

17. Trachtenberg H. M. On the cross-correlation functions of maximal recurring sequences: PhD dissertation. Univ. Southern California, Los Angeles, CA, 1970.
18. Сидельников В. М. О взаимной корреляции последовательностей // ДАН СССР. 1971. Т. 196, № 3. С. 531–534.

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

- Виктор Геннадьевич Стародубцев** — канд. техн. наук, доцент; ВКА им. А.Ф. Можайского, кафедра технологий и средств автоматизации обработки и анализа информации космических средств; старший преподаватель; E-mail: vka@mil.ru
- Василий Васильевич Мышко** — канд. техн. наук, доцент; ВКА им. А.Ф. Можайского, кафедра технологий и средств автоматизации обработки и анализа информации космических средств; старший преподаватель; E-mail: vka@mil.ru

Поступила в редакцию 06.09.24; одобрена после рецензирования 12.09.24; принята к публикации 25.12.24.

REFERENCES

1. Sklar B. *Digital Communications: Fundamentals and Applications*, Prentice Hall, 2001, 1079 p.
2. Vishnevskij V.M., Lyahov A.I., Portnoj S.L., Shahnovich I.V. *Shirokopolosnye besprovodnye seti peredachi informacii* (Broadband Wireless Data Transmission Network), Moscow, 2005, 592 p. (in Russ.)
3. Ipatov V.P. *Spread Spectrum and CDMA. Principles and Applications*, NY, John Wiley and Sons Ltd., 2005, 488 p.
4. Varakin L.E. and Shinakov Yu.S., ed., *CDMA: proshloe, nastoyashchee, budushchee* (CDMA: Past, Present, Future), Moscow, 2003, 608 p. (in Russ.)
5. Ipatov V.P. *Periodicheskie diskretnye signaly s optimal'nymi korrelyacionnymi svojstvami* (Periodic Discrete Signals with Optimum Correlation Properties), Moscow, 1992, 152 p. (in Russ.)
6. Golomb S.W., Gong G. *Signal Design for Good Correlation for Wireless Communication, Cryptography and Radar*, Cambridge, Cambridge Univ. Press, 2005, 438 p.
7. Gold R. *IEEE Trans. Inf. Theory*, 1968, no. 1(14), pp. 154.
8. Helleseth T., Kumar P.V., Martinsen H. *Designs, Codes and Cryptography*, 2001, no. 2(23), pp. 157.
9. Boztaş S., Özbudak F., Tekin E. *Cryptogr. Commun.*, 2018, no. 3(10), pp. 509.
10. Cho Chang-Min, Kim Ji-Youp, No J.S. *IEICE Transactions on Communications*, 2015, no. 7(98), p. 1268.
11. Starodubtsev V.G. *Journal of Communications Technology and Electronics*, 2023, no. 2(68), p. 146. (in Russ.)
12. Choi S.T., Lim T., No J.S., Chung H. *IEEE Trans. Inf. Theory*, 2012, no.3(58), p. 1873.
13. Xia Y., Chen S. *IEEE Trans. Inf. Theory*. 2012, no. 9(58), p. 6037.
14. Jang J.W., Kim Y.S., No J.S., Helleseth T. *IEEE Trans. Inf. Theory*, 2004, no. 8(50), p. 1839.
15. Starodubtsev V.G., Tkachenko V.V. *Journal of Instrument Engineering*, 2024, no. 2(67), pp. 107. (in Russ.)
16. Seo E.Y., Kim Y.S., No J.S., Shin D.J. *IEICE Trans. Fund. Electron., Commun. Comput. Sci.*, 2007, no. 11(E90-A), p. 2568.
17. Trachtenberg H.M. *On the cross-correlation functions of maximal recurring sequences*, Candidate's thesis, Univ. Southern California, Los Angeles, CA, 1970.
18. Sidel'nikov V.M. *Dokl. Akad. Nauk SSSR*, 1971, vol. 196, pp. 531–434. (in Russ.)

DATA ON AUTHORS

- Victor G. Starodubtsev** — PhD, Associate Professor; A. F. Mozhaisky Military Space Academy, Department of Technologies and Automation Tools for Processing and Analysis of Spacecraft Information; Senior Lecturer; E-mail: vka@mil.ru
- Vasiliy V. Myshko** — PhD, Associate Professor; A. F. Mozhaisky Military Space Academy, Department of Technologies and Automation Tools for Processing and Analysis of Spacecraft Information; Senior Lecturer; E-mail: vka@mil.ru

Received 06.09.24; approved after reviewing 12.09.24; accepted for publication 25.12.24.

**КОНТРОЛЬ КОМБИНАЦИОННЫХ СХЕМ ПО ДВУМ ДИАГНОСТИЧЕСКИМ ПРИЗНАКАМ
НА ОСНОВЕ КОДОВ С СУММИРОВАНИЕМ ВЗВЕШЕННЫХ ПЕРЕХОДОВ**

Д. В. Ефанов^{1,2*}, Д. В. Пивоваров³

¹ *Российский университет транспорта, Москва, Россия*

² *Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого, Санкт-Петербург, Россия*

³ *Петербургский государственный университет путей сообщения Императора Александра I,
Санкт-Петербург, Россия*

* *TrES-4b@yandex.ru*

Аннотация. Предложено для организации схем встроенного контроля комбинационных цифровых устройств использовать свойства кодов с суммированием взвешенных переходов при контроле вычислений по двум диагностическим признакам. Установлено, что проверочные символы кодов с суммированием взвешенных переходов описываются так называемыми самоквазидвойственными булевыми функциями, которые на парах входных комбинаций, различающихся во всех переменных, имеют одинаковые значения. Эту особенность можно использовать при синтезе схем встроенного контроля на основе логической коррекции сигналов. Приведена схема встроенного контроля на основе логической коррекции сигналов с контролем принадлежности формируемых кодовых слов коду с суммированием взвешенных переходов, а также самоквазидвойственности каждой вычисляемой функции. Разработан алгоритм получения значений функций логической коррекции сигналов, гарантирующий самоквазидвойственность формируемых в схеме встроенного контроля функций, описывающих информационные и проверочные символы кода с суммированием взвешенных переходов, а также самопроверяемость самой схемы встроенного контроля.

Ключевые слова: самопроверяемые устройства и системы, контроль вычислений по двум диагностическим признакам, контроль самоквазидвойственности функций, код с суммированием взвешенных переходов, синтез схемы встроенного контроля

Ссылка для цитирования: Ефанов Д. В., Пивоваров Д. В. Контроль комбинационных схем по двум диагностическим признакам на основе кодов с суммированием взвешенных переходов // Изв. вузов. Приборостроение. 2025. Т. 68, № 2. С. 116–132. DOI: 10.17586/0021-3454-2025-68-2-116-132.

**COMBINATIONAL CIRCUITS TESTING BY TWO DIAGNOSTIC FEATURES
ON THE BASE OF WEIGHT-TRANSITION SUM CODES**

D. V. Efanov^{1,2*}, D. V. Pivovarov³

¹ *Russian University of Transport, Moscow, Russia*

² *Peter the Great St. Petersburg Polytechnic University, St. Petersburg, Russia*

³ *Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University, St. Petersburg, Russia*

* *TrES-4b@yandex.ru*

Abstract. It is proposed to use the properties of weight-transition sum code for organizing built-in control circuits of combinational digital devices when checking calculations by two diagnostic features. It is established that the control symbols of weight-transition sum code are described by the so-called self-quasi-dual Boolean functions that have the same values on pairs of input combinations that differ in all variables. This property can be used in the synthesis of built-

in control circuits based on Boolean signal correction. A built-in control circuit based on Boolean signal correction with verification of the belonging of the generated code words to the weight-transition sum code, as well as self-quasi-duality of each calculated function, is presented. An algorithm for obtaining the values of Boolean signal correction functions is given, which guarantees the self-quasi-duality of the functions formed in the built-in control circuit, describing the data and check symbols of the weight-transition sum code, as well as self-checkability of the built-in control circuit itself.

Keywords: self-checking devices and systems, control of calculations by two diagnostic features, control of self-quasi-duality of functions, weight-transition sum code, synthesis of built-in control circuit

For citation: Efanov D. V., Pivovarov D. V. Combinational circuits testing by two diagnostic features on the base of weight-transition sum codes. *Journal of Instrument Engineering*. 2025. Vol. 68, N 2. P. 116–132 (in Russian). DOI: 10.17586/0021-3454-2025-68-2-116-132.

Введение. В теории синтеза самопроверяемых цифровых устройств можно выделить два основных направления. Первое заключается в использовании свойств двоичных равномерных кодов при организации схем встроенного контроля (СВК) [1, 2]. Второе направление связано с применением свойств одного из особых классов булевых функций — самодвойственных булевых функций [3, 4]. В первом случае используется как традиционный способ организации СВК путем дополнения в ней исходного двоичного вектора, формируемого на выходах объекта диагностирования, до кодового слова заранее выбранного кода [5] (либо специально построенного для контроля вычислений с учетом особенностей структуры объекта диагностирования и модели неисправности [6]), так и альтернативный подход, основанный на логической коррекции сигналов (ЛКС), подразумевающий преобразование в СВК значений с выходов объекта диагностирования [7]. Во втором случае либо изначально структуры объектов диагностирования преобразуют в структуры, на выходах которых формируются самодвойственные булевы функции [8, 9], либо применяют ЛКС, при которой значения с выходов объекта диагностирования преобразуются в СВК в самодвойственные булевы функции [10, 11].

