

Робастное, адаптивное и сетевое управление

© 2026 г. Д.В. ЕФАНОВ, д-р техн. наук (TrES-4b@yandex.ru)
(Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого;
Институт проблем транспорта им. Н.С. Соломенко РАН, Санкт-Петербург),
Е.И. ЕЛИНА (eseniya-elina@mail.ru)
(Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого)

СИНТЕЗ САМОПРОВЕРЯЕМЫХ ДИСКРЕТНЫХ УСТРОЙСТВ НА ОСНОВЕ ЛОГИЧЕСКОЙ КОРРЕКЦИИ СИГНАЛОВ С ПРИМЕНЕНИЕМ ВЗВЕШЕННЫХ КОДОВ С СУММИРОВАНИЕМ В КОЛЬЦЕ ВЫЧЕТОВ ПО ЗАДАННОМУ МОДУЛЮ

Предложено использовать при синтезе схем встроенного контроля для дискретных устройств автоматики и вычислительной техники логическую коррекцию сигналов с применением взвешенных кодов с суммированием. При этом в схеме встроенного контроля корректируются сигналы со всех выходов объекта диагностирования и используется собственное подмножество кодовых слов заранее выбираемого взвешенного кода с суммированием. Сформирован алгоритм выбора кодовых слов, используемых при синтезе схемы встроенного контроля на основе логической коррекции сигналов, позволяющий выбирать наилучший способ для покрытия ошибок на выходах объекта диагностирования, а также обеспечивать самопроверяемость схемы встроенного контроля. Показаны особенности организации схем встроенного контроля на основе разработанного метода.

Ключевые слова: схема встроенного контроля, логическая коррекция сигналов, взвешенный код с суммированием, самопроверяемое устройство, контроль вычислений на выходах устройств.

DOI: 10.7868/S2413977726050065

1. Введение

Многие блоки и узлы систем автоматики и вычислительной техники должны обладать свойством самопроверяемости, что позволяет своевременно обнаруживать возникновение неисправностей в их структурах и парировать их проявления [1]. Особенно важно это в системах критического применения, где ценой ошибки может быть авария или катастрофа.

При синтезе самопроверяемых дискретных устройств широко применяют методы теории информации, кодирования, а также теории булевых функций [2–6]. Учет свойств помехозащищенных и помехоустойчивых кодов позволяет синтезировать устройства с заданными характеристиками надежности и возможностями обнаружения возникающих в них неисправностей по про-

явлениям в виде искажений сигналов в специально выведенных контрольных точках, либо на рабочих выходах [7, 8].

Представленная статья посвящена развитию теории синтеза самопроверяемых дискретных устройств за счет реализации внешних средств технического диагностирования в виде схем встроеного контроля (СВК) с применением свойств двоичных избыточных кодов, ориентированных исключительно на обнаружение, а не исправление, ошибок. В качестве таких кодов рассматривается широкий класс взвешенных кодов с суммированием в кольце вычетов по заданному модулю [9]. Исследования авторов показали, что данные коды могут эффективно применяться при синтезе СВК на основе логической коррекции сигналов (ЛКС), использование которой для построения самопроверяемых дискретных устройств предложено в [10, 11]. ЛКС подразумевает организацию СВК таким образом, чтобы в ней при подаче на входы каждого из наборов значений аргументов происходило преобразование сигналов от объекта диагностирования в сигналы, воспринимаемые в СВК как кодовые слова заранее выбранного кода (в отличие от традиционного подхода, где сигналы от объекта диагностирования дополняются контрольными сигналами без какого бы то ни было преобразования [12, 13]). Свойства взвешенных кодов с суммированием позволяют синтезировать самопроверяемые устройства на основе ЛКС, при этом дают возможность выбора вариантов реализации с наилучшими показателями структурной избыточности и контролепригодности элементов СВК.

2. Постановка задачи

Существующие методы синтеза СВК основаны на использовании свойств обнаружения ошибок равномерными блоковыми кодами и диагностических свойств булевых функций. При синтезе СВК используются общие свойства обнаружения ошибок равномерными блоковыми кодами и булевых функций. Фактически СВК «наследует» обнаруживающие свойства выбираемого на этапе ее проектирования избыточного кода (или того или иного класса булевых функций). В СВК становится невозможным учет индивидуальных особенностей структур объектов диагностирования (конфигурации элементов и связей их между собой, с входами и выходами устройства, что влияет на кратности и виды допустимых на их выходах ошибок, вызываемых неисправностями во внутренней структуре). Поэтому возникает два подхода к дальнейшему развитию методов синтеза СВК. Первый состоит в формировании нового избыточного кода, который строится с учетом структуры объекта диагностирования и заданной модели неисправностей. Такая задача решалась в [14]. Второй подход заключается в использовании собственного подмножества множества кодовых слов некоторого равномерного блокового кода, чтобы ориентировать выбираемые кодовые слова на покрытие ошибок на выходах объекта диагностирования с определенными свойствами. Исследования показывают, что это как раз возможно при использовании ЛКС. Поставим следующую задачу.

Дан объект диагностирования $F(X)$ комбинационного типа, вычисляющий значения булевых функций $f_1(X), f_2(X), \dots, f_n(X)$ при подаче на входы наборов значений аргументов $\langle x_t x_{t-1} \dots x_2 x_1 \rangle = \langle X \rangle$. Требуется решить задачу построения самопроверяемого дискретного устройства с использованием ЛКС и широкого класса взвешенных кодов с суммированием (он охватывает хорошо известные в теории синтеза самопроверяемых дискретных устройств коды) при использовании собственного подмножества множества его кодовых слов. При этом необходимо разработать метод выделения собственного подмножества кодовых слов взвешенного кода с суммированием, кодовые слова которого обладают особыми диагностическими свойствами (например, возможностями обнаружения ошибок с заданными кратностями или возможностью реализации в СВК булевых функций из особых классов), метод модификации кодера взвешенного кода с суммированием для работы с собственным подмножеством множества его кодовых слов, а также алгоритм синтеза СВК на основе ЛКС и собственного подмножества кодовых слов взвешенного кода с суммированием.

Здесь следует отметить, что в частном случае в качестве объекта диагностирования может выступать подсхема устройства $F(X)$, выходы которой обладают определенными свойствами распространения ошибок при неисправностях его внутренней структуры, являясь контролепригодными для выбранного способа организации СВК с применением собственного подмножества кодовых слов взвешенного кода с суммированием.

3. Структура организации схемы встроенного контроля

В СВК, организуемой на основе ЛКС, сигналы, поступающие от объекта диагностирования $F(X)$, преобразуются блоком коррекции сигналов (БКС) таким образом, чтобы получалось кодовое слово заданного кода (рис. 1). Для коррекции используются двухвходовые элементы сложения по модулю $M = 2$ (элементы XOR), обладающие свойством равномерности формирования 0 и 1 при подаче на входы полного множества наборов значений аргументов и тем, что с их помощью можно скорректировать любой сигнал в 0 и 1. На первые входы элементов преобразования поступают сигналы $f_1(X), \dots, f_n(X)$ от объекта диагностирования $F(X)$, а на вторые – сигналы от блока $G(X)$ вычисления значений функций коррекции $g_1(X), \dots, g_n(X)$, определяемые заранее на каждом наборе $\langle X \rangle$. Преобразование осуществляется по формуле

$$(1) \quad h_i(X) = f_i(X) \oplus g_i(X), \quad i = \overline{1, n}.$$

Изначально, на этапе проектирования СВК, подразумевается, что значения функций $g_1(X), \dots, g_n(X)$ не установлены. Основной задачей как раз является получение их значений на каждом наборе значений аргументов. Для организации контроля вычислений важным является вид функций, вычисляемых на выходах БКС (функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$). Из (1) ясно, что при известных значениях функций $f_1(X), \dots, f_n(X)$, значения

