



УДК 681.518.5:004.052.32

В.В. Сапожников, д-р техн. наук,
Вл.В. Сапожников, д-р техн. наук, **Д.В. Ефанов**, канд. техн. наук
Петербургский государственный университет
путей сообщения Императора Александра I
(Российская Федерация, 190031, Санкт-Петербург, Московский пр., 9,
тел. (+7) 9117092164, (+7) (812) 4578579,
e-mail: port.at.pgups@gmail.com)

Коды с суммированием с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел, в системах функционального контроля

Описаны особенности класса модифицированных взвешенных кодов с суммированием с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел. Установлено, что на свойства обнаружения ошибок модифицированными кодами существенно влияет способ вычисления поправочного коэффициента при формировании суммарного значения веса единичных разрядов информационного вектора. Теоретические результаты подтверждены результатами экспериментов с набором контрольных комбинационных схем LGSynth'89. Установлено, что изменяя правила вычисления поправочного коэффициента при модификации кода, можно влиять на структурную избыточность системы функционального контроля. Полученные результаты могут быть эффективны при организации контроля комбинационных логических схем и позволяют строить самопроверяемые структуры с меньшими аппаратными затратами, чем при дублировании.

К л ю ч е в ы е с л о в а: комбинационная схема, система функционального контроля, код Бергера, модифицированный взвешенный код Бергера, обнаружение ошибок, структурная избыточность.

Описано особливості класу модифікованих зважених кодів з підсумовуванням, послідовність вагових коефіцієнтів яких утворює натуральний ряд чисел. Показано, що на властивості виявлення помилок модифікованими кодами суттєво впливає спосіб обчислення поправкового коефіцієнта при формуванні сумарного значення ваги одиничних розрядів інформаційного вектора. Теоретичні результати підтверджено результатами експериментів із набором контрольних комбінаційних схем LGSynth'89. Встановлено, що змінюванням правил обчислення поправкового коефіцієнта можна впливати на структурну надлишковість системи функціонального контролю. Отримані результати ефективні за організації контролю комбінаційних логічних схем і дозволяють будувати самоконтрольовані структури з меншими апаратними витратами, ніж при дублюванні.

К л ю ч о в і с л о в а: комбінаційна схема, система функціонального контролю, код Бергера, модифікований зважений код Бергера, виявлення помилок, структурна надлишковість.

© В.В. Сапожников, Вл.В. Сапожников, Д.В. Ефанов, 2017

Помехоустойчивые коды, ориентированные на обнаружение ошибок, часто используют при разработке самопроверяемых схем встроенного контроля — систем функционального контроля (СФК) [1—3]. В таких системах контролируемое логическое устройство $F(x)$ снабжено специализированным контрольным оборудованием, которое предназначено для фиксации правильности вычисления блоком $F(x)$ значений своих рабочих функций f_1, f_2, \dots, f_m (рис. 1). Это, в свою очередь, позволяет косвенно судить об отсутствии (или наличии) неисправностей в структуре контролируемого устройства [4—6].

При организации СФК на основе помехоустойчивого кода, например кода с суммированием, выходы блока $F(x)$ отождествляются с информационным вектором длины m — вектором $\langle f_m f_{m-1} \dots f_2 f_1 \rangle$. Архитектура контрольного оборудования определяется методами реализации контрольных функций для выбранного кода, а также набором функциональных элементов, из которых синтезируется устройство.

В состав контрольного оборудования входят блок контрольной логики $G(x)$ и тестер, образованный с помощью каскадного подключения блока генератора выбранного кода $G(f)$ и компаратора TRC . На выходах блока $G(x)$ формируются значения контрольных функций g_1, g_2, \dots, g_k , объединяющиеся в контрольный вектор $\langle g_k g_{k-1} \dots g_2 g_1 \rangle$ длиной k . Между векторами $\langle f_m f_{m-1} \dots f_2 f_1 \rangle$ и $\langle g_k g_{k-1} \dots g_2 g_1 \rangle$ на этапе проектирования СФК устанавливается однозначное соответствие посредством получения значений последних по правилам выбранного кода с суммированием, т.е. (m, k) -кода [7—11]. Это соответствие в процессе эксплуатации системы контролируется на входах тестера. Блок $G(f)$ по значениям рабочих функций формирует альтернативный контрольный вектор $\langle g'_k g'_{k-1} \dots g'_2 g'_1 \rangle$, а компаратор TRC сравнивает поразрядно значения одноименных разрядов контрольных векторов. Компаратор синтезирован в виде схемы сжатия парафазных сигналов на основе стандартных модулей TRC , структуры которых описаны в [12]. По этой причине разряды контрольного вектора, вычисляемые блоком $G(x)$, предварительно инвертируются, что позволяет реализовать компаратор на основе $k-1$ модуля TRC . Контроль единственного парафазного сигнала на выходе компаратора позволяет осуществлять и косвенный контроль неисправностей в любом из элементов системы [13].

Важнейшими характеристиками СФК являются показатели обнаружения ошибок в контролируемом устройстве и показатели структурной избыточности системы, определяемые (m, k) -кодом, лежащим в основе СФК [15, 16]. Часто при организации СФК используют коды Бергера ($S(m, k)$ -коды) [17], эффективно обнаруживающие любые монотонные и асимметричные искажения на выходах блока $F(x)$. Тем не менее, как показано в [18], $S(m, k)$ -коды не обнаруживают большое число ошибок в информа-

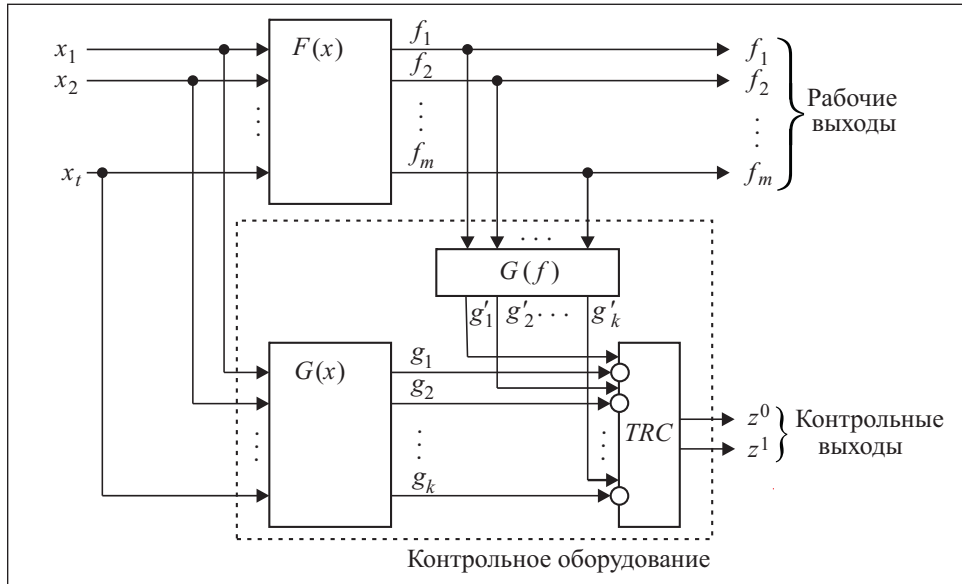


Рис. 1. Структурная схема СФК [14]

ционных векторах, особенно в области малой кратности. Это обуславливает необходимость внесения некоторой избыточности при организации контролепригодной системы диагностирования [19]. К недостаткам $S(m, k)$ -кодов можно также отнести трудность обеспечения полной самопроверяемости контрольного оборудования, объясняемой тем, что все возможные контрольные векторы в коде Бергера формируются только в частном случае при $m=2^p - 1$, $p=2, 3, \dots$ [2].

