

УДК 681.518.5:004.052.32

В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. ЕфановПетербургский государственный университет путей сообщения
Императора Александра I**Д. А. Никитин**

Санкт-Петербургский государственный политехнический университет

**О СПОСОБАХ ПОСТРОЕНИЯ КОДОВ С СУММИРОВАНИЕМ
С МИНИМАЛЬНЫМ ОБЩИМ ЧИСЛОМ НЕОБНАРУЖИВАЕМЫХ
ИСКАЖЕНИЙ В ИНФОРМАЦИОННЫХ ВЕКТОРАХ**

Решена задача построения кода с суммированием, оптимального с точки зрения обнаружения искажений в информационных векторах. Такой код с суммированием имеет равномерное распределение всех информационных векторов между всеми возможными контрольными векторами. Задача построения оптимального кода решена несколькими способами, дающими различные распределения необнаруживаемых искажений в информационных разрядах по кратностям. Кроме того, в работе установлены условия, при которых новый код с суммированием будет обнаруживать любые ошибки нечетных кратностей.

система функционального контроля; код Бергера; взвешенный код с суммированием; информационные разряды; необнаруживаемая ошибка; минимум необнаруживаемых ошибок; оптимальный код.

Введение

При создании устройств автоматики важным вопросом является обеспечение надежности их функционирования, что достигается несколькими способами: выбором элементной базы с низкими потоками отказов; резервированием отдельных модулей и узлов; техническим диагностированием компонентов и пр. [1].

Современные управляющие комплексы содержат развитое диагностическое обеспечение как на аппаратном, так и на программном уровнях [2]. Среди всех средств диагностирования важным является так называемое функциональное диагностирование, или *on-line* тестирование, которое позволяет определять техническое состояние контролируемого устройства в процессе его работы. При этом не требуется отключать систему от объектов управления.

Система функционального контроля строится следующим образом (рис. 1) [3], [4]. Ис-

ходное комбинационное логическое устройство $f(x)$, вычисляющее ряд булевых рабочих функций, снабжается блоком дополнительной логики $g(x)$, предназначенным для формирования множества контрольных функций. Таким образом, в произвольный момент времени на выходах обоих блоков формируется вектор некоторого заранее выбранного систематического кода [5]. Ввиду простоты правил получения контрольных разрядов часто в качестве основы системы функционального контроля выбираются коды с суммированием [6] – [8]. Это могут быть как классические коды Бергера [9], в которых контрольный вектор содержит сумму единичных информационных разрядов, так и их модификации [6], [10] – [13]. Для проверки соответствия информационных и контрольных векторов в системе функционального контроля устанавливается полностью самопроверяемый тестер (*TSC*). При наличии ошибок в любой