Оба направления для организации контроля вычислений могут использоваться одновременно, что позволяет синтезировать гибридные СВК с контролем вычислений сразу по нескольким диагностическим признакам. Данному вопросу посвящено не так много работ в технической диагностике. Например, в [12] предложено использовать равновесные коды „2 из 4“ для контроля вычислений по двум диагностическим признакам с применением ЛКС. В этом случае для каждой группы из четырех выходов объекта диагностирования обустраивается своя СВК, а выходы отдельных СВК затем объединяются на входах самопроверяемого компаратора. В [13] представленная в предыдущей работе базовая структура синтеза СВК модифицирована и дооснащена схемой сжатия сигналов, что позволяет применять контроль вычислений по двум диагностическим признакам для устройств с произвольным числом выходов. Кроме того, результаты обеих работ [12, 13] можно обобщить для использования ЛКС совместно с равновесными кодами „ w из 2^w “, где $w \in \mathbb{N}$ — значение веса кодового слова, \mathbb{N} — символ множества натуральных чисел. Помимо равновесных кодов при синтезе СВК с контролем вычислений на основе двух диагностических признаков могут использоваться и некоторые разделимые блочные коды. К примеру, в [14] предложено при контроле вычислений на выходах цифровых устройств использовать коды Хэмминга, для которых проверочные символы описываются самодвойственными булевыми функциями. Такие коды Хэмминга строятся при условии $m + k = 3 + 4l$, $l \in \mathbb{N}_0$, где m и k — число информационных и проверочных символов кодового слова, а в [15] обсуждаются вопросы применения модифицированных кодов Хэмминга (кодов Сяо) с проверочными символами, описываемыми самодвойственными булевыми функциями.

Целью настоящей статьи является представление нового способа организации СВК по двум диагностическим признакам, позволяющего существенно улучшить показатели контролепригодности в части наблюдаемости вызываемых неисправностями объектов диагностирования ошибок в значениях выходных функций. Способ позволяет учитывать свойства кодов с суммированием взвешенных переходов, которые будут описаны далее.

Особенности кодов с суммированием взвешенных переходов. Существует довольно большое разнообразие двоичных равномерных блоковых кодов, пригодных для синтеза самопроверяемых цифровых устройств и приводящих к внесению невысокой структурной избыточности [16, 17]. Можно выделить класс *кодов с суммированием взвешенных переходов* (*weight-based transition sum codes*), обладающий следующим свойством: функции, описывающие их проверочные символы, принимают на парах инверсных по всем переменным входных комбинациях (инверсных комбинациях) одинаковые значения. Такие функции

$$f(x_1, x_2, \dots, x_t) = f(\overline{x_1}, \overline{x_2}, \dots, \overline{x_t}) \quad (1)$$

в некотором смысле схожи с самодвойственными, для которых справедливо:

$$f(x_1, x_2, \dots, x_t) = \overline{f(\overline{x_1}, \overline{x_2}, \dots, \overline{x_t})}. \quad (2)$$

Функции, для которых справедливо равенство (1), могут быть определены как *самоквазидвойственные*, или SQD-функции (self-quasidual). Они квазидвойственны к самим себе. В некоторых более ранних публикациях такие функции определены как *самоантидвойственные* или *зеркальные* [18], однако эти термины, по нашему мнению, неточно отражают особенности таких функций.

Определим, почему именно проверочные символы кодов с суммированием взвешенных переходов, способ построения которых предложен в [19], а их различные модификации и характеристики в СВК изучены в [20], описываются SQD-функциями.

Теорема 1. Функции, описывающие проверочные символы кодов с суммированием взвешенных переходов, являются SQD-функциями.

Доказательство. При построении кодов с суммированием взвешенных переходов рассматриваются переходы между значениями информационных символов, занимающих соседние позиции в информационном векторе. Таким образом, фактически разряды, в которых записываются информационные символы, разбиваются на пары: (y_i, y_{i+1}) , $i = 1, m-1$. Каждой такой паре присваивается весовой коэффициент $w_{i,i+1}$ — некоторое число из натурального ряда ($w_{i,i+1} \in \mathbb{N}$). Для каждой пары разрядов весовой коэффициент устанавливается заранее. Чтобы получить значения проверочных символов, необходимо подсчитать суммарный вес информационного вектора по формуле:

$$W = w_{i,i+1}(y_i \oplus y_{i+1}), \quad (3)$$

затем полученное число представить в двоичном виде и записать в разряды контрольного вектора.

Почему SQD-функции описывают проверочные символы кодовых слов рассматриваемых кодов? Это следует из формулы (3) и конкретно из принципа получения значений веса: в суммарный вес информационного вектора добавляется число $w_{i,i+1}$, если $y_i \oplus y_{i+1} = 1$, т. е. $y_i \neq y_{i+1}$, и не добавляется ничего, если $y_i \oplus y_{i+1} = 0$, т. е. $y_i = y_{i+1}$. Таким образом, для информационных векторов $\langle y_m y_{m-1} \dots 01 \dots y_2 y_1 \rangle$ и $\langle y_m y_{m-1} \dots 10 \dots y_2 y_1 \rangle$ в итоговый вес добавляется число $w_{i,i+1}$. Аналогично обстоит дело со всеми парами разрядов. Таким образом, на ортогональных по всем переменным входных комбинациях информационные векторы имеют одинаковый суммарный вес W . Информационным векторам с одинаковым весом W сопоставляются одинаковые контрольные векторы. Отсюда с учетом (1) следует, что функции, описывающие проверочные символы кодов с суммированием взвешенных переходов, являются SQD-функциями. ■

Обозначим далее коды с суммированием взвешенных переходов как $WT(m, k)$ -коды, где m и k — число информационных и проверочных символов в кодовых словах, а аббревиатура WT восходит к англоязычному названию данных кодов.

При построении кода могут быть использованы любые числа $w_{i,i+1} \in \mathbb{N}$. Однако известны отдельные последовательности весовых коэффициентов, дающие коды со „специальными“

свойствами. Одной из таких последовательностей является натуральный ряд. При построении $WT(m, k)$ -кода пары разрядов ранжируются по месту расположения разрядов в векторах — от младшего к старшему разрядам. Далее каждой паре разрядов присваивается весовой коэффициент из натурального ряда: $1, 2, \dots, m-1$.

Для сокращения числа проверочных символов, что в существенной мере влияет на показатели структурной избыточности СВК, при определении итогового веса информационных векторов вычисляют наименьшие неотрицательные вычеты по заранее установленному модулю $M \in \left\{ 2, 4, \dots, 2^{\left\lceil \log_2 \left(\sum_{i=1}^{m-1} w_{i,i+1} + 1 \right) \right\rceil} \right\}$ [21].

Операция нахождения вычета по заранее установленному модулю приводит, с одной стороны, к уменьшению числа проверочных символов, а с другой — к ухудшению свойств обнаружения ошибок кодами.

В [21] доказано следующее положение.

Теорема 2. $WT(m, k, M)$ -код с модулем $M \in \{2, 4, \dots, 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}\}$ будет помехозащищенным тогда и только тогда, когда значение m будет удовлетворять соотношению:

$$m \neq sM + 1, s \in \left\{ 1, 2, \dots, \left\lfloor \frac{m}{M} \right\rfloor \right\}. \quad (4)$$

Будем далее рассматривать $WTM(m, k)$ -коды, удовлетворяющие условию теоремы 2.

Рассмотрим модульный код, для которого весовые коэффициенты берутся из натурального ряда. Обозначим его далее через $WT(m, k, M)$ -код. У такого кода:

$$W_{\max} = \sum_{i=1}^{m-1} w_{i,i+1} = 1 + 2 + \dots + (m-1) = \frac{m(m-1)}{2}. \quad (5)$$

Согласно (4), модуль при построении кода может быть выбран из множества $M \in \left\{ 2, 4, \dots, 2^{\left\lceil \log_2 \left(\frac{m(m-1)}{2} + 1 \right) \right\rceil} \right\}$. Однако при больших значениях M у кода будет существенное число проверочных символов. В [17] показано, что при построении $WT(m, k, M)$ -кода можно эффективно использовать модуль кода Бергера $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$. $WT(m, k, M)$ -код с данным модулем при любых m будет помехозащищенным, что следует, в том числе, и из теоремы 2.

Теорема 3. Функции, описывающие проверочные символы $WT(m, k, M)$ -кодов с $M \in \left\{ 2, 4, \dots, 2^{\left\lceil \log_2 \left(\frac{m(m-1)}{2} + 1 \right) \right\rceil - 1} \right\}$, являются SQD-функциями.

Доказательство. При построении $WT(m, k, M)$ -кода сначала определяется суммарный вес W каждого информационного вектора. Затем определяются наименьшие неотрицательные вычеты по заранее выбранному модулю. Так как $M \in \left\{ 2, 4, \dots, 2^{\left\lceil \log_2 \left(\frac{m(m-1)}{2} + 1 \right) \right\rceil - 1} \right\}$, операция определения вычета равносильна представлению числа W в двоичном виде и исключению некоторого количества старших разрядов (число отбрасываемых разрядов определяется значением M). Таким образом, из множества SQD-функций отбрасываются только некоторые. При таком отбрасывании функции, описывающие младшие проверочные символы, не теряют свойства самоквазидвойственности. ■

Учитывая рассмотренные свойства $WT(m, k, M)$ -кодов, перейдем к описанию структуры организации СВК для комбинационных устройств автоматики на их основе.

