимаемой на кристалле системой диагностирования на основе $WSM(4,3)$ -кода, от площади, занимаемой на кристалле системой дублирования. Для двух из трех контрольных схем получены

результаты, характеризующие преимущество применения $WSM(4,3)$ -кода при организации СФК по сравнению с дублированием.

Таблица 3

Контрольная схема	L , о.е.			μ , %
	Контрольная схема	Система дублирования	Система контроля по $WSM(4,3)$ -коду	
b1	224	1088	1064	97,794
cmb	912	2464	2216	89,935
z4ml	1184	3008	4384	145,745

На показатель L существенное влияние оказывает количество контрольных разрядов кода и правила их вычисления. Для схем с большим значением m достигается соответственно еще более существенный эффект от применения $WSM(m,k)$ -кодов.

Однако с увеличением количества выходов для различной по сложности структуры объекта диагностирования более трудно обеспечивать обнаружение любых одиночных неисправностей выходов его внутренних логических элементов. Применение $WSM(m,k)$ -кода напрямую может оказаться недостаточным для решения задачи обнаружения любых неисправностей. Рассмотрим эффективный способ решения этой задачи, учитывающий свойства обнаружения ошибок $WSM(m,k)$ -кодами.

Поиск 2-независимых групп выходов схем. Алгоритмы синтеза систем функционального контроля комбинационных схем, обеспечивающих обнаружение любых одиночных неисправностей элементов их внутренней структуры, базируются на особенностях обнаружения кодами ошибок либо определенного вида, либо определенной кратностью.

Определение 1. Подмножество выходов комбинационной схемы $\{f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_q}\}$ ($\{i_1, i_2, \dots, i_q\} \in \{1, 2, \dots, n\}$, $n \geq m$ — число выходов схемы) является группой независимых выходов (образует N -группу), если неисправность выхода любого логического элемента схемы искажает значения только одного выхода в группе.

В работе [14] показана справедливость следующего утверждения.

Утверждение 1. Множество выходов комбинационной схемы $\{f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_q}\}$ образует N -группу, если для каждой пары выходов $\{f_{i_p}, f_{i_r}\}$ ($p, r \in \{1, 2, \dots, q\}$) и для каждого логического элемента G_t^* выполняется условие

$$\frac{\partial f_{i_p}}{\partial y_t} \frac{\partial f_{i_r}}{\partial y_t} = 0, \quad (3)$$

где f_{i_p} и f_{i_r} — функции, реализуемые на соответствующих выходах логической схемы; y_t — функция, реализуемая на выходе элемента G_t .

Схемы с независимыми выходами могут контролироваться на основе любых помехоустойчивых кодов, наиболее простым из которых является код паритета [30—32].

Определение 2. Множество выходов схемы $\{f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_q}\}$ является 2-независимой группой выходов (N_2 -группой), если неисправность выхода любого логического элемента схемы искажает значения не более чем двух выходов в группе.

* Обозначение G_t относится только к внутренним логическим элементам; объекты диагностирования в данном контексте не связаны с блоком контрольной логики $G(x)$.

Комбинационные схемы с 2-независимыми выходами могут эффективно контролироваться на основе $WSM(m,k)$ -кодов с длиной информационных векторов $m = 2^b$, $b \in \{2; 3; \dots\}$.

Утверждение 2. Множество выходов логической схемы $\{f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_q}\}$, $q \geq 3$, образуют H_2 -группу, если для каждого из C_q^3 подмножеств, состоящих из трех выходов $\{f_{i_p}, f_{i_r}, f_{i_s}\}$ ($p, r, s \in \{1, 2, \dots, q\}$), и для каждого элемента логической схемы выполняется условие

$$\frac{\partial f_{i_p}}{\partial y_t} \frac{\partial f_{i_r}}{\partial y_t} \frac{\partial f_{i_s}}{\partial y_t} = 0. \tag{4}$$

Справедливость утверждения следует из того, что каждая производная в левой части выражения (4) определяет входные наборы, на которых неисправность элемента с выходом y_t проявляется на соответствующем выходе, а произведение всех трех производных определяет входные наборы, на которых одновременно искажаются значения всех трех выходов. Если для каждого элемента условие (4) выполняется, значит, на множестве выходов никогда не будет возникать искажение кратностью $d \geq 3$.

На рис. 3, а, б приведены две комбинационные схемы: а — схема, выходы которой не образуют 2-независимую группу; б — схема с выходами, образующими 2-независимую группу.