Возникает задача построения такого кода с суммированием, который будет обнаруживать большее число ошибок в информационных векторах (в особенности в области малой кратности ошибок), чем широко применяемые в задачах технической диагностики коды Бергера, при условии формирования всех контрольных векторов для любого значения m . Рассмотрим модификацию классических кодов Бергера в коды, удовлетворяющие поставленному условию, и приведем некоторые результаты применения модифицированных взвешенных кодов Бергера при организации СФК.

Модифицированные взвешенные коды с суммированием. В [20] предложен способ построения кодов с суммированием с улучшенными по сравнению с классическими кодами Бергера характеристиками обнаружения ошибок в информационных векторах. Этот способ основан на вычислении значения модифицированного веса информационного вектора по формуле

$$W = r \pmod{M} + \alpha M, \quad (1)$$

где $r \pmod{M}$ — значение наименьшего неотрицательного вычета веса информационного вектора кода по модулю $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$; α — специальный поправочный коэффициент, вычисляемый как сумма по модулю два заранее установленных разрядов в информационном векторе. В [21] предложено в качестве поправочного коэффициента использовать сумму значений по модулю два $m-k$, где $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$, старших разрядов информационного вектора:

$$a = f_m \oplus f_{m-1} \oplus \dots \oplus f_{m-k+1} \oplus f_{m-k}.$$

Однако это лишь один из способов вычисления поправочного коэффициента, который может быть подсчитан числом вариантов $\sum_{i=1}^{i=m-1} C_m^i = 2^m - 2$,

что дает возможность построения модифицированных кодов с различными свойствами [22]. В [23] показано, что при использовании представленного подхода построение модифицированных кодов с суммированием имеет два существенных недостатка, проявляющихся при синтезе СФК:

- 1) не удастся строить коды с минимальным общим числом обнаруживаемых ошибок при установленных значениях m и k ;
- 2) число двукратных обнаруживаемых ошибок уменьшается приблизительно в два раза по сравнению с кодами Бергера, но остается значительным по сравнению с общим числом двукратных ошибок.

Улучшение характеристик обнаружения ошибок кодами с суммированием достигается посредством установления неравноправия между разрядами информационного вектора при взвешивании разрядов [17] и подсчете значения модифицированного веса по формуле (1). При этом в качестве $r \pmod{M}$ используется значение наименьшего неотрицательного вычета суммарного значения весовых коэффициентов единичных разрядов [24, 25].

А л г о р и т м вычисления значений разрядов контрольных векторов модифицированных взвешенных кодов с суммированием.

1. Устанавливаем последовательность весовых коэффициентов разрядов информационного вектора, представляющую собой натуральный ряд чисел, начиная с младшего разряда: $[w_m; w_{m-1}; \dots; w_2; w_1] = [m; m-1; \dots; 2; 1]$.

2. Определяем модуль $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$.

3. Подсчитываем сумму весовых коэффициентов единичных информационных разрядов: $W = \sum_{i=1}^m w_i f_i$.

4. Определяем наименьший неотрицательный вычет числа W по выбранному модулю M : $W_M = W \pmod{M}$.

5. Подсчитываем поправочный коэффициент α , равный сумме по модулю два произвольного (но заранее установленного) числа информационных разрядов.

6. Формируем число

$$V = W_M + \alpha M. \quad (2)$$

7. Полученное число V представляем в двоичном виде и записываем в контрольный вектор.

Модифицированный взвешенный код с суммированием с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел, обозначим как $RWS(m, k)$ -код. В табл. 1 представлен процесс получения контрольных векторов $RWS(4, 3)$ -кода, для которого поправочный коэффициент α вычисляется как сумма по модулю два значений двух старших информационных разрядов: $\alpha = f_3 \oplus f_4$. Модуль определения вычета — $M = 2^{\lceil \log_2(4+1) \rceil - 1} = 2^2 = 4$.

Таблица 1. Кодовые векторы $RWS(4, 3)$ -кода при $\alpha = f_3 \oplus f_4$

Десятичный эквивалент информационного вектора	f_4	f_3	f_2	f_1	W	W_M	α	V	g_3	g_2	g_1
	$w_4 = 4$	$w_3 = 3$	$w_2 = 2$	$w_1 = 1$							
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	1	1	1	0	1	0	0	1
2	0	0	1	0	2	2	0	2	0	1	0
3	0	0	1	1	3	3	0	3	0	1	1
4	0	1	0	0	3	3	1	7	1	1	1
5	0	1	0	1	4	0	1	4	1	0	0
6	0	1	1	0	5	1	1	5	1	0	1
7	0	1	1	1	6	2	1	6	1	1	0
8	1	0	0	0	4	0	1	4	1	0	0
9	1	0	0	1	5	1	1	5	1	0	1
10	1	0	1	0	6	2	1	6	1	1	0
11	1	0	1	1	7	3	1	7	1	1	1
12	1	1	0	0	7	3	0	3	0	1	1
13	1	1	0	1	8	0	0	0	0	0	0
14	1	1	1	0	9	1	0	1	0	0	1
15	1	1	1	1	10	2	0	2	0	1	0

$RWS(m, k)$ -коды имеют наименьшее общее число необнаруживаемых ошибок при своих длинах информационных и контрольных векторов, что объясняется выбором последовательности весовых коэффициентов и значением модуля, по которому определяется вычет на шаге 4 алгоритма. Признаком минимальности общего числа необнаруживаемых кодом ошибок является равномерность распределения всех информационных векторов между всеми контрольными векторами [20].

В табл. 2 показано такое распределение для рассматриваемого $RWS(4,3)$ -кода. Им не будет обнаруживаться 16 ошибок в информационных векторах (восемь четырехкратных и восемь трехкратных). Это в 3,375 раза меньше, чем классическим $S(m, k)$ -кодом и в 1,5 раза меньше, чем наилучшим модифицированным кодом с суммированием единичных разрядов [20].

В результате исследований установлено, что от того, какие разряды информационного вектора включены в линейную сумму поправочного коэффициента α , зависят характеристики получаемого модифицированного взвешенного кода с суммированием.

Теорема 1. $RWS(m, k)$ -код будет помехоустойчивым в том, и только в том случае, если при вычислении поправочного коэффициента α будет задействован разряд информационного вектора весом $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$.

Доказательство. Код с суммированием будет помехоустойчивым (обнаруживать любые однократные ошибки в информационных векторах) в том случае, если все его разряды будут проверяться разрядами контрольных векторов. На шаге 4 алгоритма определяется наименьший неотрицательный вычет суммы значений весовых коэффициентов единичных информационных разрядов:

$$W_M = W \pmod{M} = (f_1 w_1 + f_2 w_2 + \dots + f_m w_m) \pmod{M} = f_1 w_1 \pmod{M} + f_2 w_2 \pmod{M} + \dots + f_m w_m \pmod{M}. \quad (3)$$

Если для какого-либо слагаемого в конечной сумме (3) независимо от значения f_i ($f_i = 0$ либо $f_i = 1$) в сумму добавляется всегда одно и то же число, то разряд f_i не будет контролироваться. Поскольку $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$, а последовательность весовых коэффициентов разрядов образует нату-

Таблица 2. Контрольные группы $RWS(4,3)$ -кода при $\alpha = f_3 \oplus f_4$

Контрольный вектор при V							
0	1	2	3	4	5	6	7
000	001	010	011	100	101	110	111
0000	0001	0010	0011	0101	0110	0111	0100
1101	1110	1111	1100	1000	1001	1010	1011

ральный ряд чисел $[1; 2; \dots; 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}; \dots; m]$, значение разряда с индексом $j = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$ не будет учитываться в конечной сумме W_M . По этой причине при модификации кода необходимо учесть значение разряда $j = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$ и включить его в сумму поправочного коэффициента. Теорема 1 доказана.