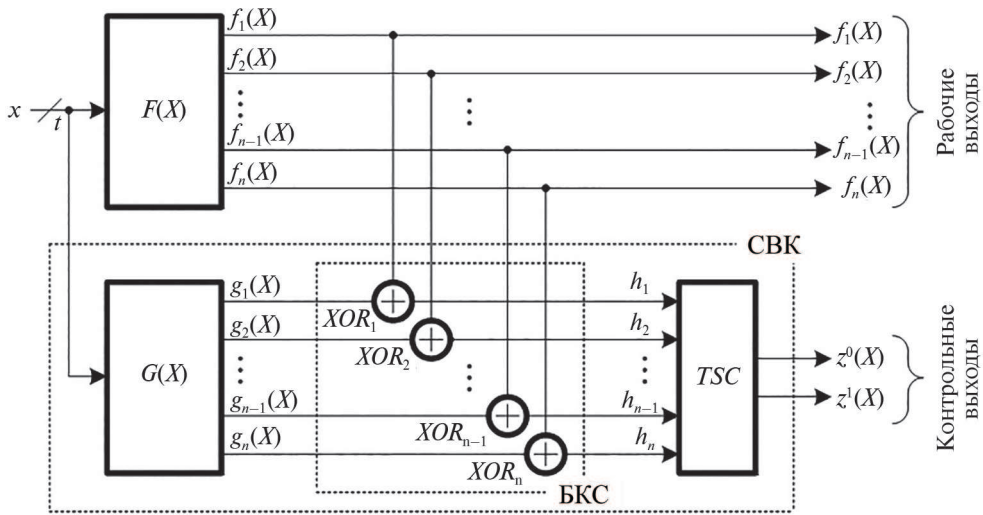


Рис. 1. Структурная схема организации СВК на основе ЛКС.

функций $g_1(X), \dots, g_n(X)$ однозначно определяются значениями функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$:

$$(2) \quad g_i(X) = f_i(X) \oplus h_i(X), \quad i = \overline{1, n}.$$

Методы определения значений функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$ зависят от выбранного для контроля двоичного избыточного кода и делятся на две категории: эвристические (дополнение на каждом наборе значений аргументов при последовательном их рассмотрении с учетом ограничений, накладываемых на данную процедуру из-за требований обеспечения формирования тестовых комбинаций для элементов БКС и тестера [15]) и функциональные (изначальное установление зависимости между значениями функций $g_1(X), \dots, g_n(X)$ и $f_1(X), \dots, f_n(X)$ до этапа проектирования СВК [16]). На выходах БКС, таким образом, при подаче на входы устройства каждого из наборов значений аргументов $\langle x_t x_{t-1} \dots x_2 x_1 \rangle$ формируется кодовое слово, принадлежащее выбранному коду, что в СВК проверяется тестером *TSC* (totally self-checking checker) [17]. Самопроверяемый тестер как «последний сторож» имеет два выхода – $z^0(X)$ и $z^1(X)$. При отсутствии ошибок на входах и внутренних неисправностях тестер формирует парафазный сигнал $\langle 01 \rangle$ или $\langle 10 \rangle$. Нарушение парафазности свидетельствует о присутствии ошибок в вычислениях и, косвенно, о наличии неисправностей в объекте диагностирования или самой СВК.

Разница между подходами к синтезу СВК состоит как раз в том, что традиционный подход не подразумевает коррекции, а связан с дополнением сигналов, формируемых на выходах блока $F(X)$, контрольными, вычисляемыми дополнительным блоком в СВК. Поэтому при традиционном подходе широко применяются методы, позволяющие учитывать особые свой-

ства распространения сигналов на выходы устройства при неисправностях, например монотонности возникающих ошибок [18–20] или монотонности и их асимметричности (неравенства числа искажаемых нулевых и единичных значений) [21, 22]. При использовании же структурной схемы, приведенной на рис. 1, учесть напрямую вид возникающей на выходе объекта диагностирования ошибки нельзя, поэтому здесь эффективными могут оказаться методы контроля, основанные на выделении подмножеств независимых [23] и r -независимых выходов – таких выходов, на которых допустимо возникновение ошибок с кратностями $d < r$ [24].

При использовании традиционного подхода к синтезу СВК для выбранного помехозащищенного кода существует только один вариант формирования функций, вычисляемых контрольными устройствами (другими словами, нельзя построить разнообразные СВК, за исключением использования различных методов реализации дополнительного блока вычисления значений контрольных функций и тестера). При использовании ЛКС для выбранного помехозащищенного кода существует большое количество способов построения СВК, определяемых только тем, в какое кодовое слово будет преобразовано конкретное кодовое слово $\langle f_n(X)f_{n-1}(X)\dots f_2(X)f_1(X) \rangle = \langle F \rangle$ на каждом наборе значений аргументов $\langle x_t x_{t-1} \dots x_2 x_1 \rangle$. Большое число способов построения СВК позволяет на практике путем выбора того или иного варианта ее реализации обеспечивать свойство самопроверяемости. К примеру, в [11] показано, что ЛКС дает возможность построения самопроверяемых устройств в ряде случаев, когда этого свойства невозможно добиться применением традиционных подходов, связанных с использованием метода дублирования и контроля вычислений по паритету.

Особенностью применения ЛКС является то, что на процедуру синтеза накладываются следующие ограничения:

— для полной проверки TSC необходимо, чтобы при подаче на входы наборов значений аргументов формировались все кодовые слова заданного кода, входящие во множество комбинаций, образующих проверяющий тест (это не всегда полное множество кодовых слов рассматриваемого кода, что определяется способом построения TSC [17]);

— для полной проверки БКС на входы каждого из элементов преобразования должны поступать проверяющие тесты при подаче на входы наборов значений аргументов;

— устройства $F(X)$ и $G(X)$ должны быть проверяемыми (самотестируемыми), что требует для каждой из рассматриваемых неисправностей проявления в виде искажения значений их выходов хотя бы на одном наборе значений аргументов [25].

Проверяющий тест определяется исходя из структур используемых в СВК устройств. В БКС используются элементы XOR , при канонической реализации которых для полной проверки требуется использование всех четырех комбинаций $\{00, 01, 10, 11\}$ [26]. Для неканонической реализации XOR

может использоваться меньшее число тестовых комбинаций (может использоваться одно из множеств комбинаций: $\{00, 01, 11\}$, $\{00, 01, 10\}$, $\{00, 10, 11\}$, $\{01, 10, 11\}$ [27]). Множество комбинаций, необходимых для проверки тестера в СВК, зависит от его реализации. Например, для разделимых кодов при реализации в виде кодера и компаратора потребуется формирование полного множества контрольных векторов при подаче на входы заданных наборов значений аргументов.

Использование ЛКС при синтезе СВК подразумевает организацию контроля вычислений функций, реализуемых на выходах БКС, по какому-либо заранее определенному диагностическому признаку. Например, в [28] при использовании ЛКС предложено контролировать самодвойственность вычисляемых функций, а в [10, 11] – принадлежность формируемых кодовых слов заранее выбранным равновесным кодам. В [29] предложено сочетать оба этих диагностических признака.

При синтезе СВК на основе ЛКС не обязательно использовать коррекцию всех сигналов от объекта диагностирования. В ряде случаев достаточно преобразовать только часть из них. Например, при использовании равновесного кода «2 из 4» выходы объекта диагностирования разбиваются на четверки, а в БКС преобразуются только два из сигналов в каждой такой группе контроля [30]. Однако преобразование всех сигналов от объекта диагностирования позволяет проектировщику самопроверяемого устройства иметь большую гибкость при его построении, в том числе выбирать наилучший способ реализации. Покажем это далее на примере использования взвешенных кодов с суммированием при синтезе СВК на основе ЛКС.

4. Взвешенный код с суммированием в кольце вычетов по заданному модулю

Взвешенные коды с суммированием представляют собой большой класс равномерных блоковых кодов, который можно эффективно применять при синтезе самопроверяемых, контролепригодных и отказоустойчивых устройств автоматики и вычислительной техники [8]. Существует большое число способов их построения при задаваемых ограничениях на избыточность. Кодовые слова взвешенных кодов с суммированием получают по следующему алгоритму.

