УДК 681.518.5

В.В. Сапожников, Вл.В. Сапожников, д-ра техн. наук,
Д.В. Ефанов, канд. техн. наук, **Д.А. Никитин**
Федеральное государственное бюджетное образовательное
учреждение высшего профессионального образования
«Петербургский государственный университет путей сообщения»
(РФ, 190031, Санкт-Петербург, Московский пр., 9,
тел. +7-9117092164, +7-(812) 4578579, e-mail: TrES-4b@yandex.ru)

Метод построения кода Бергера с повышенной эффективностью обнаружения ошибок в информационных разрядах

Рассмотрен новый класс кодов с суммированием взвешенных информационных разрядов. Определено простое соотношение весов информационных разрядов, позволяющее построить код для обнаружения ошибок в информационных векторах, более эффективный, чем известный классический код с суммированием (код Бергера). Новый код обладает всеми свойствами классического. Выполнено сравнение возможностей кодов обнаруживать ошибки в схемах функционального контроля.

Розглянуто новий клас кодів з підсумовуванням зважених інформаційних розрядів. Визначено просте співвідношення ваги інформаційних розрядів, яке дозволяє побудувати код для виявлення похибок в інформаційних векторах, ефективніший, ніж відомий класичний код з підсумовуванням (код Бергера). Новий код має всі властивості класичного. Виконано порівняння можливостей кодів виявляти похибки в схемах функціонального контролю.

Ключевые слова: функциональный контроль, необнаруживаемая ошибка, информационные разряды, код Бергера, взвешенный код с суммированием, свойства кодов.

Для повышения надежности работы комбинационных логических устройств организуются системы их функционального контроля [1—3]. В таких системах исходная комбинационная схема $F(x)$ для вычисления ряда рабочих булевых функций $f_1(x)$, $f_2(x)$, …, $f_m(x)$ снабжается блоком дополнительной логики $G(x)$, формирующим по значениям входов контрольные сигналы $g_1(x)$, $g_2(x)$, …, $g_k(x)$. При этом на выходах блока $F(x)$ в произвольный момент времени появляется некоторый информационный вектор длины m, а на выходах контрольного блока $G(x)$ — соответствующий ему контрольный вектор длины k. Факт этого соответствия устанавливается самопроверяемой схемой тестера [4].

© В.В. Сапожников, Вл.В. Сапожников, Д.В. Ефанов, Д.А. Никитин, 2013

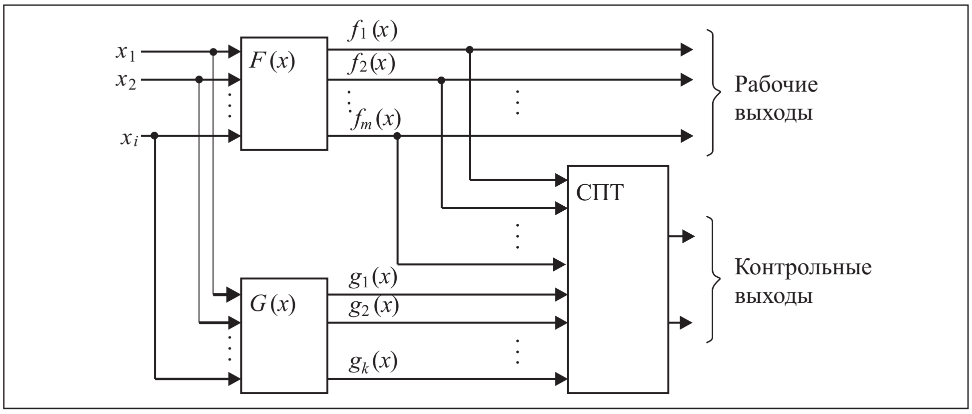

Рис. 1. Система функционального контроля

В изображенной на рис. 1 схеме выходы блоков $F(x)$ и $G(x)$ часто сопоставляют с кодовыми векторами некоторого заранее выбранного равномерного разделимого помехоустойчивого кода [5]. Правила построения выбранного кода однозначно определяют такие важные характеристики системы функционального контроля как возможности по обнаружению ошибок в информационных разрядах и сложность контрольного оборудования. Задача синтеза контролепригодной схемы сводится к построению системы с максимальным обнаружением ошибок на выходах, являющихся следствием потенциального возникновения сбоев во внутренней структуре контролируемого устройства, при минимальной сложности контрольного оборудования. При этом в процессе функционирования схемы на выходах $f_1(x), f_2(x), ..., f_m(x), g_1(x), g_2(x), ..., g_k(x)$ должны формироваться все необходимые тестовые наборы для обеспечения свойства самопроверяемости тестера [4].