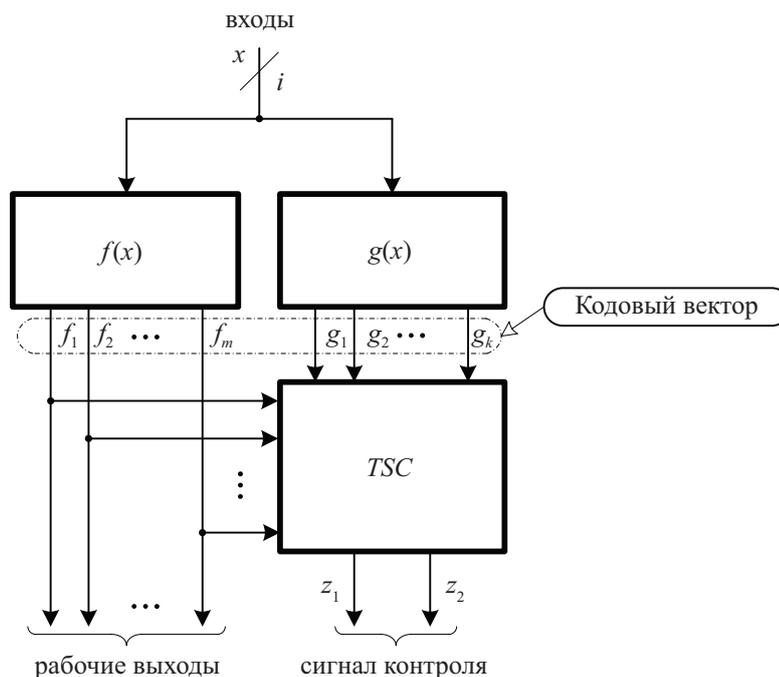


Рис. 1. Структура системы функционального контроля

из составляющих системы функционального контроля на выходах TSC устанавливается сигнал ошибки $\langle 00 \rangle$ либо $\langle 11 \rangle$ [14].

В системе функционального контроля обнаруживаются любые неисправности (как константные, так и неисправности типа «временная задержка» [15]), которые нарушают соответствие между информационной и контрольной составляющими кодового вектора.

1 Оптимальные коды и коды Бергера

Известно, что классический код с суммированием, или код Бергера ($S(n, m)$ -код, где n – длина кодового вектора, m – длина информационного вектора, $n - m = k$ – длина контрольного вектора), не является оптимальным по критерию общего количества необнаруживаемых искажений [16], более того, он не обнаруживает большое количество ошибок малой кратности d [17].

В работе [16] описывается способ построения модифицированного кода Бергера, позволяющий почти вдвое повысить эффективность обнаружения ошибок в информационных разрядах. Там же доказано следующее

положение, определяющее так называемый оптимальный код с суммированием при данных значениях m и k .

Теорема. Код с суммированием имеет минимальное общее число необнаруживаемых искажений в информационных разрядах, если все его 2^m информационных вектора распределены в 2^k контрольные группы, каждая из которых содержит 2^{m-k} элементов.

Оптимальный код с суммированием имеет:

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

необнаруживаемых ошибок в информационных векторах.

Для сравнения любого кода с суммированием с оптимальным кодом при заданных длинах информационных и контрольных векторов используется коэффициент эффективности, определяющий «близость» данного кода к оптимальному:

$$\xi = \frac{N_{m,k}^{\min}}{N_{m,k}} \quad (2)$$

Чем ближе значение коэффициента ξ к единице, тем ближе данный код к оптимальному при заданных m и k .

В табл. 1 приводятся характеристики классических и модифицированных кодов Бергера, или $RS(n, m)$ -кодов, по обнаружению искажений в информационных векторах. В столбце N_m дано общее количество необнаруживаемых искажений в информационных векторах, в столбце $N_{m,k}$ – число необнаруживаемых искажений, в столбце ξ рассчитан коэффициент эффективности, а в столбце δ – отношение числа необнаруживаемых ошибок в $S(n, m)$ -кодах к числу необнаруживаемых ошибок в $RS(n, m)$ -кодах. Видно, что $RS(n,$

$m)$ -коды более близки к оптимальным, чем $S(n, m)$ -коды, однако не являются таковыми.

Оптимальным, например, является код Хэмминга [18], свойства которого по обнаружению ошибок в информационных разрядах изучены в [19]. Но код Хэмминга при некоторых значениях m имеет увеличенное значение числа контрольных разрядов в сравнении с кодом Бергера. Возникает задача построения оптимального кода с суммированием с заданными значениями m и k . Данная задача имеет важное значение для систем функционального контроля и до сих пор не решена. В данной работе мы приводим способы получения оптимального кода с суммированием.

