УДК 681.518.5

А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, канд. техн. наук,
В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, доктора техн. наук
Федеральное государственное бюджетное образовательное
учреждение высшего профессионального образования
«Петербургский государственный университет путей сообщения»
(Россия, 190031, Санкт-Петербург, Московский пр., 9,
тел. +79117092164, +7(812) 4578579; e-mail: mitriche@yandex.ru)

Построение модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов

Рассмотрена задача построения кода с суммированием единичных разрядов, имеющего минимальное общее число необнаруживаемых ошибок информационных разрядов. Предложены формулы расчета числа необнаруживаемых ошибок. Приведены результаты экспериментальных исследований кодов.

Розглянуто задачу побудови коду з підсумовуванням одиничних розрядів, який має мінімальне загальне число невиявлюваних похибок інформаційних розрядів. Запропоновано формули розрахунку числа невиявлюваних похибок. Наведено результати експериментальних досліджень кодів.

Ключевые слова: код Бергера, информационные разряды, необнаруживаемая ошибка, функциональный контроль, эффективность.

Код с суммированием единичных разрядов (или код Бергера [1]) используется в системах передачи информации и при организации функционального контроля комбинационных схем в устройствах автоматики и вычислительной техники [2, 3]. На рис. 1 приведена структурная схема системы функционального контроля. В ней блок $f(x)$ реализует систему булевых функций $f_1(x), f_2(x), ..., f_m(x)$. Для организации контроля установлен блок дополнительной логики $g(x)$, вычисляющий такие функции $g_1(x)$, $g_2(x), ..., g_k(x)$, для которых рабочие выходные векторы $<f_1 f_2 ... f_m g_1 g_2 ... g_k>$ являются кодовыми словами некоторого кода с суммированием. Факт принадлежности этих векторов выбранному коду фиксируется с помощью специального устройства — тестера.

При возникновении неисправностей в блоках $f(x)$ и $g(x)$ происходит искажение выходного вектора $<f_1 f_2 ... f_m\ g_1 g_2 ... g_k>$, что определяется тестером. Некоторые искажения выходов блоков $f(x)$ и $g(x)$ при этом не

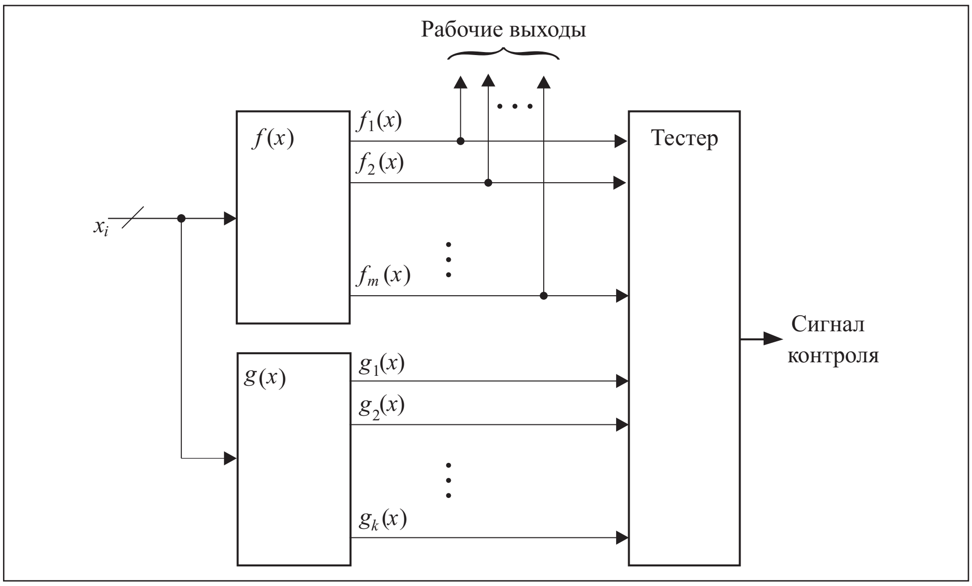

Рис. 1. Схема функционального контроля

обнаруживаются. В общем случае для кодов с суммированием к необнаруживаемым относятся искажения информационных векторов, не нарушающие их веса r (сохраняющие число единиц в них). Таким информационным словам соответствуют одинаковые контрольные векторы.