Из теоремы 1 вытекает следующая теорема.

Теорема 2. При данной длине информационного вектора возможно построение $N_{RWS(m,k)} = 2^{m-1}$ помехоустойчивых $RWS(m,k)$ -кодов.

Доказательство. Для любого $RWS(m,k)$ -кода на момент выполнения шага 4 алгоритма формирования значений разрядов контрольного вектора не учитывается значение только одного разряда в информационном векторе. На половине всех возможных наборов его значение равно нулю, а на второй половине — единице. Включая всякий раз в сумму поправочного коэффициента α значение разряда с индексом $j = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$, получаем помехоустойчивый код. Остальные $m - 1$ разрядов информационного вектора могут быть включены в сумму поправочного коэффициента α числом способов $\sum_{i=0}^{m-1} C_{m-1}^i = 2^{m-1}$. Теорема 2 доказана.

В табл. 3 представлено распределение необнаруживаемых ошибок по видам [26] и кратностям семейством $RWS(4,3)$ -кодов. Как видно из табл. 3, характеристики $RWS(4,3)$ -кодов с различными способами подсчета поправочного коэффициента могут повторяться. Например, распределения необнаруживаемых ошибок по видам и кратностям абсолютно идентичны для следующих вариантов подсчета поправочного коэффициента: $\alpha = f_4$ и $\alpha = f_1 \oplus f_3 \oplus f_4$, $\alpha = f_1 \oplus f_4$ и $\alpha = f_3 \oplus f_4$, $\alpha = f_2 \oplus f_4$ и $\alpha = f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$, $\alpha = f_1 \oplus f_2 \oplus f_4$ и $\alpha = f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$. Подобная особенность $RWS(4,3)$ -кодов, по всей видимости, связана со значениями весовых коэффициентов, а именно с четностью (или нечетностью) их значений. Для больших значений длин информационных векторов зависимость более сложная.

На рис. 2 в графической форме представлены распределения необнаруживаемых ошибок по видам для семейства $RWS(7,3)$ -кодов. По оси абсцисс отложен десятичный эквивалент, соответствующий способу вычисления поправочного коэффициента α . Например, число 57 представляется в двоичном виде как $\langle f_7 f_6 f_5 f_4 f_3 f_2 f_1 \rangle = \langle 0111001 \rangle$, что означает использование при вычислении поправочного коэффициента формулы $\alpha = f_1 \oplus f_4 \oplus f_5 \oplus f_6$. Из рис. 2 видно, что только половина способов вычисления поправочного коэффициента α обеспечивает построение помехоустойчивых $RWS(m,k)$ -кодов, обладающих различными характеристиками обнаружения ошибок в информационных векторах.

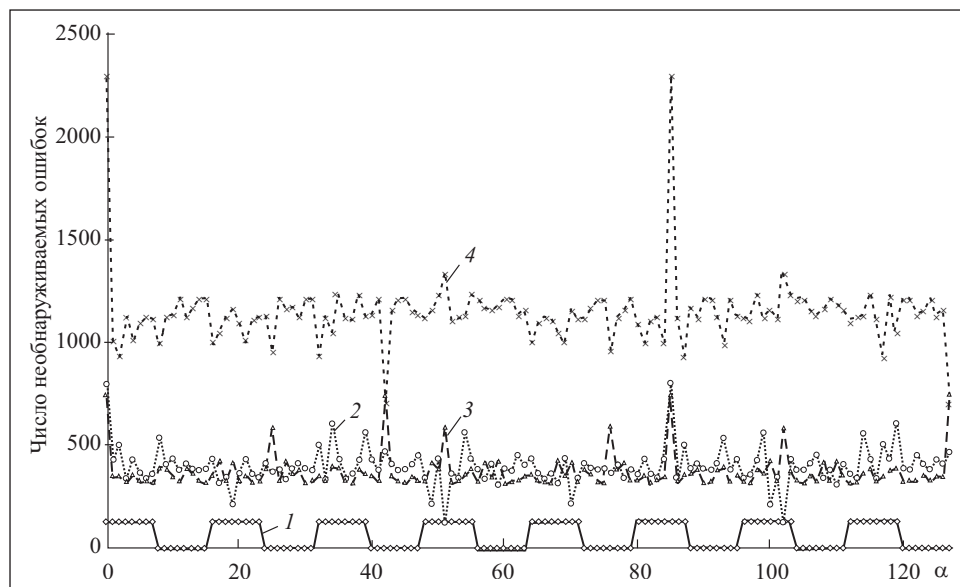


Рис. 2. Характеристики обнаружения ошибок семейством $RWS(7,3)$ -кодов: 1 — одиночные; 2 — монотонные; 3 — симметричные; 4 — асимметричные

Более детальный анализ характеристик $RWS(m, k)$ -кодов позволяет сузить множество кодов с различными характеристиками обнаружения ошибок в информационных векторах. В табл. 4 приведены характеристики всех помехоустойчивых $RWS(m, k)$ -кодов с длинами информационных векторов $m = 4 \div 7$. Для каждого семейства кодов с одинаковой длиной информационного вектора указаны десятичные эквиваленты (индексы) коэффициентов α , а также приведены подробные данные о виде и кратности необнаруживаемых ошибок.

Таким образом, несмотря на то, что коэффициент α может быть получен 2^{m-1} способами, общее число модифицированных взвешенных кодов с суммированием с различными характеристиками обнаружения ошибок будет гораздо меньшим (табл. 5). Среди кодов с одинаковой длиной информационного вектора подбором правила вычисления поправочного коэффициента α можно определить наилучший код по характеристикам обнаружения ошибок различных видов или кратностей. Например, в СФК комбинационных логических схем наиболее часто возникают ошибки малых кратностей: $d = 1$ и $d = 2$. Следовательно, при организации системы диагностирования эффективным может оказаться использование $RWS(m, k)$ -кода с максимальным смещением кратности необнаруживаемой ошибки в большую сторону.

Таблица 4. Характеристики обнаружения ошибок $RWS(m, k)$ -кодами с малыми значениями длин информационных векторов