ТАБЛИЦА 1. Характеристики $S(n, m)$ и $RS(n, m)$ кодов

m	k	N_m	$N_{m,k}$		ξ		δ
			$S(n, m)$	$RS(n, m)$	$S(n, m)$	$RS(n, m)$	
2	2	12	2	0	0	1	–
3	2	56	12	8	0,6667	1	1,5
4	3	240	54	24	0,2963	0,6667	2,25
5	3	992	220	112	0,4364	0,8571	1,9643
6	3	4032	860	480	0,5209	0,9333	1,7917
7	3	16256	3304	1984	0,5811	0,9677	1,6653
8	4	65280	12614	6216	0,3044	0,6178	2,0293
9	4	261632	48108	23888	0,3299	0,6644	2,0139
10	4	1047552	183732	91680	0,3511	0,7037	2,0041
11	4	4192256	703384	352480	0,3698	0,7379	1,9955
12	4	16773120	2699984	1359136	0,3868	0,7685	1,9865
13	4	67100672	10392408	5258944	0,4028	0,796	1,9761
14	4	268419072	40100216	20420736	0,418	0,8208	1,9637
15	4	1073709056	155084752	79565952	0,4325	0,843	1,9491
16	5	4294901760	601014854	300481096	0,2232	0,4465	2,0002
17	5	17179738112	2333475148	1166684944	0,23	0,4601	2,0001
18	5	68719214592	9074873156	4537330464	0,2366	0,4732	2
19	5	274877382656	35344739512	17672164704	0,243	0,486	2
20	5	1099510579200	137845480244	68922399792	0,2493	0,4985	2

2 Взвешенные коды с суммированием

Причиной низкого значения коэффициента эффективности у $S(n, m)$ -кодов является неравномерность распределения информационных векторов между контрольными векторами [16]. Это, в свою очередь, является следствием того, что каждый информационный вектор с весом r (а их количество определяется величиной C_m^r), имеет одинаковый контрольный вектор. Число информационных векторов в зависимости от значения r меняется и, например, при $r = 0$ и $r = m$ минимально, а при $r = \frac{m}{2}$ для четных m и при $r = \frac{m \pm 1}{2}$ для нечетных m – максимально. Отсюда и различное количество обнаруживаемых искажений для векторов с различными значениями веса.

В табл. 2 задан $S(7,4)$ -код, а в табл. 3 дано распределение его информационных векторов на контрольные группы по значению разрядов контрольного вектора: распределение крайне неравномерно, в т. ч. присутствуют пустые группы.

Контрольные группы, которые являются пустыми, заполняются по мере увеличения длины информационного вектора, при этом по достижении величины $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$, где запись $\lceil \alpha \rceil$ обозначает целое сверху от α , заполняется последняя контрольная группа. Такой код Бергера имеет максимальное значение коэффициента ξ для заданного значения k (табл. 1 строки с $m = 7$ и 15).

Рассмотрим другой класс кодов с суммированием – взвешенные коды с суммированием. Они были впервые предложены в [9]. Во взвешенных кодах с суммированием каждому информационному разряду присва-

ТАБЛИЦА 2. Векторы $S(7,4)$ -кода

Информационные разряды				Контрольные разряды		
x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3
0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	0	1
0	0	1	0	0	0	1
0	0	1	1	0	1	0
0	1	0	0	0	0	1
0	1	0	1	0	1	0
0	1	1	0	0	1	0
0	1	1	1	0	1	1
1	0	0	0	0	0	1
1	0	0	1	0	1	0
1	0	1	0	0	1	0
1	0	1	1	0	1	1
1	1	0	0	0	1	0
1	1	0	1	0	1	1
1	1	1	0	0	1	1
1	1	1	1	1	0	0

ТАБЛИЦА 3. Распределение информационных векторов $S(7,4)$ -кода

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

ивается некоторое положительное число, называемое весом разряда w_i , а в контрольный вектор записывается двоичное число, равное сумме весов единичных информационных разрядов:

$$W = \sum_{i=1}^m x_i w_i, \quad (3)$$

где x_i – значение информационного разряда (0 или 1).

Взвешивание информационных разрядов приводит к перераспределению информационных векторов на контрольные группы и, при сохранении числа контрольных разрядов равным $k = \lceil \log_2(m+1) \rceil$, к увеличению значения ξ . Как показано в [20], это, однако, не дает оптимального варианта кодирования.

Рассмотрим взвешенные коды с суммированием, или $WS(n, m)$ -коды, с весовыми коэффициентами, представляющими собой последовательность натуральных чисел: $[w_1, w_2, \dots, w_m] = [1, 2, \dots, m]$. Назовем данные коды *взвешенными кодами с прямой последовательностью весов*.

