

УДК 681.518.5:004.052.32

В. В. Дмитриев**О ДВУХ СПОСОБАХ ВЗВЕШИВАНИЯ И ИХ ВЛИЯНИИ НА СВОЙСТВА КОДОВ С СУММИРОВАНИЕМ ВЗВЕШЕННЫХ ПЕРЕХОДОВ В СИСТЕМАХ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО КОНТРОЛЯ ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ**

Дата поступления: 08.07.2015

Решение о публикации: 22.09.2015

Цель: Исследовать свойства *WT*-кода при двух вариантах взвешивания: весами в виде натуральной последовательности чисел и в виде степеней двойки. В качестве критериев для сравнения выбраны сложность контрольного оборудования и обнаруживающая способность кода. **Методы:** Для изучения свойств обнаружения ошибок в *WT*-кодах при двух вариантах взвешивания моделировали одиночные константные неисправности комбинационных логических устройств с помощью специально разработанного программного обеспечения. Анализ сложности контрольного оборудования производили с помощью программы SIS (A System for Sequential Circuit Synthesis), разработанной в калифорнийском университете Berkeley. В качестве контрольных выбраны шесть тестовых схем из базы LGSynth'89. **Результаты:** Получены формулы зависимости количества контрольных разрядов от количества информационных *WT*-кодов при двух вариантах взвешивания. Установлена связь между рефлексивным кодом Грея и *WT*-кодом с весами в виде степеней двойки. Для двух рассматриваемых взвешенных кодов с параметрами (4,3) приводятся структуры генераторов. На основании моделирования получены сравнительный результат свойств *WT*-кодов по обнаружению неисправностей, а также сравнение сложности контрольного оборудования. **Практическая значимость:** Очевидна возможность применения данных способов кодирования в системах функционального контроля. Но эффективность применения того или иного способа кодирования определяется исключительно топологией и элементами логической схемы.

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

Vyacheslav V. Dmitriyev, teaching assistant, webus@pisem.net, (Petersburg State Transport University)
ON THE TWO WEIGHING METHODS AND THEIR INFLUENCE ON PROPERTIES OF SUM CODES OF WEIGHTED TRANSITIONS IN FUNCTIONAL LOGICAL SCHEME CONTROL SYSTEMS

Objective: To study properties of WT-code in two weighing methods: by scales as a true sequence of numbers and as powers of two. Complexity of control equipment and detection capacity of code were chosen as comparison criteria. **Methods:** Single-stuck faults of combination logical units were simulated by custom-designed software to study the qualities of error detection in WT-codes under the two weighing methods. SIS (A System for Sequential Circuit Synthesis) program, developed at University of California Berkeley, was deployed for analysis of complexity of control equipment. Six test sets from LGSynth'89 database were chosen as control materials. **Results:** Formulae for dependency between the number of control digits and the number of information WT-codes under two weighing options were produced. Correlation between reflexive Gray code and WT-code with scales of powers of two was established. Allocator structures are provided for two of the weighted codes with parameters (4.3). Comparative result of qualities of WT-codes in fault detection and comparison of complexity of control equipment is obtained through simulation. **Practical importance:** These coding methods can obviously be used in functional control systems, however, efficiency of deploying either of the two coding methods is determined exclusively by topology and logical scheme elements.

Technical diagnostics, functional control, weighted code with addition, data vector, undetectable error.

Структура функционального контроля (рис. 1) широко применяется для диагностирования логических схем [10, 14, 15, 19]. Комбинационное логическое устройство, подлежащее контролю, имеет i входов и m выходов. Выходной вектор $\langle f_1 f_2 \dots f_m \rangle$, формируемый данным логическим устройством, является информационным вектором для некоторого систематического кода. Контрольная же часть $\langle g'_1 g'_2 \dots g'_k \rangle$ вычисляется с помощью блока контрольной логики. Для осуществления контроля выходы контролируемой схемы соединяются со входами генератора, форми-

рующего вектор $\langle g_1 g_2 \dots g_k \rangle$, эквивалентный контрольному вектору $\langle g'_1 g'_2 \dots g'_k \rangle$. Значения первого предварительно инвертируются, что позволяет контролировать одноименные парафазные сигналы с использованием самопроверяемого компаратора. В случае обнаружения неисправности нарушается парафазность на выходах $\langle z_1 z_2 \rangle$ компаратора.