Код	Индекс коэффициента α	Число необнаруживаемых ошибок по кратностям						Общее число необнаруживаемых ошибок				Всех видов
		2	3	4	5	6	7	Монотонные	Симметричные	Асимметричные		
$RWS(4;3)$	8, 13	$\frac{8}{8/0/0}$	$\frac{8}{0/0/8}$	$\frac{0}{0/0/0}$				8	0	8	16	
	9, 12	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{8}{4/0/4}$	$\frac{8}{0/4/4}$				4	4	8	16	
	10, 15	$\frac{8}{8/0/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{8}{0/4/4}$				8	4	4	16	
	11, 14	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{16}{4/0/12}$	$\frac{0}{0/0/0}$				4	0	12	16	
$RWS(5;3)$	8, 29	$\frac{48}{32/16/0}$	$\frac{48}{8/0/40}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$			40	16	40	96	
	9, 13, 24, 28	$\frac{16}{16/0/0}$	$\frac{48}{8/0/40}$	$\frac{32}{4/12/16}$	$\frac{0}{0/0/0}$			28	12	56	96	
	10, 31	$\frac{48}{32/16/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{48}{4/20/16}$	$\frac{0}{0/0/0}$			36	36	24	96	
	11, 15, 26, 30	$\frac{16}{16/0/0}$	$\frac{64}{16/0/48}$	$\frac{16}{0/8/8}$	$\frac{0}{0/0/0}$			32	8	56	96	
	12, 25	$\frac{16}{0/16/0}$	$\frac{48}{24/0/24}$	$\frac{32}{0/16/16}$	$\frac{0}{0/0/0}$			24	32	40	96	
	14, 27	$\frac{16}{0/16/0}$	$\frac{64}{16/0/48}$	$\frac{16}{4/4/8}$	$\frac{0}{0/0/0}$			20	20	56	96	
	42, 63	$\frac{160}{94/64/0}$	$\frac{192}{32/0/160}$	$\frac{96}{16/32/48}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$		144	96	208	448	
$RWS(6;3)$	9, 13, 24, 28	$\frac{96}{64/32/0}$	$\frac{128}{16/0/112}$	$\frac{160}{24/56/80}$	$\frac{64}{4/0/60}$	$\frac{0}{0/0/0}$		108	88	252	448	
	10, 31, 40, 61	$\frac{96}{64/32/0}$	$\frac{160}{32/0/128}$	$\frac{96}{8/40/48}$	$\frac{96}{8/0/88}$	$\frac{0}{0/0/0}$		112	72	264	448	
	11, 15, 26, 30, 41, 45, 56, 60	$\frac{32}{32/0/0}$	$\frac{224}{48/0/176}$	$\frac{160}{16/64/80}$	$\frac{32}{4/0/28}$	$\frac{0}{0/0/0}$		100	64	284	448	
	12, 25	$\frac{96}{32/64/0}$	$\frac{128}{64/0/64}$	$\frac{160}{0/80/80}$	$\frac{64}{8/0/56}$	$\frac{0}{0/0/0}$		104	144	200	448	
	14, 27, 44, 57	$\frac{32}{0/32/0}$	$\frac{224}{64/0/160}$	$\frac{160}{24/56/80}$	$\frac{32}{0/0/32}$	$\frac{0}{0/0/0}$		88	88	272	448	
	42, 63	$\frac{160}{96/64/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{228}{32/112/144}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$		128	176	144	448	

43, 47, 58, 62	$\frac{96}{64/32/0}$	$\frac{96}{48/0/144}$	$\frac{96}{8/40/48}$	$\frac{64}{4/0/60}$	$\frac{0}{0/0/0}$	124	72	252	448
46, 59	$\frac{96}{32/64/0}$	$\frac{192}{32/0/160}$	$\frac{96}{16/32/48}$	$\frac{64}{8/0/56}$	$\frac{0}{0/0/0}$	88	96	264	448
8, 93	$\frac{512}{320/192/0}$	$\frac{768}{128/0/640}$	$\frac{448}{80/176/192}$	$\frac{128}{0/0/128}$	$\frac{64}{4/24/36}$	532	392	996	1920
9, 12, 24, 29, 43, 46, 58, 63, 72, 77, 89, 92, 106, 111, 123, 126	$\frac{320}{192/128/0}$	$\frac{576}{128/0/448}$	$\frac{576}{64/224/288}$	$\frac{256}{24/0/232}$	$\frac{128}{0/32/96}$	410	384	1126	1920
10, 40, 95, 125	$\frac{384}{256/128/0}$	$\frac{512}{96/0/416}$	$\frac{448}{48/208/192}$	$\frac{448}{32/0/416}$	$\frac{64}{0/16/48}$	434	352	1134	1920
11, 14, 26, 31, 41, 44, 56, 61, 74, 79, 91, 94, 104, 109, 121, 124	$\frac{192}{128/64/0}$	$\frac{704}{160/0/544}$	$\frac{576}{64/224/288}$	$\frac{320}{24/0/296}$	$\frac{128}{4/40/84}$	380	328	1212	1920
13, 28, 73, 88	$\frac{256}{192/64/0}$	$\frac{512}{64/0/448}$	$\frac{704}{112/272/320}$	$\frac{384}{16/0/368}$	$\frac{64}{4/24/36}$	388	360	1172	1920
15, 30, 45, 60, 75, 90, 105, 120	$\frac{128}{128/0/0}$	$\frac{768}{160/0/608}$	$\frac{704}{80/304/320}$	$\frac{192}{16/0/176}$	$\frac{64}{0/16/48}$	386	320	1214	1920
25, 76	$\frac{256}{64/192/0}$	$\frac{512}{256/0/256}$	$\frac{704}{16/368/320}$	$\frac{384}{32/0/352}$	$\frac{64}{4/24/36}$	372	584	964	1920
27, 57, 78, 108	$\frac{128}{0/128/0}$	$\frac{768}{224/0/544}$	$\frac{704}{112/272/320}$	$\frac{192}{0/0/192}$	$\frac{64}{0/16/48}$	338	416	1166	1920
42, 127	$\frac{512}{320/192/0}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{1216}{144/496/576}$	$\frac{0}{0/0/0}$	$\frac{192}{4/56/132}$	468	744	708	1920
47, 62, 107, 122	$\frac{256}{192/64/0}$	$\frac{768}{192/0/576}$	$\frac{448}{48/208/192}$	$\frac{256}{16/0/240}$	$\frac{192}{4/56/132}$	452	328	1140	1920
59, 110	$\frac{256}{64/192/0}$	$\frac{768}{128/0/640}$	$\frac{448}{80/176/192}$	$\frac{256}{32/0/224}$	$\frac{192}{4/56/132}$	308	424	1188	1920

Примечание: над чертой указано общее число обнаруживаемых ошибок данной кратностью, под чертой перед первой косой — число монотонных обнаруживаемых ошибок, перед второй косой — число симметричных, а после второй косой черта — число асимметричных обнаруживаемых ошибок.

Таблица 5. $RWS(m, k)$ -коды с различными характеристиками

m	Общее число кодов с различными характеристиками обнаружения ошибок	Минимальное число двукратных необнаруживаемых ошибок
4	4	0
5	6	16
6	9	32
7	11	128
8	33	0
9	85	256
10	144	1024

В табл. 5 приведено общее число $RWS(m, k)$ -кодов с различными характеристиками для значений длин информационных векторов $m = 4 \div 10$ и указано наименьшее число двукратных необнаруживаемых ошибок для каждого семейства кодов. Следует заметить, что при $m = 2^p - 1$, $p = 2, 3, \dots$, могут быть построены $RWS(m, k)$ -коды со 100 %-ным обнаружением двукратных ошибок в информационных векторах. На рис. 3 для сравнения по показателю обнаружения двукратных ошибок представлены описываемые модифицированные взвешенные коды с суммированием и известные модифицированные коды с суммированием единичных информационных разрядов ($RS(m, k)$ -коды) [20]. Как видим, $RWS(m, k)$ -кодами не обнаруживается менее 5 % двукратных ошибок в информационных векторах, тогда как $RS(m, k)$ -кодами — в среднем 20—25 % (классическими кодами Бергера не обнаруживается 50 % двукратных ошибок в информационных векторах [18]). У кодов Бергера и у $RS(m, k)$ -кодов все двукратные необнаруживаемые ошибки являются симметричными, тогда как $RWS(m, k)$ -код с подобным свойством может быть построен только при значениях $m < 8$ (с увеличением длины информационного вектора во множество необнаруживаемых двукратных ошибок добавляется некоторая доля монотонных ошибок).

