

## СИНТЕЗ ПРОВЕРЯЮЩИХ ТЕСТОВ ДЛЯ НЕИСПРАВНОСТЕЙ ЗАДЕРЖЕК ПУТЕЙ СХЕМ, ПОСТРОЕННЫХ ПО СИСТЕМЕ ROBDD-ГРАФОВ

А.Ю. Матросова, Е.А. Николаева

Томский государственный университет  
E-mail: mau11@yandex.ru

*Рассматриваются комбинационные схемы, построенные покрытием системы ROBDD-графов программируемыми логическими блоками. Показывается, что неисправность задержки каждого пути схемы проявляется как робастная. Предлагается алгоритм построения пары тестовых наборов, обнаруживающей неисправность задержки пути. Устанавливается, что один из тестовых наборов пары совпадает с тестовым набором для одиночной константной неисправности на входном полюсе программируемого логического блока, являющимся началом этого пути. Второй набор получается из первого заменой значения переменной, сопоставляемой началу пути, инверсным. Тест, обнаруживающий робастные неисправности задержек всех путей, обнаруживает все кратные неисправности задержек путей схемы.*

### Ключевые слова:

Робастные неисправности задержки пути, ROBDD-графы.

### Key words:

Robust path delay faults, Reduced Ordered BDD (ROBDD).

### 1. Введение

Обнаружение неисправностей задержек путей логических схем становится актуальной проблемой в связи с переходом к наноразмерам транзисторов, увеличению скорости функционирования схем, снижению напряжения питания. Тестирование таких неисправностей связано с большими вычислительными затратами. Использование контролепригодных схем позволяет снизить эти затраты. В этом отношении перспективным является синтез комбинационных схем по системе BDD-графов [1–4].

В частности, схемы, построенные по системе ROBDD-графов из мультиплексоров, оказались контролепригодными для широкого класса неисправностей. В [5] для таких схем был предложен метод синтеза, гарантирующий 100 % полноту проверяющего теста для одиночных константных неисправностей на полюсах элементов (мультиплексоров) схемы и неисправностей задержек путей схемы. Контролепригодность рассматриваемых схем обеспечивалась введением дополнительного входа.

Обнаружение неисправностей задержек путей связано с построением для каждого пути пары  $v_1, v_2$  тестовых наборов (пары булевых векторов, сопоставляемых входам схемы), «очувствляющих» рассматриваемый путь, то есть вызывающих смену значений сигналов на выходе каждого элемента пути, а также на соответствующих пути входе и выходе схемы. Предполагается, что задержки отдельных линий связей пути и задержки отдельных его элементов не велики. Однако в целом, смена значений сигналов на рассматриваемом пути может выполняться дольше, чем, например, время между соседними синхроимпульсами. Это приводит к неверной работе схемы.

Будем иметь в виду, что время задержки для одного и того же пути и инверсных смен значений на его линиях связей и выходах элементов может различаться. Поэтому каждому пути сопоставляется

пара последовательностей перепадов значений сигналов и, соответственно, пара задержек одного и того же пути.

Проблема тестирования неисправностей задержек путей исследуется за рубежом достаточно давно. Важные теоретические результаты в этой области появились в начале 90-х годов прошлого века. В работе [6] были сформулированы требования к наборам  $v_1, v_2$  для обнаружения робастных неисправностей одиночных путей.

Одним из результатов дальнейших исследований стала классификация неисправностей одиночных путей. Классификация основана на различных способах проявления неисправностей задержек путей. Выделяют робастные, не робастные и функциональные неисправности. Робастная неисправность пути проявляется вне зависимости от того, исправны или не исправны другие пути в схеме. Не робастная неисправность пути проявляется в условиях отсутствия неисправностей задержек других путей. Некоторые пути в схеме не могут быть «очувствлены» по отдельности, а только совместно с другими исправными путями. В этом случае говорят, что на рассматриваемом пути имеет место функциональная неисправность. Если неисправность одиночного пути не принадлежит ни одному из выше перечисленных типов, то она не обнаруживается. Наряду с неисправностями одиночных путей рассматривают неисправности подмножеств путей. Тогда говорят о кратных неисправностях задержек путей.