На практике в структуре, представленной на рис. 1, блоки $f(x)$ и $g(x)$ реализуются раздельными схемами, при этом одновременное возникновение неисправностей в обоих блоках невозможно. Подобные допущения позволяют распространить обнаруживающие способности кодов с суммированием на случай возникновения искажений только в информационных векторах, образуемых выходными функциями контролируемого логического устройства $f_1(x), f_2(x), ..., f_m(x)$.

Введем обозначения:

(n, m)-код — код с суммированием единичных разрядов;

$S(n, m)$-код — код Бергера;

n — общее число разрядов;

m — число информационных разрядов кодовых слов.

Информационные разряды контролируемого кода формируются на выходах $f_1(x), f_2(x), ..., f_m(x)$ блока $f(x)$, а контрольные — на выходах $g_1(x), g_2(x), ..., g_k(x)$ блока $g(x)$. Для данного вектора $S(n, m)$-кода контрольные разряды вычисляются по значениям информационных разрядов.

Контрольный вектор $<g_1 g_2 ... g_k>$ представляет собой двоичное число, равное числу единичных разрядов среди информационных разрядов (весу r информационного слова). Число контрольных разрядов определяется выражением $k =]\log_2(m+1)[$, где $]a[$ — целое сверху от a.

Поскольку блоки $f(x)$ и $g(x)$ реализуются раздельными схемами, то в контролируемом коде невозможно одновременное искажение информационных и контрольных разрядов. Отказы блока $g(x)$ вызывают искажения контрольных разрядов и всегда обнаруживаются, так как нарушается соответствие между числом единичных разрядов в информационной части кодового вектора и числом, записанным в контрольных разрядах. Отказы блока $f(x)$ вызывают ошибки в информационных разрядах, которые могут быть не обнаружены. В блоке $f(x)$ выход логического элемента может быть связан с произвольным числом выходов блока, и поэтому возможны любые комбинации искажений информационных разрядов.

При выборе $S(n, m)$-кода необходимо учитывать число и структуру необнаруживаемых искажений информационных разрядов.

Минимальное число необнаруживаемых ошибок информационных разрядов кода с суммированием. Код $S(n, m)$ будем рассматривать как совокупность, состоящую из $m+1$ контрольных групп кодовых слов. Каждая группа содержит кодовые слова, имеющие информационный вектор с одинаковым числом единиц r. Число слов в одной группе равно C_m^r. В табл. 1 показано разбиение по группам информационных слов $S(9, 6)$-кода, а также указаны двоичные номера групп, соответствующие контрольным векторам кода.

Все ошибки внутри одной группы (ложные переходы одного слова в другое в результате искажений разрядов) не обнаруживаются. Все ошибки, переводящие слова из одной группы в другую, обнаруживаются, так как нарушают вес кодового слова.

В [4] для вычисления общего числа необнаруживаемых ошибок информационных разрядов $S(n,m)$-кода предложена формула

$$N_m = \sum_{t=2}^{m,\,(m-1)} \left(\sum_{r=t/2}^{m-t/2} C_m^r C_m^{t/2} C_{m-r}^{t/2} \right), \tag{1}$$

где t — кратность ошибки, $t = 2, 4, ..., m$, если m — четное число, $t = 2, 4, ...$ ..., $m-1$, если m — нечетное число.

Выражение в скобках в формуле (1) определяет общее число N_m^t необнаруживаемых ошибок кратности t по всем контрольным группам. Суммированием чисел N_m^t для всех возможных значений t определяется общее число необнаруживаемых ошибок.

Значение N_m может быть получено и на основе непосредственного анализа контрольных групп. Число необнаруживаемых ошибок в группе с весом r зависит от числа элементов в группе и определяется по формуле

$$N_{m(r)} = 2C_p^2, \tag{2}$$

где $p = C_m^r, r \in \{1, 2, ..., m-1\}$. Общее число необнаруживаемых ошибок можно определить по формуле

$$N_m = \sum_{p \in Q} 2C_p^2 ,$$

Таблица 1. **Разбиение информационных слов *S* (9, 6)-кода по весу *r***

r	0	1	2	3	4	5	6
Двоичный номер группы	000	001	010	011	100	101	110
Информационный вектор	000000	000001 000010 000100 001000 010000 100000	000011 000101 001001 010001 100001 000110 001010 010010 100010 001100 010100 100100 011000 101000 110000	000111 001011 010011 100011 001101 010101 100101 011001 101001 110001 001110 010110 100110 011010 101010 110010 011100 101100 110100 111000	111100 111010 110110 101110 011110 111001 110101 101101 011101 110011 101011 011011 100111 010111 001111	111110 111101 111011 110111 101111 011111	111111
Число информационных векторов в группе	1	6	15	20	15	6	1
Число необнаруживаемых ошибок в группе	0	30	210	380	210	30	0