Кодирование для диагностирования комбинационных схем существенно отличается от кодирования, используемого при передаче сигналов. Первое различие связано с целью кодирования: при функциональном контроле

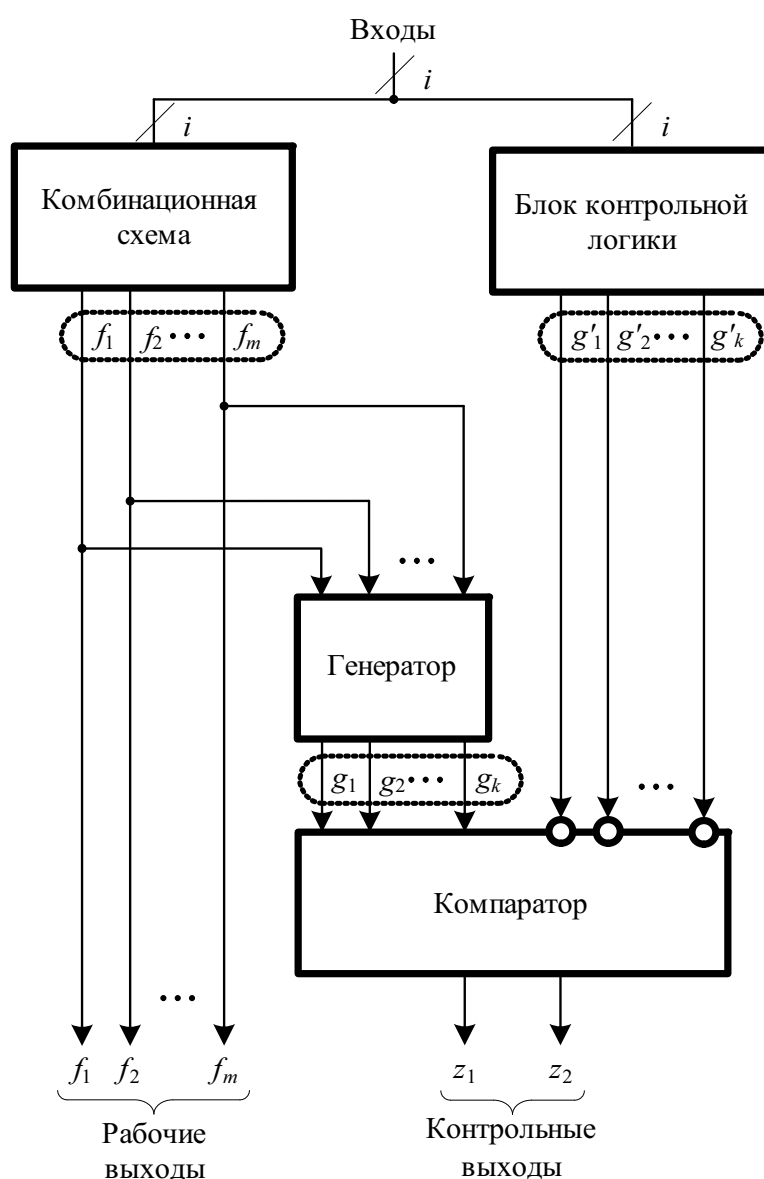


Рис. 1. Структура функционального контроля

достаточно установить факт возникновения неисправности, что аналогично определению факта искажения информационных разрядов в передаваемом сообщении. При этом само сообщение исправлять не требуется. Второе различие связано с формированием на выходе комбинационной схемы не всех возможных наборов. Аналогом в теории связи было бы сокращение множества возможных входных слов. Третье различие заключается в проявлении неисправностей на выходе комбинационной схемы. В зависимости от топологии и элементов схемы одиночная неисправность может исказить разное количество выходов. Таким образом, коды, обнаруживающие ошибки первой и даже второй кратности, в общем случае не гарантируют обнаружения одиночных неисправностей в комбинационной схеме.

При организации системы функционального контроля (рис. 1) часто применяют коды с суммированием [4, 8, 9, 16, 17]. В данной работе описывается перспективный метод построения кода с суммированием, основанный на взвешивании переходов между соседними информационными разрядами [3, 18], позволяющий построить структуры функционального контроля с улучшенными показателями.

Код с суммированием взвешенных переходов

Один из самых известных кодов с суммированием – классический код с суммированием, или код Бергера (обозначим его как $S(m,k)$ -код, где m – длина информационного, а k – контрольного векторов), который строится следующим образом [13]. В контрольный вектор записывается двоичное число, равное количеству единичных информационных разрядов (равное весу r информационного вектора). Правила построения $S(m,k)$ -кода однозначно определяют и его свойства обнаруживать ошибки в информационных векторах, что аналогично ошибкам в значениях разрядов вектора $\langle f_1 f_2 \dots f_m \rangle$ (рис. 1). Кодом Бергера не обнаруживается

любая разнонаправленная ошибка четной кратностью, содержащая одинаковое количество искажений нулей и единиц (любая симметричная ошибка [6]). $S(m,k)$ -кодами не обнаруживается $N_m = C_{2m}^m - 2^m$ ошибок в информационных векторах [11].