В данной работе рассматриваются комбинационные схемы, построенные по системе ROBDD-графов покрытием программируемыми логическими блоками (ПЛБ). Выявляется связь между путем в схеме из ПЛБ и множеством путей ROBDD-графа, им порожденным. Устанавливается, что любой путь множества может использоваться для поиска пар тестовых наборов, «очувствляющих» этот путь.

Предлагается алгоритм построения пары  $v_1, v_2$  тестовых наборов. Показывается, что пара тестовых наборов порождается тестовым набором для одной из константных неисправностей на входном полюсе ПЛБ [7], непосредственно соединенном со входом схемы и являющемся началом пути. Это значит, что  $v_1$  содержится среди тестовых наборов проверяющего теста для одиночных константных неисправностей на полюсах ПЛБ. Второй набор  $v_2$  получается изменением значения переменной, соответствующей рассматриваемому входу, на инверсное значение. Найденная пара наборов может использоваться для обнаружения неисправностей задержек обеих последовательностей перепадов значений сигналов, сопоставляемых пути  $\alpha$ . В отличие от [5] в комбинационную схему не требуется вводить дополнительный вход. Введение дополнительных входов часто не приемлемо для практического использования комбинационных схем. Устанавливается, что неисправность каждого пути схемы проявляется как робастная, это значит, что объединение пар тестовых наборов для всех неисправностей задержек одиночных путей представляет проверяющий тест, обнаруживающий как одиночные, так и кратные неисправности задержек путей.

Во втором разделе работы обсуждается возможный подход к синтезу комбинационной схемы покрытием системы ROBDD-графов программируемыми логическими блоками. Проблемы оптимизации схемы не рассматриваются. В третьем разделе предлагается метод синтеза пар тестовых наборов для неисправности задержки пути. В заключении обсуждаются полученные результаты.

## 2. Синтез комбинационной схемы покрытием системы ROBDD-графов программируемыми логическими блоками

BDD-граф это ориентированный ациклический граф, основанный на использовании разложения Шеннона в каждой нетерминальной вершине  $v$ :

$$f_v = \overline{x_i} f_v^{x_i=0} + x_i f_v^{x_i=1},$$

$$f_v^{x_i=0} = f_v(x_1, \dots, x_i = 0, \dots, x_n),$$

$$f_v^{x_i=1} = f_v(x_1, \dots, x_i = 1, \dots, x_n).$$

Здесь функция  $f_v^{x_i=0}$  сопоставляется вершине, в которую заходит левая дуга, исходящая из  $v$  и помеченная нулем, а функция  $f_v^{x_i=1}$  сопоставляется вершине, в которую заходит правая дуга, помеченная единицей.

Нетерминальная вершина  $v$  BDD-графа отмечается индексом  $i$  переменной, по которой выполняется разложение функции  $f_v$ . Функция  $f_v$  представлена простыми цепями, соединяющими  $v$  с 1-концевой вершиной BDD-графа.

Простая цепь представляет конъюнкцию, составленную из переменных, индексы которых записаны в проходимых простой цепью вершинах. Если из вершины, помеченной индексом  $i$ , простая цепь проходит далее по дуге, отмечаемой нулем, то

переменной с этим индексом приписывается в конъюнкции знак инверсии, если по дуге, отмеченной единицей, то знак инверсии у переменной отсутствует.

Итак, каждой нетерминальной вершине BDD-графа, отмеченной индексом переменной, по которой выполняется разложение, сопоставляется пара взаимно инверсных булевых функций; терминальным, 1, 0-концевым вершинам, сопоставляются, соответственно, константы 1, 0.

BDD-граф называется упорядоченным, если переменные перечисляются в одном и том же порядке во всех простых цепях, соединяющих корень BDD-графа с терминальными вершинами.

BDD-граф называется сокращенным, если он не содержит ни изоморфных подграфов, ни вершин  $v$ , для которых выполняется условие:  $f_v^{x_i=0} = f_v^{x_i=1}$ .

Любая простая цепь, соединяющая корень BDD-графа с 1-концевой вершиной, представляет конъюнкцию ортогональной дизъюнктивной нормальной формы (ОДНФ) для функции  $f$ , которую задает BDD-граф в целом. ОДНФ – это логическая сумма попарно ортогональных конъюнкций.

Любая простая цепь, соединяющая корень BDD-графа с 0-терминальной вершиной, представляет конъюнкцию ОДНФ для инверсии функции  $f$ .