Вопросы синтеза контрольного оборудования для $RWS(m, k)$ -кодов рассмотрены в работе [27]. Генераторы $RWS(m, k)$ -кодов синтезируются так. Подставив (3) в формулу (2), запишем

$$\begin{aligned}
 V &= W_M + \alpha M = \left(\sum_{i=1}^m w_i f_i \right) (\text{mod } M) + \alpha M = \\
 &= (w_1 f_1 + w_2 f_2 + \dots + w_m f_m) (\text{mod } M) + \alpha M = \\
 &= w_1 f_1 (\text{mod } M) + w_2 f_2 (\text{mod } M) + \dots + w_m f_m (\text{mod } M) + \alpha M. \quad (4)
 \end{aligned}$$

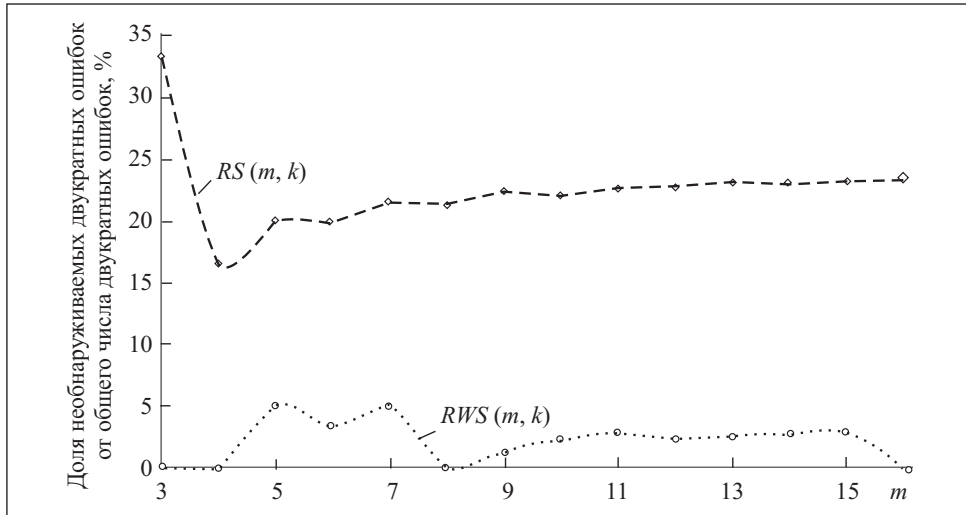


Рис. 3. $RWS(m, k)$ - и $RS(m, k)$ -коды обнаружения двукратных ошибок в информационных векторах

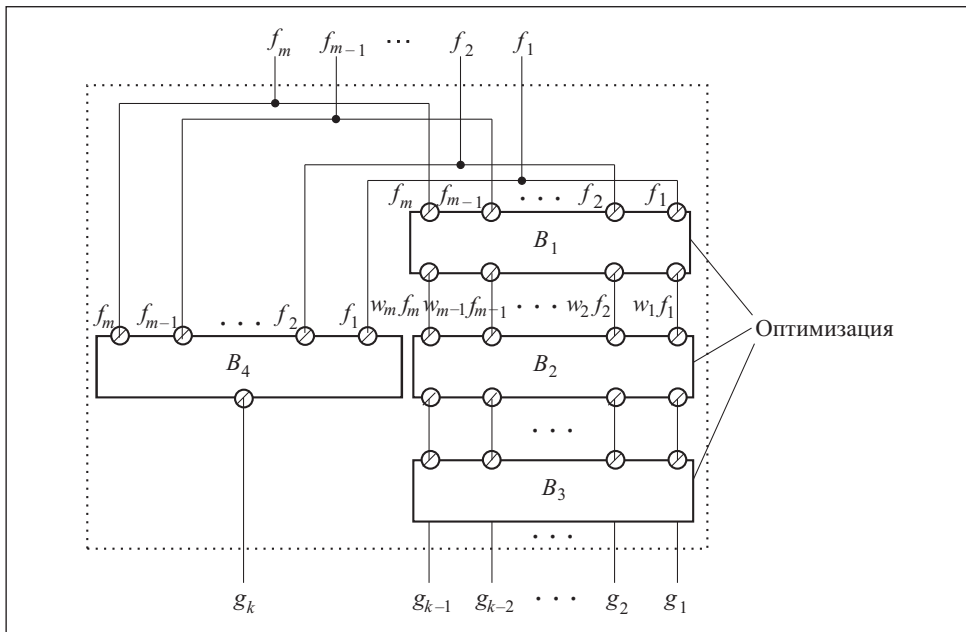


Рис. 4. Структурная схема генератора $RWS(m, k)$ -кода: B_1 — блок взвешивания разрядов; B_2 — схема определения вычетов чисел $w_i f_i, i=1, m$; B_3 — сумматор вычетов; B_4 — устройство вычисления коэффициента α .

Конечное выражение в (4) позволяет напрямую реализовать генератор $RWS(m, k)$ -кода как сумматор наименьших неотрицательных вычетов весовых коэффициентов разрядов информационного вектора и устройство вычисления поправочного коэффициента α (рис. 4). Блоки $B_1—B_3$ могут быть построены посредством каскадного соединения типовых схем сложения двоичных чисел по заданному модулю M [28].

Результаты экспериментов с контрольными комбинационными схемами. В ходе экспериментов была поставлена следующая задача: определить, как изменяются характеристики обнаружения ошибок на выходах контрольных комбинационных схем при изменении правил вычисления поправочного коэффициента α , и оценить влияние данной процедуры на изменение структурной избыточности СФК. Решение этой задачи было связано с разработкой специализированного программного модуля, позволяющего симулировать одиночные константные неисправности (stuck-at fault) на выходах логических элементов и фиксировать их проявления на выходах схемы с последующей классификацией ошибок на обнаруживаемые и необнаруживаемые различных видов (одиночных, монотонных, симметричных и асимметричных) и различной кратностью. Данный программный модуль позволяет также получать все блоки СФК (см. рис. 1) для выбранной контрольной схемы в формате *.pla. Это, в свою очередь, позволяет с использованием интерпретатора SIS [29] рассчитать условный показатель площади, занимаемой на кристалле логическими устройствами, что является косвенным показателем сложности их технической реализации, а затем оценить структурную избыточность СФК.

Были проведены эксперименты по оценке влияния выбора правил построения $RWS(m, k)$ -кодов на характеристики СФК для набора контрольных комбинационных схем LGSynth'89 с небольшим числом выходов ($m \leq 15$) [30]. В табл. 6 представлены результаты моделирования неисправностей в контрольной схеме «cm162a», имеющей пять выходов. Перебраны все варианты образования коэффициента α и зафиксированы характеристики СФК, получаемых при использовании $RWS(m, k)$ -кодов. Из табл. 6 следует, что выбор правил вычисления поправочного коэффициента носит фундаментальный характер. Так, ровно половина получаемых кодов не являются помехоустойчивыми: ими не обнаруживается большое число одиночных ошибок в информационных векторах. Это объясняется тем, что при вычислении поправочного коэффициента для непомяоустойчивых кодов не учтено значение разряда f_4 (его вес равен значению модуля, что при вычислении наименьшего неотрицательного вычета суммарного веса приводит к отсутствию контроля значения данного разряда).

Таблица 6. Распределение необнаруживаемых ошибок на выходах схемы «см162а»