Для примера в табл. 4 даны векторы $WS(8,4)$ -кода, а в табл. 5 их распределение на контрольные группы.

Из табл. 4 следует, что распределение информационных векторов в $WS(8,4)$ -коде неравномерно, а значит (см. теорему), код не является оптимальным. Данный код имеет 10 необнаруживаемых искажений, что в 5,4 раза меньше, чем у кода Бергера с тем же значением m . Однако $WS(8,4)$ -код не явля-

ется эффективным при своих значениях m и $k - \xi = 0$. Например, код Бауэра с такой же длиной информационного вектора обнаруживает любые искажения в информационных векторах.

Взвешенные коды с суммированием с прямой последовательностью весов при $m > 4$ имеют значение ξ большее, чем у кода Бергера при тех же значениях m . Это объясняется увеличенным числом контрольных разрядов.

Увеличение длины информационного вектора влияет на суммарный вес W информационного вектора, что сказывается на числе контрольных разрядов кода и, соответственно, снижает коэффициент эффективности кода.

Рассмотрим подходы, позволяющие строить оптимальные коды с суммированием. Они основаны на взвешивании информационных разрядов и модификации контрольных векторов по определенным правилам.

3 Модульно-взвешенный код с суммированием

Применим следующий алгоритм для построения кода с суммированием:

1. Подсчитывается суммарный вес единичных информационных разрядов W .
2. Выбирается модуль $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil}$.
3. Число W берется по выбранному модулю ($W \bmod M$).
4. Полученное число представляется в двоичном виде и записывается в контрольные разряды.

ТАБЛИЦА 4. Векторы $WS(8,4)$ и $WS8(7,4)$ кодов

Информационные разряды				Контрольные разряды						
				$WS(8,4)$ -код				$WS8(7,4)$ -код		
x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3	y_4	y_1	y_2	y_3
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0
0	0	1	0	0	0	1	1	0	1	1
0	0	1	1	0	1	1	1	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	0	0	1	0
0	1	0	1	0	1	1	0	1	1	0
0	1	1	0	0	1	0	1	1	0	1
0	1	1	1	1	0	0	1	0	0	1
1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1
1	0	0	1	0	1	0	1	1	0	1
1	0	1	0	0	1	0	0	1	0	0
1	0	1	1	1	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	0	0	1	1	0	1	1
1	1	0	1	0	1	1	1	1	1	1
1	1	1	0	0	1	1	0	1	1	0
1	1	1	1	1	0	1	0	0	1	0

ТАБЛИЦА 5. Распределение информационных векторов $WS(8,4)$ -кода

Контрольные группы															
0000	0001	0010	0011	0100	0101	0110	0111	1000	1001	1010	1011	1100	1101	1110	1111
0000	1000	0100	0010	0001	0110	0101	0011	1011	0111	1111					
			1100	1010	1001	1110	1101								

Полученные таким способом коды назовем *модульно-взвешенными кодами с прямой последовательностью весов* и обозначим как $WSM(n, m)$ -коды. Ясно, что модульно-взвешенные коды будут иметь такое же число контрольных разрядов, как и код Бергера. В табл. 4 дан пример модульно-взвешенного кода с прямой последовательностью весов – $WS8(7,4)$ -кода. Он фактически образован из взвешенного кода путем отбрасывания

старшего контрольного разряда. Это делает его оптимальным при своих значениях m и k (табл. 6).

С использованием специально разработанного программного обеспечения по расчету характеристик взвешенных кодов с суммированием были получены числа необнаруживаемых искажений в $WSM(n, m)$ -кодах при $m = 2 \div 20$. В табл. 7 дается фрагмент таблицы характеристик для значений $m = 2 \div 10$.