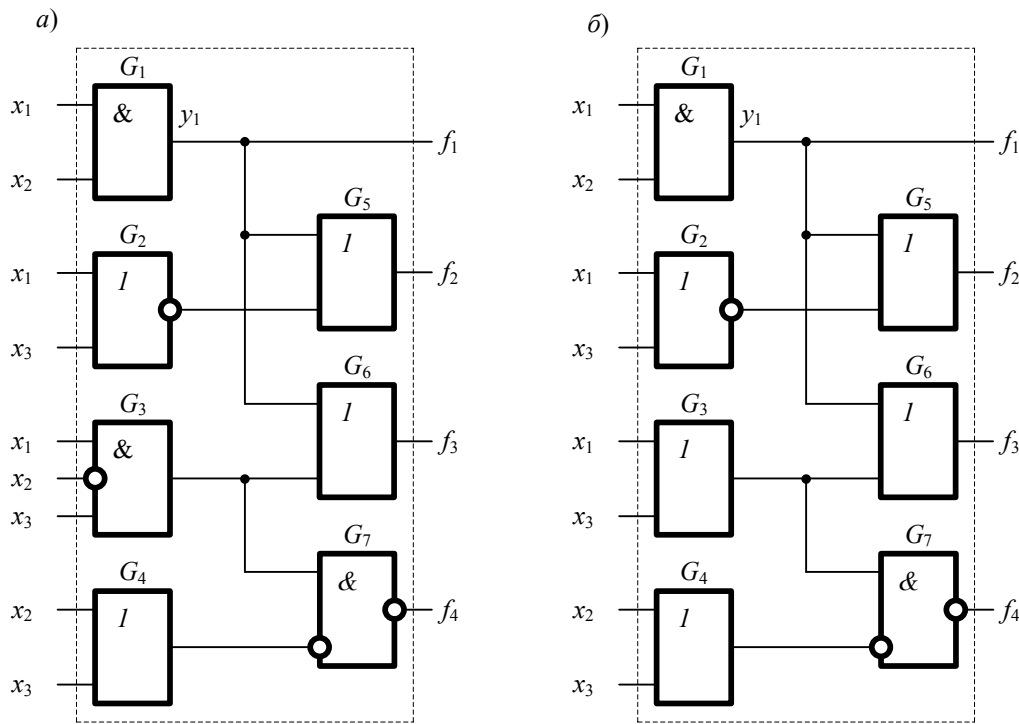


Рис. 3

Проанализируем схему, приведенную на рис. 3, а. Здесь выходы f_1, f_2 и f_3 связаны с логическим элементом G_1 , на выходах которого формируется функция y_1 . Таким образом, искажения значений функции y_1 могут повлечь за собой и искажения значений одного или нескольких выходов из группы $\{f_1, f_2, f_3\}$ (эти выходы являются структурно зависимыми). Определим, возможно ли возникновение трехкратной ошибки на выходах схемы.

На рассматриваемых выходах реализуются функции $f_1 = y_1$, $f_2 = y_1 \vee x_1 \vee x_3$ и $f_3 = y_1 \vee x_1 \overline{x_2 x_3}$. Определим булевы производные для каждого из этих выходов по переменной y_1 :

$$\begin{aligned}\frac{\partial f_1}{\partial y_1} &= (y_1 = 0) \oplus (y_1 = 1) = 1; \\ \frac{\partial f_2}{\partial y_1} &= (y_1 = 0) \vee \overline{x_1 \vee x_3} \oplus (y_1 = 1) \vee \overline{x_1 \vee x_3} = x_1 \vee x_3; \\ \frac{\partial f_3}{\partial y_1} &= (y_1 = 0) \vee x_1 \overline{x_2 x_3} \oplus (y_1 = 1) \vee x_1 \overline{x_2 x_3} = \overline{x_1} \vee x_2 \vee \overline{x_3}; \\ \frac{\partial f_1}{\partial y_1} \frac{\partial f_2}{\partial y_1} \frac{\partial f_3}{\partial y_1} &= 1 \cdot (x_1 \vee x_3) (\overline{x_1} \vee x_2 \vee \overline{x_3}) = x_1 x_2 \vee x_1 \overline{x_3} \vee \overline{x_1} x_3 \vee x_2 x_3.\end{aligned}$$

Из последнего выражения следует, что на выходах схемы (см. рис. 3, а) возможно возникновение трехкратной ошибки.