Алгоритм 1 (правила формирования кодовых слов взвешенных кодов с суммированием).

1. Выбирается и фиксируется число m информационных символов кода. Они упорядочиваются и объединяются в информационный вектор $\langle f_m(X)f_{m-1}(X)\dots f_2(X)f_1(X) \rangle$, где $f_i(X) \in \{0, 1\}$, $i = \overline{1, m}$.
2. Фиксируется массив весовых коэффициентов $[w_m, w_{m-1}, \dots, w_2, w_1]$, приписываемый разрядам информационного вектора, где $w_i \in \mathbb{N}$, $i = \overline{1, m}$.
3. Устанавливается модуль $M \in \mathbb{N}$, $M \geq 2$.

4. Для каждого информационного вектора определяется наименьший неотрицательный вычет суммы весовых коэффициентов значащих разрядов:

$$(3) \quad W_M = W(\text{mod}M) = \left(\sum_{i=1}^m w_i f_i(X) \right) (\text{mod}M).$$

5. Полученное число представляется в двоичном виде и записывается в $k = \lceil \log_2 M \rceil$ разрядах контрольного вектора.
6. Контрольный вектор присоединяется путем конкатенации к информационному вектору и записывается в младших разрядах кодовых слов.

Далее будем обозначать взвешенные коды с суммированием как $WS(m, k, M)$ -коды, отдельно указывая массив весовых коэффициентов $[w_m, w_{m-1}, \dots, w_2, w_1]$, приписываемый разрядам информационного вектора¹.

Несмотря на то, что при построении взвешенного кода с суммированием может быть использован произвольный модуль, особыми свойствами обладают коды, строящиеся с использованием модулей $M \in \{2^1, 2^2, \dots, 2^{\lceil \log_2(\sum_{i=1}^m w_i + 1) \rceil}\}$. Для получаемых при использовании таких модулей кодов при рассмотрении полного множества информационных векторов формируются хотя бы по разу все возможные контрольные векторы с k разрядами (мощность их множества равна 2^k), что позволяет легко обеспечивать самопроверяемость тестеров данных кодов.

Более того, для определенных значений весовых коэффициентов $[w_m, w_{m-1}, \dots, w_2, w_1]$ и используемых модулей $M \in \{2^1, 2^2, \dots, 2^{\lceil \log_2(\sum_{i=1}^m w_i + 1) \rceil}\}$ удается достигать важного с точки зрения применения $WS(m, k, M)$ -кодов при синтезе СВК свойства – равномерности распределения полного множества информационных векторов (его мощность равна 2^m) между всеми контрольными векторами с k разрядами из полного их множества. Такое свойство позволяет проще обеспечивать самопроверяемость СВК.

При синтезе СВК могут использоваться $WS(m, k, M)$ -коды с различными параметрами. Выбор параметров кода определяется особенностями самого объекта диагностирования. Если обнаруживающие характеристики кода позволяют покрыть полное множество допустимых на выходах объекта диагностирования ошибок, то может быть выбран код с числом разрядов в кодовых словах, равным $n = m + k$. Если полного покрытия ошибок достичь не удастся, можно использовать отдельные коды для контроля подмножеств выходов. Использование такого способа организации контроля вычислений в СВК имеет преимущества перед контролем полного множества выходов еще и в том, что гораздо проще обеспечивается самопроверяемость отдельных

¹ Более точно можно назвать рассматриваемые коды как коды с суммированием весовых коэффициентов разрядов информационных векторов в кольце вычетов по заданному модулю.

контрольных устройств, а сами тестеры кодов будут иметь более простые структуры.

Опишем далее метод синтеза СВК на основе ЛКС с использованием $WS(m, k, M)$ -кодов, который основан на коррекции всех сигналов от объекта диагностирования, но позволяет использовать не все кодовые слова, а только собственное подмножество кодовых слов данного кода. Такой метод синтеза СВК позволяет зафиксировать кратности идентифицируемых ошибок на выходах объекта диагностирования, а также влиять на показатели структурной избыточности и контролепригодности самой СВК.

5. Выделение собственного подмножества кодовых слов взвешенного кода с суммированием для синтеза СВК

Для выделения собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, используемого в качестве основы СВК, следует учесть, что как минимум по одному разу должны сформироваться все 2^k контрольных вектора. В противном случае невозможно будет обеспечить полную проверку тестера $WS(m, k, M)$ -кода. С учетом этого можно предложить следующий способ выделения собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода для использования их при синтезе СВК.

Алгоритм 2 (обобщенный алгоритм выбора собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода).

1. Фиксируются параметры $WS(m, k, M)$ -кода, а также массив весовых коэффициентов $[w_m, w_{m-1}, \dots, w_2, w_1]$, приписываемый разрядам информационного вектора.
2. Генерируется полное множество кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода мощностью 2^m .
3. Кодовые слова $WS(m, k, M)$ -кода классифицируются на M подмножеств, соответствующих числам W_M .
4. Формируется M -дольный граф (для кодов с равномерным распределением информационных векторов между контрольными векторами это будет граф Турана $T(2^m, M)$):
 - 4.1. Вершинам каждой доли приписываются кодовые слова, соответствующие числам W_M (см. формулу (3)). В каждой доле графа окажутся кодовые слова с одним и тем же контрольным вектором.
 - 4.2. Ребрам, соединяющим i -ю и j -ю вершины (v_i и v_j), приписываются весовые коэффициенты d_{ij} , равные расстоянию Хэмминга между соответствующими кодовыми комбинациями.
5. На графе $T(2^m, M)$ выбираются максимальные клики (их размер будет равен M).
6. Определяется критерий выбора клики среди максимальных.
7. Среди максимальных клик выбираются те, которые будут удовлетворять введенному критерию.
8. Среди оставшихся максимальных клик выбирают произвольную.

9. Кодовые слова, соответствующие вершинам в выбранной максимальной клике, образуют собственное подмножество кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, на основе которого будет синтезирована схема встроенного контроля.

Покажем работу алгоритма 2 на примере выбора собственного подмножества кодовых слов $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$, на основе которого может быть построена «базовая» структура организации СВК по группам из $n = 6$ выходов. Например, ее аналог с преобразованием части сигналов от объекта диагностирования, отвечающих за формирование информационных разрядов $WS(4, 2, 4)$ -кода, рассмотрен авторами в [31].

Сгенерируем все кодовые слова рассматриваемого $WS(4, 2, 4)$ -кода и классифицируем их по группам, соответствующим числам W_4 (табл. 1). Далее сформируем четырехдольный граф, в данном случае являющийся графом Турана $T(16, 4)$ (рис. 2).

Таблица 1. Классификация кодовых слов $WS(4, 2, 4)$ -кода

W_4			
0	1	2	3
g_2g_1			
00	01	10	11
Кодовые слова			
0000 00	0011 01	1011 10	1010 11
0101 00	0100 01	0111 10	0110 11
1001 00	1000 01	0010 10	0001 11
1110 00	1101 01	1100 10	1111 11

В графе Турана все 2^m вершин будут разбиты на M долей с одинаковым размером $l = \frac{2^m}{M}$. Так как $M \in \{2^1, 2^2, \dots, 2^{\lceil \log_2(\sum_{i=1}^m w_i + 1) \rceil}\}$ граф будет регулярным (поскольку 2^m делится на M). Каждая из вершин графа $T(2^m, M)$ имеет степень

$$(4) \quad \deg(v) = 2^m - \frac{2^m}{M} = 2^m \left(1 - \frac{1}{M}\right).$$

В рассматриваемом частном случае $T(16, 4)$ графа каждая из 16 вершин имеет степень $2^4 \left(1 - \frac{1}{4}\right) = 12$.

Число ребер в графе $T(2^m, M)$ для $WS(m, k, M)$ -кодов определяется по формуле

$$(5) \quad N_{\text{в}} = \frac{(M-1)(2^m)^2}{2M} = \frac{M-1}{M} 2^{2m-1}.$$

Для $WS(4, 2, 4)$ -кода имеем $\frac{4-1}{4} 2^{2 \cdot 4 - 1} = \frac{3}{4} 2^7 = 96$.