где $Q=\{C_m^1, C_m^2, ..., C_m^{m-1}\}$. Например, для S (9, 6)-кода

$$Q=\{C_6^1, C_6^2, C_6^3, C_6^4, C_6^5\}=\{6, 15, 20, 15, 6\},$$

$$N_6=2(C_6^2+C_{15}^2+C_{20}^2+C_{15}^2+C_6^2)=860.$$

Наибольшее число необнаруживаемых ошибок кода имеют группы с максимальным числом элементов. В коде Бергера такими являются группы с числом элементов $C_m^{m/2}$, если m — четное число, или группы с числом элементов $C_m^{(m-1)/2}$ и $C_m^{(m+1)/2}$, если m — нечетное число. Так, для S (9, 6)-кода в группе с весом $r=3$ (см. табл. 1) необнаруживаемые ошибки составляют 44,2 % общего числа необнаруживаемых ошибок.

Коды Бергера имеют достаточно большое число необнаруживаемых ошибок. Например, рассматриваемый S (9, 6)-код не обнаруживает 21,33 % ошибок, среди которых 55,8 % двукратных, 41,9 % четырехкратных и 2,3 % шестикратных ошибок. Любой код Бергера не обнаруживает 50 % двукратных искажений, что является существенным недостатком [4]. Такая большая доля необнаруживаемых ошибок связана с неравномерностью разбиения информационных векторов на контрольные группы, что хорошо видно из табл. 1.

В [5] предложен метод модификации кодов Бергера, позволяющий уменьшить число необнаруживаемых ошибок при сохранении числа контрольных разрядов. В нем использованы новые правила получения контрольных векторов, также основанные на определении числа единичных разрядов в информационных векторах. При этом достигается более равномерное распределение информационных векторов по контрольным группам.

Минимальное число необнаруживаемых ошибок имеет код, соответствующий следующему положению.

Теорема. Минимальное общее число необнаруживаемых ошибок информационных разрядов имеет код с суммированием $S_{\min}(n,m)$, у которого все информационные векторы размещены в 2^k контрольных группах ($k=]\log_2(m+1)[$) и каждая группа содержит 2^{m-k} элементов.

Д о к а з а т е л ь с т в о. Максимальное число контрольных групп разбиения определяется числом возможных контрольных векторов, т.е. величиной 2^k. Поскольку существует ровно 2^m информационных векторов, в каждой группе при равномерном размещении элементов будет $q=2^m/2^k=$ $=2^{m-k}$ члена. При этом в соответствии с (2) число необнаруживаемых ошибок в одной группе определяется выражением $2C_p^2$. Тогда общее число необнаруживаемых ошибок в 2^k контрольных группах $S_{\min}(n,m)$-кода определяется по следующей формуле:

$$N_m^{\min}=2^{k+1}C_{2^{m-k}}^2=2^m(2^{m-k}-1). \tag{3}$$

Для того чтобы доказать, что формула (3) определяет минимальное число необнаруживаемых ошибок в классе (n, m)-кодов, достаточно показать, что минимальное нарушение равномерности распределения информационных слов по контрольным группам приводит к увеличению числа необнаруживаемых ошибок по сравнению с числом, рассчитанным по данной формуле.

Рассмотрим (n, m)-код, в котором в $2^k - 2$ группах разместим q векторов, в одной из оставшихся групп — $q - 1$ вектор и в другой — $q + 1$ вектор. Тогда для данного кода число необнаруживаемых ошибок составит

$$N_m^* = 2^{k-1} C^2_{2^{m-k}} + 2C^2_{2^{m-k}-1} + 2C^2_{2^{m-k}+1}. \tag{4}$$

Преобразуем выражение (3):

$$N_m^{\min} = 2^{k+1} C^2_{2^{m-k}} = 2^{k+1} \frac{2^{m-k}!}{2!(2^{m-k}-2)!} =$$

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

Выполнив аналогичное преобразование выражения (4), получим

$$N_m^* = 2^k ((2^{m-k})^2 - 2^{m-k}) + 2. \tag{6}$$

Сравнивая выражения (5) и (6), видим, что минимальное нарушение равномерности распределения в группах увеличивает на два число необнаруживаемых ошибок. Более существенное нарушение равномерности приводит к еще большему увеличению числа необнаруживаемых ошибок. Теорема доказана.