Правило вычисления коэффициента α	Число необнаруживаемых ошибок									
	Всего	по видам				по кратностям d				
		Одичные	Монотонные	Симметричные	Асимметричные	1	2	3	4	5
f_1	67 851	56 655	11 196	0	0	56 655	5 829	5 367	0	0
f_2	68 299	56 655	11 644	0	0	56 655	6 053	5 591	0	0
$f_1 \oplus f_2$	68 299	56 655	11 644	0	0	56 655	5 829	5 591	224	0
f_3	57 103	56 655	448	0	0	56 655	0	224	224	0
$f_1 \oplus f_3$	57 103	56 655	448	0	0	56 655	224	224	0	0
$f_2 \oplus f_3$	56 655	56 655	0	0	0	56 655	0	0	0	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_3$	57 551	56 655	896	0	0	56 655	224	448	224	0
f_4	6 277	0	6 277	0	0	0	6 053	224	0	0
$f_1 \oplus f_4$	6 277	0	6 277	0	0	0	5 829	224	224	0
$f_2 \oplus f_4$	6 277	0	6 277	0	0	0	6 053	0	224	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_4$	6 277	0	6 277	0	0	0	5 829	448	0	0
$f_3 \oplus f_4$	5 815	0	5 815	0	0	0	0	5 815	0	0
$f_1 \oplus f_3 \oplus f_4$	5 815	0	5 815	0	0	0	224	5 367	224	0
$f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$	5 815	0	5 815	0	0	0	0	5 591	224	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$	5 815	0	5 815	0	0	0	224	5 591	0	0
f_5	57 103	56 655	448	0	0	56 655	224	224	0	0
$f_1 \oplus f_5$	57 103	56 655	448	0	0	56 655	0	224	224	0
$f_2 \oplus f_5$	57 551	56 655	896	0	0	56 655	224	448	224	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_5$	56 655	56 655	0	0	0	56 655	0	0	0	0
$f_3 \oplus f_5$	67 851	56 655	11 196	0	0	56 655	5 829	5 367	0	0
$f_1 \oplus f_3 \oplus f_5$	68 523	56 655	11 868	0	0	56 655	6 053	5 591	224	0
$f_2 \oplus f_3 \oplus f_5$	68 523	56 655	11 868	0	0	56 655	6 053	5 591	224	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus f_5$	68 299	56 655	11 644	0	0	56 655	6 053	5 591	0	0
$f_4 \oplus f_5$	5 815	0	5 815	0	0	0	224	5 367	224	0
$f_1 \oplus f_4 \oplus f_5$	5 815	0	5 815	0	0	0	0	5 815	0	0
$f_2 \oplus f_4 \oplus f_5$	5 815	0	5 815	0	0	0	224	5 591	0	0
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_4 \oplus f_5$	5 815	0	5 815	0	0	0	0	5 591	224	0
$f_3 \oplus f_4 \oplus f_5$	6 277	0	6 277	0	0	0	5 829	224	224	0
$f_1 \oplus f_3 \oplus f_4 \oplus f_5$	6 277	0	6 277	0	0	0	6 053	224	0	0
$f_2 \oplus f_3 \oplus f_4 \oplus f_5$	6 277	0	6 277	0	0	0	5 829	448	0	0
$f_1 \oplus \dots \oplus f_5$	6 277	0	6 277	0	0	0	6 053	0	224	0
Всего на выходах	320 595	248 348	68 983	1 920	1 344	248 348	37 886	23 996	6 877	224

Другая половина $RWS(m, k)$ -кодов является помехоустойчивой и в зависимости от правил вычисления поправочного коэффициента имеет различные распределения обнаруживаемых ошибок по видам и кратностям. Такая закономерность характерна для всех рассмотренных контрольных комбинационных схем.

Следует заметить, что все помехоустойчивые $RWS(m, k)$ -коды значительно эффективнее обнаруживают симметричные ошибки на выходах контрольных комбинационных схем, чем $S(m, k)$ -коды, но гораздо хуже обнаруживают монотонные ошибки. Это и является главным недостатком. Применение $RWS(m, k)$ -кодов при синтезе СФК наиболее эффективно в случае, если на выходах контролируемой комбинационной схемы преобладают симметричные ошибки или монотонные ошибки с большой кратностью. Тем не менее, в некоторых случаях они являются более эффективными, чем $S(m, k)$ -коды.

В табл. 7 приведены результаты экспериментов с контрольной комбинационной схемой «стб», имеющей четыре выхода, на которых возможно возникновение ошибок с кратностями $d \leq 2$. Применение любого помехо-

Таблица 7. Результаты экспериментов с контрольной комбинационной схемой «стб»

Правило вычисления коэффициента α для $RWS(4,3)$ -кода	Площадь блоков СФК, у.е.			Площадь СФК, у.е.		Структурная избыточность СФК, %		Общее число обнаруживаемых ошибок кратностью d	
	$F(x)$	$G(x)$	$G(f)$	L_D	L_{CED}	δ	β	1	2
f_1	912	400	112	2464	1856	75,325	89,575	17530 / 248756	0 / 39456
f_2	912	392	112	2464	1848	75	89,189	17531 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_2$	912	384	184	2464	1912	77,597	92,278	17532 / 248756	0 / 39456
f_3	912	408	112	2464	1864	75,649	89,961	17533 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_3$	912	368	112	2464	1824	74,026	88,031	17534 / 248756	0 / 39456
$f_2 \oplus f_3$	912	368	176	2464	1888	76,623	91,12	17535 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_3$	912	400	184	2464	1928	78,247	93,05	17536 / 248756	0 / 39456
f_4	912	536	112	2464	1992	80,844	96,139	0 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_4$	912	584	152	2464	2080	84,416	100,386	0 / 248756	0 / 39456
$f_2 \oplus f_4$	912	608	152	2464	2104	85,39	101,544	0 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_4$	912	640	256	2464	2240	90,909	108,108	0 / 248756	0 / 39456
$f_3 \oplus f_4$	912	576	184	2464	2104	85,39	101,544	0 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_3 \oplus f_4$	912	544	184	2464	2072	84,091	100	0 / 248756	0 / 39456
$f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$	912	680	280	2464	2304	93,506	111,197	0 / 248756	0 / 39456
$f_1 \oplus f_2 \oplus f_3 \oplus f_4$	912	608	280	2464	2232	90,584	107,722	0 / 248756	0 / 39456
$S(m, k)$ -код	912	360	368	2464	2072	84,091	100	0 / 248756	6 / 39456

Примечание: в последних двух столбцах перед косой чертой указано число обнаруживаемых ошибок данной кратностью, после косой черты — общее число ошибок данной кратностью

устойчивого $RWS(m, k)$ -кода позволяет обнаружить в ней все возникающие на выходах ошибки, что не возможно при использовании кода Бергера. Изменение правил вычисления коэффициента α влияет не только на характеристики обнаружения кодом ошибок, но и на показатель площади схемы. С учетом этого можно «подобрать» приемлемый вариант кодирования для организации контроля комбинационной схемы. В табл. 7 приведены значения площадей СФК, построенных по $RWS(m, k)$ -кодам, кодам Бергера и по традиционной структуре дублирования. Все данные получены с использованием стандартной библиотеки функциональных элементов `stdcell2_2.genlib`. На основании полученных результатов рассчитаны специальные коэффициенты:

$$\delta = \frac{L_{CED}}{L_D} 100\%, \quad \beta = \frac{L_{CED}}{L_S} 100\%,$$

где L_{CED} — площадь СФК по соответствующему $RWS(m, k)$ - или $S(m, k)$ -коду; L_D — площадь системы дублирования; L_S — площадь системы контроля на основе кода Бергера.

Как следует из табл. 7, для всех рассмотренных (m, k) -кодов значение коэффициента δ не превышает 100%, что свидетельствует об эффективности приложения кода по сравнению с дублированием без учета свойств обнаружения ошибок на выходах контролируемой схемы. При этом площади структур контроля на основе $RWS(m, k)$ - и $S(m, k)$ -кодов сопоставимы, о чем свидетельствует значение коэффициента β . Тем не менее, подбором правил вычисления коэффициента α удастся построить такую СФК на основе $RWS(m, k)$ -кода, в которой обнаруживаются любые искажения на выходах контролируемой схемы и которая имеет меньшую площадь, чем структура контроля по коду Бергера (в рассматриваемом случае таким является $RWS(4, 3)$ -код, для которого $\alpha = f_4$).

Выводы

Используя предложенный способ построения семейства помехоустойчивых модифицированных кодов с суммированием, имеющих такое же число контрольных разрядов, как и код Бергера, можно посредством вычисления различными способами поправочного коэффициента α строить помехоустойчивые $RWS(m, k)$ -коды, обладающие различными характеристиками обнаружения ошибок в информационных векторах. Изменения правил вычисления поправочного коэффициента влияют как на характеристики обнаружения ошибок кодом, так и на показатели структурной избыточности СФК.