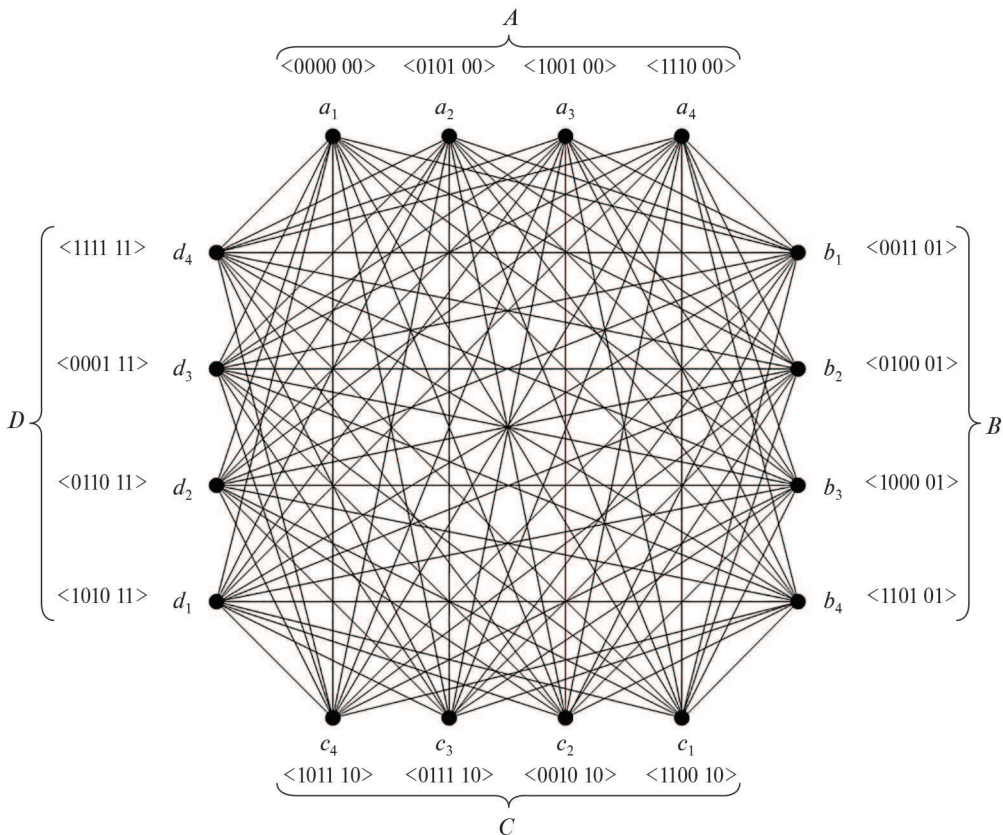


Рис. 2. Граф Турана $T(16, 4)$ для рассматриваемого $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$.

Далее в полученном графе $T(2^m, M)$ требуется выделить все максимальные клики. Их размер равен M , а число ребер определяется величиной:

$$(6) \quad R = \frac{M(M-1)}{2}.$$

Например, в максимальных кликах графа Турана, построенного для $WS(4, 2, 4)$ -кода, будет $\frac{4(4-1)}{2} = 6$ ребер.

Каждая максимальная клика будет соответствовать одному из собственных подмножеств кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, которые будут использованы при синтезе СВК. Число максимальных клик в графе $T(2^m, M)$ зависит от числа вершин в каждой доле $\left(\frac{2^m}{M}\right)$:

$$(7) \quad N_C = \left(\frac{2^m}{M}\right)^M.$$

Для $WS(4, 2, 4)$ -кода имеем $\left(\frac{2^4}{4}\right)^4 = 2^8 = 256$.

Среди множества максимальных клик требуется выбрать те, которые будут обладать определенными свойствами. Требуется сформулировать критерий выбора максимальной клики.

Выбор той или иной максимальной клики будет связан с фиксацией конкретных значений расстояния Хэмминга между соответствующими кодовыми словами. Если структура объекта диагностирования неизвестна (т.е., неизвестны конфигурации внутренних элементов и их связей с выходами устройства), то целесообразно в качестве критерия выбора максимальной клики указать максимум суммарного значения весов ребер при максимальном смещении абсолютных значений весов ребер в большую сторону:

$$(8) \quad D_C = \sum_{v_i, v_j} d_{ij}, \quad d_{ij} \rightarrow \max,$$

где C – выражение, включающее в себя все вершины клики (для клик больших размеров можно использовать просто номер клики при их упорядочивании), d_{ij} – вес ребра, v_i и v_j – вершины, принадлежащие данной клике.

Максимальное смещение абсолютных весов ребер в большую сторону будет достигнуто при условии того, что каждый весовой коэффициент ребра в максимальной клике с суммарным весом будет максимально близок к величине

$$(9) \quad \gamma = \frac{D_C}{R} = \frac{2 \sum_{v_i, v_j} d_{ij}}{M(M-1)}.$$

В случае $WS(4, 2, 4)$ -кода формула (9) дает величину $\gamma = \frac{D_C}{6}$.

Отметим, что рассматриваемая в настоящей статье задача по выбору собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода при определении способа синтеза СВК схожа с задачей о выборе управляемых вероятностных тестов, рассмотренной, например, в [32, 33].

Существует 256 максимальных клик в рассматриваемом графе $T(2^m, M)$. Рассмотрев каждую из них, авторы выделили единственную максимальную клику, для которой все веса ребер равны 4, а суммарный вес клики составляет 24 ($D_{a_1, b_4, c_4, d_2} = 24$ и $\gamma = \frac{24}{6} = 4$). Данная максимальная клика включает в себя вершины a_1, b_4, c_4, d_2 (рис. 3). Ей соответствует собственное подмножество кодовых слов $WS(4, 2, 4)$ -кода $\{<0000 00>, <1101 01>, <1011 10>, <0110 11>\}$. Именно их и будем использовать в дальнейшем при синтезе СВК на основе ЛКС с применением $WS(4, 2, 4)$ -кода.

Со значением $D_C = 24$ имеется еще определенное количество максимальных клик. Например, такое же число дает выделение максимальной клики с вершинами a_1, b_1, c_1, d_4 . Однако для кодовых слов, соответствующих данной клике, четыре пары будут иметь кодовые расстояния, равные 3, и две – 6. Использование выделенного выше критерия позволяет отбросить все случаи, кроме вариантов с максимальным смещением весов в сторону большего их значения.

При выборе максимальной клики на графе Турана для кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода с ростом значения m число максимальных клик растёт астрономически. Поэтому на практике могут быть либо единожды установлен-