Число необнаруживаемых ошибок в $S(m,k)$ -коде достаточно велико, например, любой код Бергера не обнаруживает 50% двукратных и 37,5% четырехкратных ошибок в информационных векторах [2]. По данному критерию $S(m,k)$ -код можно сравнить с некоторым оптимальным кодом, для которого достигается минимум количества необнаруживаемых ошибок в информационных векторах при заданных параметрах m и k . Оптимальным является код с равномерным распределением информационных векторов между всеми возможными контрольными векторами. Впервые абстрактный оптимальный код и критерий оптимальности рассмотрены в работе [1]. Примеры оптимальных кодов можно найти в [5, 7].

Кроме сравнительно большого количества необнаруживаемых ошибок в информационных векторах $S(m,k)$ -кодов следует отметить, что сложность технической реализации системы функционального контроля зачастую бывает велика. Это показывают эксперименты с контрольными комбинационными схемами LGSynth`89, разработанными в Университете Калифорнии (Беркли) специально для оценки эффективности вновь разрабатываемых методов технической диагностики [12].

Рассмотрим новый способ модификации кода с суммированием, позволяющий повысить эффективность обнаружения ошибок в информационных векторах при сравнительно небольших аппаратных затратах на реализацию системы функционального контроля. Он основан на идее приписывания весовых коэффициентов из специальной последовательности переходам между разрядами в информационном векторе [21]. Переходом называют два соседних разряда информационного вектора. Если сумма по модулю «два» разрядов, входящих в данный переход, равна единице, то

переход считается активным. Каждому переходу присваивается весовой коэффициент w_i .

Контрольный вектор кода с суммированием взвешенных переходов образуется следующим путем:

$$\langle g_k g_{k-1} \dots g_1 \rangle = \sum_{i=1}^{m-1} (x_i \oplus x_{i+1}) w_i. \quad (1)$$

Очевидно, что особенностью данного подхода к кодированию будет равенство контрольных разрядов для противоположных информационных векторов. В табл. 1 в общем виде записаны выражения для вычисления контрольных разрядов $\langle g_k g_{k-1} \dots g_1 \rangle$, для этого требуется только задать весовые коэффициенты и представить полученное число в двоичном виде. Три столбца в правой части таблицы показывают участие весовых коэф-

фициентов в подсчете контрольного вектора. Примечательно, что полученные значения являются векторами рефлексивного кода Грея [20]. О связи нового кода – обозначим его как $WT(m,k)$ – с рефлексивным кодом Грея написано ниже.

Количество контрольных разрядов зависит от значений весовых коэффициентов и определяется по формуле

$$k = \log_2 \left(\sum_{i=1}^{m-1} w_i \right). \quad (2)$$

С увеличением длины информационной части растет и число контрольных разрядов. Для ограничения количества контрольных разрядов можно применять модульный код с суммированием взвешенных переходов [3, 18].

ТАБЛИЦА 1. Контрольный вектор для $WT(4,3)$

x_4	x_3	x_2	x_1	$\langle g_k g_{k-1} \dots g_1 \rangle$	w_3	w_2	w_1
	w_3	w_2	w_1	В общем виде	Участие весового коэффициента		
0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	w_1	0	0	1
0	0	1	0	$w_1 + w_2$	0	1	1
0	0	1	1	w_2	0	1	0
0	1	0	0	$w_2 + w_3$	1	1	0
0	1	0	1	$w_1 + w_2 + w_3$	1	1	1
0	1	1	0	$w_1 + w_3$	1	0	1
0	1	1	1	w_3	1	0	0
1	0	0	0	w_3	1	0	0
1	0	0	1	$w_1 + w_3$	1	0	1
1	0	1	0	$w_1 + w_2 + w_3$	1	1	1
1	0	1	1	$w_2 + w_3$	1	1	0
1	1	0	0	w_2	0	1	0
1	1	0	1	$w_1 + w_2$	0	1	1
1	1	1	0	w_1	0	0	1
1	1	1	1	0	0	0	0

Подробнее свойства кода можно изучить, рассматривая различные способы взвешивания.

WT(m,k)-код с весовыми коэффициентами в виде натуральной последовательности чисел

Вычислим WT(m,k)-код с четырьмя информационными разрядами и весовыми коэффициентами в виде натуральной последовательности чисел (табл. 2). Введем обозначение для подобного взвешивания WTnat(m,k) для дальнейшего использования.