Аналогично для схемы, приведенной на рис. 3, б, производные первых двух функций по переменной y_1 равны $\frac{\partial f_1}{\partial y_1} = 1$ и $\frac{\partial f_2}{\partial y_1} = x_1 \vee x_3$, а производная по третьему выходу —

$$\frac{\partial f_3}{\partial y_1} = (y_1 = 0) \vee x_1 \vee x_3 \oplus (y_1 = 1) \vee x_1 \vee x_3 = \overline{x_1 x_3}. \text{ Условие (4) в этом случае выполняется:}$$

$$\frac{\partial f_1}{\partial y_1} \frac{\partial f_2}{\partial y_1} \frac{\partial f_3}{\partial y_1} = 1 \cdot (x_1 \vee x_3) \overline{x_1 x_3} = 0.$$

Таким образом, выходы схемы (см. рис. 3, б) образуют 2-независимую группу.

Как следует из анализа приведенных схем, первую схему без разбиения ее выходов на группы нельзя контролировать на основе модульно-взвешенного кода Бергера, а для контроля второй схемы может быть использован $WSM(4,3)$ -код. Следует также отметить, что для контроля обеих схем не подходят известные коды паритета, коды Бергера и коды Боуза — Лина с модулем $M=4$ (согласно анализу схем и возможности возникновения двукратных ошибок при неисправностях на выходах элементов G_1 и G_3) [33, 34].

Контроль многовыходных комбинационных схем. Для контроля многовыходных комбинационных схем может быть использован любой $WSM(m,k)$ -код, удовлетворяющий условию (2), т.е. имеющий длину информационного вектора

$$m = \{4; 8; \dots; \lfloor \log_2 n \rfloor\}, \quad (5)$$

где n — количество выходов комбинационной схемы, а запись $\lfloor \dots \rfloor$ обозначает целое снизу от вычисляемого значения.

При этом выходы комбинационной схемы разбиваются на группы контролепригодных по $WSM(m,k)$ -коду. Наиболее целесообразным вариантом реализации СФК является контроль на основе $WSM(4,3)$ -кода по следующим причинам. Генератор такого кода имеет простую структуру [35, 36]. Кроме того, для обеспечения свойства самопроверяемости генератора потребуется гораздо меньше тестовых комбинаций, чем для решения этой же задачи на основе $WSM(m,k)$ -кода с большей длиной информационного вектора.

Синтез СФК с обнаружением любых одиночных неисправностей элементов внутренней структуры многовыходной комбинационной схемы на основе $WSM(4,3)$ -кода реализуется по следующему алгоритму.

Алгоритм 2. Последовательность построения системы функционального контроля.

1. Определяется множество Q^3 логических элементов G_i , связанных с тремя и более выходами схемы.

2. Для каждого логического элемента из $G_i \in Q^3$ определяется подмножество выходов схемы $G_i(f) = \{f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_q}\}$, с которыми он связан.

3. Определяется подмножество $G^0(f)$ путем объединения всех подмножеств, полученных в п. 2.

4. Рассматривается каждое подмножество $G_i^3(f) \in G^0(f)$, содержащее три выхода. Для него проверяется условие утверждения 2 относительно элементов $G_i \in Q^3$.

5. По результатам выполнения п. 4 составляется множество W_z групп выходов $G_i^3(f)$, которые не являются Н2-группами.

6. Рассматривается каждое подмножество $G_i^4(f)$ из четырех выходов схемы. Все такие подмножества, в состав которых не входит ни одно из подмножеств $G_i^3(f) \in W_z$, образуют множество $W_{Н2}$ Н2-независимых групп.

7. Решается задача покрытия выходов схемы подмножествами $G_i^4(f)$ 2-независимых групп выходов с учетом минимального количества таких групп.

8. Каждая 2-независимая группа выходов схемы, полученная в п. 7, контролируется на основе $WSM(4,3)$ -кода — строятся отдельные подсхемы контроля каждой группы выходов.

9. Если какие-либо выходы схемы не участвуют в покрытии выходов подмножествами $G_i^4(f)$, для них реализуется подсхема контроля по методу дублирования.

10. Выходы подсхем контроля объединяются на входах самопроверяемого компаратора, реализуемого на основе стандартных модулей сжатия парафазных сигналов TRC [37, 38].