Пусть  $F = \{f_1, \dots, f_m\}$  – система булевых функций, описывающих поведение комбинационной схемы. Построим ROBDD-граф для каждой булевой функции из  $F$ . Совместим 1-концевые вершины различных функций в одну 1-концевую вершину и их 0-концевые вершины в одну 0-концевую вершину, исключим изоморфные подграфы из ROBDD-графов. В результате получим граф с  $m$  корневыми вершинами и двумя терминальными вершинами. Этот граф представляет систему  $m$  булевых функций. Назовем его системой ROBDD-графов.

Удалим из системы ROBDD-графов все дуги, заходящие в 0-концевую вершину, и получим ROBDD-граф, представляющий поведение комбинационной схемы. Назовем его ROBDD-графом схемы. Покроем его программируемыми логическими блоками (ПЛБ), создаваемыми на базе LUT (Look up Table)-технологий. Непременным условием покрытия является сохранение системы ОДНФ, порожденной ROBDD-графом схемы. Это значит, что, выполнив суперпозицию по полученной схеме с учетом запрета на поглощение и склеивание конъюнкций, а также запрета на удаление повторяющихся букв в конъюнкциях и повторяющихся конъюнкций, получим систему ОДНФ, содержащую все конъюнкции, порожденные простыми цепями, соединяющими корни ROBDD-графа схемы с его 1-концевой вершиной, и только их.

Один из возможных способов покрытия заключается в следующем.

- Выходу ПЛБ ставится в соответствие либо корневая вершина, либо нетерминальная вершина, отмечаемая в схеме внутренней переменной.

- Если несколько дуг в графе системы заходят в одну и ту же нетерминальную вершину, то она может быть покрыта различными ПЛБ.
- Булева функция, реализуемая ПЛБ, представляется соответствующим подграфом *ROBDD*-графа схемы.

На рис. 1 представлен *ROBDD*-граф для системы из одной функции, *ROBDD*-граф схемы изображен на рис. 2. Здесь сплошная линия соответствует дуге, отмеченной единицей, а штриховая линия – дуге, отмеченной нулём.

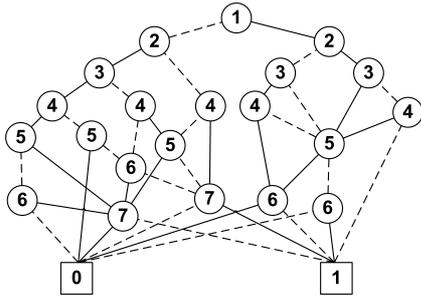


Рис. 1. *ROBDD*-граф

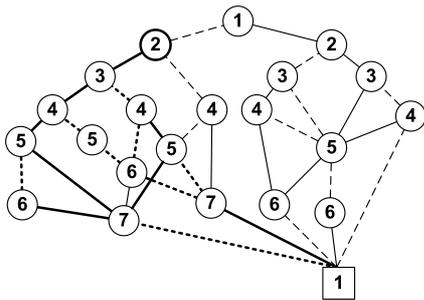


Рис. 2. *ROBDD*-граф схемы

На рис. 3 представлены подграфы, сопоставленные отдельным ПЛБ схемы: ПЛБ<sub>1</sub> соответствует подграфу, изображённый на рис. 3(1), ПЛБ<sub>2</sub> – подграф, изображённый на рис. 3(2), и т. д.

Результат покрытия *ROBDD*-графа схемы программируемыми логическими блоками с числом входных переменных, равным 5, показан на рис. 4.

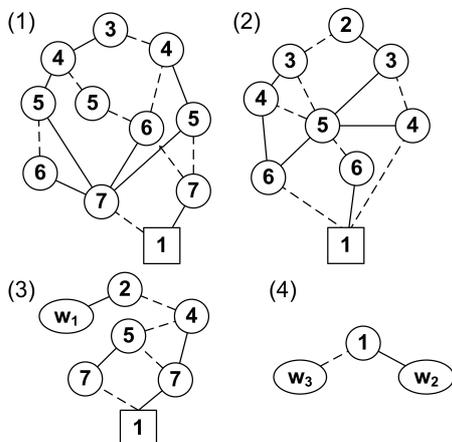


Рис. 3. Подграфы, соответствующие ПЛБ<sub>1</sub> (1) – ПЛБ<sub>4</sub> (4)