Количество контрольных разрядов для WT(m,k)-кода с весовыми коэффициентами в виде натуральной последовательности чисел:

$$k = \log_2 \left(\frac{m(m-1)}{2} \right). \quad (3)$$

Представим схему генератора для WTnat(4,3)-кода (рис. 2). Каскад элементов сложения по модулю «два» вычисляет «активность» переходов. Дальнейшая задача – суммировать активные переходы. Для этого применяют сумматор и полусумматор [9].

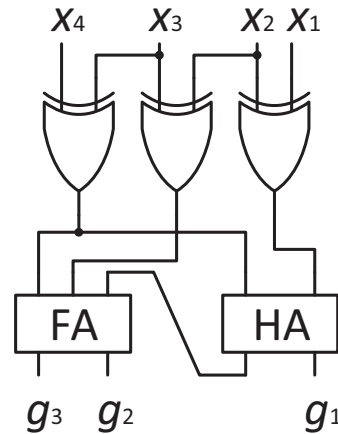


Рис. 2. Структура генератора WTnat(4,3)-кода

ТАБЛИЦА 2. Контрольный вектор для WTnat(4,3)

x_4	x_3	x_2	x_1	$\langle g_3 g_2 g_1 \rangle$
	w_3	w_2	w_1	$w_i = i, i = 1, 2, \dots, \mathbb{N}$
0	0	0	0	$\langle 000 \rangle$
0	0	0	1	$\langle 001 \rangle$
0	0	1	0	$\langle 011 \rangle$
0	0	1	1	$\langle 010 \rangle$
0	1	0	0	$\langle 101 \rangle$
0	1	0	1	$\langle 110 \rangle$
0	1	1	0	$\langle 100 \rangle$
0	1	1	1	$\langle 011 \rangle$
1	0	0	0	$\langle 011 \rangle$
1	0	0	1	$\langle 100 \rangle$
1	0	1	0	$\langle 110 \rangle$
1	0	1	1	$\langle 101 \rangle$
1	1	0	0	$\langle 010 \rangle$
1	1	0	1	$\langle 011 \rangle$
1	1	1	0	$\langle 001 \rangle$
1	1	1	1	$\langle 000 \rangle$

Для анализа свойств кода удобно разбить информационные векторы по соответствующим им контрольным векторам в десятичном представлении [2].

$WTnat(4,3)$ -код не оптимален, информационные векторы не расположены равномерно между контрольными группами (см. табл. 3) [1].

Единственным оптимальным кодом при данном способе взвешивания является $WTnat(3,2)$ -код. $WTnat(4,3)$ -код обнаруживает 8 ошибок второй кратности и 16 ошибок четвертой кратности.

Что повлияло на свойства кода? Распределение векторов между контрольными группами. Оно, в свою очередь, напрямую зависит от значений весовых коэффициентов. Рассмотрим другую последовательность весов, представляющих собой степени 2 ($w_i = 2^{i-1}$).

$WT(m,k)$ -код с весовыми коэффициентами в виде степеней 2

Обозначим $WT(m,k)$ -код с взвешиванием коэффициентами в виде степеней 2 как

ТАБЛИЦА 3. Распределение информационных векторов между контрольными группами

0	1	2	3	4	5	6
0000 1111	0001 1110	0011 1100	0010 0111 1000 1101	0110 1001	0100 1011	0101 1010

ТАБЛИЦА 4. Контрольный вектор для $WTrow(4,3)$ -кода

x_4	x_3	x_2	x_1	$\langle g_3 g_2 g_1 \rangle$
	w_3	w_2	w_1	$w_i = 2^{i-1}, i = 1, 2, \dots, N$
0	0	0	0	$\langle 000 \rangle$
0	0	0	1	$\langle 001 \rangle$
0	0	1	0	$\langle 011 \rangle$
0	0	1	1	$\langle 010 \rangle$
0	1	0	0	$\langle 110 \rangle$
0	1	0	1	$\langle 111 \rangle$
0	1	1	0	$\langle 101 \rangle$
0	1	1	1	$\langle 100 \rangle$
1	0	0	0	$\langle 100 \rangle$
1	0	0	1	$\langle 101 \rangle$
1	0	1	0	$\langle 111 \rangle$
1	0	1	1	$\langle 110 \rangle$
1	1	0	0	$\langle 010 \rangle$
1	1	0	1	$\langle 011 \rangle$
1	1	1	0	$\langle 001 \rangle$
1	1	1	1	$\langle 000 \rangle$

$WTron(m,k)$ -код. Как в предыдущем пункте, построим таблицу истинности для выходов генератора, формирующих контрольный вектор кода $WTron(4,3)$ (табл. 4). В этот раз $w_1 = 1$, $w_2 = 2$, $w_3 = 4$.