Код (n, m), соответствующий утверждению теоремы, назовем оптимальным в классе (n, m)-кодов. Введем коэффициент эффективности кода (n, m), характеризующий обнаруживающую способность этого кода по сравнению с оптимальным: $\xi = N_m^{\min} / N_m$.

Из табл. 2 видно, что коды Бергера имеют весьма невысокую обнаруживающую способность: для некоторых из них число необнаруживаемых ошибок более чем в три раза превышает число подобных ошибок для оптимального кода.

Коды (n, m) с наименьшим числом необнаруживаемых ошибок. В работе [5] модифицированный код с суммированием $RS(n, m)$ предлагается строить так. Для данного значения m составляется код $S(n, m)$. Каждое слово полученного кода преобразуется в слово кода $RS(n, m)$ по правилам, рассмотренным на примере RS (9, 6)-кода (табл. 3). Определяется модуль $M = 2^{k-1}$, где $k =]\log_2(m+1)[$. В рассматриваемом случае $k = 3$ и $M = 4$. Для каждого информационного слова определяется число W, равное числу единичных разрядов, представленному по модулю M. Также устанавливается специальный коэффициент α. Если $x_m \oplus x_{m-1} \oplus ... \oplus x_{k+1} = 0$, то $\alpha = 0$, в противном случае $\alpha = 1$. Например, в табл. 3 для информационного слова 001000 имеем $x_6 \oplus x_5 \oplus x_4 = 1$, поэтому $\alpha = 1$. Затем подсчитывается результирующий вес информационного слова: $V = W + M\alpha$. Контрольное слово является двоичным представлением числа, равного результирующему весу информационного слова. Для слова 001000 $V = 1 + 4 \cdot 1 = 5$.

Данные правила образования контрольных векторов обеспечивают выполнение следующего свойства кода: результирующий вес информационного вектора совпадает по четности с обычным весом этого вектора. Поэтому контрольные группы $RS(n, m)$-кода содержат векторы с различ-

Таблица 2. **Коэффициенты эффективности для кодов Бергера**

Код Бергера	N	N_m	$N_m^{\min}$	ξ
(5,3)	56	12	8	0,667
(7,4)	240	54	16	0,296
(8,5)	992	220	96	0,436
(9,6)	4032	860	448	0,521
(10,7)	16256	3304	1920	0,581
(12,8)	65280	12614	3840	0,304
(13,9)	261632	48108	15872	0,330
(14,10)	1 047 552	183732	64512	0,351
(15,11)	4 192 256	703384	260096	0,370
(16,12)	16 773 120	2 700 060	1 044 480	0,387
(17,13)	67 100 672	10 392 408	4 186 112	0,403
(18,14)	268 419 072	40 100 216	16 760 832	0,418
(19,15)	1 073 709 056	155 084 752	67 076 096	0,433

Таблица 3. **Слова RS (9, 6)-кода для случая $\alpha = x_6 \oplus x_5 \oplus x_4$**

Информационное слово						W	α	$V = W + 4\alpha$	Контрольное слово		
x_6	x_5	x_4	x_3	x_2	x_1				y_3	y_2	y_1
0	0	0	1	1	1	3 (mod 4) = 3	0	3	0	1	1
0	0	1	0	1	1	3 (mod 4) = 3	1	7	1	1	1
0	0	1	0	0	0	1 (mod 4) = 1	1	5	1	0	1
1	1	1	1	1	0	5 (mod 4) = 1	1	5	1	0	1
1	1	1	1	1	1	6 (mod 4) = 2	1	6	1	1	0

ным, но одинаковым по четности, числом единичных разрядов. Это позволяет сохранять основное свойство $S(n, m)$-кода, т.е. способность обнаруживать все ошибки нечетной кратности.