На рис. 4 представлена многовыходная комбинационная схема. Спроектируем для нее систему функционального контроля по предложенному способу.

Анализ топологии приведенной комбинационной схемы показывает, что в ней группы выходов $\{f_1, f_2, f_3\}$ и $\{f_3, f_4, f_5\}$ являются структурно зависимыми вследствие наличия ведущих к ним связей соответственно от элементов G_1 и G_2 :

$$Q^3 = \{G_1, G_2\};$$

$$G_1(f) = \{f_1, f_2, f_3\};$$

$$G_2(f) = \{f_3, f_4, f_5\};$$

$$G^0(f) = G_1(f) \cap G_2(f) = \{f_1, f_2, f_3, f_4, f_5\}.$$

Вычислим булевы производные для „троек“ выходов по переменным y_1 и y_2 (эти функции реализуются на выходах логических элементов G_1 и G_2):

$$\frac{\partial f_1}{\partial y_1} = (y_1 = 0)x_3 \oplus (y_1 = 1)x_3 = x_3;$$

$$\frac{\partial f_2}{\partial y_1} = (y_1 = 0) \vee x_3 \oplus (y_1 = 1) \vee x_3 = \overline{x_3};$$

$$\frac{\partial f_3}{\partial y_1} = (y_1 = 0) \vee \overline{x_1} \vee x_3 \oplus (y_1 = 1) \vee \overline{x_1} \vee x_3 = x_1 \vee x_3;$$

$$\frac{\partial f_3}{\partial y_2} = (y_1 = 0) \vee x_1 x_2 \oplus (y_1 = 1) \vee x_1 x_2 = \overline{x_1} \vee \overline{x_2};$$

$$\frac{\partial f_4}{\partial y_2} = (y_1 = 0) \overline{x_2} \oplus (y_1 = 1) \overline{x_2} = \overline{x_2};$$

$$\frac{\partial f_5}{\partial y_2} = (y_1 = 0) \vee \overline{x_1} x_2 \oplus (y_1 = 1) \vee \overline{x_1} x_2 = x_1 \vee \overline{x_2}.$$

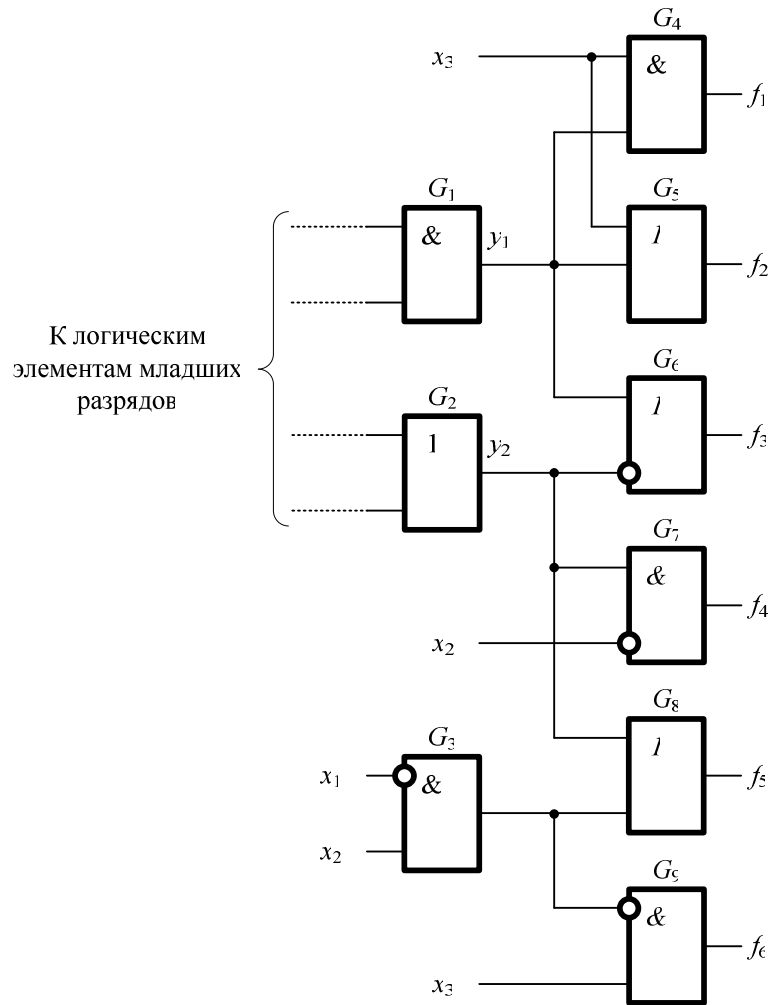


Рис. 4

Проверим условие (4) для каждой из „троек“ выходов $\{f_1, f_2, f_3\}$ и $\{f_3, f_4, f_5\}$:

$$\frac{\partial f_1}{\partial y_1} \frac{\partial f_2}{\partial y_1} \frac{\partial f_3}{\partial y_1} = x_3 \bar{x}_3 (x_1 \vee x_3) = 0;$$

$$\frac{\partial f_3}{\partial y_2} \frac{\partial f_4}{\partial y_2} \frac{\partial f_5}{\partial y_2} = (\bar{x}_1 \vee \bar{x}_2) \bar{x}_2 (x_1 \vee x_2) = \bar{x}_2.$$

Таким образом, выходы f_1, f_2, f_3 образуют 2-независимую группу, а выходы f_3, f_4, f_5 , наоборот, такую группу не образуют: $W_z = \{f_3, f_4, f_5\}$.

Рассмотрим каждое подмножество $G_i^4(f)$ из четырех выходов схемы. Среди них есть три подмножества выходов $\{f_3, f_4, f_5, f_6\}$, $\{f_2, f_3, f_4, f_5\}$ и $\{f_1, f_3, f_4, f_5\}$, не образующих Н2-независимых групп. Все остальные подмножества ($\{f_1, f_2, f_3, f_4\}$, $\{f_1, f_2, f_3, f_5\}$, $\{f_1, f_2, f_3, f_6\}$, $\{f_1, f_2, f_4, f_5\}$, $\{f_1, f_2, f_4, f_6\}$, $\{f_1, f_2, f_5, f_6\}$, $\{f_1, f_3, f_4, f_6\}$, $\{f_1, f_3, f_5, f_6\}$, $\{f_1, f_4, f_5, f_6\}$, $\{f_2, f_3, f_4, f_6\}$, $\{f_2, f_3, f_5, f_6\}$ и $\{f_2, f_4, f_5, f_6\}$), в состав которых не входит ни одно из подмножеств $G_i^3(f) \in W_z$, образуют множество W_{H2} Н2-независимых групп.

Далее рассматривается каждое подмножество $G_i^4(f) \in W_{H2}$ и решается задача покрытия выходов схемы подмножествами $G_i^4(f)$ 2-независимых групп выходов с учетом минимального количества таких групп. Выбирая две группы $\{f_1, f_2, f_3, f_4\}$ и $\{f_2, f_4, f_5, f_6\}$, покрываем все множество выходов исходной комбинационной схемы.

Система функционального контроля для рассматриваемой комбинационной схемы изображена на рис. 5.