Код при таком взвешивании получается оптимальным (табл. 5). Длина контрольного вектора $k = m - 1$, так как максимальное значение контрольного вектора

$$\sum_{i=1}^{m-1} 2^{i-1} = 2^{m-1} - 1, \quad (4)$$

следовательно,

$$k = \log_2(2^{m-1} - 1) = m - 1. \quad (5)$$

Количество контрольных групп всегда будет в два раза меньше количества информационных векторов. В каждой группе будет содержаться по два информационных вектора с максимальным расстоянием Хэмминга, равным m . Общее количество необнаруживаемых ошибок

$$2 \cdot 2^{m-1} = 2^m. \quad (6)$$

Для $WTron(4,3)$ -кода общее количество необнаруживаемых ошибок $2^4 = 16$ с максимальной кратностью, равной четырем.

Если мы посмотрим на контрольные векторы для $WTron(4,3)$ -кода в табл. 4, то увидим,

что каждый следующий контрольный вектор отличается от предыдущего только в одном разряде. Для объяснения данного явления посмотрим на табл. 6, в которой в общем виде для кода $WTron(4,3)$ записаны правила получения разрядов контрольного вектора. Данные правила аналогичны правилам получения разрядов кода Грея [20].

Фрэнк Грей (13.09.1887–23.05.1969) – физик и инженер лаборатории «Bell Labs». Известен своими изобретениями в области телевидения, в том числе кодом, опубликованном в патенте 1953 г. [20]. Рефлективный код Грея получается из двоичных чисел путем сложения по модулю «два» с тем же числом, сдвинутым вправо на один бит:

$$G_i = x_i \oplus (x_i \gg 1). \quad (7)$$

Очевидно, что при использовании данного кода генератор контрольных векторов будет содержать $(m - 1)$ элемент сложения по модулю «два» с двумя входами. На рис. 3 представлена схема генератора для $WTron(4,3)$ -кода.

Структура генератора на рис. 3 упрощена по сравнению с аналогичной на рис. 2 за счет того, что каждый активный переход влияет только на один контрольный разряд. Следовательно, схема суммирования становится лишней.

ТАБЛИЦА 5. Распределение информационных векторов между контрольными группами

0	1	2	3	4	5	6	7
0000	0001	0011	0010	0111	0110	0100	0111
1111	1110	1100	1101	1000	1001	1011	1000

ТАБЛИЦА 6. Зависимость выходов генератора от входов для $WTron(4,3)$ -кода

Переход	i	$w_i = 2^{i-1}$	g_i
$x_1 - x_2$	1	1	$(x_1 \oplus x_2)$
$x_2 - x_3$	2	2	$(x_2 \oplus x_3)$
$x_3 - x_4$	3	4	$(x_3 \oplus x_4)$

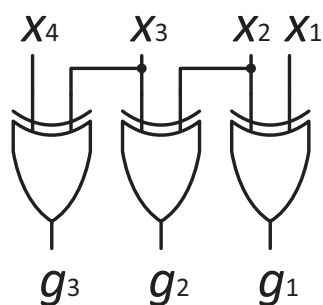


Рис. 3. Структура генератора $WT_{row}(4,3)$ -кода

Сравнение свойств $WT(m,k)$ -кода для двух типов взвешивания

Сравним свойства $WT(m,k)$ -кода для двух типов взвешивания, описанных выше, на

примере контрольных схем LGSynth'89 [19]. В качестве параметров для сравнения выберем сложность контрольного оборудования, выраженную в условных единицах, показывающих занимаемую площадь на кристалле и количество необнаруживаемых ошибок.

Контрольное оборудование (см. рис. 1) состоит из генератора, компаратора и дополнительного блока [9]. Сложность контрольного оборудования равна сумме сложностей трех составляющих (табл. 7):

$$L_{\Sigma} = L_{\text{ген}} + L_{\text{доп. б}} + L_{\text{комп}}. \quad (8)$$

Результат анализа сложности представлен на рис. 4. Обозначим через L_{row} сложность контрольного оборудования для $WT(m,k)$ -кода