Например, из табл. 3 следует, что векторы 000111 и 001011, имеющие одинаковое число единичных разрядов, располагаются в RS (9, 6)-коде в разных контрольных группах, так как имеют различный результирующий вес V. В тоже время, векторы 001000 и 111110, имеющие различное число единичных разрядов, располагаются в одной контрольной группе. Такое перераспределение информационных слов между контрольными группами по сравнению с $S(n, m)$-кодом обеспечивает более сбалансированное разбиение.

В табл. 4 приведено распределение информационных слов по группам для кода RS (9, 6). Данные, приведенные в табл. 1 и 4, свидетельствуют о том, что RS (9, 6)-код обеспечивает более равномерное распределение слов по группам, чем код S (9, 6). Для кода RS (9, 6) $N_m = 480$, что в 1,79 раза меньше, чем для S (9, 6)-кода.

Как показали результаты исследований модифицированных кодов, проведенных с помощью разработанного программного обеспечения, позволяющего формировать контрольные группы и вычислять число необнаруживаемых ошибок, рассматриваемые коды не относятся к классу оптимальных, так как не обеспечивают равномерного распределения информационных слов по группам. Вместе с тем, из результатов исследований вытекает, что для данного значения m существует целое семейство $RS(n, m)$-кодов, из которых может быть выбран код с наименьшим числом необнаруживаемых ошибок.

Различные варианты $RS(n, m)$-кода определяются посредством вычисления коэффициента α, который может принимать значения любой информационной переменной либо быть равным линейной сумме числа информационных разрядов в любой комбинации, кроме суммы всех разрядов. Общее число возможных вариантов вычисления коэффициента α равно $\sum_{i=1}^{m-1} C_m^i$. Например, для RS (9, 6)-кода существует 62 варианта. При каждом варианте вычисления коэф-

Таблица 4. **Распределение информационных слов *RS* (9, 6)-кода**

Вес группы	Число информационных разрядов	Число N_m в группе
0	10	90
1	6	30
2	6	30
3	10	90
4	6	30
5	6	30
6	10	90
7	10	90

фициента α формируется код с особым распределением информационных слов по контрольным группам, что видно из табл. 3 и 5.

В результате экспериментальных исследований множества возможных модифицированных кодов для различных значений m определены следующие свойства $RS(n, m)$-кодов.

Свойство 1. Коды $RS(n, m)$, полученные при использовании в формуле для вычисления α одного и того же числа информационных разрядов $b(\alpha)$ ($b(\alpha) \in \{1, 2, ..., m-1\}$), имеют одинаковое число необнаруживаемых ошибок и одинаковое распределение по их кратности.

Данное свойство позволяет ограничить выбор наилучшего $RS(n, m)$-кода из $m-1$ варианта вместо всех возможных. В табл. 6 приведено распределение необнаруживаемых ошибок для кодов RS (9, 6) и RS (13, 9). Анализ подобных таблиц для большого числа кодов позволяет сформулировать следующие свойства.

Свойство 2. Для четного (нечетного) числа информационных разрядов существует $m/2$ ($(m-1)/2$) различных классов модифицированных кодов $RS(n, m)$. При этом коды, входящие в один класс, имеют одинаковое распределение необнаруживаемых ошибок.

Обозначим через $RS(n, m, i)$ код, при образовании которого в формуле для вычисления коэффициента α суммируются значения i разрядов. При четном значении m (см. табл. 6, $RS(9, 6)$) коды $RS(n, m, i)$ и $RS(n, m, m/2-i)$ имеют одинаковое распределение необнаруживаемых ошибок. При нечетном значении m (см. табл. 6, $RS(13, 9)$) к таким относятся коды $RS(n, m, i)$ и $RS(n, m, (m-i)/2)$.

Свойство 2 сводит практическую задачу выбора кода в зависимости от значения m к рассмотрению $m/2$ или $(m-1)/2$ вариантов, а не всех возможных $\sum_{i=1}^{m-1} C_m^i$ вариантов. Важным является следующее свойство.