Структура схемы встроенного контроля. Свойство самоквазидвойственности функций, описывающих проверочные символы кодовых слов $WT(m, k, M)$ -кодов, можно использовать для организации контроля вычислений (рис. 1).

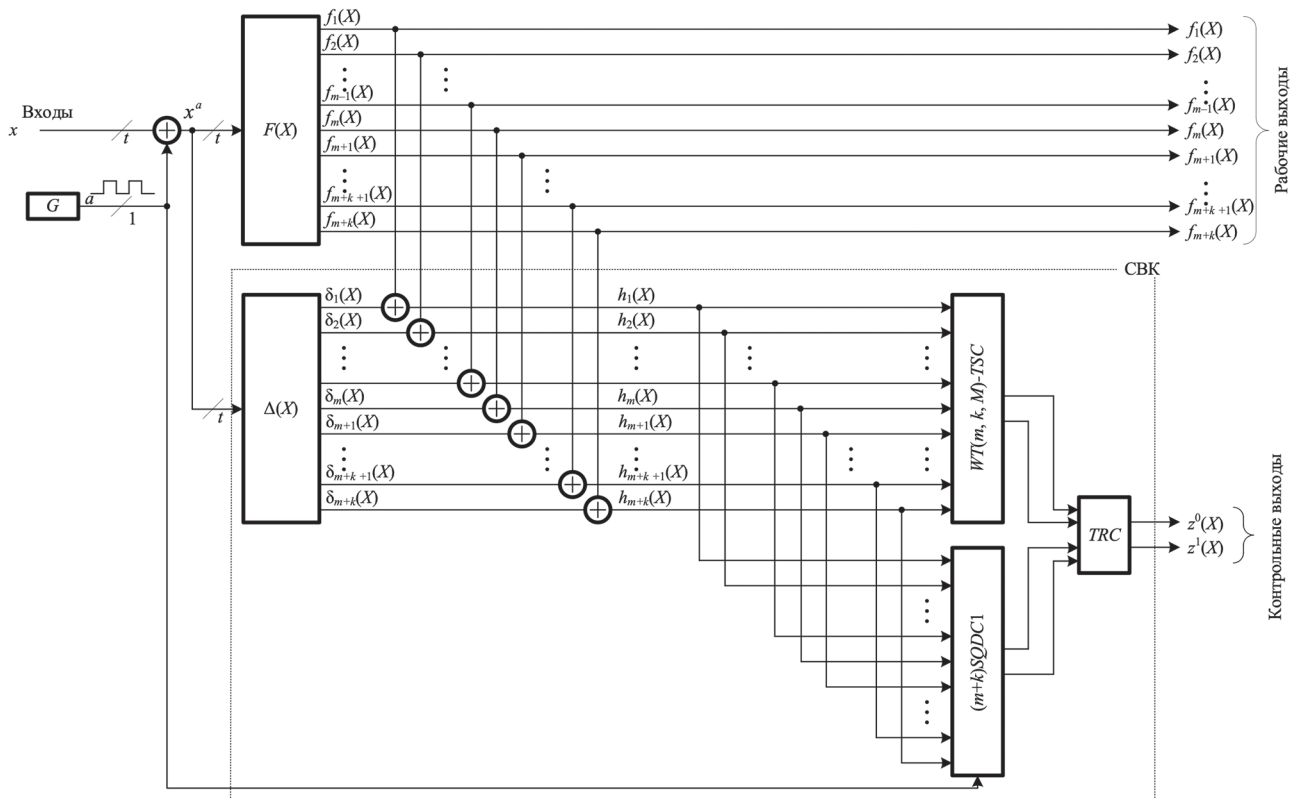


Рис. 1

В структуре, изображенной на рис. 1, $F(X)$ является исходным цифровым устройством комбинационного типа. Оно имеет t входов и $m+k$ выходов. На входы устройства подаются входные булевы векторы $\langle x_t x_{t-1} \dots x_2 x_1 \rangle$ (далее они обозначены как $\langle X \rangle$), а на выходах формируются выходные булевы векторы $\langle f_{m+k}(X) f_{m+k-1}(X) \dots f_2(X) f_1(X) \rangle$. Другими словами, на выходах устройства $F(X)$ будут формироваться информационные векторы $\langle y_m y_{m-1} \dots y_2 y_1 \rangle$, для которых в дальнейшем будут формироваться кодовые слова выбранного кода. Для организации контроля вычислений устанавливается СВК по признакам: 1) контроля принадлежности кодовых слов заранее установленному $WT(m, k, M)$ -коду; 2) контроля принадлежности каждой функции в СВК классу SQD-функций.

Кодовый вектор $\langle f_{m+k}(X) f_{m+k-1}(X) \dots f_2(X) f_1(X) \rangle$ в СВК преобразуется в кодовое слово $\langle h_{m+k}(X) h_{m+k-1}(X) \dots h_2(X) h_1(X) \rangle$, принадлежащее $WT(m, k, M)$ -коду. Для преобразований используется специализированный блок коррекции сигналов, образованный каскадом сумматоров по модулю $M=2$ (элементов XOR). Устанавливается $m+k$ таких элементов. На первые входы каждого XOR подается значение с рабочего выхода $f_i(X)$, а на вторые — значения функций логической коррекции δ_i , вычисляемых блоком формирования функций ЛКС $\Delta(X)$:

$$h_i(X) = f_i(X) \oplus \delta_i(X), i = \overline{1, m+k}. \quad (6)$$

Преобразование каждого вектора $\langle f_{m+k}(X) f_{m+k-1}(X) \dots f_2(X) f_1(X) \rangle$ в СВК в кодовое слово $\langle h_{m+k}(X) h_{m+k-1}(X) \dots h_2(X) h_1(X) \rangle$, принадлежащее $WT(m, k, M)$ -коду, осуществляется таким образом, чтобы на парах инверсных входных комбинаций присутствовали кодовые слова с информационными векторами, также различающимися во всех разрядах. Это сделать можно всегда, так как преобразование (6) применяется при построении СВК к каждому вектору $\langle f_{m+k}(X) f_{m+k-1}(X) \dots f_2(X) f_1(X) \rangle$, сформированному при подаче каждой входной комбинации.

Таким образом, в СВК произвольные функции f_1, f_2, \dots, f_{m+k} преобразуются в SQD-функции h_1, h_2, \dots, h_{m+k} . Для контроля принадлежности h_1, h_2, \dots, h_{m+k} к типу SQD-функций устанавливается каскад тестеров самоквазидвойственности $(m+k)SQDC1$, включающий в себя $m+k$ SQD-тестеров SQDC (*self-quasidual checker*) и схему сжатия $m+k$ парафазных сигналов, состоящую из $m+k-1$ элементарных модулей сжатия парафазных сигналов TRC (*two-rail checker*) [22]. Для контроля принадлежности кодового слова $\langle h_{m+k}(X)h_{m+k-1}(X) \dots h_2(X)h_1(X) \rangle$ WT(m, k, M)-коду устанавливается тестер кода — устройство WT(m, k, M)-TSC (*totally self-checking checker*) [17]. Выходы обеих подсистем контроля объединяются на входах единственного модуля TRC для получения одного наблюдаемого контрольного сигнала $\langle z^0(X) z^1(X) \rangle$.

Следует отметить важный для синтеза полностью самопроверяемой структуры аспект: при контроле вычислений исключительно по признаку принадлежности формируемых функций к типу SQD не будут тестироваться неисправности „константа 0“ и „константа 1“ на выходах объектов диагностирования. Происходит это потому, что сами функции „константа 0“ и „константа 1“ являются элементарными SQD-функциями. Однако дополнительный контроль вычислений по WT(m, k, M)-коду нивелирует данный недостаток.

Представленная на рис. 1 структура реализуется на основе логической коррекции сигналов (ЛКС), описанной в [7] для использования равновесных кодов, а здесь — примененной для организации контроля вычислений по двум диагностическим признакам.

Отметим, что структура СВК с контролем вычислений по двум диагностическим признакам на практике позволяет не только строить самопроверяемые цифровые устройства, но и повышать показатели их контролепригодности в части наблюдаемости [14, 15].

Приведем далее способ доопределения контрольных функций логической коррекции, обеспечивающий формирование SQD-функций на выходе блока коррекции сигналов.

Алгоритм синтеза схемы встроенного контроля. При построении WT(m, k, M)-кода используем модуль $M = 2^{\lceil \log_2(m+1) \rceil - 1}$. Все информационные векторы WT(m, k, M)-кода классифицируются на контрольные группы по весу $r = W(\text{mod} M)$ где $W = \sum_{i=1}^{m-1} w_{i,i+1}(f_i(X) \oplus f_{i+1}(X))$. Значения веса $r = W(\text{mod} M) \in \{0, 1, \dots, M-1\}$. Будем рассматривать полное множество информационных векторов WT(m, k, M)-кода. Мощность этого множества равна 2^m . Каждому информационному вектору присвоим десятичный номер $l \in \{0, 1, \dots, 2^m - 1\}$, соответствующий представленному в нем двоичному числу.

Алгоритм. Последовательность получения значений функций логической коррекции.

Шаг 1. Определяются параметры WT(m, k, M)-кода для заданного комбинационного устройства. Число его выходов должно быть равным $m+k$. Необходимо отметить, что для некоторых значений числа выходов WT(m, k, M)-код с указанным значением модуля не строится. В этом случае можно использовать при синтезе СВК отдельную функцию, вычисляемую блоком $\Delta(X)$, напрямую формирующую один проверочный символ.