ТАБЛИЦА 7. Сравнение сложности контрольного оборудования

Схема	m	Сложности систем функционального контроля									
		$w_i = i, i = 1, 2, \dots, N$					$w_i = 2^{i-1}, i = 1, 2, \dots, N$				
		k	$L_{\text{ген}}$	$L_{\text{доп. б}}$	$L_{\text{комп}}$	L_{Σ}	k	$L_{\text{ген}}$	$L_{\text{доп. б}}$	$L_{\text{комп}}$	L_{Σ}
b1	4	3	472	224	576	1272	3	120	240	576	936
cm42a	10	6	12424	312	1152	13888	9	360	528	2016	2904
cm138a	8	5	5328	296	864	6488	7	280	560	1440	2280
cu	11	6	28864	2144	1152	32160	10	400	1280	2304	3984
x2	7	5	2200	976	864	4040	6	240	928	1152	2320
z4ml	4	3	472	3272	576	4320	3	120	1160	576	1856

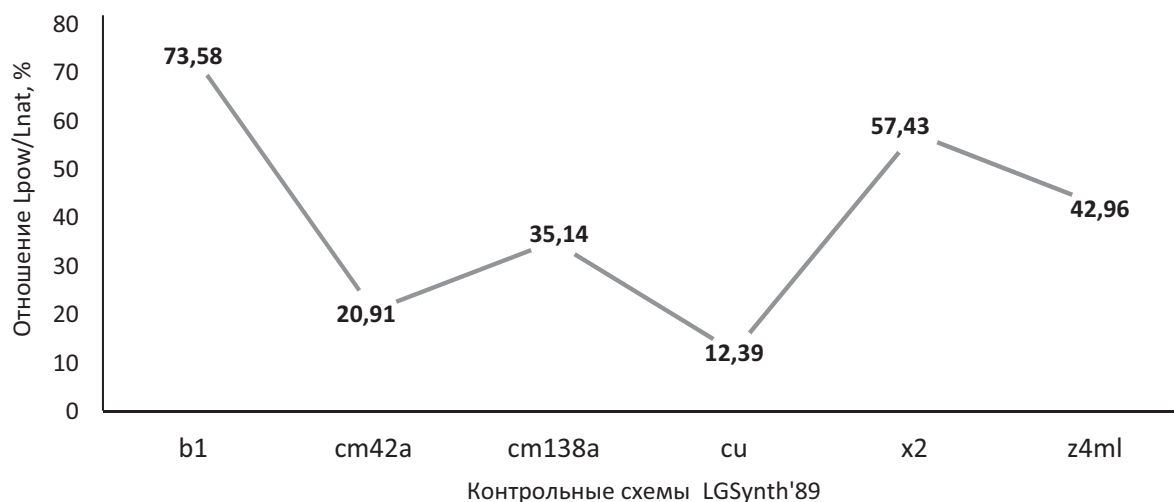


Рис. 4. Отношение сложностей контрольного оборудования, %

ТАБЛИЦА 8. Сравнение количества обнаруживаемых ошибок

Схема	Необнаруживаемые ошибки на выходах контрольных схем			
	$w_i = i, i = 1, 2..N$		$w_i = 2^{i-1}, i = 1, 2..N$	
	Кратность	Количество	Кратность	Количество
b1	1–4	0	1–4	0
cm42a	1–10	0	1–10	0
cm138a	1–8	0	1–8	0
cu	2	96	1–11	0
x2	2	10	1–7	0
	3	24		
z4ml	2	8	1–4	0

при взвешивании степенями 2. $Lnat$ – аналогичная величина только при взвешивании числами, представляющими собой натуральную последовательность. На оси ординат рис. 4 отложим отношение $\frac{Lprow}{Lnat} \cdot 100\%$, на оси абсцисс – контрольные примеры, для которых выполняется сравнение.

Смоделируем все возможные одиночные неисправности в контрольных примерах и занесем количество наборов, на которых эти неисправности не обнаруживаются, в табл. 8.

Заключение

Способы взвешивания существенным образом влияют как на сложность контрольного оборудования, так и на обнаруживающую способность кода с суммированием взвешенных переходов. В общем случае количество контрольных разрядов у кода $WTprow(m,k)$ больше, чем у кода $WTnat(m,k)$, это объясняет преимущества первого кода с точки зрения обнаруживающей способности (см. табл. 3, 5, 8). Результат сравнения двух этих кодов с точки зрения сложности контрольного оборудования оказался не столь очевиден. Суммарная сложность контрольного оборудования для кода $WTprow(m,k)$ оказалась меньше, чем для кода $WTnat(m,k)$ (см. рис. 4).

Данный результат можно обобщить следующим образом. При диагностировании комбинационных схем количество контрольных разрядов не может являться критерием для сравнения кодов между собой. На примере двух вариантов взвешивания WT -кода мы увидели, что количество контрольных разрядов не определяет сложность контрольного оборудования.