Возможно построение модульно-взвешенных кодов с суммированием с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натураль-

ный ряд чисел, для которых модуль выбирается из множества $M \in \{2; 4; \dots; 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 2}\}$ (семейства $RWSM(m, k)$ -кодов). Помехоустойчивых $RWSM(m, k)$ -кодов меньше, чем помехоустойчивых $RWS(m, k)$ -кодов при данной длине информационного вектора, и они обнаруживают меньшее число ошибок в информационных векторах. Однако использование $RWSM(m, k)$ -кодов на практике может оказаться эффективным, давая возможность уменьшить сложность технической реализации СФК.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *McCluskey E.J.* Logic Design Principles: With Emphasis on Testable Semicustom Circuits. N.J.: Prentice Hall PTR, 1986, 549 p.
2. *Согомонян Е.С., Слабаков Е.В.* Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989, 207 с.
3. *Fujiwara E.* Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications. John Wiley & Sons, 2006, 720 p.
4. *Дрозд А.В.* Нетрадиционный взгляд на рабочее диагностирования вычислительных устройств // Проблемы управления, 2008, № 2, с. 48—56.
5. *Дрозд А.В., Харченко В.С., Антощук С.Г. и др.* Рабочее диагностирование безопасных информационно-управляющих систем. Под ред. А.В. Дрозда и В.С. Харченко. Харьков: Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», 2012, 614 с.
6. *Зеленая ИТ-инженерия.* В двух томах. Том 1. Принципы, модели, компоненты / Под ред. В.С. Харченко. Харьков: Нац. аэрокосмический ун-т им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», 2014, 594 с.
7. *Gorshe S.S., Bose B.* A Self-Checking ALU Design with Efficient Codes // Proc. of 14th VLSI Test Symposium, Princeton, NJ, USA, 1996, p. 157-161. DOI: 10.1109/VTEST.1996.510851.
8. *Touba N.A., McCluskey E.J.* Logic Synthesis of Multilevel Circuits with Concurrent Error Detection // IEEE Transaction on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and System. Vol. 16, Jul. 1997, p. 783—789.
9. *Nicolaidis M., Zorian Y.* On-Line Testing for VLSI — A Compendium of Approaches // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications, 1998, № 12, p. 7—20. DOI: 10.1023/A:1008244815697.
10. *Das D., Touba N.A.* Synthesis of Circuits with Low-Cost Concurrent Error Detection Based on Bose-Lin Codes // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications. 1999, Vol. 15, Issue 1-2, p. 145—155. DOI: 10.1023/A:1008344603814.
11. *Mitra S., McCluskey E.J.* Which Concurrent Error Detection Scheme to Choose? // Proc. of International Test Conference, 2000, USA, Atlantic City, NJ, 03-05 October 2000, p. 985—994. DOI: 10.1109/TEST.2000.894311.
12. *Carter W.C., Duke K.A., Schneider P.R.* Self-Checking Error Checker for Two-Rail Coded Data. — Jan. 26, 1971, United States Patent Office, No. 3,559,167, Peekskill, N. Y., 10 p.
13. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В.* Самопроверяемые дискретные устройства. СПб: Энергоатомиздат, 1992, 224 с.
14. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Дмитриев В.В., Хуан Ц.* Оптимальный систематический код на основе взвешивания разрядов информационных векторов и суммирования без переносов для систем функционального контроля // Известия Петербургского университета путей сообщения, 2016, № 1, с. 75—84.

15. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Черепанова М.Р. Модульные коды с суммированием в системах функционального контроля. I. Свойства обнаружения ошибок кодами в информационных векторах // Электрон. моделирование, 2016, **38**, №2, с. 27—48
16. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Черепанова М.Р. Модульные коды с суммированием в системах функционального контроля. II. Уменьшение структурной избыточности систем функционального контроля // Электрон. моделирование, 2016, **38**, №3, с. 47—61.
17. Berger J.M. A Note on Error Detection Codes for Asymmetric Channels // Information and Control, 1961, Vol. 4, Issue 1, p. 68—73. DOI: 10.1016/S0019-9958(61)80037-5 .
18. Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. О свойствах кода с суммированием в схемах функционального контроля // Автоматика и телемеханика, 2010, № 6, с. 155—162.
19. Гессель М., Морозов А.А., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Исследование комбинационных самопроверяемых устройств с независимыми и монотонно независимыми выходами // Там же, 1997, №2, с. 180—193.
20. Блюдов А.А., Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Построение модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов // Электрон. моделирование, 2012, **34**, №6, с. 17—29.
21. Блюдов А.А., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Модифицированный код с суммированием для организации контроля комбинационных схем // Автоматика и телемеханика, 2012, № 1, с. 169—177.
22. Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Blyudov A. On the Problem of Selection of Code with Summation for Combinational Circuit Test Organization // Proc. of 11th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2013), Rostov-on-Don, Russia, September 27-30, 2013, p. 261-266. DOI: 10.1109/EWDTS.2013.6673133.
23. Блюдов А.А., Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. О кодах с суммированием единичных разрядов в системах функционального контроля // Автоматика и телемеханика, 2014, № 8, с. 131—145.
24. Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Nikitin D. Sum Code Formation with Minimum Total Number of Undetectable Errors in Data Vectors // Proc. of 13th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2015), Batumi, Georgia, September 26-29, 2015, p. 141—148. DOI: 10.1109/EWDTS.2015.7493112.
25. Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl. On One Method of Formation of Optimum Sum Code for Technical Diagnostics Systems // Proc. of 14th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2016), Yerevan, Armenia, October 14-17, 2016, p. 158—163. DOI: 10.1109/EWDTS.2016.7807633.
26. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В. Классификация ошибок в информационных векторах систематических кодов // Изв. вузов. Приборостроение, 2015, **58**, № 5, с. 333—343. DOI: 10.17586/0021-3454-2015-58-5-333-343.
27. Ефанов Д.В. К вопросу синтеза генераторов модифицированных кодов с суммированием взвешенных информационных разрядов с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел // Вест. Томского государственного университета. Управление, вычислительная техника и информатика, 2016, № 4, с. 13—26. — DOI: 10.17223/19988605/37/2.
28. Ефанов Д.В. Способ синтеза генераторов взвешенных кодов с суммированием // Изв. вузов. Физика, 2016, **59**, № 8/2, с. 33—36.
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 // Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California, Berkeley, 4 May 1992, 45 p.
30. Collection of Digital Design Benchmarks [Режим доступа: <http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks/>].