Шаг 2. Выделяются информационные и проверочные символы в преобразуемом векторе.

Шаг 3. Все информационные векторы WT(m, k, M)-кода классифицируются на контрольные группы. Исходя из принципов построения кода в одной контрольной группе окажутся информационные векторы с расстоянием Хэмминга $d = m$ (ортогональные по всем разрядам). Множества информационных векторов с весом r обозначим как W^r , $r \in \{0, 1, \dots, M-1\}$.

Шаг 4. Из каждого множества W^r , $r \in \{0, 1, \dots, M-1\}$ выделяются подмножества, состоящие из одной пары ортогональных по всем разрядам векторов:

$$\forall r W^{R'} \subset W^r : W^{R'} = \{l, 2^m - 1 - l\}, l \in \{0, 1, \dots, 2^m - 1\}. \quad (7)$$

На данном шаге выделяются только те информационные векторы, которые требуются для формирования всех возможных значений веса и, как следствие, их подача обеспечивает тестируемость кодера WT(m, k, M)-кода в СВК.

Шаг 5. Рассматривается множество входных комбинаций $\langle x_t x_{t-1} \dots x_2 x_1 \rangle$ (его мощность равна 2^t). Так же как и с информационными векторами, каждой входной комбинации присваи-

вается десятичный номер $j \in \{0, 1, \dots, 2^t - 1\}$, соответствующий двоичному числу, записанному во входной комбинации. Все входные комбинации разделяются на пары, состоящие из ортогональных по всем разрядам комбинаций:

$$\{j, 2^t - 1 - j\}, j \in \{0, 1, \dots, 2^t - 1\}. \quad (8)$$

Всего будет 2^{t-1} пар входных комбинаций.

Шаг 6. Определяется коэффициент „повторяемости“, требующийся на последующих шагах алгоритма для доопределения значений функций логической коррекции, как

$$\eta = \frac{2^{t-1}}{M} = 2^{t-1 - \lceil \log_2(m+1) \rceil}, t \geq \lceil \log_2(m+1) \rceil. \quad (9)$$

Отсюда ясно, что число пар входных комбинаций должно быть не меньше M , определяющего и суммарное число пар информационных векторов во всех подмножествах $W^{r'}$.

Необходимо отметить: чем больше число t в сравнении с числом $\lceil \log_2(m+1) \rceil$, тем больше будет сформировано кодовых слов с одинаковым r , и как следствие, на большем числе входных комбинаций будет проверяться кодер $WT(m, k, M)$ -кода в СВК.

Шаг 7. Доопределяются значения функций логической коррекции.

7.1. Из полного множества входных комбинаций выделяются комбинации с номерами $\left\{0, 1, \dots, \frac{\eta}{2} - 1\right\}$ и $\left\{2^t - 1, 2^t - 2, \dots, 2^t - \frac{\eta}{2}\right\}$, и для них формируется кодовое слово $WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим первой комбинации из пары $W^{r'} = W^{0'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = 0$. Также выделяются входные комбинации с номерами $\left\{\frac{\eta}{2}, \frac{\eta}{2} + 1, \dots, \eta - 1\right\}$ и $\left\{2^t - \frac{\eta}{2} - 1, 2^t - \frac{\eta}{2} - 2, \dots, 2^t - \eta\right\}$, для которых формируется кодовое слово $WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим второй комбинации из пары $W^{r'} = W^{0'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = 0$.

7.2. Выделяются входные комбинации с номерами $\left\{\eta, \eta + 1, \dots, \frac{3}{2}\eta - 1\right\}$ и $\left\{(2^t - \eta) - 1, (2^t - \eta) - 2, \dots, (2^t - \eta) - \frac{\eta}{2}\right\}$, и для них формируется кодовое слово $WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим первой комбинации из пары $W^{r'} = W^{1'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = 1$. Также выделяются входные комбинации с номерами $\left\{\frac{3}{2}\eta, \frac{3}{2}\eta + 1, \dots, 2\eta - 1\right\}$ и $\left\{(2^t - \eta) - \frac{\eta}{2} - 1, (2^t - \eta) - \frac{\eta}{2} - 2, \dots, (2^t - \eta) - \eta\right\}$, для которых формируется кодовое слово $WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим второй комбинации из пары $W^{r'} = W^{1'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = 1$.

.....

7.M. Выделяются входные комбинации с номерами $\left\{(M-1)\eta, (M-1)\eta + 1, \dots, \left(M - \frac{1}{2}\right)\eta - 1\right\}$ и $\left\{(2^t - (M-1)\eta) - 1, (2^t - (M-1)\eta) - 2, \dots, 2^t - \left(M + \frac{1}{2}\right)\eta\right\}$, и для них формируется кодовое слово $WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим первой комбинации из пары $W^{r'} = W^{(M-1)'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = M - 1$. Также выделяются входные комбинации с номерами $\left\{\left(M - \frac{1}{2}\right)\eta, \left(M - \frac{1}{2}\right)\eta + 1, \dots, M\eta - 1\right\}$ и $\left\{(2^t - \left(M + \frac{1}{2}\right)\eta) - 1, (2^t - \left(M + \frac{1}{2}\right)\eta) - 2, \dots, 2^t - M\eta\right\}$, для которых формируется кодовое слово

$WT(m, k, M)$ -кода с информационным вектором, соответствующим второй комбинации из пары $W^{r'} = W^{(M-1)'}$, и контрольным вектором, соответствующим числу $r = M - 1$.

Шаг 8. Вычисляются значения функций логической коррекции:

$$\delta_i(X) = f_i(X) \oplus h_i(X), i = \overline{1, m+k}, \quad (10)$$

где $f_i(X)$ — значение i -й функции, $h_i(X)$ — значение i -го символа кодового слова $WT(m, k, M)$ -кода, $\delta_i(X)$ — значение i -й функции логической коррекции.

Формула (10) следует непосредственно из (6).

Шаг 9. Проверяется формирование полного множества тестовых комбинаций для каждого элемента преобразования XOR_p — хотя бы на одном входном векторе должна формироваться каждая комбинация из множества $\{00, 01, 10, 11\}$ [23].

Если для какого-то из элементов XOR_p не удастся сформировать тестовые комбинации, то изменяется способ доопределения функций логической коррекции на определенных входных комбинациях. Делается это по аналогии с тем, как это описано в [24, 25].

Шаг 10. Блок $\Delta(X)$ синтезируется по значениям функций $\delta_i(X)$, $i = \overline{1, m+k}$ в выбранном элементном базисе. Остальные элементы СВК являются типовыми.

Отметим, что в отличие от способа построения СВК по методу ЛКС [25], в представленном алгоритме не требуется построчное доопределение значений функций логической коррекции с анализом тестовых комбинаций. Проверка тестируемости осуществляется постфактум.

Пример синтеза схемы встроенного контроля. Рассмотрим пример получения значений функций ЛКС с целью синтеза СВК для произвольного комбинационного устройства $F(x)$, описываемого в табл. 1.

Таблица 1. Таблица истинности комбинационного устройства $F(x)$

| № | x_1 | x_2 | x_3 | x_4 | $f_1(X)$ | $f_2(X)$ | $f_3(X)$ | $f_4(X)$ | $f_5(X)$ | $f_6(X)$ |
|----|-------|-------|-------|-------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |

Следуя шагам представленного алгоритма, получим значения функций ЛКС в СВК.

Шаг 1. Число входов устройства — 4. Число выходов — 6. В качестве $WT(m, k, M)$ -кода выступает $WT(4, 2, M = 2^{\lfloor \log_2(4+1) \rfloor - 1} = 4)$ -код.

Шаг 2. Выделим функции f_1, f_2, f_3, f_4 в качестве тех, которые влияют на формирование информационных символов $WT(4, 2, 4)$ -кода в СВК, а функции f_5, f_6 — в качестве влияющих на формирование проверочных символов $WT(4, 2, 4)$ -кода в СВК.

Шаг 3. Сформируем полное множество кодовых слов $WT(4, 2, 4)$ -кода (табл. 2) и классифицируем их по весу (табл. 3).

Таблица 2. Кодовые слова $WT(4, 2, 4)$ -кода

| № | $h_1(X)$ | $h_2(X)$ | $h_3(X)$ | $h_4(X)$ | W | $W(\text{mod}4)$ | $h_5(X)$ | $h_6(X)$ |
|----|----------|----------|----------|----------|-----|------------------|----------|----------|
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 3 | 3 | 1 | 1 |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 2 | 2 | 1 | 0 |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 5 | 1 | 0 | 1 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 6 | 2 | 1 | 0 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 4 | 0 | 0 | 0 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 3 | 3 | 1 | 1 |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 3 | 3 | 1 | 1 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 4 | 0 | 0 | 0 |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | 6 | 2 | 1 | 0 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 5 | 1 | 0 | 1 |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 2 | 2 | 1 | 0 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | 3 | 3 | 1 | 1 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 |

Таблица 3. Классификация кодовых слов $WT(4, 2, 4)$ -кода по весу

| r | | | |
|------|------|------|------|
| 0 | 1 | 2 | 3 |
| 0000 | 0001 | 0011 | 0010 |
| 0110 | 0100 | 0101 | 0111 |
| 1001 | 1011 | 1010 | 1000 |
| 1111 | 1110 | 1100 | 1101 |

Шаг 4. Выделим подмножества $W^{r'}$ (табл. 4).