Библиографический список

1. Блюдов А. А. Построение модифицированного кода Бергера с минимальным числом обнаруживаемых ошибок информационных разрядов / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Электронное моделирование. – 2012. – Т. 34, № 6. – С. 17–29.
2. Ефанов Д. В. 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.
3. Мехов В. Б. Контроль комбинационных схем на основе модифицированных кодов с суммированием / В. Б. Мехов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // Автоматика и телемеханика. – 2008. – № 8. – С. 153–165.
4. Сапожников В. В. 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.

5. Сапожников В. В. Исследование свойств кодов Хэмминга и их модификаций в системах функционального контроля / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // Автоматика на транспорте. – 2015. – Т. 1, № 3. – С. 311–337.

6. Сапожников В. В. Классификация ошибок в информационных векторах систематических кодов / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // Изв. вузов. Приборостроение. – 2015. – Т. 58, № 5. – С. 333–343.

7. Сапожников В. В. О способах построения кодов с суммированием с минимальным общим числом обнаруживаемых искажений в информационных векторах / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов, Д. А. Никитин // Изв. ПГУПС. – 2014. – Вып. 1. – С. 82–91.

8. Сапожников В. В. Обнаружение опасных ошибок на рабочих выходах комбинационных логических схем / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // Автоматика на транспорте. – 2015. – Т. 1, № 2. – С. 195–211.

9. Сапожников В. В. Самопроверяемые дискретные устройства / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников. – СПб. : Энергоатомиздат, 1992. – 224 с.

10. Слабаков Е. В. Самопроверяемые вычислительные устройства и системы (обзор) / Е. В. Слабаков, Е. С. Согомоян // Автоматика и телемеханика. – 1981. – № 11. – С. 147–167.

11. Черкасова Т. Х. Обнаружение ошибок в системах автоматики и вычислительной техники с помощью кодов Бергера и его модификаций / Т. Х. Черкасова // Сб. трудов науч.-практич. конф. «Проблемы безопасности и надежности микропроцессорных комплексов» / под ред. Вал. В. Сапожникова. – СПб. : ФГБОУ ВПО ПГУПС, 2015. (в печати).

12. Benchmarks : LGSynth89. – URL : <http://www.cbl.ncsu.edu:16080/benchmarks/LGSynth89/mlexamples>.

13. Berger J. M. A Note on Error Detecting Codes for Asymmetric Channels / J. M. Berger // Inf. and Control. – 1961. – Vol. 4, N 1. – P. 68–73.

14. Das D. Synthesis of Circuits with Low-Cost Concurrent Error Detection Based on Bose-Lin

Codes / D. Das, N.A. Touba // J. Electron. Test. : Theory Appl. – 1999. – Vol. 15, Is. 1-2 (Aug. – Oct.). – P. 145–155.

15. Das D. Weight-Based Codes and Their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits / D. Das, N. A. Touba // Proc. of the 17th IEEE VLSI Test Symp., Apr. 25-29, 1999, Dana Point. – USA CA : Dana Point, 1999. – P. 370–376.

16. Fujiwara E. Code Design for Dependable Systems : Theory and Practical Applications / E. Fujiwara. – John Wiley & Sons, 2006. – 720 p.

17. Matrosova A. Yu. Self-Checking Synchronous FSM Network Design with Low Overhead / A. Yu. Matrosova, I. Levin, S. A. Ostanin // VLSI Design. – 2000. – Vol. 11, Is. 1. – P. 47–58.

18. Mehov V. Concurrent Error Detection Based on New Code with Modulo Weighted Transitions between Information Bits / V. Mehov, V. Sapozhnikov, Vl. Sapozhnikov, D. Urganskov // Proc. of 7th IEEE East-West Design&Test Workshop (EWDWTW'2007), Sept. 25-30, 2007, Erevan. – Armenia, Erevan, 2007. – P. 21–26.

19. Nicolaidis M. On-Line Testing for VLSI – A Compendium of Approaches / M. Nicolaidis, Y. Zorian // J. Electron. Test. : Theory Appl. – 1998. – N 12. – P. 7–20.

20. Pat. 2,632,058 U.S. Pulse code communication / F. Gray. March 17, 1953 (filed Nov. 1947).

21. Sapozhnikov V. V. New Code for Fault Detection in Logic Circuits / V. V. Sapozhnikov, Vl. V. Sapozhnikov // Proc. 4th Int. Conf. on Unconventional Electromechanical and Electrical Systems, St. Petersburg, Russia, June 21-24, 1999. – St. Petersburg, 1999. – P. 693–696.

References

1. Blyudov A.A., Yefanov D.V., Sapozhnikov V.V. & Sapozhnikov V.V. *Elektronnoye modelirovaniye – Electronic Simulation*, 2012, Vol. 34, no. 6, pp. 17-29.