Свойство 3. При четном m наименьшее общее число необнаруживаемых ошибок содержит код $RS(n, m, m/2)$, а при нечетном m — коды

Таблица 5. **Слова RS (9, 6)-кода в случае $\alpha = x_6 \oplus x_1$**

Информационное слово						W	α	$V = W + 4\alpha$	Контрольное слово		
x_6	x_5	x_4	x_3	x_2	x_1				y_3	y_2	y_1
0	0	0	1	1	1	3 (mod 4) = 3	1	7	1	1	1
0	0	1	0	1	1	3 (mod 4) = 3	1	7	1	1	1
0	0	1	0	0	0	1 (mod 4) = 1	0	1	0	0	1
1	1	1	1	1	0	5 (mod 4) = 1	1	5	1	0	1
1	1	1	1	1	1	6 (mod 4) = 2	0	2	0	1	0

$RS(n, m, (m-1)/2)$ и $RS(n, m, (m-1)/2+1)$. Эти же коды содержат наименьшее число необнаруживаемых ошибок кратности $t = 2$.

Для модифицированных кодов с суммированием при $m \leq 7$ общее число необнаруживаемых ошибок при различных правилах вычисления коэффициента α одинаково, что определяется модулем M, по которому берется вес информационного слова. Неравномерность числа необнаруживаемых ошибок при различном числе информационных разрядов в коэффициенте α появляется при модулях $M \geq 8$ (т.е. для кодов с $m \geq 8$). Минимальное число двукратных необнаруживаемых искажений при заданном значении m содержат коды, упомянутые в свойстве 3.

Назовем коды, соответствующие свойству 3, оптимальными в классе $RS(n, m)$-кодов. Так, среди RS (9, 6)-кодов к данному типу относится RS (9, 6, 3)-код, а среди RS (13, 9)-кодов — коды RS (13, 9, 4) и RS (13, 9, 5). Другие коды отличаются от оптимальных числом необнаруживаемых ошибок кратности $t > 2$, которое может быть меньше, чем у оптимального кода.

Таблица 6. **Распределение необнаруживаемых ошибок кодов *RS* (9, 6) и *RS* (13, 9)**

$b(\alpha)$	Число N_m кратности t				Всего N_m четных кратностей
	2	4	6	8	
			Код RS (9, 6)		
1	320	160	0	—	480
2	224	224	32	—	480
3	192	288	0	—	480
4	224	224	32	—	480
5	320	160	0	—	480
			Код RS (13, 9)		
1	7168	13440	4480	144	25232
2	5632	10752	6720	1008	24112
3	4608	11520	7360	432	23920
4	4096	12672	6400	720	23888
5	4096	12672	6400	720	23888
6	4608	11520	7360	432	23920
7	5632	10752	6720	1008	24112
8	7168	13440	4480	144	25232

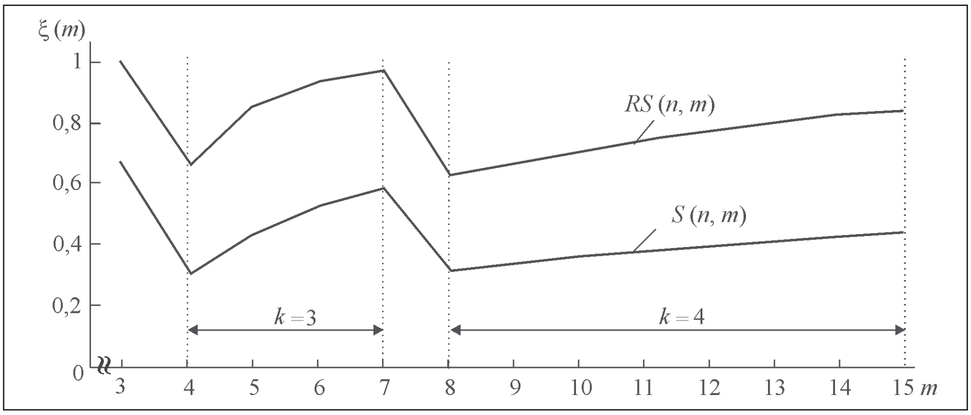

Рис. 2. Графики зависимости эффективности кодов с суммированием от значения m

Представляют интерес также следующие свойства.

Свойство 4. В любом $RS(n, m, i)$-коде, в котором m и i являются соответственно четными и нечетными числами, обнаруживаются все ошибки кратности $t = m$.

Свойство 5. Во всех $RS(n, m, i)$- кодах, в которых m и i являются четными числами, число необнаруживаемых ошибок кратности $t = m$ одинаково.