Таблица 4. Подмножества кодовых слов $WT(4, 2, 4)$ -кода, участвующих в доопределении

| r | | | |
|----------|------|------|------|
| 0 | 1 | 2 | 3 |
| $W^{r'}$ | | | |
| 0000 | 0001 | 0011 | 0010 |
| 1111 | 1110 | 1100 | 1101 |

Шаг 5. Выделим $2^{t-1} = 2^{4-1}$ пар входных комбинаций.

Шаг 6. Определим коэффициент „повторяемости“ $\eta = \frac{2^{t-1}}{M} = 2^{4-\lceil \log_2(4+1) \rceil} = 2^{4-3} = 2$. Условие

$t \geq \lceil \log_2(m+1) \rceil$ выполняется.

Шаг 7. Доопределение.

7.1. Из полного множества входных комбинаций выделим комбинации с номерами $\left\{ \frac{2}{2} - 1 \right\} = \{0\}$ и $\left\{ 2^4 - \frac{2}{2} \right\} = \{15\}$, для них формируем кодовое слово $\langle 0000 \ 00 \rangle$ (см. табл. 4). Также

выделим входные комбинации с номерами $\{2 - 1\} = \{1\}$ и $\{2^4 - 2\} = \{14\}$, для которых формируем кодовое слово $\langle 1111\ 00 \rangle$ (см. табл. 4).

7.2. Выделим входные комбинации с номерами $\left\{2, \dots, \frac{3}{2} \cdot 2 - 1\right\} = \{2\}$ и $\left\{(2^4 - 2) - 1, \dots, (2^4 - 2) - \frac{2}{2}\right\} = \{13\}$ и для них формируем кодовое слово $\langle 0001\ 01 \rangle$ (см. табл. 4). Также выделим входные комбинации с номерами $\left\{\frac{3}{2} \cdot 2, \dots, 2 \cdot 2 - 1\right\} = \{3\}$ и $\left\{(2^4 - 2) - \frac{2}{2} - 1, \dots, (2^4 - 2) - 2\right\} = \{12\}$, для которых формируем кодовое слово $\langle 1110\ 01 \rangle$ (см. табл. 4).

7.3. Выделим входные комбинации с номерами $\left\{4, \dots, \frac{5}{2} \cdot 2 - 1\right\} = \{4\}$ и $\left\{(2^4 - 4) - 1, \dots, (2^4 - 4) - \frac{2}{2}\right\} = \{11\}$ и для них формируем кодовое слово $\langle 0011\ 10 \rangle$ (см. табл. 4). Также выделим входные комбинации с номерами $\left\{\frac{5}{2} \cdot 2, \dots, 3 \cdot 2 - 1\right\} = \{5\}$ и $\left\{(2^4 - 4) - \frac{2}{2} - 1, \dots, (2^4 - 4) - 2\right\} = \{10\}$, для которых формируем кодовое слово $\langle 1100\ 10 \rangle$ (см. табл. 4).

7.4. Выделим входные комбинации с номерами $\left\{(4 - 1) \cdot 2, \dots, \left(4 - \frac{1}{2}\right) \cdot 2 - 1\right\} = \{6\}$ и $\left\{(2^4 - (4 - 1) \cdot 2) - 1, \dots, 2^4 \left(4 + \frac{1}{2}\right) \cdot 2\right\} = \{9\}$ и для них формируем кодовое слово $\langle 0010\ 11 \rangle$. Также выделим входные комбинации с номерами $\left\{\left(4 - \frac{1}{2}\right) \cdot 2, \dots, 4 \cdot 2 - 1\right\} = \{7\}$ и $\left\{2^4 \left(4 + \frac{1}{2}\right) \cdot 2 - 1, \dots, 2^4 - 4 \cdot 2\right\} = \{8\}$, для которых формируем кодовое слово $\langle 1101\ 11 \rangle$.

Таблица 5. Таблица значений на выходах блока логической коррекции в СВК

| № | x_1 | x_2 | x_3 | x_4 | $f_1(X)$ | $f_2(X)$ | $f_3(X)$ | $f_4(X)$ | $f_5(X)$ | $f_6(X)$ | $h_1(X)$ | $h_2(X)$ | $h_3(X)$ | $h_4(X)$ | $h_5(X)$ | $h_6(X)$ |
|----|-------|-------|-------|-------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |

Шаг 8. Вычислим значения функций логической коррекции (табл. 6).

Шаг 9. Проверим формирование полного множества тестовых комбинаций для каждого элемента преобразования с целью установления выполнения данного условия.

Шаг 10. По полученным значениям синтезируем блок контрольной логики и из типовых блоков — саму СВК (см. рис. 1).

Таблица 6. Таблица доопределяемых значений функций логической коррекции

| № | x_1 | x_2 | x_3 | x_4 | $f_1(X)$ | $f_2(X)$ | $f_3(X)$ | $f_4(X)$ | $f_5(X)$ | $f_6(X)$ | $h_1(X)$ | $h_2(X)$ | $h_3(X)$ | $h_4(X)$ | $h_5(X)$ | $h_6(X)$ | $\delta_1(X)$ | $\delta_2(X)$ | $\delta_3(X)$ | $\delta_4(X)$ | $\delta_5(X)$ | $\delta_6(X)$ |
|----|-------|-------|-------|-------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|---------------|---------------|---------------|---------------|---------------|---------------|
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 |
| 10 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| 11 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 |
| 12 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 13 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 14 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| 15 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |

Моделирование и эксперимент. Покажем, за счет чего повышаются показатели наблюдаемости в СВК по предложенному методу. С этой целью смоделируем работу структуры, представленной на рис. 2, для рассмотренного примера с использованием Multisim.

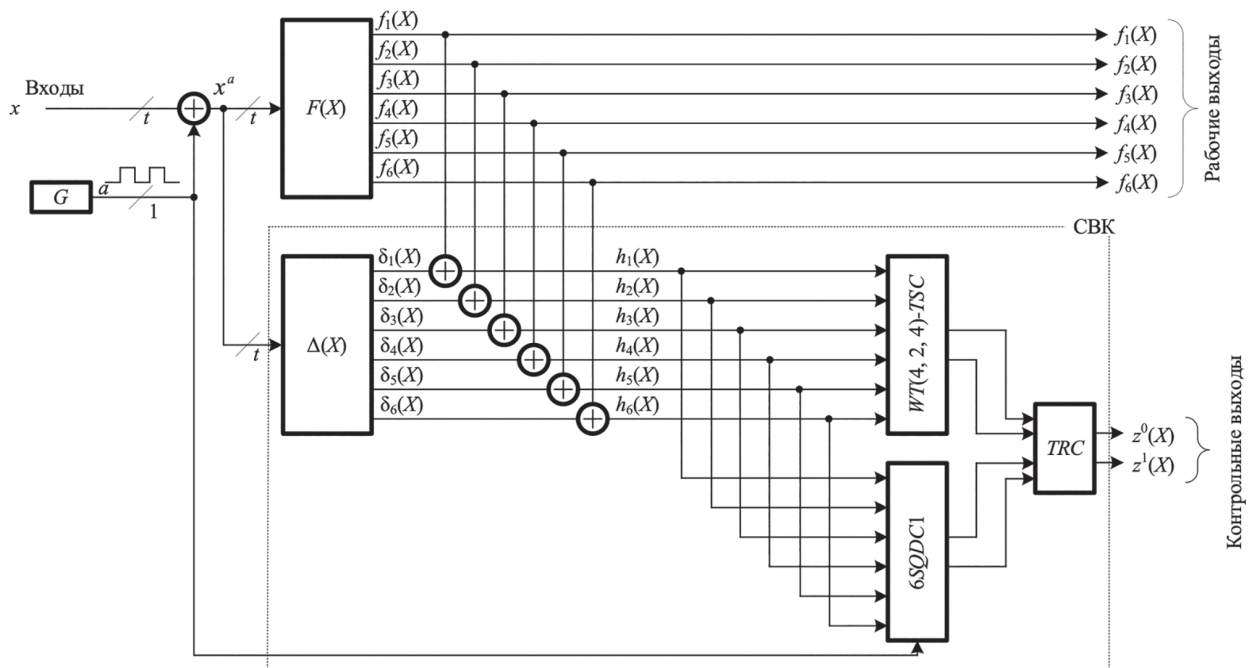


Рис. 2

На рис. 3 приведена спроектированная в Multisim схема самопроверяемого устройства. В схеме объектом диагностирования является блок НВ2, синтезированный на основании исходных данных (см. табл. 1). В процессе синтеза для создания условий возникновения кратных ошибок на выходах объекта диагностирования были использованы скобочные формы записи реализуемых булевых функций, дабы существовала возможность формирования ошибок с различными кратностями на его выходах.