Эффективным при организации систем функционального контроля является применение кодов с суммированием (кодов Бергера [6]) и их модификаций. Свойства данного класса кодов по обнаружению ошибок в контролируемом логическом устройстве подробно описаны в [7—11].

Рассмотрим новый тип кодов с суммированием, обладающих всеми основными особенностями классических кодов Бергера и имеющих меньшее число необнаруживаемых ошибок в информационных разрядах.

Классические и взвешенные коды с суммированием. Рассмотрим классический код с суммированием — $S(n, m)$-код, где m — длина информационного вектора, $n = m + k$ — общая длина кодовых векторов, k — длина контрольного вектора. Код $S(n, m)$ образуется посредством приписывания справа к информационному слову контрольного слова, которое соответствует числу единичных информационных разрядов (весу r информационного слова). Длина контрольного слова зависит от m: $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$ (запись $\lceil b \rceil$ означает целое сверху от b). Очевидно, что нескольким информационным векторам соответствует одно и то же контрольное слово. При этом информационные векторы распределены между контрольными векторами крайне неравномерно: одно и то же контрольное слово соответствует C_m^r информационным словам. В качестве примера в табл. 1 приведено распределение информационных векторов относительно контрольных векторов для классического кода с суммированием S (8, 5).

Неравномерность распределения информационных векторов среди контрольных векторов определяет достаточно большое значение общего числа необнаруживаемых искажений в информационных векторах [12]. Каждое необнаруживаемое искажение в коде Бергера соответствует переходу информационного вектора в другой информационный вектор с таким же контрольным словом, т.е. переходу внутри одной контрольной группы (см. табл. 1).

Табличная форма задания кода с суммированием удобна, так как дает полное представление о свойствах необнаруживаемых ошибок в информационных векторах. Поскольку все векторы в группе имеют один и тот же вес, в коде Бергера не обнаруживаются только разнонаправленные искажения четной кратности, включающие в себя группы искажений $0 \rightarrow 1$ и $1 \rightarrow 0$. Например, в коде S (8, 5) N_m = 220, из них 160 двукратных и 60 четырехкратных. Общее число ошибок кратности d в коде Бергера вычисляется по формуле [7] $N_{m,d} = 2^{m-d} C_m^d C_d^{d/2}$. Следует заметить, что для лю-

Таблица 1

000	001	010	011	100	101	110	111
00000	00001	00011	00111	01111	11111		
	00010	00101	01011	10111			
	00100	01001	01101	11011			
	01000	10001	10011	11101			
	10000	00110	10101	11110			
		01010	11001				
		01100	01110				
		10010	10110				
		10100	11010				
		11000	11100				

бого кода Бергера доля необнаруживаемых ошибок кратности d в информационных разрядах от общего числа ошибок данной кратности не зависит от значения m и является постоянной величиной:

$$\beta_d = \frac{N_{m,d}}{N_d} = \frac{2^{m-d} C_m^d C_d^{d/2}}{2^m C_m^d} = 2^{-d} C_d^{d/2}. \qquad (1)$$

Указанное свойство кодов Бергера связано с распределением информационных векторов относительно контрольных, т.е. любые информационные векторы с весом r имеют одинаковые контрольные слова.

Исходя из принципа построения $S(n, m)$-кода можно охарактеризовать необнаруживаемые ошибки в его информационных разрядах как разнонаправленные ошибки четных кратностей, что на практике может быть использовано при построении контролепригодных логических схем, блок основной логики в которых обладает свойством независимости или монотонной независимости выходов [13, 14].

Как видно из табл. 1, в рассмотренном коде $S(8, 5)$ в столбцах 000 и 101 расположено по одному вектору, в столбцах 001 и 100 — по 5 векторов, в столбцах 010 и 011 — по 10 векторов. Столбцы <110> и <111> в данном коде являются пустыми. Они соответствуют неиспользуемым контрольным векторам. Неравномерность распределения слов по контрольным группам, а также наличие неиспользуемых контрольных векторов являются причиной большого числа необнаруживаемых ошибок информационных разрядов кодов с суммированием. Установлено, что любой код Бергера не обнаруживает 50 % двукратных и 37,5 % четырехкратных искажений информационных разрядов [7].