Поступила 22.06.17

REFERENCES

1. McCluskey, E.J. (1986), *Logic Design Principles: With Emphasis on Testable Semicustom Circuits*, Prentice Hall PTR, New Jersey, USA.
2. Sogomonyan, E.S., and Slabakov, E.V. (1989), *Samoproveryaemye ustroystva i otkazoustoychivyye sistemy* [Self-checking devices and failover systems], Radio i svyaz, Moscow, Russia.
3. Fujiwara, E. (2006), *Code design for dependable systems: Theory and practical applications*, John Wiley & Sons, New Jersey, USA.
4. Drozd, A.V. (2008), "An untraditional view on operational diagnostics of computing devices", *Problemy upravleniya*, no. 2, pp. 48-56.
5. Drozd, A.V., Kharchenko, V.S., Antoshchuk, S.G., et al. (2012), *Rabocheye diagnostirovaniye bezopasnykh informatsionno-upravlyayuschikh sistem* [On-line testing of safe information and control systems], National Aerospace University «KhAI», Kharkov, Ukraine.
6. *Zelenaya IT-inzheneriya. V dvuh tomah. Tom 1. Printsipy, modeli, komponenty* [Green IT engineering. Vol. 1: Concepts, models, components], Ed. V.S. Kharchenko, National Aerospace University «KhAI», Kharkov, Ukraine.
7. Gorshe, S.S. and Bose, B. (1996), "A self-checking ALU design with efficient codes", *Proceedings of the 14th VLSI test symposium*, Princeton, NJ, USA, pp. 157-161, DOI:10.1109/VTEST.1996.510851.
8. Touba, N.A. and McCluskey, E.J. (1997), "Logic synthesis of multilevel circuits with concurrent error detection", *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and System*, Vol. 16, Jul., pp. 783-789.
9. Nicolaidis, M. and Zorian, Y. (1998), On-Line Testing for VLSI – A Compendium of Approaches, *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, no. 12, pp. 7-20. DOI: 10.1023/A:1008244815697.
10. Das, D. and Touba, N.A. (1999), "Synthesis of circuits with low-cost concurrent error detection based on Bose-Lin codes", *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, Vol. 15, Iss. 1-2, pp. 145-155.
11. Mitra, S. and McCluskey, E.J. (2000), Which concurrent error detections Scheme to choose?, *Proceedings of International Test Conference, 2000*, USA, Atlantic City, NJ, 03-05 October 2000, pp. 985-994. DOI: 10.1109/TEST.2000.894311.
12. Carter, W.C., Duke, K.A. and Schneider, P.R. (1971), Self-checking error checker for two-rail coded data, Jan. 26, 1971, United States Patent Office, No. 3,559,167, Peekskill, N.Y., 10 p.
13. Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, Vl.V. (1992) *Samoproveryaemye diskretnyye ustroystva* [Self-checking discrete devices], Energoatomizdat, St. Petersburg, Russia.
14. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V., Efanov, D.V., Dmitriev, V.V. and Khuan, C. (2016), "Optimal system code on the basis of weighing of information vector digits and summation without carry for the concurrent error detection systems", *Izvestiya Prterburgskogo universiteta putei soobshcheniya*, no. 1, pp. 75-84.
15. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V., Efanov, D.V. and Cherepanova, M.R. (2016), "Modulo codes with summation in concurrent error detection systems. I. Ability of modulo codes to detect error in data vectors", *Elektronnoe modelirovanie*, Vol. 38, no. 2, pp. 27-48.
16. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, Vl.V., Efanov, D.V., and Cherepanova, M.R. (2016), "Modulo codes with summation in concurrent error detection systems. II. Decrease of hardware redundancy of concurrent error detection systems", *Elektronnoe modelirovanie*, Vol. 38, no. 2, pp. 47-61.
17. Berger, J.M. (1961), "A note on error detecting codes for asymmetric channels", *Information and Control*, Vol. 4, Iss. 1, pp. 68-73, DOI: 10.1016/S0019-9958(61)80037-5.
18. Efanov, D.V., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, Vl.V. (2010) "On sum code properties in concurrent error detection systems", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 6, pp. 155-162.

19. Goessel, M., Morozov, A.A., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, V.I. (1997), "Investigation of combination self-testing devices having independent and monotone independent outputs", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 2, pp. 180-193.
20. Blyudov, A.A., Efanov, D.V., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, V.I. (2012), "Formation of the Berger modified code with minimum number of undetectable errors of data bits", *Elektronnoe modelirovanie*, Vol. 34, no. 6, pp. 17-29.
21. Blyudov, A.A., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, V.I. (2012), "A modified summation code for organizing control of combinatorial circuits", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 1, pp. 169-177.
22. Efanov, D., Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, V.I. and Blyudov, A. (2013), "On the problem of selection of code with summation for combinational circuit test organization", *Proceedings of 11th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2013)*, Rostov-on-Don, Russia, September 27-30, 2013, pp. 261-266. DOI 10.1109/EWDTS.2013.6673133.
23. Blyudov, A.A., Efanov, D.V., Sapozhnikov, V.V. and Sapozhnikov, V.I. (2014), "On codes with summation of data bits in concurrent error detection systems", *Avtomatika i telemekhanika*, no. 8, pp. 131-145.
24. Efanov, D., Sapozhnikov, V., Sapozhnikov, V.I. and Nikitin, D. (2015), "Sum code formation with minimum total number of undetectable errors in data vectors", *Proceedings of 13th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2015)*, Batumi, Georgia, September 26-29, 2015, pp. 141-148, DOI: 10.1109/EWDTS.2015.7493112.
25. Efanov, D., Sapozhnikov, V. and Sapozhnikov, V.I. (2016), "On one method of formation of optimum sum code for technical diagnostics systems", *Proc. of 14th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2016)*, Yerevan, Armenia, October 14-17, 2016, pp. 158-163. DOI: 10.1109/EWDTS.2016.7807633.
26. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, V.I. and Efanov, D.V. (2015), "Errors classification in information vectors of systematic codes", *Izvestiya vysshikh uchebnykh zavedeniy. Priborostroenie*, Vol. 58, no. 5, pp. 333-343, DOI 10.17586/0021-3454-2015-58-5-333-343.
27. Efanov, D.V. (2016) "On the problem of modified codes with summation of weighted data bits with natural numbers sequence of weight indexes generators synthesis", *Vestnik Tomskogo gosudarstvennogo Universiteta. Upravleniye, vychislitel'naya tekhnika i informatika*, no. 4, pp. 13-26, DOI: 10.17223/19988605/37/2.
28. Efanov, D.V. (2016), "The method of weighted code with summation generator synthesis", *Izvestiya vysshikh uchebnykh zavedeniy. Physics*, Vol. 59, no. 8/2, pp. 33-36.
29. Sentovich, E.M., Singh, K.J., Lavagno, L., Moon, C., Murgai, R., Saldanha, A., Savoj, H., Stephan, P.R., Brayton, R.K., and Sangiovanni-Vincentelli, A. (1992), SIS: A system for sequential circuit synthesis, Electronics Research Laboratory, Department of Electrical Engineering and Computer Science, University of California, Berkeley, USA.
30. Collection of digital design Benchmarks, available at: <http://ddd.fit.cvut.cz/prj/Benchmarks/>.

Received 22.06.17

V.V. Sapozhnikov, V.I. Sapozhnikov, D.V. Efanov

CODES WITH SUMMATION WITH A SEQUENCE OF WEIGHT
COEFFICIENTS, FORMING A NATURAL SERIES OF NUMBERS,
IN CONCURRENT ERROR DETECTION SYSTEMS

Features of the class of modified weighted codes with summation with a sequence of weight coefficients forming a natural series of numbers are described. It is established that the properties of error detection by modified codes are significantly influenced by the method of calculating the

correction factor for the formation of the total value of the weight of single bits of the information vector. Theoretical results are confirmed by the results of experiments with a set of test combinational circuits LGSynth' 89. It is established that by changing the rules for calculating the correction factor for code modification, it is possible to have influence on the structural redundancy of the concurrent error detection systems. The obtained results can be effective in organization of the check of combinational logic circuits and allow building self-checked structures with less hardware costs in comparison with duplication.

Keywords: combinational circuit, concurrent error detection system, Berger code, modified weighted Berger code, error detection, structural redundancy.

САПОЖНИКОВ Валерий Владимирович, д-р техн. наук, профессор кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 1963 г. окончил Ленинградский ин-т инженеров железнодорожного транспорта. Область научных исследований — надежность и синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

САПОЖНИКОВ Владимир Владимирович, д-р техн. наук, профессор кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 1963 г. окончил Ленинградский ин-т инженеров железнодорожного транспорта. Область научных исследований — надежность и синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

ЕФАНОВ Дмитрий Викторович, канд. техн. наук, доцент кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения Императора Александра I. В 2007 г. окончил Петербургский государственный университет путей сообщения. Область научных исследований — дискретная математика, надежность и техническая диагностика дискретных систем.