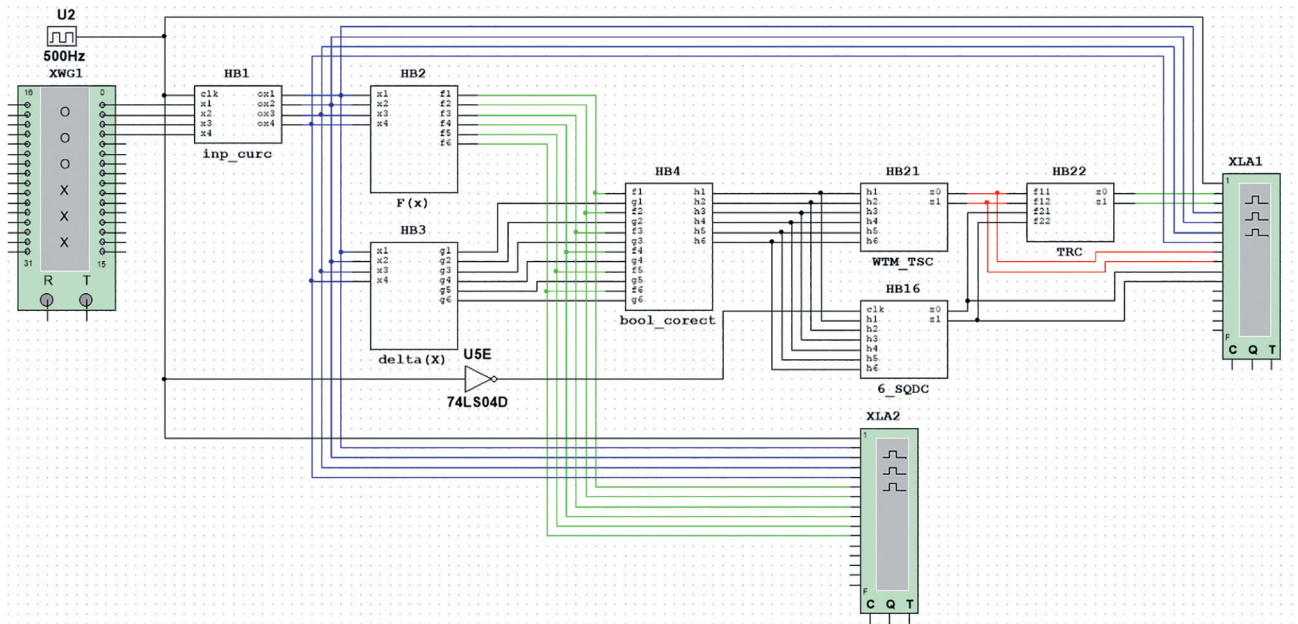


Рис. 3

На рис. 4 приводится фрагмент схемы объекта диагностирования, в котором, к примеру, элемент У6А имеет пути к нескольким выходам, что может вызывать многократную ошибку, не обнаруживаемую при контроле вычислений только по одному из диагностических признаков.

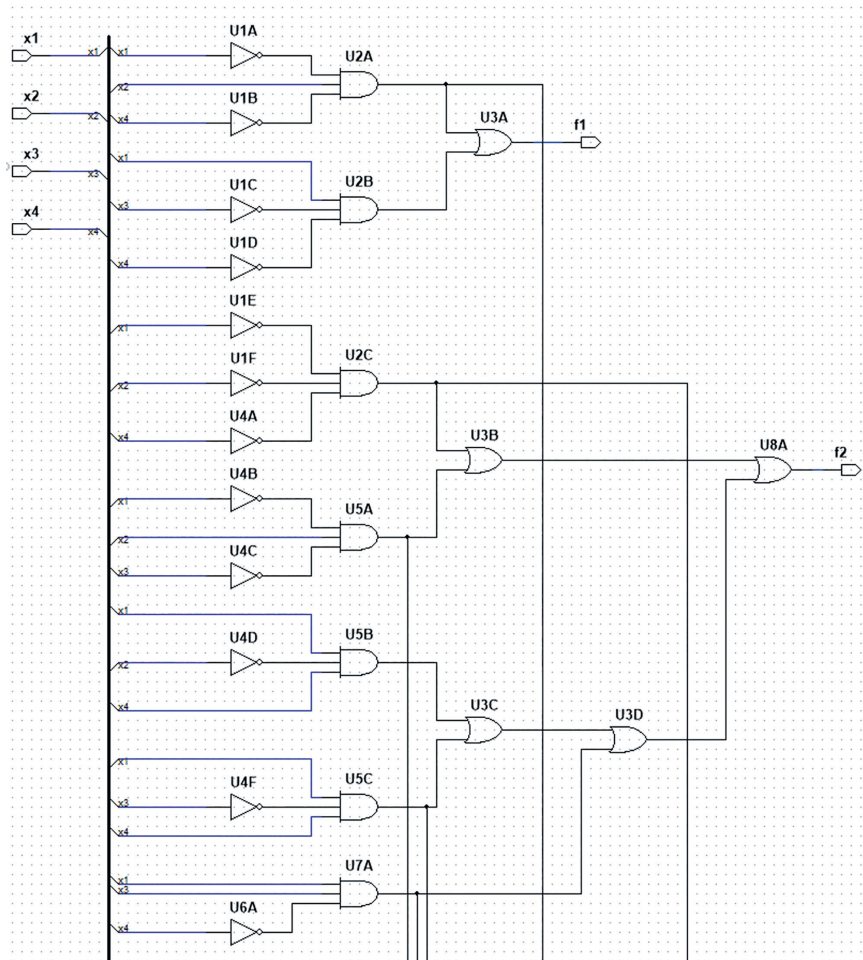


Рис. 4

Блок HB3 представляет собой блок $\Delta(X)$, предназначенный для вычисления функций логической коррекции сигналов. Данный блок синтезирован по табл. 6 и реализует функции $\delta_1, \dots, \delta_6$.

Выходы блоков HB2 и HB3 подключены ко входам блока логической коррекции сигналов HB4, синтезированного на шести двухвходовых элементах XOR . Выходы блока HB4 являются наблюдаемыми выходами в СВК.

Для работы представленной на рис. 3 структуры требуется импульсное изменение сигналов на входах, что реализуется с использованием генератора кодовых слов XWG1, входной цепи HB1 и с генератора прямоугольных импульсов со скважностью $S = 2$ (блок U2). Генератор XWG1 настроен таким образом, чтобы поочередно формировались все возможные двоичные комбинации длиной 4. Устройство HB1 синтезировано на четырех двухвходовых элементах XOR , на первые входы которых подаются входные переменные, а на вторые — сигнал с генератора прямоугольных импульсов. Такой подход как раз и обеспечивает импульсный характер работы всей структуры.

Выходы блока логической коррекции сигналов подключены ко входам $WT(4, 2, 4)$ -TSC (блок HB21) и $6SQDC1$ (блок HB16). Структуры данных устройств показаны на рис. 5 (а — $WT(4, 2, 4)$ -TSC; б — $6SQDC1$).

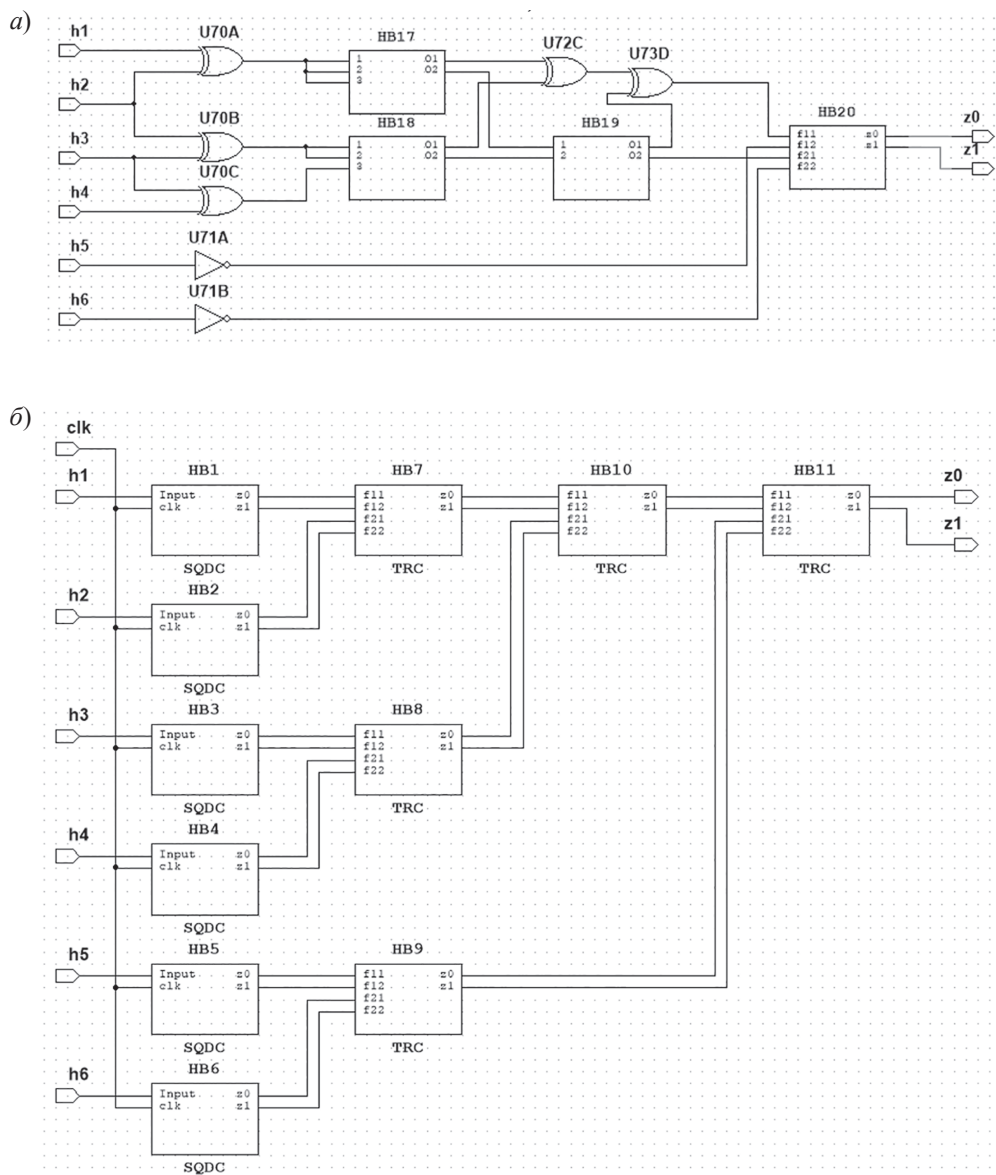


Рис. 5

Выходы блоков HB21 и HB16 объединены на входах одного модуля сжатия парафазных сигналов HB22. Ко входу генератора U2, выходам входной цепи, выходам блоков 6SQDC1, WT(4, 2, 4)-TSC и блока TRC подключен логический анализатор XLA1. Ко входу генератора U2, выходам входной цепи и выходам объекта диагностирования подключен логический анализатор XLA2. На них формируются временные диаграммы работы спроектированного самопроверяемого устройства.