В работе [12] доказана теорема об оптимальном коде, согласно которой наименьшее число необнаруживаемых искажений имеет код, содержащий наиболее равномерное распределение информационных векторов на группы всех возможных контрольных векторов. Оптимальный код имеет

$$N_{m,k}^{\min} = 2^m (2^{m-k} - 1) \qquad (2)$$

необнаруживаемых ошибок информационных разрядов.

Эффективность любого кода можно сравнить с эффективностью оптимального кода при заданных m и k. Коэффициент эффективности ξ может быть определен как отношение числа необнаруживаемых ошибок в оптимальном коде $N_{m,k}^{\min}$ к общему числу необнаруживаемых ошибок в рассматриваемом коде $N_{m,k}$:

$$\xi = N_{m,k}^{\min} \big/ N_{m,k}. \qquad (3)$$

 ISSN 0204–3572. Electronic Modeling. 2013. V. 35. № 4

Код S (8, 5), представленный в табл. 1, имеет эффективность $\xi = 0{,}4364$. Известен способ уменьшения числа необнаруживаемых ошибок в коде Бергера, основанный на применении правил модификации кода, обеспечивающих более равномерное распределение информационных векторов относительно контрольных [12]. При использовании данного способа предполагается выполнение операций над единичными разрядами по следующему алгоритму модификации:

1. Вычисляем вес информационного вектора r.
2. Выбираем модуль $M \in 2^1, 2^2, \ldots, 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$.
3. Определяем вес r по выбранному модулю $(r) \bmod M$.
4. Вычисляем специальный поправочный коэффициент α (сумму по модулю два заранее выбранных информационных разрядов).
5. Определяем результирующий вес информационного слова $W = (r) \bmod M + \alpha M$.
6. Число W представляем в двоичном виде.

В модифицированных кодах с суммированием (RSM (n, m, i)-кодах, где i — число информационных разрядов в линейной сумме коэффициента α), полученных по указанному алгоритму, необнаруживаемых ошибок в несколько раз меньше, чем в кодах Бергера при тех же значениях m. Например, в коде $RS4$ (8, 5, 1) — 96 двукратных и 16 четырехкратных необнаруживаемых искажений, а в коде $RS4$ (8, 5, 2) — 64 двукратных и 48 четырехкратных необнаруживаемых искажений. Всего в обоих модифицированных кодах по 112 необнаруживаемых искажений информационных разрядов, что почти вдвое меньше, чем в S (8, 5)-коде.

Применение указанного алгоритма модификации позволяет получать более близкие к оптимальным коды с суммированием. Однако операция применения модуля M при подсчете веса приводит к нарушению важного свойства классических кодов Бергера — возможности обнаружения всех однонаправленных ошибок в информационных разрядах. Так, для рассматриваемого S (8, 5)-кода применение модуля $M = 4$ при подсчете веса в векторе <11111> приводит к тому, что в контрольном векторе уменьшается на единицу число разрядов, и вместо значения <101> он принимает значение <01>. Этому же контрольному вектору соответствуют слова <00001>, <00010>, <00100>, <01000> и <10000>. Таким образом, появляется $2 \cdot 5 = 10$ однонаправленных необнаруживаемых ошибок (рис. 2).

Аналогично каждый из векторов с весом $r = 4$ (векторы <01111>, <11110>, <11101>, <11011>, <10111>) при применении модуля счета $M = 4$ оказывается в одной контрольной группе с вектором <00000>. Для данной группы существует также 10 необнаруживаемых однонаправленных искажений в информационных разрядах. Всего для модульного кода с сумми-

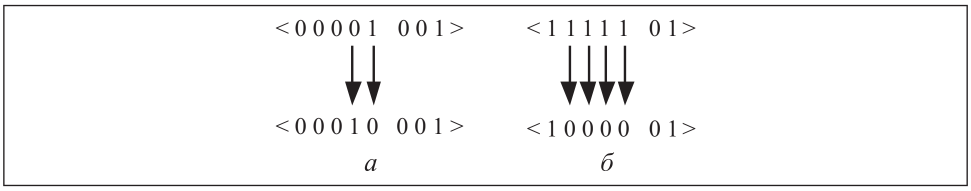

Рис. 2. Необнаруживаемые ошибки: *а* — разнонаправленные; *б* — однонаправленные

рованием при $m = 5$ имеется 20 подобных ошибок, что составляет 8,33 % всех необнаруживаемых искажений информационных разрядов для данного кода.

Потеря свойства разнонаправленности необнаруживаемых ошибок информационных разрядов приводит к тому, что новые *RSM* (n, m, i)-коды нельзя гарантированно эффективно применять при построении схем функционального контроля с монотонными и монотонно независимыми выходами блока основной логики $F(x)$.