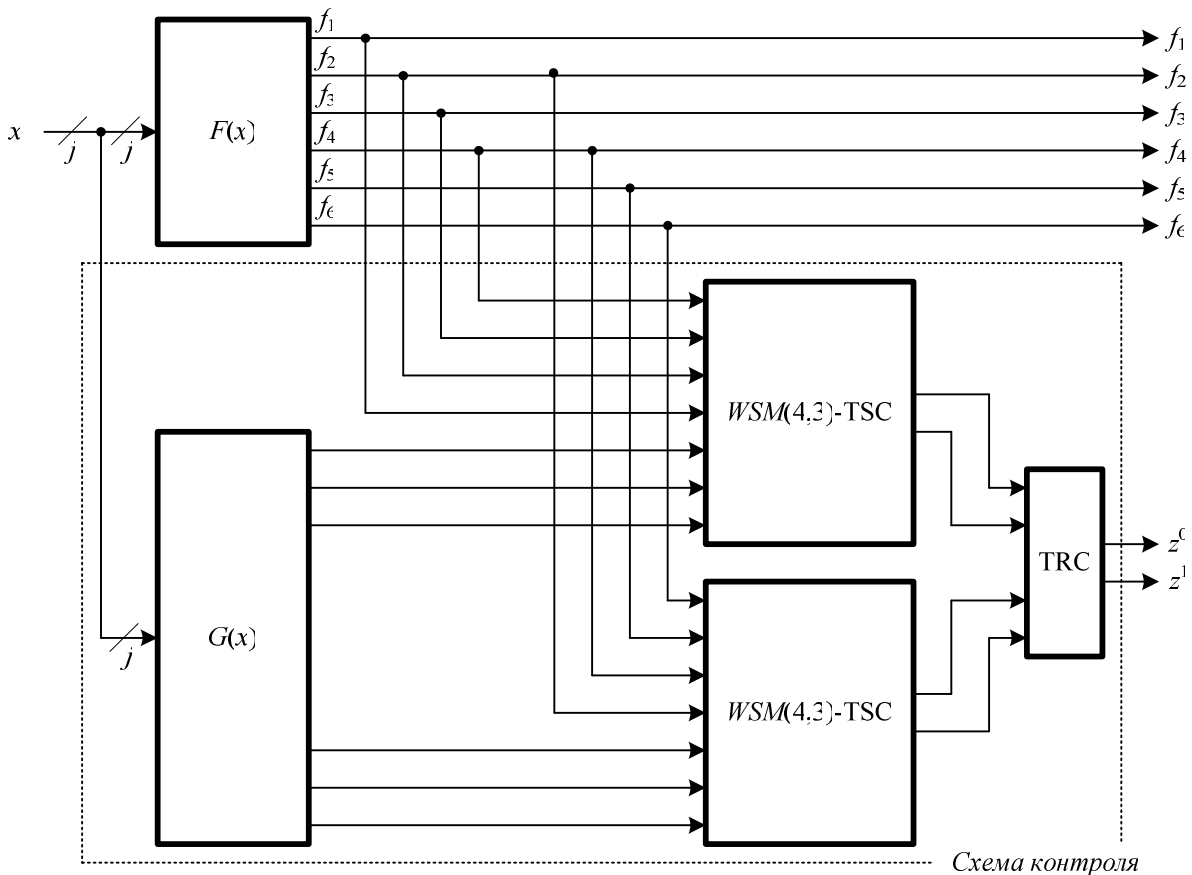


Рис. 5

Следует отметить, что контроль групп выходов комбинационных схем по какому-либо признаку, например по свойству 2-независимости, является эффективным методом реализации систем функционального контроля. Так, в работе [24] показано, что при выделении в исходной комбинационной схеме групп выходов для некоторых вариантов схем удается уменьшить сложность схем контроля на 30 % (при этом осуществлялся поиск групп монотонно независимых выходов). Использование же процедуры поиска групп 2-независимых выходов может значительно снизить сложность реализации схемы контроля, поскольку само понятие 2-независимых групп выходов является обобщением понятия независимых групп выходов. Сами же 2-независимые группы могут образовываться путем расширения независимых групп.

Заключение. Предложенный в работе способ организации систем функционального контроля многовыходных комбинационных схем позволяет синтезировать самопроверяемые структуры со 100%-ным обнаружением одиночных константных неисправностей во внутренних структурах объекта диагностирования. При этом используются стандартные функциональные элементы для синтеза генераторов модульно-взвешенных кодов Бергера и компараторов, что облегчает процесс проектирования системы функционального контроля.