Для демонстрации работы контрольной части синтезированной схемы в объект диагностирования была внесена неисправность вида „константа 1“ на выходе элемента U6A, что привело к искажению нескольких выходных сигналов при подаче на входы различных кодовых слов. Временная диаграмма работы контрольной части СВК при внесении рассматриваемой неисправности приведена на рис. 6. Как видно, на выходах тестеров и модуля TRC появляются синфазные сигналы, что говорит о том, что неисправность была обнаружена.

Из анализа диаграммы, приведенной на рис. 6, следует, что на части входных комбинаций при контроле только по WT(4, 2, 4)-коду или только по признаку самоквазидвойственности функций возникают необнаруживаемые ошибки (пропуск или маскировка ошибки). Однако контроль этих двух диагностических признаков существенно повышает показатель наблюдаемости.

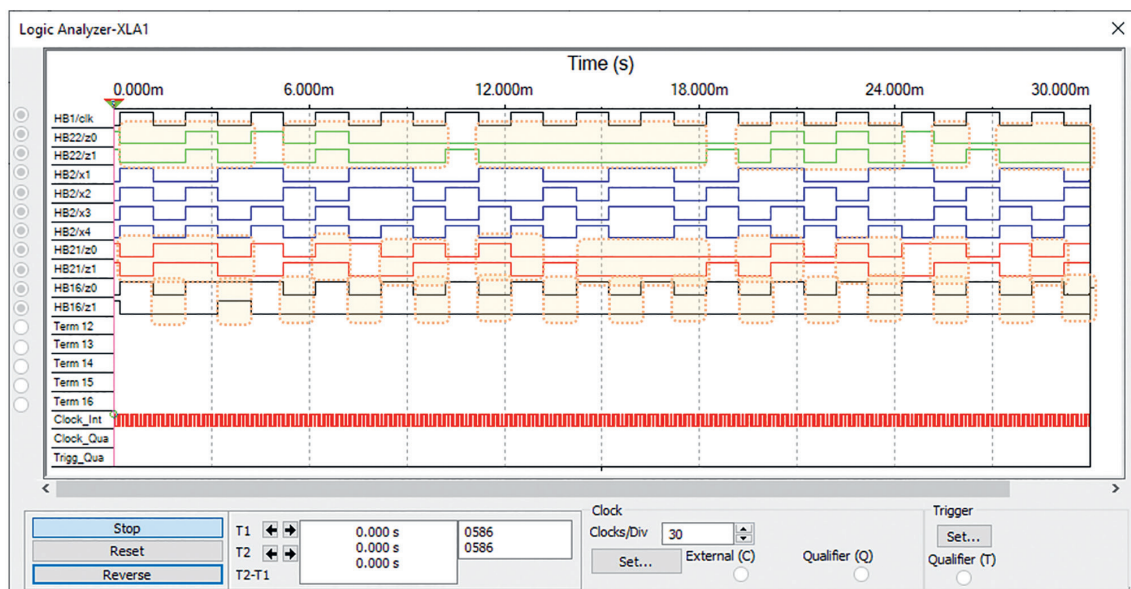


Рис. 6

При сравнении диаграмм с анализатора XLA2 с неисправностью и без таковой (они в статье не приведены) можно заметить, что в моментах, где оба тестера выдают парафазный сигнал, на выходах объекта диагностирования присутствует ошибка. Однако на выходе генератора U2 в это время присутствует сигнал логической единицы. Другими словами, в это время тестер 6SQDC1 формирует парафазный сигнал на время переключения входной комбинации, а на входы объекта диагностирования подаются инверсные входные комбинации. В следующем такте, когда на входы объекта диагностирования подаются неинверсные комбинации, данные ошибки обнаруживаются устройством 6SQDC1.

Заключение. Использование контроля вычислений по двум рассмотренным диагностическим признакам позволяет синтезировать самопроверяемые цифровые устройства с улучшенными показателями наблюдаемости ошибок. Более того, удастся решать наиболее сложную задачу при построении СВК — обеспечения тестируемости всех ее компонентов, что, как показано, например, в [26], не всегда удастся сделать при организации контроля вычислений стандартным способом дублирования.

Несомненным преимуществом представленного подхода к организации СВК является гибкость в возможностях доопределения функций ЛКС, что, в свою очередь, позволяет выбирать

структуру блока дополнения с наименьшими показателями сложности технической реализации, а также позволяет обеспечивать тестируемость всех блоков самопроверяемого устройства. Более того, представленный алгоритм доопределения значений функций логической коррекции легко автоматизируется, что не требует построения доопределения значений функций с анализом формируемых тестовых комбинаций, как это сделано в [24, 25]. В качестве недостатка можно выделить необходимость пересмотра результатов доопределения значений функций логической коррекции сигналов, если не удастся обеспечить тестируемость элементов *XOR* в блоке логической коррекции.

Отметим также, что при синтезе СВК можно обеспечить логическую коррекцию сигналов таким образом, чтобы информационные символы $WT(m, k, M)$ -кода описывались самодвойственными булевыми функциями, и для контроля данного признака использовать тестеры самодвойственных сигналов [14]. Для этого требуется после выбора информационных векторов (см. пример в табл. 3) изменить способ доопределения функций, формируемых на выходах объекта диагностирования, и на инверсных входных комбинациях зафиксировать инверсные информационные векторы.

Рассмотренный способ построения СВК представляется перспективным для обеспечения самопроверяемости цифровых устройств при их синтезе на современной программируемой элементной базе.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Согомонян Е. С., Слабаков Е. В. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989. 208 с.
2. Nicolaidis M., Zorian Y. On-Line Testing for VLSI — A Compendium of Approaches // Journal of Electronic Testing: Theory and Application. 1998. Vol. 12, is. 1-2. P. 7–20. DOI: 10.1023/A:1008244815697.
3. Reynolds D. A., Meize G. Fault Detection Capabilities of Alternating Logic // IEEE Transactions on Computers. 1978. Vol. C-27, is. 12. P. 1093–1098. DOI: 10.1109/TC.1978.1675011.
4. Аксёнова Г. П. Восстановление в дублированных устройствах методом инвертирования данных // Автоматика и телемеханика. 1987. № 10. С. 144–153.
5. Lala P. K. Self-Checking and Fault-Tolerant Digital Design. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2001. 216 p.
6. Efanov D. V. The Equal-Length Redundant Code Development for the Self-Checking Combinational Devices Synthesis Based on Data on Their Structures // Electronic Modeling. 2022. Vol. 44, is. 1. P. 43–52. DOI: 10.15407/emodel.44.01.043.
7. Гессель М., Морозов А. В., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Логическое дополнение — новый метод контроля комбинационных схем // Автоматика и телемеханика. 2003. № 1. С. 167–176.
8. Гессель М., Мошанин В. И., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Обнаружение неисправностей в самопроверяемых комбинационных схемах с использованием свойств самодвойственных функций // Автоматика и телемеханика. 1997. № 12. С. 193–200.
9. Gössel M., Ocheretny V., Sogomonyan E., Marienfeld D. New Methods of Concurrent Checking: Edition 1. Dordrecht: Springer Science+Business Media B.V., 2008. 184 p.
10. Sapozhnikov V. I., Dmitriev A., Goessel M., Sapozhnikov V. V. Self-Dual Parity Checking — a New Method for on Line Testing // Proc. 14th IEEE VLSI Test Symp. Princeton, 1996. P. 162–168.
11. Гессель М., Дмитриев А. В., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Самотестируемая структура для функционального обнаружения отказов в комбинационных схемах // Автоматика и телемеханика. 1999. № 11. С. 162–174.
12. Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov V. I., Osadchy G., Pivovarov D. Self-Dual Complement Method up to Constant-Weight Codes for Arrangement of Combinational Logical Circuits Concurrent Error-Detection Systems // Proc. 17th IEEE East-West Design & Test Symp. (EWDTS'2019). Batumi, Georgia, 13–16 September 2019. P. 136–143. DOI: 10.1109/EWDTS.2019.8884398.
13. Efanov D. V., Pivovarov D. V. The Hybrid Structure of a Self-Dual Built-In Control Circuit for Combinational Devices with Pre-Compression of Signals and Checking of Calculations by Two Diagnostic Parameters // Proc. 19th IEEE East-West Design & Test Symp. (EWDTS'2021). Batumi, Georgia, 10–13 September 2021. P. 200–206. DOI: 10.1109/EWDTS52692.2021.9581019.