2. Yefanov D.V., Sapozhnikov V.V. & Sapozhnikov V.V. *Avtomatika i telemekhanika – Automatics and Telemechanics*, 2010, no. 6, pp. 155-162.

3. Mekhov V.B., Sapozhnikov V.V. & Sapozhnikov V.V. *Avtomatika i telemekhanika – Automatics and Telemechanics*, 2008, no. 8, pp. 153-165.

4. Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov V. V. & Yefanov D. V. *Elektronnoye modelirovaniye – Electronic Simulation*, 2014, Vol. 36, no. 1, pp. 59-80.
 5. Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov V. V. & Yefanov D. V. *Avtomatika na transporte – Automatics in Transport*, 2015, Vol. 1, no. 3, pp. 311-37.
 6. Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov V. V. & Yefanov D. V. *Izvestiya vuzov. Priborostroyeniye – Proc. Univ. Instrument Eng.*, 2015, Vol. 58, no. 5, pp. 333-343.
 7. Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov V. V., Yefanov D. V. & Nikitin D. A. *Izvestiya PGUPS – Proc. Petersburg Transp. Univ.*, 2014, Is. 1, pp. 82-91.
 8. Sapozhnikov V. V., Sapozhnikov V. V. & Yefanov D. V. *Avtomatika na transporte – Automatics in Transport*, 2015, Vol. 1, no. 2, pp. 195-211.
 9. Sapozhnikov V. V. & Sapozhnikov V. V. *Samoproveryayemye diskretnyye ustroystva [Self-checking Discrete Devices]*. St. Petersburg, Energoatomizdat, 1992. 224 p.
 10. Slabakov Ye. V. & Sogomonyan Ye. S. *Avtomatika i telemekhanika – Automatics and Telemechanics*, 1981, no. 11, pp. 147-167.
 11. Cherkasova T. Kh. *Obnaruzheniye oshibok s sistemakh avtomatiki i vychislitelnoy tekhniki s pomoshchyu kodov Bergera i yego modificatsiy [Detecting Errors in Automatics and Computer Systems by Application of Berger Code or Its Modifications] Sbornik trudov nauchno-prakticheskoy konferentsii “Problemy bezopasnosti i nadezhnosti mikroprotsessornykh kompleksov”* (Proc. of Sci. and Practical Conf. “Problems of Security and Reliability of Microprocessor Systems”), ed. V. V. Sapozhnikov. St. Petersburg, Petersburg State Transport University, 2015. Pp. 167-172.
 12. Benchmarks: LGSynth89, available at: <http://www.cbl.ncsu.edu:16080/benchmarks/LG-Synth89/mlexamples>.
 13. Berger J. M. *Inf. and Control*, 1961, Vol. 4, no. 1, pp. 68-73.
 14. Das D. & Touba N. A. *J. Electron. Test. Theory Appl.*, 1999, Vol. 15, Is. 1–2 (Aug.– Oct.), pp. 145-155.
 15. Das D. & Touba N. A. *Weight-Based Codes and Their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits (Proc. of the 17th IEEE VLSI Test Symp., Apr. 25–29, 1999, Dana Point)*. USA, CA, Dana Point, 1999. Pp. 370-376.
 16. Fujiwara E. *Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications*. John Wiley & Sons, 2006. 720 p.
 17. Matrosova A. Yu., Levin I., Ostanin S. A. *VLSI Design*, 2000, Vol. 11, Is. 1, pp. 47-58.
 18. Mehov V., Saposhnikov V., Sapozhnikov V. I. & Urganskov D. *Concurrent Error Detection Based on New Code with Modulo Weighted Transitions between Information Bits (Proc. of 7th IEEE East-West Design&Test Workshop (EWDTW'2007), Sept. 25–30, 2007, Erevan)*. Armenia, Erevan, 2007. Pp. 21-26.
 19. Nicolaidis M. & Zorian Y. J. *Electron. Test.: Theory Appl.*, 1998, no. 12, pp. 7-20.
 20. Pat. 2,632,058 U. S. *Pulse code communication*. F. Gray. March 17, 1953 (filed Nov. 1947).
 21. Saposhnikov V. V. & Saposhnikov V. I. *New Code for Fault Detection in Logic Circuits (Proc. 4th Int. Conf. on Unconventional Electromechanical and Electrical Systems, St. Petersburg, Russia, June 21–24, 1999)*. St. Petersburg, 1999. Pp. 693-696.
- ДМИТРИЕВ ВЯЧЕСЛАВ ВЛАДИМИРОВИЧ – ассистент, webus@pisem.net (Петербургский государственный университет путей сообщения Императора Александра I).