МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ ТОМСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
АНГАРСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ
ИНСТИТУТ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ МАТЕМАТИКИ И МАТЕМАТИЧЕСКОЙ ГЕОФИЗИКИ СО РАН

# НОВЫЕ ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ В ИССЛЕДОВАНИИ СЛОЖНЫХ СТРУКТУР

## МАТЕРИАЛЫ ТРИНАДЦАТОЙ МЕЖДУНАРОДНОЙ КОНФЕРЕНЦИИ

**7–9 сентября 2020 г.**

Томск
Издательский Дом Томского государственного университета
2020

# ОБ УПРОЩЕНИИ СХЕМЫ САМОТЕСТИРУЕМОГО ДЕТЕКТОРА (*M*, *N*)-КОДОВ ДЛЯ ПОДМНОЖЕСТВА КОДОВЫХ СЛОВ

*Н.Б. Буторина*[1], *Ю.Б. Буркатовская*[2], *Е.Г. Пахомова*[1]

[1] Национальный исследовательский Томский государственный университет, Томск, Россия
[2] Томский политехнический университет, Томск, Россия
nnatta07@mail.ru

В самопроверяемых схемах используются детекторы кодов. Но на выходах самопроверяемого устройства, к которому подключен детектор равновесных кодовых слов, не всегда достигаются всевозможные кодовые слова. Число $l$ достигаемых кодовых слов может быть меньше числа всевозможных кодовых слов. В статьях [1–3] рассматривается синтез самотестируемого детектора для подмножества кодовых слов на базе программируемых логических блоков (ПЛБ) [2, 3]. В данной статье выделяются свойства ПЛБ, на входы которых поступают подмножества кодовых слов специального вида. Эти свойства позволяют упростить схему детектора.

Для обеспечения самотестируемости используются определенные ниже функции специального вида.

**Определение 1.** *Фрагментом* $F_k^q(x_1, \ldots, x_k)$, где $0 \le q \le k$, назовём подмножество кодовых слов, совпадающих с множеством единичных значений функции $D_k^q(x_1, \ldots, x_k)$ (дизъюнкцией элементарных конъюнкций (ДНФ) ранга $n$), *вес фрагмента* при этом совпадает с $q$.

**Определение 2.** Фрагмент $F_k^q(x_1, \ldots, x_k)$ называется *неполным*, если соответствующее ему множество кодовых слов, совпадает с некоторым подмножеством множества единичных значений функции $D_k^q(x_1, \ldots, x_k)$. В противном случае, фрагмент называется *полным*.

Введем следующие обозначения:

1) $FSS_k^q(x_1, \ldots, x_k)$ (FragmentSubSet) – подмножество $F_k^q(x_1, \ldots, x_k)$ такое, что в каждом столбце таблицы, содержащей все векторы подмножества $FSS_k^q(x_1, \ldots, x_k)$, присутствуют значения и 0, и 1.

2) $FrSet(x_1, \ldots, x_k)$ – всё множество фрагментов $F_k^q(x_1, \ldots, x_k)$, то есть множество $FrSet(x_1, \ldots, x_k)$ состоит из всевозможных векторов длины $k$ и веса $q$, где $0 \le q \le k$.

3) $FrSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$ – подмножество множества $FrSet$ от переменных $x_1, \ldots, x_k$, удовлетворяющее следующим условиям: a) в нем присутствуют два фрагмента, хотя бы один из которых неполный; b) веса фрагментов отличаются не менее, чем на 2; c) неполные фрагменты принадлежат множеству $FSS_k^q(x_1, \ldots, x_k)$.

**Определение 3.** Назовем функцию, область единичных значений которой совпадает с подмножеством $FrSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, *функцией* $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$.

Пусть ПЛБ реализует функцию $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$. Здесь $k$ – количество входов в программируемый логический блок.

**Теорема 1.** Если ПЛБ реализует функцию $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, где $k$ – количество входов в ПЛБ, то для кратной неисправности на входах ПЛБ либо существует тест из множества $FrSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, либо кратная неисправность проявляет себя как неисправность «константа 1» на выходе ПЛБ.

**Теорема 2.** Если на одном из выходов двух выходного блока реализуется функция типа $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, то какой бы ни была вторая функция, сопоставляемая блоку, кратная неисправность на входных полюсах этого блока либо обнаруживается на соответствующем векторе $\alpha$ из $FSubSetSS$, либо проявляется на этом выходе как константа 1.

Рассмотрим следующую подсхему (назовем ее подсхемой 1): нижний ярус состоит из одно- или двухвыходного ПЛБ, реализующего функцию (один из выходов) $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, а выход этого ПЛБ является входом в несколько ПЛБ, реализующих функцию, область единичных значений которой в пространстве переменных $y_1, y_2, \ldots, y_{l-1}, y_l$ можно представить выражением $y_1 y_2 \overline{y_3 y_4 \cdots y_{l-1} y_l} \vee \overline{y_1 y_2} y_3 y_4 \overline{\cdots y_{l-1} y_l} \vee \ldots \vee \overline{y_1 y_2 y_3 y_4} \cdots y_{l-1} y_l$. Выходы этих ПЛБ являются выходами подсхемы.

**Теорема 3.** Для кратной неисправности на входах одного из ПЛБ подсхемы 1 либо существует тест, представляемый одной из конъюнкций из множества $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, либо кратная неисправность проявляет себя как неисправность «константа 1» на выходе подсхемы 1.

Таким образом, использование ПЛБ, реализующих функцию $FSubSetSS(x_1, \ldots, x_k)$, позволяет уменьшить количество ПЛБ и упростить схему детектора.

### Литература

1. *Буторина Н.Б., Цидендоржиева С.Р.* Построение самотестируемого детектора равновесных кодовых слов // 7°российская конференция с международным участием «Новые информационные технологии в исследовании сложных структур». Томск: ТГУ, 2008. С. 44.
2. *Буторина Н.Б.* О свойствах программируемых логических блоков, реализующих кодовые слова равновесных кодов // Вестник Томского государственного университета. УВТиИ. 2017. № 38. С. 72–79.
3. *Butorina N., Burkatovskaya Yu., Pakhomova E.* Evaluation of Code-Word Subsets to Ensure the Self-testing Property of a Checker // Proceedings of IEEE East-West Design & Test Symposium (EWDTS'2018), Kazan, 14-17 September 2018. [S. l.], 2018. P. 786–791.