14. Ефанов Д. В., Погодина Т. С. Исследование свойств самодвойственных комбинационных устройств с контролем вычислений на основе кодов Хэмминга // Информатика и автоматизация. 2023. Т. 22, № 2. С. 349–392. DOI: 10.15622/ia.22.2.5.
15. Ефанов Д. В., Погодина Т. С. Самодвойственные цифровые устройства с контролем вычислений по кодам Сяо // Вестник Томского государственного университета. Управление, вычислительная техника и информатика. 2023. № 63. С. 118–136. DOI: 10.17223/19988605/63/14.
16. Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В. Коды с суммированием для систем технического диагностирования. Т. 1. Классические коды Бергера и их модификации. М.: Наука, 2020. 383 с.
17. Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В. Коды с суммированием для систем технического диагностирования. Т. 2. Взвешенные коды с суммированием. М.: Наука, 2021. 455 с.
18. Шалыто А. А. Логическое управление. Методы аппаратной и программной реализации. СПб: Наука, 2000. 780 с.
19. Saposhnikov V., Saposhnikov V.I. New Code for Fault Detection in Logic Circuits // Proc. 4th Intern. Conf. on Unconventional Electromechanical and Electrical Systems. St. Petersburg, 21–24 June 1999. P. 693–696.
20. Мехов В. Б., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Контроль комбинационных схем на основе модифицированных кодов с суммированием // Автоматика и телемеханика. 2008. № 8. С. 153–165.
21. Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В., Котенко А. Г. Модульные коды с суммированием взвешенных переходов с последовательностью весовых коэффициентов, образующей натуральный ряд чисел // Труды СПИИРАН. 2017. № 1. С. 137–164. DOI: 10.15622/SP.50.6.
22. Nikolos D. Self-Testing Embedded Two-Rail Checkers // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications. 1998. Vol. 12, is. 1–2. P. 69–79. DOI: 10.1023/A:1008281822966.
23. Аксенова Г. П. Необходимые и достаточные условия построения полностью проверяемых схем свертки по модулю 2 // Автоматика и телемеханика. 1979. № 9. С. 126–135.
24. Сапожников В. В., Сапожников Вл. В., Ефанов Д. В. Метод функционального контроля комбинационных логических устройств на основе кода „2 из 4“ // Изв. вузов. Приборостроение. 2016. Т. 59, № 7. С. 524–533. DOI: 10.17586/0021-3454-2016-59-7-524-533.
25. Ефанов Д. В. Синтез самопроверяемых комбинационных устройств на основе метода логической коррекции сигналов с применением кодов Боуза–Лина // Информационные технологии. 2023. Т. 29, № 10. С. 503–511. DOI: 10.17587/it.29.503-511.
26. Гессель М., Морозов А. В., Сапожников В. В., Сапожников Вл. В. Контроль комбинационных схем методом логического дополнения // Автоматика и телемеханика. 2005. № 8. С. 161–172.

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

Дмитрий Викторович Ефанов — д-р техн. наук, профессор; Российский университет транспорта, кафедра „Автоматика, телемеханика и связь на железнодорожном транспорте“; профессор; Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого, Высшая школа транспорта Института машиностроения, материалов и транспорта; профессор; E-mail: TrES-4b@yandex.ru

Дмитрий Вячеславович Пивоваров — канд. техн. наук; Петербургский государственный университет путей сообщения Императора Александра I, кафедра „Автоматика и телемеханика на железных дорогах“; доцент; E-mail: pivovarov.d.v.spb@gmail.com

Поступила в редакцию 13.05.24; одобрена после рецензирования 13.07.24; принята к публикации 25.12.24.

REFERENCES

1. Sogomonyan E.S., Slabakov E.V. *Samoproveryaemye ustroystva i otkazoustoychivye sistemy* (The Self-Checked Devices and Failure-Safe Systems), Moscow, 1989, 208 p. (in Russ.)
2. Nicolaidis M., Zorian Y. *Journal of Electronic Testing: Theory and Application*, 1998, no. 1-2(12), pp. 7–20, DOI: 10.1023/A:1008244815697.
3. Reynolds D.A., Meize G. *Transactions on Computers*, 1978, no. 12(C-27), pp. 1093–1098, DOI: 10.1109/TC.1978.1675011.
4. Aksyonova G.P. *Automation and Remote Control*, 1987, no. 10, pp. 144–153. (in Russ.)
5. Lala P.K. *Self-Checking and Fault-Tolerant Digital Design*, San Francisco, Morgan Kaufmann Publishers, 2001, 216 p.
6. Efanov D.V. *Electronic Modeling*, 2022, no. 1(44), pp. 43–52, DOI: 10.15407/emodel.44.01.043.

7. Gessel M., Morozov A.V., Sapozhnikov V.V., & Sapozhnikov VI.V. *Automation and Remote Control*, 2003, no. 1(64), pp. 153–161, DOI: <https://doi.org/10.1023/A:1021884727370>.
8. Goessel M., Moshanin V., Saposhnikov V.V., Saposhnikov VI.V. *Automation and Remote Control*, 1997, no. 12, pp. 193–200. (in Russ.)
9. Göessel M., Ocheretny V., Sogomonyan E., Marienfeld D. *New Methods of Concurrent Checking: Edition 1*, Dordrecht, Springer Science+Business Media B.V., 2008, 184 p.
10. Saposhnikov VI.V., Dmitriev A., Goessel M., Saposhnikov V.V. *Proceedings of 14th IEEE VLSI Test Symposium, USA*, Princeton, 1996, pp. 162–168.
11. Gessel M., Dmitriev A.V., Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov VI.V. *Automation and Remote Control*, 1999, no. 11(60), pp. 1653–1663.
12. Efanov D., Sapozhnikov V., Sapozhnikov VI., Osadchy G., Pivovarov D. *Proceedings of 17th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2019)*, Batumi, Georgia, September 13–16, 2019, pp. 136–143, DOI: 10.1109/EWDTS.2019.8884398.
13. Efanov D.V., Pivovarov D.V. *Proceedings of 19th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2021)*, Batumi, Georgia, September 10–13, 2021, pp. 200–206, DOI: 10.1109/EWDTS52692.2021.9581019.
14. Efanov D.V., Pogodina T.S. *Informatics and Automation*, 2023, no. 2(22), pp. 349–392, DOI: 10.15622/ia.22.2.5. (in Russ.)
15. Efanov D.V., Pogodina T.S. *Vestnik Tomskogo Gosudarstvennogo Universiteta — Upravlenie, Vychislitel'naya Tekhnika i Informatika*, 2023, no. 63, pp. 118–136, DOI: 10.17223/19988605/63/14. (in Russ.)
16. Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov VI.V., Efanov D.V. *Kody s summirovaniyem dlya sistem tekhnicheskogo diagnostirovaniya. T. 1. Klassicheskiye kody Bergera i ikh modifikatsii* (Summed Codes for Technical Diagnostic Systems. Vol. 1. Classical Berger Codes and Their Modifications), Moscow, 2020, 383 p. (in Russ.)
17. Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov VI.V., Efanov D.V. *Kody s summirovaniyem dlya sistem tekhnicheskogo diagnostirovaniya. T. 2. Vzveshennyye kody s summirovaniyem* (Summed Codes for Technical Diagnostic Systems. Vol. 2. Weighted Codes with Summation), Moscow, 2021, 455 p. (in Russ.)
18. Shalyto A.A. *Logicheskoye upravleniye. Metody apparatnoy i programnoy realizatsii* (Logical Control. Hardware and Software Implementation Methods), St. Petersburg, 2000, 780 p. (in Russ.)
19. Saposhnikov V., Saposhnikov VI. *Proceedings of 4th International Conference on Unconventional Electromechanical and Electrical Systems*, St. Petersburg, Russia, June 21–24, 1999, pp. 693–696.
20. Mekhov V. B., Sapozhnikov V.V., & Sapozhnikov VI.V. *Automation and Remote Control*, 2008, no. 8(69), pp. 1411–1422, DOI: <https://doi.org/10.1134/S0005117908080134>
21. Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov V.V., Efanov D.V., Kotenko A.G. *SPIIRAS Proceedings*, 2017, no. 1, pp. 137–164, DOI: 10.15622/SP.50.6. (in Russ.)
22. Nikolos D. *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, 1998, no. 1-2(12), pp. 69–79, DOI: 10.1023/A:1008281822966.
23. Aksyonova G.P. *Automation and Remote Control*, 1979, no. 9, pp. 126–135. (in Russ.)
24. Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov VI.V., Efanov D.V. *Journal of Instrument Engineering*, 2016, no. 7(59), pp. 524–533, DOI: 10.17586/0021-3454-2016-59-7-524-533. (in Russ.)
25. Efanov D.V. *Information Technologies*, 2023, no. 10(29), pp. 503–511, DOI: 10.17587/it.29.503-511. (in Russ.)
26. Goessel M., Morozov A.V., Sapozhnikov V.V., & Sapozhnikov VI.V. *Automation and Remote Control*, 2005, no. 8(66), pp. 1336–1346, DOI: <https://doi.org/10.1007/s10513-005-0174-2>.

DATA ON AUTHORS

- Dmitry V. Efanov** — Dr. Sci., Professor; Russian University of Transport, Department of Automation, Remote Control, and Communications on Railway Transport; Professor; Peter the Great St. Petersburg Polytechnic University, Institute of Machinery, Materials, and Transport, Higher School of Transport; Professor; E-mail: TrES-4b@yandex.ru
- Dmitry V. Pivovarov** — PhD; Emperor Alexander I St. Petersburg State Transport University, Department of Automation and Telemechanics on Railways; E-mail: pivovarov.d.v.spb@gmail.com

Received 13.05.24; approved after reviewing 13.07.24; accepted for publication 25.12.24.