Для повышения эффективности кода с суммированием можно применять иной принцип модификации. Положим, что каждый информационный разряд имеет некоторый заранее приписанный ему вес w_i, а контрольное слово отображает двоичное значение суммарного веса информационного вектора:

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

где x_i — значение информационного разряда (0 или 1) [6, 15, 16]. Можно считать, что классический код с суммированием (код Бергера) — это частный случай такого взвешенного кода. В рассматриваемом коде $S(8, 5)$ все информационные разряды имеют вес $w_i = 1$. Взвешенный код обозначим $WS\ (n, m, [w_1, w_2, ..., w_m])$, где $[w_1, w_2, ..., w_m]$ — массив весов информационного вектора. Тогда код $S(8, 5)$ — это $WS\ (8, 5, [1, 1, 1, 1, 1])$-код.

При некоторых соотношениях весов информационных разрядов взвешенный код с суммированием сохраняет свойство разнонаправленности необнаруживаемых искажений информационных векторов, а общее число необнаруживаемых искажений уменьшается. Экспериментальные исследования с помощью специально разработанного программного обеспечения показали, что к классу подобных кодов принадлежит любой взвешенный код с суммированием, у которого значение любого (например, младшего) информационного разряда составляет $w_m = 3$, т.е. $WS\ (n, m, [1, 1, ..., 3])$-код.

Рассмотрим взвешенные коды $WS\ (n, m, [1, 1, ..., 3])$, имеющие такое же число контрольных разрядов, как и классические коды с суммированием при тех же значениях m. У такого кода веса находятся в соотношении

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

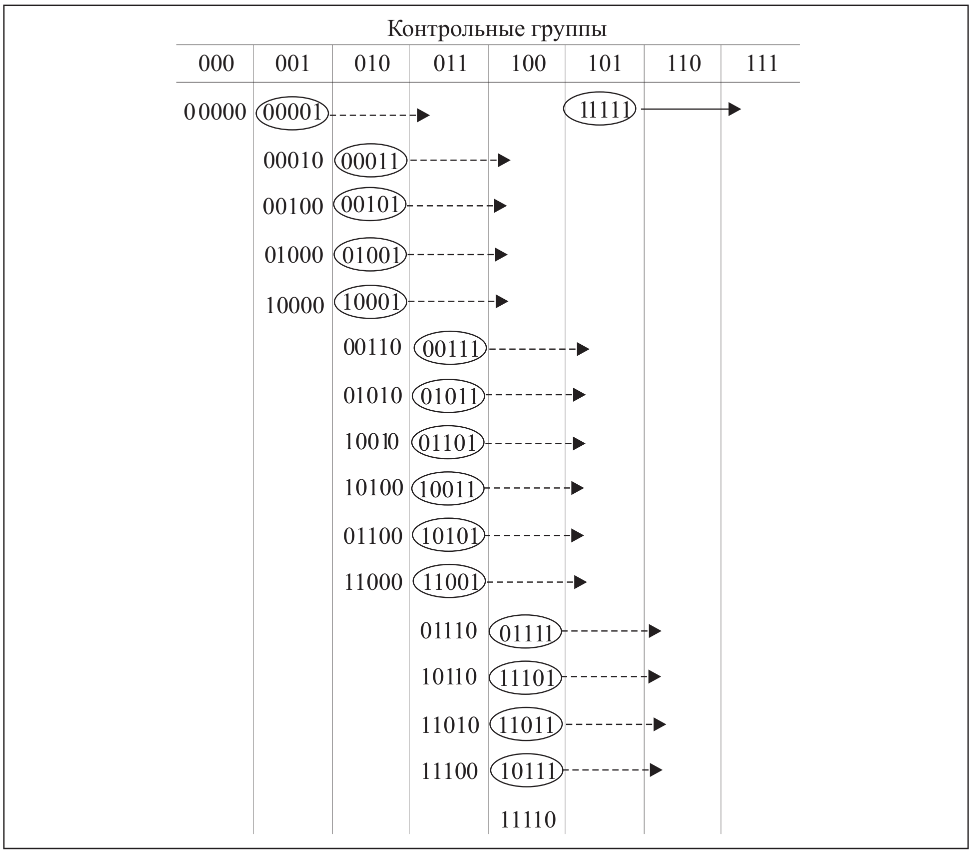

Рис. 3. Перераспределение информационных векторов

Пусть дан $WS\,(8,5,[1,1,1,1,3])$-код. Покажем, что число необнаруживаемых ошибок информационных разрядов в нем меньше, чем у кода $S\,(8,\,5)$. Информационные векторы, имеющие единичный младший информационный разряд в таблице, задающей $WS\,(n,m,[1,1,\ldots,3])$-код, при заполнении смещаются на две группы вправо по сравнению с табл. 1, задающей $S\,(8,\,5)$-код. Число информационных векторов в контрольной группе уменьшается, и они более равномерно распределяются по всем контрольным группам (рис. 3).