ТАБЛИЦА 6. Распределение информационных векторов $WS(7,4)$ -кода

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

ТАБЛИЦА 7. Характеристики модульно-взвешенных кодов с суммированием

m	k	Число необнаруживаемых ошибок кратности d										N_m	ξ
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10		
2	2	0	0									0	–
3	2	0	4	4								8	1
4	3	0	0	12	4							16	1
5	3	0	16	56	24	0						96	1
6	3	0	64	192	144	48	0					448	1
7	3	0	192	704	624	272	96	32				1920	1
8	4	0	0	1088	1408	816	360	136	32			3840	1
9	4	0	256	3200	4608	3680	2512	1296	320	0		15 872	1
10	4	0	1024	8704	14 848	15 680	12 704	7712	3200	640	0	64 512	1

$WSM(n, m)$ -коды обнаруживают любые однократные искажения в информационных векторах. Кроме того, при значениях длин информационных векторов $m = \{2; 4; 8; \dots; 2^i\}$ модульно-взвешенные коды обнаруживают все двукратные искажения в информационных векторах. Недостатком $WSM(n, m)$ -кодов можно считать наличие необнаруживаемых искажений нечетных кратностей, в то время как код Бергера обнаруживает любые подобные искажения [9], [17].

Отметим также, что расчеты показывают, что часть необнаруживаемых искажений в $WSM(n, m)$ -кодах является однонаправленными, или монотонными. Эта особенность модульно-взвешенных кодов с суммированием должна учитываться при проектировании контролепригодных дискретных систем. Например, при контроле схем с монотонными и монотонно-независимыми выходами [21], [22] нельзя допускать возникновения необ-

наруживаемого однонаправленного искажения.

4 Модифицированные взвешенные коды с суммированием

Для построения оптимального кода с суммированием можно применить совместно принцип взвешивания информационных разрядов, описанный в п. 3, и алгоритм модификации, описанный в [16]:

1. Подсчитывается суммарный вес единичных информационных разрядов W .
2. Выбирается модуль $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$.
3. Число W берется по выбранному модулю (W) $\text{mod} M$.
4. Подсчитывается специальный поправочный коэффициент α как сумма по модулю два заранее выбранных информационных разрядов.

5. Подсчитывается результирующий вес информационного слова $V = (r) \bmod M + \alpha M$.

6. Число V представляется в двоичном виде.

Коды, получаемые по приведенному алгоритму, назовем *модифицированными взвешенными кодами с суммированием с прямой последовательностью весов*, или $RWS(n, m)$ -кодами.

Выбор различных информационных разрядов в линейной сумме поправочного коэффициента α дает большое разнообразие кодов, обладающих различными распределениями необнаруживаемых ошибок по кратностям. Многие из данных кодов являются оптимальными.

Интересно, что существует простое соотношение информационных разрядов в поправочном коэффициенте α , дающее возможность построения кода с суммированием, обнаруживающего любые искажения нечетных кратностей.

Коэффициент α должен вычисляться по формуле:

$$\alpha = x_2 \oplus x_4 \oplus \dots \oplus x_{m,m-1}. \quad (4)$$

В табл. 8 приводятся характеристики $RWS(n, m)$ -кода по обнаружению ошибок в информационных разрядах при коэффициенте α , вычисляемом по формуле (4).

Отметим недостаток $RWS(n, m)$ -кодов. Они, так же как и $WSM(n, m)$ -коды, имеют часть однонаправленных искажений в классе необнаруживаемых, что накладывает ограничения на использование их при построении систем контроля монотонных логических устройств [21], [22].

Сравнивая $RWS(n, m)$ и $WSM(n, m)$ коды между собой, отметим, что любой $RWS(n, m)$ -код имеет большее количество необнаруживаемых ошибок четных кратностей, чем $WSM(n, m)$ -код. Но при этом $WSM(n, m)$ -коды не обнаруживают часть ошибок нечетных кратностей. На рис. 2 для примера дано сравнение распределений необнаруживаемых ошибок в двух оптимальных кодах при $m = 10$ (табл. 6 и 7). $WSM(14, 10)$ -код не обнаруживает в 3,5 раза меньше двукратных искажений, в 1,96 раза меньше четырехкратных искажений, в 2 раза меньше шести- и восьмикратных искажений в информационных векторах по сравнению с $RWS(14, 10)$ -кодом.