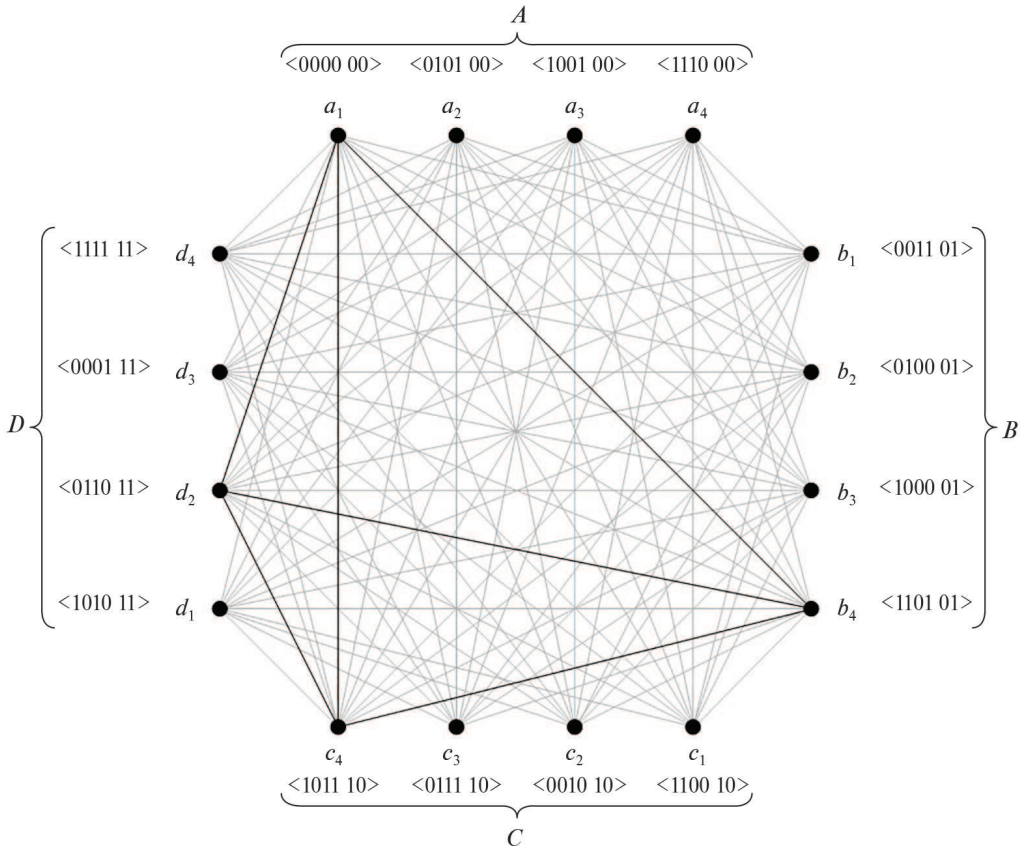


Рис. 3. Выделение максимальной клики в графе Турана $T(16, 4)$ для рассматриваемого $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$.

ны собственные подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кодов с различными свойствами, либо установлен критерий, который позволяет выбрать максимальную клику, соответствующую достижению требуемых условий (не обязательно максимально возможного расстояния Хэмминга между кодовыми словами). В качестве такого условия можно выделить, например, выбор максимальной клики, для которой все веса ребер $d_{ij} \geq 3$.

Некоторые $WS(m, k, M)$ -коды можно использовать при синтезе СВК на основе двух диагностических признаков – принадлежности формируемых кодовых слов выбранному коду, а также самодвойственности формируемых функций [34]. Таким свойством обладают не все $WS(m, k, M)$ -коды. Как раз рассматриваемый пример $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$ принадлежит к кодам, проверочные символы которых описываются самодвойственными булевыми функциями. Такие коды обладают следующей особенностью: на полном множестве их кодовых слов можно выделить 2^{m-1} пар с ортогональными по всем разрядам словами.

Анализ табл. 1 как раз говорит о том, что рассматриваемый $WS(4, 2, 4)$ -код обладает данным свойством. При построении СВК на основе ЛКС с контролем вычислений по двум диагностическим признакам можно учитывать это при установлении критерия выделяемого собственного подмножества кодовых слов. К примеру, если на графе Турана для рассматриваемого $WS(4, 2, 4)$ -кода (рис. 2) выделить две разные пары вершин графа Турана $(a_{i_1}, b_{i_2}) \& (c_{i_3}, d_{i_3}) \vee (a_{i_1}, c_{i_3}) \& (b_{i_2}, d_{i_3}) \vee (a_{i_1}, d_{i_4}) \& (b_{i_2}, c_{i_3}), i_1, i_2, i_3, i_4$ – индексы вершин в соответствующих долях графа (1 – $A, 2$ – $B, 3$ – $C, 4$ – D), для которых вес ребер будет равным максимальному значению $\nu_{ij} = 6$, то будут выбраны кодовые слова, использование которых позволит при определенных условиях формирования кодовых слов $\langle h_n(X)h_{n-1}(X) \dots h_2(X)h_1(X) \rangle$ (на ортогональных входных комбинациях по всем аргументам нужно зафиксировать кодовые слова также ортогональные по всем аргументам) осуществить контроль по двум диагностическим признакам. Пример выделяемой максимальной клики, соответствующей введенному критерию, – клика с вершинами a_1, b_1, c_1, d_4 . Ей соответствуют кодовые слова $\{ \langle 0000\ 00 \rangle, \langle 0011\ 01 \rangle, \langle 1100\ 10 \rangle, \langle 1111\ 11 \rangle \}$.

6. Особенности синтеза блоков в схеме встроенного контроля

В структуре СВК (рис. 1) БКС имеет стандартную реализацию из n элементов XOR . Блок $G(X)$, по сути, является кодером $WS(m, k, M)$ -кода, вычисляющим значения разрядов кодовых слов данного кода при подаче на входы наборов значений аргументов, а TSC – устройством распознавания кодовых слов данного кода. В представленной реализации можно было бы использовать стандартную структуру тестера любого разделимого кода в виде каскадного соединения кодера $G(F)$ и компаратора $kTRC1$: кодер формирует по значениям информационного вектора контрольный вектор, а компаратор сравнивает одноименные разряды контрольного вектора, полученного непосредственно с выходов БКС, и контрольного вектора, сгенерированного кодером $G(F)$, преобразуя k парафазных сигналов в один. Поскольку самопроверяемый компаратор реализуется в парафазной логике из типовых модулей сжатия парафазных сигналов TRC (two-rail checker) [35], то при использовании данной реализации тестера потребуются инвертировать разряды контрольного вектора, сформированного на выходах БКС. Можно сразу же синтезировать блок $G(X)$ с учетом необходимости получения не контрольного вектора для $WS(m, k, M)$ -кода, а инвертированного вектора. Этого было бы достаточно для корректного функционирования СВК. Однако в таком случае становится невозможным учет только собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, а не его полного множества. Так, любое искажение, переводящее кодовое слово $WS(m, k, M)$ -кода в кодовое слово этого же кода даже при использовании на этапе проектирования СВК некоторого собственного подмножества кодовых слов данного кода, тестером не будет воспринято – на его выходах сформируется парафазный сигнал. Поэтому для

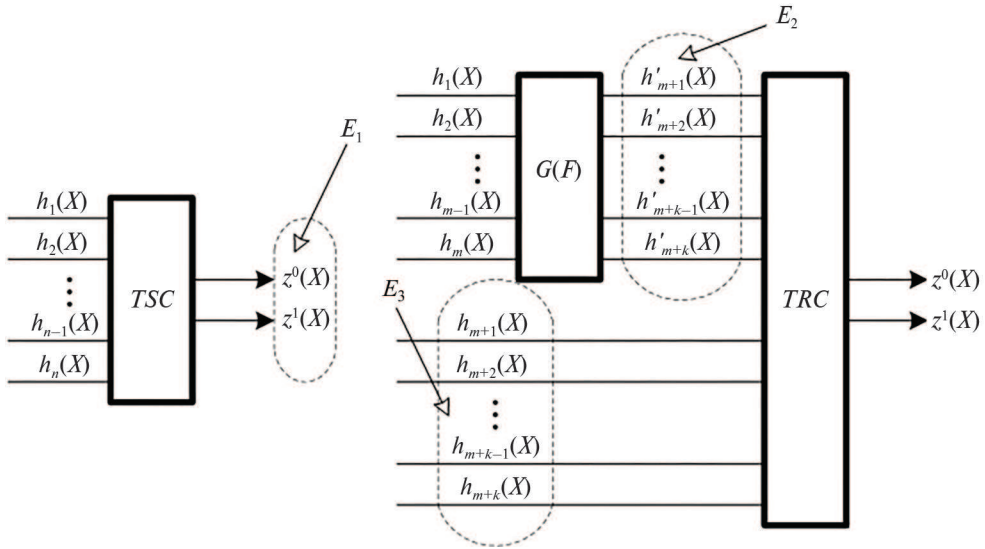


Рис. 4. Области в схемах тестеров $WS(4, 2, 4)$ -кода, пригодные для модификации их структур.

учета свойств обнаружения ошибок в кодовых словах собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода требуется модификация тестера – он должен «реагировать» только на использование выбранных проектировщиком СВК кодовых слов.