При таком смещении информационных векторов важно то, что сдвиг осуществился ровно на две группы. В результате этого четность суммарного значения веса информационного вектора со взвешенными разрядами W осталась равной четности истинного веса информационного слова r. Кроме того, вес W больше истинного веса r. Поэтому сохранилось свойство разнонаправленности необнаруживаемых ошибок.

В табл. 2 представлено заполнение контрольных групп в $WS\,(8,5,[1,1,1,1,3])$-коде. Код $WS\,(8,5,[1,1,1,1,3])$ имеет 124 необнаруживаемые ошибки, что в 1,77 раза меньше, чем в классическом коде Бергера ($WS\,(8,5,[1,1,1,1,1])$-коде или $S\,(8,\,5)$-коде), имеющем 220 необнаруживаемых ошибок. Взвешенный код с суммированием $WS\,(8,5,[1,1,1,1,3])$ более близок к оптимальному, чем $S\,(8,\,5)$-код ввиду более равномерного распределения информационных векторов на контрольные группы. Кроме того, данный взвешенный код имеет всего на 12 необнаруживаемых ошибок информационных разрядов больше, чем лучший $RSM\,(n,\,m,\,i)$-код [12].

Для любого $WS\,(n,m,[1,1,...,1,3])$-кода справедливо следующее свойство.

Утверждение. Взвешенный код $WS\,(n,m,[1,1,...,1,3])$ обнаруживает однонаправленные ошибки любой кратности и все нечетные ошибки в информационных векторах.

Д о к а з а т е л ь с т в о основано на анализе табличного способа задания кода с суммированием. Выполним его на примере рассмотренного в табл. 2 $WS\,(8,5,[1,1,1,1,3])$-кода.

В таблице задания кода существует три класса столбцов.

1. Столбцы векторов, младший разряд которых равен нулю. Это столбцы 000, 001 и 010. Равенство нулю младшего разряда означает, что в результате сдвига в таблице кода Бергера в этот столбец не введено новых векторов. Очевидно, что для данных столбцов сохраняется свойство обнаружения однонаправленных ошибок и ошибок нечетной кратности в информационных разрядах.

2. Столбцы информационных векторов, младший разряд которых равен единице. Это столбцы групп 101, 110 и 111. Равенство единице младшего разряда свидетельствует о том, что при сдвиге векторов кода Бергера все рассматриваемые векторы были перемещены в данный столбец из другого столбца. Они имеют один и тот же вес, а значит, для данных векторов также справедливо свойство обнаружения однонаправленных ошибок и ошибок нечетной кратности в информационных разрядах.

Таблица 2

000	001	010	011	100	101	110	111
00000	00010	00110	00001	00011	00111	01111	11111
	00100	01010	01110	00101	01011	10111	
	01000	01100	10110	01001	01101	11011	
	10000	10010	11010	10001	10011	11101	
		10100	11101	11110	10101		
		11000			11001		

3. Столбцы, в которых расположены две группы векторов: с младшими разрядами, равными нулю или единице. Это контрольные группы 100 и 011. В каждой группе векторы имеют один и тот же вес. Векторы с нулевым младшим разрядом — это векторы, которые при взвешивании не сдвигались, а векторы с единичным младшим разрядом, это векторы, которые были сдвинуты. В столбце 100 есть один вектор с нулевым младшим разрядом, <11110>, и четыре вектора с единичным младшим разрядом, <00011>, <00101>, <01001>, <10001>; в столбце 011 четыре вектора с нулевым младшим разрядом — <01110>, <10110>, <11010>, <11100>, и один вектор с единичным младшим разрядом — <00001>. Вес векторов с единичным младшим разрядом меньше веса векторов с нулевым младшим разрядом на два. Поэтому в данном столбце все векторы имеют одно и то же по четности значение числа единичных разрядов.