Следует также отметить, что полученные результаты могут быть использованы при построении систем функционального контроля для комбинационных логических схем, реализованных на любой элементной базе, так как в основу анализа положен функциональный принцип описания устройств.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Каравай М. Ф., Согомонян Е. С.* Анализ надежностных характеристик самопроверяемых избыточных структур // Автоматика и телемеханика. 1979. № 8. С. 105—119.
2. *Пархоменко П. П., Согомонян Е. С.* Основы технической диагностики (оптимизация алгоритмов диагностирования, аппаратурные средства). М.: Энергоатомиздат, 1981. 320 с.
3. *Литиков И. П., Согомонян Е. С.* Тестово-функциональное диагностирование цифровых устройств и систем // Автоматика и телемеханика. 1985. № 3. С. 111—121.
4. *Гёссель М., Согомонян Е. С.* Построение кодоразделительных самопаритетных комбинационных схем для самотестирования и функционального диагностирования // Автоматика и телемеханика. 1996. № 11. С. 155—165.
5. *Аксёнова Г. П.* Контролепригодная архитектура для самотестирования в программируемых логических матричных структурах // Автоматика и телемеханика. 2010. № 12. С. 154—165.
6. *Аксёнова Г. П.* Локализация неисправного многовыходного блока в дискретном устройстве // Автоматика и телемеханика. 2015. № 2. С. 141—149.
7. *Пархоменко П. П.* Организация самодиагностирования дискретных многокомпонентных систем со структурой типа двудольных квазиполных графов (ДКПГ) // Автоматика и телемеханика. 2009. № 5. С. 180—189.
8. *Скобцов Ю. А., Скобцов В. Ю.* Логическое моделирование и тестирование цифровых устройств. Донецк: ИПММ НАН Украины, ДонНТУ, 2005. 436 с.
9. *Хаханов В. И., Литвинова Е. И., Гузь О. А.* Проектирование и тестирование цифровых систем на кристаллах. Харьков: ХНУРЭ, 2009. 484 с.
10. *Nicolaidis M., Zorian Y.* On-Line testing for VLSI – A compendium of approaches // J. of Electronic Testing: Theory and Applications. 1998. Vol. 12, iss. 1—2. P. 7—20.
11. *Mitra S., McCluskey E. J.* Which concurrent error detection scheme to choose? // Proc. of the Intern. Test Conf., Atlantic City, NJ, USA, 03—05 Oct. 2000. P. 985—994. DOI: 10.1109/TEST.2000.894311.
12. 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: Нац. аэрокосм. ун-т им. Н. Е. Жуковского, 2012. 614 с.
13. *Kharchenko V., Kondratenko Yu., Kasprzyk J.* Green IT engineering: concepts, models, complex systems architectures // “Studies in Systems, Decision and Control”: Springer Book Series. 2017. Vol. 74. 305 p. DOI: 10.1007/978-3-319-44162-7.
14. *Согомонян Е. С., Слабаков Е. В.* Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989. 207 с.
15. *Сапожников В. В., Сапожников Вл. В.* Самопроверяемые дискретные устройства. СПб: Энергоатомиздат, 1992. 224 с.
16. *Goessel M., Graf S.* Error Detection Circuits. London: McGraw-Hill, 1994. 261 p.
17. *Fujiwara E.* Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications. John Wiley & Sons, 2006. 720 p.
18. *Göessel M., Ocheretny V., Sogomonyan E., Marienfeld D.* New Methods of Concurrent Checking: Ed. 1. Dordrecht: Springer Science+Business Media B.V., 2008. 184 p.
19. *Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В., Никитин Д. А.* Модульно-взвешенный код с суммированием для систем технического диагностирования // Информатика и системы управления. 2015. № 3. С. 53—62.
20. *Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В.* Модульно-взвешенные коды с суммированием с наименьшим общим числом обнаруживаемых ошибок в информационных векторах // Электронное моделирование. 2017. Т. 39, № 4. С. 69—88.
21. *Гёссель М., Согомонян Е. С.* Построение самотестируемых и самопроверяемых комбинационных устройств со слабонезависимыми выходами // Автоматика и телемеханика. 1992. № 8. С. 150—160.

22. Busaba F. Y., Lala P. K. Self-checking combinational circuit design for single and unidirectional multibit errors // J. of Electronic Testing: Theory and Applications. 1994. Iss. 1. P. 19—28. DOI: 10.1007/BF00971960.
23. Гессель М., Морозов А. А., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Построение комбинационных самопроверяемых устройств с монотонно независимыми выходами // Автоматика и телемеханика. 1994. № 4. С. 148—160.
24. Гессель М., Морозов А. А., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Исследование комбинационных самопроверяемых устройств с независимыми и монотонно независимыми выходами // Автоматика и телемеханика. 1997. № 2. С. 180—193.
25. Matrosova A. Yu., Ostanin S. A. Self-checking synchronous sequential circuit design for unidirectional error // Proc. of the IEEE European Test Workshop (ITW'98), Sitges, Barcelona, Spain, 27—29 May 1998.
26. Morosow A., Saposhnikov V. V., Saposhnikov Vl. V., Goessel M. Self-checking combinational circuits with unidirectionally independent outputs // VLSI Design. 1998. Vol. 5, iss. 4. P. 333—345.
27. Ефанов Д. В., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Условия обнаружения неисправности логического элемента в комбинационном устройстве при функциональном контроле на основе кода Бергера // Автоматика и телемеханика. 2017. № 5. С. 152—165.
28. Collection of Digital Design Benchmarks [Электронный ресурс]: <<http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks/>>.
29. 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 // Rep., 4 May, 1992; Univ. of California, Berkeley. 45 p.
30. Fujiwara E., Muto N., Matsuoka K. A self-testing group-parity prediction checker and its use for built-in-testing // IEEE Transact. on Computers. 1984. Vol. 33, N 8. P. 583—588.
31. Ghosh S., Basu S., Toubia N. A. Synthesis of low power CED circuits based on parity codes // Proc. of the 23rd IEEE VLSI Test Symp. (VTS'05), 2005. P. 315—320.
32. Аксёнова Г. П. О функциональном диагностировании дискретных устройств в условиях работы с неточными данными // Проблемы управления. 2008. № 5. С. 62—66.
33. Bose B., Lin D.J. Systematic unidirectional error-detection codes // IEEE Transact. on Computers. 1985. Vol. C-34. P. 1026—1032.
34. Piestrak S. J. Design of Self-Testing Checkers for Unidirectional Error Detecting Codes. Wrocław: Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej, 1995. 111 p.
35. Ефанов Д. В. Способ синтеза генераторов взвешенных кодов с суммированием // Изв. вузов. Физика. 2016. Т. 59, № 8/2. С. 33—36.
36. Ефанов Д. В. К вопросу синтеза генераторов модифицированных кодов с суммированием взвешенных информационных разрядов с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел // Вестн. Томск. гос. ун-та. Управление, вычислительная техника и информатика. 2016. № 4. С. 13—26. DOI: 10.17223/19988605/37/2.
37. Carter W., Schneider P. Design of dynamically checked computers // Proc. of IFIP Congress 68, Edinburgh, Scotland, 1968. P. 878—883.
38. Huches J. L. A., McCluskey E. J., Lu D. J. Design of totally self-checking comparators with an arbitrary number of inputs // IEEE Transact. on Computers. 1984. Vol. C-33, N 6. P. 546—550.