На рис. 4 приведены структуры тестеров $WS(m, k, M)$ -кода и указаны возможные схемные узлы, пригодные для модификации сигналов на линиях тестера – области E_1 , E_2 и E_3 . Тестер может быть реализован в виде детектора кодовых слов – при поступлении на входы кодовых слов из собственного подмножества на выходах тестера формируется парафазный сигнал; в противном случае – непарафазный. Эта область модификации – E_1 . Тестер может быть реализован в виде двухкаскадной структуры из кодера и компаратора. В этом случае существует две области возможной модификации: модификация сигналов на выходе кодера $G(F)$ – область E_2 , и модификация сигналов на выходе кодера $G(X)$ – область E_3 .

Покажем возможные модификации структур тестера $WS(m, k, M)$ -кода на примере уже рассмотренного $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$ при использовании собственного подмножества кодовых слов $\{<0000\ 00>, <1101\ 01>, <1011\ 10>, <0110\ 11>\}$.

Варианты фиксации сигналов в выделенных областях для модификации устройств контроля в СВК показаны в табл. 2.

Вариант с синтезом тестера в виде детектора предполагает реализацию его в виде преобразователя таким образом, чтобы для каждого кодового слова, принадлежащего $WS(4, 2, 4)$ -коду, формировался один из двух векторов, указанных в столбце E_1 . Необходимо отметить, что поскольку при ошибках

Таблица 2. Варианты фиксации сигналов при модификации устройств контроля в СВК

Кодовые слова рассматриваемого кода			Сигналы в областях модификации	
Информационный вектор	Контрольный вектор	Принадлежность к используемому собственному подмножеству кодовых слов	E_1	E_2, E_3
0000	00	+	01 / 10	00
0001	11	-	00 / 11	00 / 01 / 10
0010	10	-	00 / 11	00 / 01 / 11
0011	01	-	00 / 11	00 / 10 / 11
0100	01	-	00 / 11	00 / 10 / 11
0101	00	-	00 / 11	01 / 10 / 11
0110	11	+	01 / 10	11
0111	10	-	00 / 11	00 / 01 / 11
1000	01	-	00 / 11	00 / 10 / 11
1001	00	-	00 / 11	01 / 10 / 11
1010	11	-	00 / 11	00 / 01 / 10
1011	10	+	01 / 10	10
1100	10	-	00 / 11	00 / 01 / 11
1101	01	+	01 / 10	01
1110	00	-	00 / 11	01 / 10 / 11
1111	11	-	00 / 11	00 / 01 / 10

в вычислениях устройством $F(X)$ или блоками СВК может сгенерироваться кодовое слово, не принадлежащее $WS(4, 2, 4)$ -коду, требуется для всех кодовых слов, не принадлежащих данному коду, сформировать значения $\langle 00 \rangle$ или $\langle 11 \rangle$. Таким образом, существует $2^{2^6} = 2^{64}$ способов установления требуемых значений и построения такого детектора.

Варианты с синтезом модифицированного кодера $WS(4, 2, 4)$ -кода следующие. При реализации кодера $G(F)$ или кодера $G(X)$ необходимо исключить формирование корректного контрольного вектора при поступлении на входы кодового слова, не принадлежащего $WS(4, 2, 4)$ -коду. Это может быть сделано в рассматриваемом случае тремя способами для каждого неиспользуемого кодового слова. Для кодовых слов, не принадлежащих $WS(4, 2, 4)$ -коду, специального дополнения не требуется, так как в случае появления такого слова на выходах БКС будет зафиксировано несоответствие между информационным и контрольным векторами. Существует 3^{12} способов установления требуемых значений и построения блока $G(F)$ и, соответственно, блока $G(X)$.

Вопрос структурного синтеза модифицированных кодеров, тестеров и детекторов $WS(m, k, M)$ -кодов и, в частности, $WS(4, 2, 4)$ -кода, оставим за рамками настоящей статьи ввиду его тривиальности.

7. Принципы установления значений на выходах блока логической коррекции сигналов

Существует большое количество способов формирования кодовых слов на выходах БКС. Даже с выбранным собственным подмножеством кодовых слов может использоваться большое число способов установления значения функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$ и соответственно $g_1(X), \dots, g_n(X)$.

В общем случае требуется зафиксировать значения функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$ на каждом из 2^t наборов значений аргументов таким образом, чтобы формировались кодовые слова из выбранного собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода. При этом следует учесть приведенные ранее условия обеспечения самопроверяемости блоков СВК. Здесь становится ясным, что для того, чтобы можно было сформировать хотя бы единожды все контрольные векторы $WS(m, k, M)$ -кода, должно выполняться следующее условие: $t \geq M$. В противном случае сделать это будет невозможно. Если условие выполняется, то выбирая последовательно кодовые слова из собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода для каждой строки таблицы истинности, описывающей объект диагностирования и выходы блоков СВК, можно получить и функции ЛКС. Так как собственное подмножество кодовых слов будет иметь мощность, равную M , то на каждой из 2^t строк будет иметься по M вариантов получения кодовых слов. Верхняя же граница – M^{2^t} (без учета формирования единожды каждого кодового слова). Если учесть этот фактор, то на M строках нужно как минимум сформировать каждое кодовое слово из выбранного собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, а на оставшихся $2^t - M$ строках – произвольно. Таким образом, общее количество способов установления значений функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$ (и соответственно способов синтеза СВК в данном случае при зафиксированном собственном подмножестве кодовых слов) равно $M^{2^t - M}$. К примеру, для рассмотренного выше $WS(4, 2, 4)$ -кода при $t = 4$ имеем $4^{2^4 - 4} = 4^{12} = 16\,777\,216$ вариантов синтеза СВК. Среди этих вариантов могут оказаться не столь эффективные, например не позволяющие обеспечить самопроверяемость блоков СВК или дающие высокую структурную избыточность устройства (например, превышающую избыточность при самопроверяемой реализации устройства методом дублирования).

С позиции обеспечения тестируемости элементов СВК в процессе эксплуатации самопроверяемого устройства интересным будет являться такой способ установления значений функций $h_1(X), \dots, h_n(X)$, при котором вероятности формирования каждой проверочной комбинации для тестера будут если не равными, то близкими. Этого можно добиться при равномерном распределении кодовых слов из собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода между всеми 2^t входными комбинациями. При этом, однако, просто распределение кодовых слов равномерно не даст гарантированной возможности обеспечения формирования тестов для элементов БКС, но всегда будет воз-

возможность вернуться на шаг определения значений функций ЛКС и изменить способ их фиксации.

Алгоритм 3 (правила синтеза СВК на основе ЛКС с применением зафиксированного собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода).

1. Кодовые слова из зафиксированного собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода упорядочиваются и нумеруются числами $q \in \{1, \dots, 2^M\}$.
2. Формируется таблица истинности, описывающая логику работы объекта диагностирования, содержащая 2^t строк (при этом, как отмечено выше, для корректной работы метода требуется, чтобы $t \geq M$).
3. Определяется так называемый *коэффициент повторяемости* кодовых слов

$$(10) \quad \delta = \frac{2^t}{M}.$$

4. На строках таблицы истинности с десятичными номерами (они нумеруются десятичными числами $0, \dots, 2^t - 1$, соответствующими двоичным числам, записанным в наборе значений аргументов) из диапазона $(q - 1)\delta \dots q\delta - 1$ фиксируются сигналы на выходах БКС так, чтобы было сформировано кодовое слово с номером q .
5. С использованием (2) получаются значения функций логической коррекции сигналов.
6. Проверяется условие формирования тестов для всех элементов БКС. Если решить задачу формирования полного теста не удастся, то осуществляется изменение способа установления сигналов.
7. Синтезируется блок $G(X)$.
8. Выбирается способ модификации контрольной части СВК и осуществляется модификация одного из устройств в СВК.