Заключение

Построение кода с суммированием по методикам, изложенным в данной работе, дает возможность получения оптимальных систематических кодов по критерию минимума общего числа необнаруживаемых

ТАБЛИЦА 8. Характеристики модифицированных кодов с суммированием

m	k	Число необнаруживаемых ошибок кратности d										N_m	ξ
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10		
2	2	0	0									0	–
3	2	0	8	0								8	1
4	3	0	8	0	8							16	1
5	3	0	48	0	48	0						96	1
6	3	0	160	0	288	0	0					448	1
7	3	0	512	0	1216	0	192	0				1920	1
8	4	0	384	0	2656	0	736	0	64			3840	1
9	4	0	1280	0	8896	0	5056	0	640	0		15872	1
10	4	0	3584	0	29056	0	25472	0	6400	0	0	64512	1

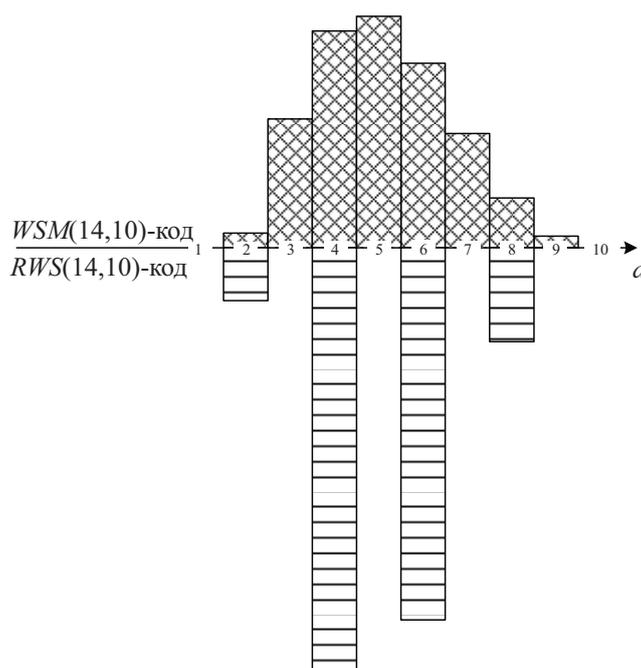


Рис. 2. Сравнение распределений необнаруживаемых ошибок в информационных векторах оптимальных кодов

искажений в информационных векторах с количеством контрольных разрядов, как у кодов Бергера. Возможно построение оптимальных кодов с различными распределениями необнаруживаемых ошибок по кратностям, что представляет интерес для разработчика систем функционального контроля логических устройств, т. к. расширяет поле выбора наилучшего варианта кодирования на этапе проектирования контролепригодной системы.

Библиографический список

1. Pradhan, D. K. (1996). *Fault-Tolerant Computer System Design*, New York, 560 p.
2. Проектирование и тестирование цифровых систем на кристаллах / В. И. Хаханов, Е. И. Литвинова, О. А. Гузь. – Харьков : ХНУРЭ, 2009. – 484 с.
3. Ryan, W. E., Lin, Shu (2009). *Channel Codes: Classical and Modern*, Cambridge, 708 p.
4. Touba, N. A., McCluskey, E. J. (1997). *Logic Synthesis of Multilevel Circuits with Concurrent Error Detection*. *IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 16, 783–789.
5. Nicolaidis, M., Zorian, Y. (1998). On-Line Testing for VLSI – A Compendium of Approaches. *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, 12, 7–20.
6. Piestrak, S. J. (1995). *Design of Self-Testing Checkers for Unidirectional Error Detecting Codes*, Wroclaw, 111 p.
7. Kastensmidt, F. L., Carro, L., Reis, R. (2006). *Fault-Tolerance Techniques for SRAM-based FPGAs*, Dordrecht, 183 p.
8. Fujiwara, E. (2006). *Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications*, John Wiley & Sons, 720 p.
9. Berger, J. M. (1961). A Note on Error Detection Codes for Asymmetric Channels. *Information and Control*, 4 (3), 68–73.
10. Bose, B., Lin, D. J. (1985). Systematic Unidirectional Error-Detection Codes. *IEEE Transactions on Computers*, C-34, 1026–1032.
11. Blyudov, A. A., Efanov, D. V., Sapozhnikov, V. V., Sapozhnikov, Vl. V. (2013). Summation codes for organization of control of combinational

circuits. *Automation and Remote Control*, 74 (6), 1020–1028.