Сведения об авторах

- Валерий Владимирович Сапожников** — д-р техн. наук, профессор; ПГУПС, кафедра автоматика и телемеханики на железных дорогах; E-mail: port.at.pgups@gmail.com
- Владимир Владимирович Сапожников** — д-р техн. наук, профессор; ПГУПС, кафедра автоматика и телемеханики на железных дорогах; E-mail: at.pgups@gmail.com
- Дмитрий Викторович Ефанов** — канд. техн. наук, доцент; ПГУПС, кафедра автоматика и телемеханики на железных дорогах; E-mail: TrES-4b@yandex.ru

Поступила в редакцию
10.10.17 г.

Ссылка для цитирования: Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В. Способ организации систем функционального контроля комбинационных логических схем на основе модульно-взвешенных кодов Бергера // Изв. вузов. Приборостроение. 2018. Т. 61, № 3. С. 227—239.

**METHOD OF ORGANIZING SYSTEMS OF FUNCTIONAL CONTROL
OF COMBINATION LOGIC SCHEMES
BASED ON MODULE-WEIGHTED BERGER CODES**

V. V. Sapozhnikov, Vl. V. Sapozhnikov, D. V. Efanov

*Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University,
190031, St. Petersburg, Russia
E-mail: TrES-4b@yandex.ru*

A new method is proposed for organization of concurrent error detection system of combinational logical circuits with 100 % detection of single stuck-at faults on inner structure elements outputs. The method is based on partition of circuit outputs into the groups in which values of maximum two outputs may be distorted simultaneously. Module-weighted Berger codes with data vector lengths $m = 2^b$, $b = \{2, 3, \dots\}$ are used for the control. It is noted that module-weighted code with $m = 4$ is the most effective for this purpose: its generator has the simplest structure for which the self-checking property is easily ensured.

Keywords: functional control system, combinational circuit, module-weighted Berger codes, 100 % fault detection; outputs independence

Data on authors

- Valery V. Sapozhnikov** — Dr. Sci., Professor; Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University, Department of Automation and Remote Control on Railways; E-mail: port.at.pgups@gmail.com
- Vladimir V. Sapozhnikov** — Dr. Sci., Professor; Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University, Department of Automation and Remote Control on Railways; E-mail: at.pgups@gmail.com
- Dmitry V. Efanov** — PhD, Associate Professor; Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University, Department of Automation and Remote Control on Railways; E-mail: TrES-4b@yandex.ru

For citation: Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov Vl. V., Efanov D. V. Method of organizing systems of functional control of combination logic schemes based on module-weighted Berger codes. *Journal of Instrument Engineering*. 2018. Vol. 61, N 3. P. 227—239 (in Russian).

DOI: 10.17586/0021-3454-2018-61-3-227-239