Следует отметить несколько важных аспектов работы алгоритма 3. Во-первых, не требуется контролировать формирование полного множества проверяющих комбинаций для тестера, так как автоматически будут сформированы все контрольные векторы. Во-вторых, не во всех случаях будет сформирован полный тест для каждого элемента преобразования в БКС (см. п. 6 алгоритма 3). Если это произойдет, то потребуется изменение способа определения значений. Можно было бы изначально ориентироваться именно на использование построчного анализа таблиц описания работы устройств с учетом формирования проверяющих комбинаций для элементов преобразования так, как это сделано в [36], однако в этом случае алгоритм будет работать дольше (это как раз основная уязвимость данного алгоритма).

Продемонстрируем работу алгоритма 3 на примере получения описания СВК на каждой линии с использованием $WS(4, 2, 4)$ -кода с массивом весовых коэффициентов $[w_4, w_3, w_2, w_1] = [1, 1, 2, 3]$ и собственного подмножества его кодовых слов $\{<0000\ 00>, <1101\ 01>, <1011\ 10>, <0110\ 11>\}$ на примере контроля устройства, заданного табл. 3.

Таблица 3. Описание работы объекта диагностирования и СВК для него в рассматриваемом примере

№	Наборы значений аргументов				Сигналы на выходах $F(X)$						Сигналы на выходах $G(X)$						Сигналы на выходах БКС						Тестовые комбинации для элементов БКС						
	x_4	x_3	x_2	x_1	f_6	f_5	f_4	f_3	f_2	f_1	g_6	g_5	g_4	g_3	g_2	g_1	h_6	h_5	h_4	h_3	h_2	h_1	XOR_6	XOR_5	XOR_4	XOR_3	XOR_2	XOR_1	
0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	00	11	11	11	11	00	00
1	0	0	0	1	0	1	0	0	1	1	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	00	11	00	00	11	11	11
2	0	0	1	0	0	1	1	0	1	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	00	00	11	11	00	11	11
3	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	11	00	00	00	00	00	00
4	0	1	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	1	0	1	0	1	0	10	10	00	01	00	10	10
5	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	1	0	0	1	1	0	1	0	1	0	01	01	11	01	00	10	10
6	0	1	1	0	1	0	0	1	0	0	1	0	0	0	1	1	1	0	1	0	1	0	10	01	00	10	00	01	01
7	0	1	1	1	0	1	1	1	1	1	0	1	0	1	0	1	1	0	1	0	1	0	01	10	11	10	11	10	10
8	1	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	1	0	1	1	1	0	1	10	00	10	01	01	00	00
9	1	0	0	1	0	0	1	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	0	1	1	1	0	01	00	10	01	10	00	00
10	1	0	1	0	1	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	1	1	0	1	1	1	0	10	00	01	10	10	10	00
11	1	0	1	1	1	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0	1	1	0	1	1	1	0	10	00	01	10	01	00	00
12	1	1	0	0	1	1	0	0	0	1	0	1	0	1	1	1	0	1	1	0	1	1	11	10	01	00	01	01	01
13	1	1	0	1	0	1	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	1	1	0	1	00	10	10	00	01	10	10
14	1	1	1	0	0	1	1	0	0	1	0	1	0	1	1	1	0	1	1	0	1	1	00	01	10	11	01	01	01
15	1	1	1	1	0	0	0	1	0	0	1	1	1	1	1	1	0	1	1	0	1	1	00	01	01	11	01	01	01

В СВК (см. рис. 1) БКС имеет стандартную реализацию. Требуется синтезировать $G(X)$ и TSC .

Следуя за шагами алгоритма 3, получим значения функций, описывающих устройство $G(X)$. Упорядочим кодовые слова и пронумеруем их: 1 – $\langle 0000\ 00 \rangle$, 2 – $\langle 1101\ 01 \rangle$, 3 – $\langle 1011\ 10 \rangle$, 4 – $\langle 0110\ 11 \rangle$. По формуле (10) определим коэффициент повторяемости кодовых слов из собственного подмножества: $\delta = \frac{2^4}{4} = 4$. Далее на строках с номерами 0, ..., 3 сигналы на выходах БКС устанавливаем так, чтобы формировалось кодовое слово № 1; на строках с номерами 4, ..., 7 – кодовое слово № 2; на строках с номерами 8, ..., 11 – кодовое слово № 3; на строках с номерами 12, ..., 15 – кодовое слово № 4. С использованием (2) определим значения функций ЛКС. Результаты расчетов занесены в табл. 3, в последних шести столбцах которой представлены формирующиеся на входах элементов преобразования комбинации. Анализ данных столбцов говорит о том, что для каждого элемента преобразования формируется проверяющий тест.

Далее выбирается способ модификации контрольной части СВК и синтезируется самопроверяемое устройство. Здесь также опустим вопрос структурного синтеза и оценки показателей эффективности полученной СВК, показав только довольно простые и понятные принципы реализации самопроверяемого устройства.

Исследования алгоритма 3 на множестве примеров показывают, что он в большом числе случаев позволяет строить менее избыточные самопроверяемые комбинационные дискретные устройства, чем при использовании метода дублирования. Эффект тем выше, чем сложнее изначально функции, вычисляемые блоком $F(X)$. При синтезе самопроверяемых конечных автоматов со схемами встроенного контроля логических и выходных преобразователей этот эффект только возрастает, поскольку не требуется дублирования всех логических блоков автоматов.

8. Заключение

В статье описаны особенности разработанного авторами метода синтеза самопроверяемых устройств, основанного на ЛКС в СВК с применением собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода и преобразованием всех сигналов от объекта диагностирования.

Преимущества представленного метода синтеза СВК очевидны. Во-первых, за счет выбора собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода можно учесть характеристики возникающих на выходах объекта диагностирования ошибок. Во-вторых, существует большое количество способов установления значений функций, формируемых на выходах БКС, что дает «гибкость» и возможность выбора структуры СВК при ее проектировании. В-третьих, можно легко модифицировать контрольную часть СВК так, чтобы она фиксировала любые ошибки, кроме тех, которые искажают кодовые слова из выбранного собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -

кода друг в друга. По сути, представленный метод приближается по своим свойствам к методам, использующим неразделимые коды при синтезе СВК на основе ЛКС [10, 11, 15, 16, 30], а описанные методы модификации контрольных схем основаны на модификации $WS(m, k, M)$ -кода.

В качестве недостатков представленного метода синтеза СВК можно отметить следующие. Самый серьезный недостаток, по мнению авторов, заключается в том, что требуется обеспечить самопроверяемость элементов БКС и тестера $WS(m, k, M)$ -кода. Это сделать можно не для любых устройств. К примеру, для того чтобы тестировать все элементы преобразования в БКС, необходимо, чтобы каждая из функций, вычисляемых объектом диагностирования, принимала единичные (нулевые) значения хотя бы на двух наборах значений аргументов [31]. При малом числе входов объекта диагностирования это не всегда выполнимо. Второй недостаток кроется в том, что в процессе эксплуатации самопроверяемого устройства потребуется обеспечивать подачу определенного подмножества наборов значений аргументов для обеспечения полной проверки. Это также не всегда можно сделать, например в системах критического применения, где входные воздействия изменяются редко [37]. В данном случае требуется сочетание методов тестового и рабочего диагностирования [38]. В качестве третьего недостатка отметим, что сам метод требует выбора собственного подмножества кодовых слов $WS(m, k, M)$ -кода, что делается хоть и единожды, но при больших значениях параметров m, k, M кода затруднено. Кроме того, существует большое количество способов установления значений функций на выходах БКС на каждом наборе значений аргументов, что хоть и позволяет выбрать единственный способ фиксации их значений, но во многих практических случаях не дает выбора оптимального способа определения из-за трудоемкости (или вовсе невозможности) полного перебора вариантов.