Поскольку вес информационного вектора с нулевым младшим разрядом больше веса информационного вектора с единичным младшим разрядом, данные векторы являются несравнимыми. Последний разряд вектора с единичным младшим разрядом больше последнего разряда вектора с нулевым младшим разрядом, а число единиц в разрядах от первого до предпоследнего у вектора с нулевым младшим разрядом больше, чем у вектора с единичным младшим разрядом. Поэтому есть хотя бы один разряд у вектора с нулевым младшим разрядом, который больше соответствующего разряда у вектора с единичным младшим разрядом. Поскольку оба вектора являются несравнимыми, сохраняется свойство обнаружения однонаправленных ошибок. При увеличении значения m рассматриваемое свойство сохраняется. Утверждение доказано.

Свойства кодов с суммированием по обнаружению ошибок в информационных разрядах. Рассмотрим возможности взвешенных кодов с суммированием $WS\,(n, m, [1,1,...,1,3])$ по обнаружению ошибок в информационных разрядах в сравнении с аналогичными характеристиками кодов Бергера.

Взвешенные коды с суммированием $WS\,(n, m, [1,1,...,1,3])$ с таким же числом контрольных разрядов, как и у классических кодов с суммированием, могут быть построены не при любых значениях m. Этот факт вытекает из правил построения обоих кодов. Для $S\,(n,\ m)$-кодов число контрольных разрядов $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$, а для $WS\,(n, m, [1, 1, ..., 1, 3])$-кодов — $k = \lceil \log_2(W_{\max} + 1) \rceil$, где $W_{\max}$ — максимальный суммарный вес информационного вектора. Очевидно, что $W_{\max} = (m-1) + 3 = m+2$. Тогда для достижения равенства числа контрольных разрядов в обоих типах кодов необходимо выполнение соотношения $m \neq (2^k - 1)$, $m \neq (2^k - 2)$. В противном случае при таких значениях m $WS\,(n, m, [1,1,...,1,3])$-код будет иметь на один контрольный разряд больше, чем $S\,(n,\ m)$-код.

В табл. 3 приведены рассчитанные значения чисел необнаруживаемых ошибок во взвешенных и в классических кодах с суммированием $N_{m,k}$, а также общее число возможных ошибок в информационных векторах обоих классов кодов N_m. Свойства по обнаружению ошибок в информационных векторах обоими классами кодов могут быть оценены по отношению числа необнаруживаемых ошибок в коде к общему возможному числу ошибок в информационных векторах при данном значении m, т.е. по величине γ или по коэффициенту эффективности (3). Как видно из табл. 3, $WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$-коды обладают улучшенными характеристиками по обнаружению ошибок в информационных разрядах, о чем свидетельствует величина δ — отношение числа необнаруживаемых ошибок в классических кодах Бергера к числу необнаруживаемых ошибок во взвешенных кодах $WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$.

В результате расчетов установлено, что сокращается не только общее число необнаруживаемых ошибок, но и число ошибок по кратностям.

Свойство 1. Для любого $WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$-кода число необнаруживаемых ошибок кратности d меньше числа ошибок данной кратности в $S\,(n, m)$-коде.

Данное свойство описано в табл. 4, где приведены значения величины β_d — доли необнаруживаемых ошибок кратностей d от общего числа ошибок тех же кратностей при различных значениях m. Значения β_d для $S\,(n, m)$-кодов получены по формуле (1) и не зависят от длины информационного вектора, а для $WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$-кодов — рассчитаны с использованием

Таблица 3

m	k	$N_{m,k}$		N_m	γ		δ
		$S\,(n, m)$-код	$WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$-код		$S\,(n, m)$-код	$WS\,(n, m, [1,1,\ldots,1,3])$-код	
4	3	54	26	240	0,225	0,10833	2,07692
5	3	220	124	992	0,22177	0,125	1,77419
8	4	12614	8610	65280	0,19323	0,13189	1,46504
9	4	48108	33964	261632	0,18388	0,12982	1,41644
10	4	183732	133344	1047552	0,17539	0,12729	1,37788
11	4	703384	522504	4192256	0,16778	0,12464	1,34618
12	4	2699984	2046308	16773120	0,16097	0,122	1,31944
13	4	10392408	8015128	67100672	0,15488	0,11945	1,2966
16	5	601014854	483155954	4294901760	0,13994	0,1125	1,24394
17	5	2333475148	1896776908	17179738112	0,13583	0,11041	1,23023
18	5	9074873156	7450901576	68719214592	0,13206	0,10843	1,21796
19	5	35344739512	29285551432	274877382656	0,12858	0,10654	1,2069
20	5	137845480244	115169427884	1099510579200	0,12537	0,10475	1,19689

специально разработанного программного обеспечения и различны при различных значениях m. С увеличением m значение β_d в $WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-кодах незначительно увеличивается.