Свойство 6. Число необнаруживаемых ошибок кратности $t = 2$ у кодов $RS(n, m, 1)$ и $RS\ (n, m, m-1)$ равно общему числу ошибок этой кратности для кода $RS\ (n', m-1)$.

В свойстве 6 n' — общее число разрядов кода с числом информационных разрядов, меньшим на единицу, чем у рассматриваемого (n, m)-кода.

В табл. 7 приведены коэффициенты эффективности ξ для оптимальных модифицированных кодов. Код со значением $m = 3$ является оптимальным также и в классе (n, m)-кодов. Из табл. 2 и 7 следует, что модифицированные коды обнаруживают большее число ошибок, чем коды Бергера. Кроме того, заметна одинаковая тенденция изменения коэффициентов эффективности (n, m)-кодов при увеличении числа информационных разрядов m.

Таблица 7. **Коэффициенты эффективности оптимальных модифицированных кодов**

m	ξ
3	1
4	0,667
5	0,857
6	0,933
7	0,968
8	0,619
9	0,664
10	0,704
11	0,738
12	0,768
13	0,796
14	0,821
15	0,843

На рис. 2 представлена зависимость эффективности кодов с суммированием от значения m. Для кодов с постоянным значением числа контрольных разрядов k происходит увеличение коэффициента эффективности от кода с числом информационных разрядов $m = 2^{k-1}$ к коду с числом информационных разрядов $m = 2^k - 1$. Например, при $k = 3$ код с $m = 4$ обладает наименьшей эффективностью, а код с $m = 7$ — наибольшей при данном значении k.

При выборе модифицированного кода необходимо учитывать распределение необнаруживаемых ошибок кода по кратности ошибок и свойства контролируемого блока $f(x)$ (см. рис. 1) [6, 7]. Например, если блок $f(x)$ имеет шесть выходов и такую внутреннюю структуру, что на ее выходах невозможно возникновение двукратных ошибок, то при организации контроля целесообразно применить не оптимальный RS (9, 6, 3)-код (см. табл. 6), а RS (9, 6, 1)-код, который имеет в 1,8 раза меньше четырехкратных ошибок.

Выводы

Рассмотренные свойства модифицированных кодов с суммированием единичных разрядов позволяют получать коды с наименьшим общим числом необнаруживаемых ошибок и с наименьшим числом двукратных необнаруживаемых ошибок. Такие коды близки к оптимальным кодам, имеющим минимальное общее число необнаруживаемых ошибок.

The problem of formation of the code with summation of «ones» which has the minimum whole number of undetectable errors of informational bits is considered in the paper. Formulas of calculation of number of undetectable errors are offered. The results of experimental research of codes are presented.

1. *Berger J. M.* A note on error detection codes for asymmetric channels // Information and Control. — 1961. —Vol. 4, Issue 3. — P. 68—73.
2. *Сапожников В. В., Сапожников Вл. В.* Самопроверяемые дискретные устройства.— СПб: Энергоатомиздат, 1992. — 224 с.
3. *Goessel M., Graf S.* Error Detection Circuits. — London. : Me Graw-Hill, 1994. — 261 c.
4. *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.
5. *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.
6. *Morozov A., Saposhnikov V. V., Saposhnikov Vl. V., Goessel M.* New self-checking circuits by use of Berger-codes / 6th IEEE International On-Line Testing Workshop.— Palma de Mallorca, Spain, 2000. — P. 141—146.

7. *Moshanin Vl., Ocheretnij V., Dmitriev A.* The Impact of Logic Optimization of Concurrent Error Detection// Proc. 4th IEEE International On-Line Testing Workshop. — Capry, Italy, 1998. — P. 81—84.

Поступила 02.07.12

БЛЮДОВ Антон Александрович, инженер кафедры «Автоматика и телемеханика на железных дорогах» Петербургского государственного университета путей сообщения, который окончил в 2010 г. Область научных исследований — техническая диагностика и безопасность микроэлектронных систем железнодорожной автоматики и телемеханики.

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.

САПОЖНИКОВ Валерий Владимирович, д-р техн. наук, проректор по научной работе Петербургского государственного университета путей сообщения, который окончил 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, который окончил в 1963 г. Область научных исследований — надежностный синтез дискретных устройств, синтез безопасных систем, синтез самопроверяемых схем, техническая диагностика дискретных систем.