С точки зрения авторов представленный метод синтеза самопроверяемых устройств интересен для их реализации на современной программируемой элементной базе.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ефанов Д.В. Методы синтеза самопроверяемых дискретных устройств. М.: ЛЕНАНД, 2025. 268 с.
2. Сагалович Ю.Л. Алгебра, коды, диагностика. М.: РАН, ИППИ, 1993. 196 с.
3. Fujiwara E. Code Design for Dependable Systems: Theory and Practical Applications. John Wiley & Sons, 2006. 720 p.
4. Goessel M., Ocheretny V., Sogomonyan E., Marienfeld D. New Methods of Concurrent Checking: Edition 1. Dordrecht: Springer Science+Business Media B.V., 2008. 184 p.
5. Дрозд А.В., Харченко В.С., Антощук С.Г. и др. Рабочее диагностирование безопасных информационно-управляющих систем. Под ред. А.В. Дрозда и В.С. Харченко. Харьков: Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», 2012. 614 с.

6. Микони С.В., Соколов Б.В., Юсупов Р.М. Квалиметрия моделей и полимодельных комплексов. М.: РАН, 2018. 314 с.
7. 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.
8. 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.
9. Das D., Toubia N.A., Seuring M., Gossel M. Low Cost Concurrent Error Detection Based on Modulo Weight-Based Codes // Proceedings of the IEEE 6th International On-Line Testing Workshop (IOLTW), Spain, Palma de Mallorca, July 3–5, 2000. P. 171–176. <https://doi.org/10.1109/OLT.2000.856633>
10. Гессель М., Морозов А.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Логическое дополнение – новый метод контроля комбинационных схем // АИТ. 2003. № 1. С. 167–176.
11. Гессель М., Морозов А.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Контроль комбинационных схем методом логического дополнения // АИТ. 2005. № 8. С. 161–172.
12. Согомонян Е.С., Слабаков Е.В. Самопроверяемые устройства и отказоустойчивые системы. М.: Радио и связь, 1989. 208 с.
13. Mitra S., McCluskey E.J. Which Concurrent Error Detection Scheme to Choose? // Proceedings of International Test Conference, 2000, USA, Atlantic City, NJ, 03–05 October 2000. P. 985–994. <https://doi.org/10.1109/TEST.2000.894311>
14. 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. V. 44. Iss. 1. P. 43–52. <https://doi.org/10.15407/emodel.44.01.043>
15. Sapozhnikov V., Sapozhnikov Vl., Efanov D. Concurrent Error Detection of Combinational Circuits by the Method of Boolean Complement on the Base of «2-out-of-4» Code // Proceedings of 14th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2016), Yerevan, Armenia, October 14–17, 2016. P. 126–133. <https://doi.org/10.1109/EWDTS.2016.7807677>
16. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В. Построение полностью самопроверяемых структур систем функционального контроля с использованием равновесного кода «1 из 3» // Электронное моделирование. 2016. Т. 38. № 6. С. 25–43.
17. Сапожников В.В., Сапожников Вл.В. Самопроверяемые дискретные устройства. СПб.: Энергоатомиздат, 1992. 224 с.
18. Sogomonyan E.S., Gossel M. Design of Self-Testing and On-Line Fault Detection Combinational Circuits with Weakly Independent Outputs // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications. 1993. V. 4. Iss. 4. P. 267–281. <https://doi.org/10.1007/BF00971975>
19. Busaba F.Y., Lala P.K. Self-Checking Combinational Circuit Design for Single and Unidirectional Multibit Errors // Journal of Electronic Testing: Theory and Applications. 1994. V. 5. Iss. 5. P. 19–28. <https://doi.org/10.1007/BF00971960>
20. Morosow A., Saposhnikov V.V., Saposhnikov Vl.V., Goessel M. Self-Checking Combinational Circuits with Unidirectionally Independent Outputs // VLSI Design. 1998. V. 5. Iss. 4. P. 333–345. <https://doi.org/10.1155/1998/20389>

21. *Ефанов Д.В., Сапожников В.В., Сапожников Вл.В.* Условия обнаружения неисправности логического элемента в комбинационном устройстве при функциональном контроле на основе кода Бергера // *АиТ.* 2017. № 5. С. 152–165.
22. *Efanov D.V., Sapozhnikov V.V., Sapozhnikov Vl.V.* Organization of a Fully Self-Checking Structure of a Combinational Device Based on Searching for Groups of Symmetrically Independent Outputs // *Automatic Control and Computer Sciences.* 2020. V. 54. Iss. 4. P. 279–290. <https://doi.org/10.3103/S0146411620040045>
23. *Аксёнова Г.П., Согомонян Е.С.* Построение самопроверяемых схем встроенного контроля для автоматов с памятью // *АиТ.* 1975. № 7. С. 132–142.
24. *Ефанов Д.В.* Синтез самопроверяемых вычислительных устройств на основе полной системы особых групп выходов объекта диагностирования // *Изв. вузов. Приборостроение.* 2023. Т. 66. № 5. С. 355–372. <https://doi.org/10.17586/0021-3454-2023-66-5-355-372>
25. *Пархоменко П.П., Согомонян Е.С.* Основы технической диагностики (оптимизация алгоритмов диагностирования, аппаратурные средства). М.: Энергоатомиздат, 1981. 320 с.
26. *Аксёнова Г.П.* Необходимые и достаточные условия построения полностью проверяемых схем свертки по модулю 2 // *АиТ.* 1979. № 9. С. 126–135.
27. *Елина Е.И., Ефанов Д.В.* Взвешенные коды Боуза – Лина в схемах встроенного контроля на основе логической коррекции сигналов // *Изв. РАН. Теория и системы управления.* 2025. № 1. С. 45–62. <https://doi.org/10.31857/S0002338825010047>
28. *Sapozhnikov Vl.V., Dmitriev A., Goessel M., Sapozhnikov V.V.* Self-Dual Parity Checking – a New Method for on Line Testing // *Proceedings of 14th IEEE VLSI Test Symposium.* USA, Princeton, 1996. P. 162–168.
29. *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 // *Proceedings of 19th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2021), Batumi, Georgia, September 10–13, 2021.* P. 200–206. <https://doi.org/10.1109/EWDTS52692.2021.9581019>
30. *Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В.* Построение самопроверяемых структур систем функционального контроля на основе равновесного кода «2 из 4» // *Проблемы управления.* 2017. № 1. С. 57–64.
31. *Ефанов Д.В., Елина Е.И.* Синтез самопроверяемых цифровых устройств на основе логической коррекции сигналов с применением взвешенных кодов Боуза–Лина // *Проблемы управления.* 2024. № 4. С. 26–43. <https://doi.org/10.25728/ru.2024.4.3>
32. *Yarmolik S.V., Yarmolik V.N.* The Synthesis of Probability Tests with a Small Number of Kits // *Automatic Control and Computer Sciences.* 2011. V. 45. Iss. 3. P. 133–141. <https://doi.org/10.3103/S0146411611030072>
33. *Ярмолик В.Н., Петровская В.В., Мрозек И.* Мера различий для тестовых наборов при уменьшении управляемых вероятностных тестов // *Информатика.* 2022. Т. 19. № 4. С. 7–26. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-4-7-26>
34. *Ефанов Д.В., Пивоваров Д.В.* Синтез самопроверяемых дискретных устройств на основе полиномиальных кодов с контролем вычислений по нескольким диагностическим признакам // *АиТ.* 2025. № 5. С. 39–60. <https://doi.org/10.31857/S0005231025050036>

35. *Lala P.K.* Self-Checking and Fault-Tolerant Digital Design. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2001. 216 p.
36. *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.
<https://doi.org/10.17587/it.29.503-511>
37. *Drozdz A., Kharchenko V., Antoshchuk S., et al.* Checkability of the Digital Components in Safety-Critical Systems: Problems and Solutions // Proceedings of 9th IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2011), Sevastopol, Ukraine, 2011. P. 411–416. <https://doi.org/10.1109/EWDTS.2011.6116606>
38. *Литиков И.П., Согомонян Е.С.* Тестово-функциональное диагностирование цифровых устройств и систем // АиТ. 1985. № 3. С. 111–121.

Статья представлена к публикации членом редколлегии Л.Ю. Филимонюком.

Поступила в редакцию 16.06.2025

После доработки 17.11.2025

Принята к публикации 10.12.2025