12. **Das, D.**, Touba, N. A. (1999). Weight-Based Codes and Their Application to Concurrent Error Detection of Multilevel Circuits. *Proceedings of the 17th IEEE Test Symposium*, California, 370–376.

13. **Das, D.**, Touba, N. A., Seuring, M., Gossel, M. (2006). Low Cost Concurrent Error Detection Based on Modulo Weight-Based Codes. *Proceedings of 6th IEEE International On-Line Testing Workshop (IOLTW)*, Palma de Mallorca, 171–176.

14. **Lala, P. K.** (2001). *Self-Checking and Fault-Tolerant Digital Design*, Arkansas, 216 p.

15. **Matrosova, A.**, Lipsky, V., Melnikov, A., Singh, V. (2010). Path Delay Faults and ENF. *Proceedings of 8th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTs'2010)*, St. Petersburg, 164–167.

16. **Построение** модифицированного кода Бергера с минимальным числом необнаруживаемых ошибок информационных разрядов / А. А. Блюдов, Д. В. Ефанов, В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников // *Электронное моделирование*. – 2012. – № 6 (34). – С. 17–29.

17. **Efanov, D. V.**, Sapozhnikov, V. V., Sapozhnikov, Vl. V. (2010). On summation code proper-

ties in functional control circuits. *Automation and Remote Control*, 71 (6), 1117–1123.

18. **Hamming, R. W.** (1950). Error Detecting and Correcting Codes. *Bell System Technical Journal*, 29 (2), 147–160.

19. **Sapozhnikov, V.**, Sapozhnikov, Vl., Efanov, D., Blyudov, A. (2013). Analysis of Error-Detection Possibilities of CED Circuits Based on Hamming and Berger Codes. *Proceedings of 11th IEEE East-West Design & Test Symposium*, Rostov-on-Don, 200–207.

20. **Взвешенные коды с суммированием** для организации контроля логических устройств / В. В. Сапожников, Вл. В. Сапожников, Д. В. Ефанов // *Электронное моделирование*. – 2014. – № 1 (38).

21. **Morosov, A.**, Sapozhnikov, V. V., Sapozhnikov, Vl. V., Goessel, M. (1998). Self-Checking Combinational Circuits with Unidirectionally Independent Outputs. *VLSI Design*. 5 (4), 333–345.

22. **Sapozhnikov, V. V.**, Morosov, A., Sapozhnikov, Vl. V., Göessel, M. (1998). A New Design Method for Self-Checking Unidirectional Combinational Circuits. *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, 12, 41–53.

УДК 624.131

В. Я. Смолак

Петербургский государственный университет путей сообщения
Императора Александра I

ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫЕ ИСПЫТАНИЯ БУРОИНЪЕКЦИОННЫХ НАКЛОННЫХ СВАЙ С УЧЕТОМ РАБОТЫ АРМИРОВАНИЯ

Получивший в настоящее время широкое распространение способ усиления ленточных фундаментов путем устройства наклонных буроинъекционных свай по козловой системе, несмотря на кажущуюся простоту, разработан не до конца. С целью изучения усилий в наклонных сваях в системе «фундамент–основание» и определения несущей способности наклонных свай были проведены полевые испытания. По результатам исследований была сделана оценка моментов, возникающих в наклонных сваях при передаче на них нагрузки, а также был выполнен сравнительный анализ различных методов определения несущей способности свай. В работе представлены результаты испытаний для разных способов изготовления свай.

статическое испытание свай, датчики напряжений, изгибающие моменты, буроинъекционные наклонные сваи, полевой эксперимент.