При взвешивании разрядов произошел сдвиг информационных векторов в сторону увеличения значений контрольного вектора, что обусловило уменьшение числа информационных векторов в контрольных группах и, как следствие, — уменьшение числа необнаруживаемых ошибок по всем кратностям. Из табл. 4 видно, что значение β_d в $WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-кодах с увеличением значения m при $d = \mathrm{const}$ увеличивается, приближаясь к соответствующей величине у $S\,(n, m)$-кодов. Указанное свойство $WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-кодов может быть эффективно использовано при организации схем функционального контроля.

В табл. 5 приведены значения коэффициентов эффективности, рассчитанные по формулам (2) и (3), для кодов $S\,(n, m)$ и $WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$. Данные табл. 5 свидетельствуют о приоритете $WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-кодов над классическими кодами Бергера.

На рис. 4 представлены зависимости коэффициента эффективности от значения m для рассмотренных выше кодов с суммированием. Как видим,

Таблица 4

m	Значения β_d для ошибок кратности d									
	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
	$S\,(n, m)$-коды									
	0,5	0,375	0,3125	0,27344	0,24609	0,22559	0,20947	0,19638	0,18547	0,1762
	$WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-коды									
4	0,25	0,125								
5	0,3	0,175								
8	0,375	0,25	0,19531	0,16406						
9	0,38889	0,26389	0,20833	0,17622						
10	0,4	0,275	0,21875	0,18594	0,16406					
11	0,40909	0,28409	0,22727	0,19389	0,17152					
12	0,41667	0,29167	0,23438	0,20052	0,17773	0,16113				
13	0,42308	0,29808	0,24038	0,20613	0,18299	0,16609				
16	0,4375	0,3125	0,25391	0,21875	0,19482	0,17725	0,16365	0,15274		
17	0,44118	0,31618	0,25735	0,22197	0,19784	0,18009	0,16635	0,15531		
18	0,44444	0,31944	0,26042	0,22483	0,20052	0,18262	0,16874	0,15759	0,14838	
19	0,44737	0,32237	0,26316	0,22738	0,20292	0,18488	0,17089	0,15963	0,15033	
20	0,45	0,325	0,26563	0,22969	0,20508	0,18691	0,17281	0,16147	0,15209	0,14416

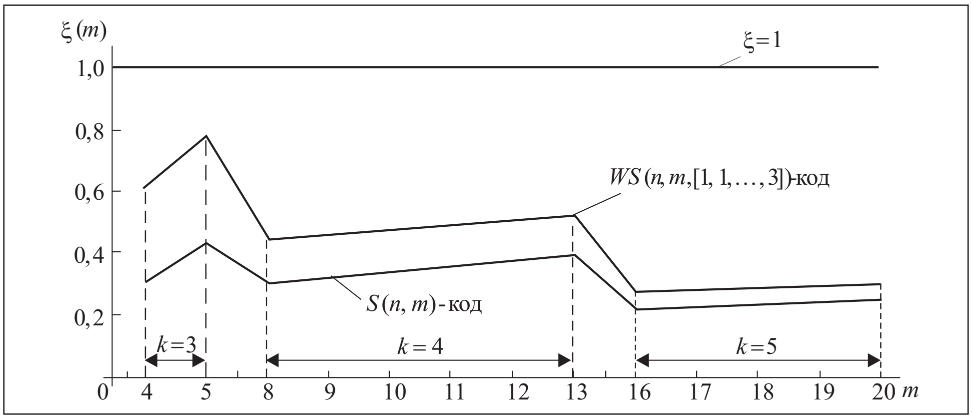

Рис. 4. Графики зависимостей коэффициента ξ от длины информационного вектора

характер изменения значения ξ с увеличением длины информационного вектора при постоянном значении числа контрольных разрядов k одинаков для кодов $S\,(n,\,m)$ и $WS\,(n, m, [1,1,...,1,3])$.

Свойство 2. Для кодов с постоянным значением k происходит увеличение значения коэффициента ξ от кода с числом информационных разрядов $m = 2^{k-1}$ к коду с числом информационных разрядов $m = 2^k - 3$.

Например, при $k = 4$ $WS\,(n, m, [1,1,...,1,3])$-код с $m = 8$ обладает наименьшей эффективностью ($\xi = 0{,}44599$), а как код с $m = 13$ — наибольшей ($\xi =$

Таблица 5

m	k	ξ	
		$S\,(n,\,m)$-код	$WS\,(n, m, [1, 1, \ldots, 1, 3])$-код
4	3	0,2963	0,61538
5	3	0,43636	0,77419
8	4	0,30442	0,44599
9	4	0,32992	0,46732
10	4	0,35112	0,4838
11	4	0,36978	0,49779
12	4	0,38685	0,51042
13	4	0,4028	0,52228
16	5	0,22321	0,27766
17	5	0,23002	0,28297
18	5	0,23661	0,28818
19	5	0,24302	0,2933
20	5	0,24926	0,29833

= 0,52228). Аналогичное свойство установлено для модифицированных кодов с суммированием единичных разрядов в работе [12].

Выводы

Построенный новый код с суммированием более эффективен относительно обнаружения ошибок в информационных разрядах, чем известный классический код Бергера. Новый код получен посредством взвешивания младшего контрольного разряда и сохраняет важные свойства классического кода Бергера, а именно возможность обнаружения любых однонаправленных искажений и искажений нечетных кратностей в информационных векторах. Первое из этих свойств не сохраняется для известных модифицированных кодов с суммированием, предложенных в работах [9, 10, 12, 15, 16].

A new class of codes with summation of weighted data bits, has been considered in the paper. A simple ratio of data bits' weights has been defined; it allows us to construct a more efficient (from the standpoint of detecting errors in the data vectors of the code) method, than the well-known classical Berger code. The "weight-based" code has all the properties of the Berger code. Potentialities of the two codes for error detection in concurrent error detection circuits have been compared.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Goessel M., Graf S.* Error Detection Circuits. — London : McGraw-Hill, 1994. — 261 p.
2. *Pradhan D.K.* Fault-Tolerant Computer System Design. — Prentice Hall, 1996. — 560 p.
3. *Lala P.K.* Self-checking and Fault-tolerant Digital Design. — University of Arkansas, 2001. — 216 p.
4. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В.* Самопроверяемые дискретные устройства. — СПб : Энергоатомиздат, 1992. — 224 с.
5. *Ryan W.E., Shu Lin* Channel Codes: Classical and Modern. — Cambridge University Press, 2009. — 708 p.
6. *Berger J.M.* A note on error detecting codes for asymmetric channels // Information and Control. — 1961. — Vol. 4, № 1. — P. 68—73.
7. *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.
8. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В.* Предельные свойства кода с суммированием // Изв. Петербургского университета путей сообщения. — 2010. — № 3. — С. 290—299.
9. *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.
10. *Blyudov A., Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl.* Properties of code with summation for logical circuit test organization // Proc. of IEEE East-West Design&Test Symposium (EWDTS`2012). Kharkov, Ukraine, September 14—17, 2012. — P. 114—117.

11. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В., Блюдов А.А.* К вопросу организации встроенных самопроверяемых схем контроля с использованием модульных кодов с суммированием // Материалы конференции «Информационные технологии в управлении» (ИТУ-2012). ГНЦ РФ ОАО Концерн ЦНИИ «Электроприбор». — СПб. — 2012. — С. 656—661.
12. *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.
13. *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.
14. *Sapozhnikov V.V., Morozov A., Sapozhnikov Vl.V., Goessel M.* A New Design Method for Self-Checking Unidirectional Combinational Circuits // J. of Electronic Testing: Theory and Applications. — 1998. — Vol. 12, № 2. — P. 41—53.
15. *Das D., Touba N.A.* Weight-Based Codes and their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits // Proc. 17th IEEE Test Symposium. California, USA, 1999. — P. 370— 376.
16. *Favalli M., Metra C.* Optimization of error detecting codes for the detection of crosstalk originated errors // Design, Automation and Test in Europe (DATE). March 13—16, 2001. — P. 290—296.

Поступила 05.06.13

САПОЖНИКОВ Валерий Владимирович, д-р техн. наук, профессор кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения. Окончил Ленинградский институт инженеров железнодорожного транспорта в 1963 г. Область научных исследований — надежностный синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

САПОЖНИКОВ Владимир Владимирович, д-р техн. наук, зав. кафедрой «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения. Окончил Ленинградский институт инженеров железнодорожного транспорта в 1963 г. Область научных исследований — надежностный синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.

ЕФАНОВ Дмитрий Викторович, канд. техн. наук, ассистент кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения, который окончил в 2007 г. Область научных исследований — дискретная математика, надежность и техническая диагностика дискретных систем.

НИКИТИН Дмитрий Александрович, студент факультета технической кибернетики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета. Область научных исследований — дискретная математика, программирование и моделирование.