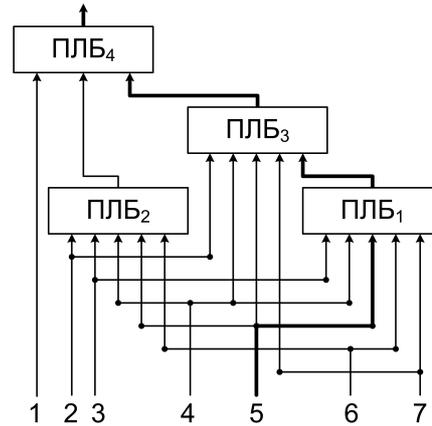


Рис. 4. Схема С

### 3. Построение пар тестовых наборов для неисправностей задержек путей

3.1. Выделение множества конъюнкций, содержащих переменную, сопоставляемую началу пути в схеме

Припишем программируемым логическим блокам комбинационной схемы номера в порядке возрастания от входов к выходам схемы. На рис. 4 эти номера указаны индексами ПЛБ. Путь  $\alpha$  представляется последовательностью программируемых логических блоков (ПЛБ), проходимых на этом пути:  $p_1, \dots, p_n$ . Пусть  $x_i$  – переменная, сопоставляемая входу схемы на рассматриваемом пути, выход элемента  $p_i$  является выходом  $i$  схемы, сопоставляемым этому пути.

Каждому ПЛБ схемы соответствует подграф *ROBDD*-графа схемы, покрытый этим ПЛБ, и ОДНФ от входных переменных блока, представляемая подграфом. Входными переменными ПЛБ могут быть как входные переменные схемы, так и ее внутренние переменные, соответствующие выходам других ПЛБ, питающих рассматриваемый блок.

Например, ПЛБ<sub>3</sub>, представленной *ROBDD*-графом (рис. 3), сопоставляется ОДНФ:

$$x_2 w_1 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_4 x_5 \bar{x}_7 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_4 \bar{x}_5 x_7 \vee \bar{x}_2 x_4 x_7.$$

Будем говорить, что нетерминальная вершина *ROBDD*-графа схемы соответствует выходу ПЛБ, если она является корнем подграфа, покрываемого этим ПЛБ. На рис. 2 вершина, сопоставляемая выходу ПЛБ<sub>3</sub>, отмечена жирным кружком.

Пусть путь  $\alpha$  начинается с входной переменной  $x_5$  и проходит через ПЛБ<sub>1</sub>, ПЛБ<sub>3</sub>, ПЛБ<sub>4</sub>, выход ПЛБ<sub>4</sub> является выходом схемы. Этот путь на рис. 4 выделен жирной линией.

*Замечание 1.* Поскольку рассматриваются ПЛБ, создаваемые на базе LUT-технологий, то естественно предполагать, что время прохождения сигнала по любому из путей графа, покрытого ПЛБ, одинаково и определяется параметрами конкретного ПЛБ. Это значит, что при прохождении по некоторому пути

схемы не имеет значения, какой путь выбран в ROBDD-графе конкретного ПЛБ, проходящего на этом пути.

Рассмотрим программируемые логические блоки на пути  $\alpha$ . Построим усеченную ОДНФ для каждого ПЛБ этого пути, составленную из конъюнкций, в которых либо присутствует переменная, соответствующая выходу ПЛБ, непосредственно предшествующему рассматриваемому блоку, либо содержится переменная  $x_i$ , сопоставляемая входу сети и являющаяся началом пути  $\alpha$ .

Для рассматриваемого пути усеченные ДНФ представляются в виде:

$$\text{ПЛБ}_1: x_3x_4\bar{x}_5x_6\bar{x}_7 \vee x_3x_4x_5\bar{x}_7 \vee x_3\bar{x}_4\bar{x}_5x_6\bar{x}_7 \vee x_3\bar{x}_4\bar{x}_5\bar{x}_6x_7 \vee \bar{x}_3x_4x_5\bar{x}_7 \vee \bar{x}_3x_4\bar{x}_5x_7,$$

$$\text{ПЛБ}_3: x_2w_1,$$

$$\text{ПЛБ}_4: \bar{x}_1w_3.$$

Двигаемся по пути  $\alpha$  от выхода  $t$  схемы к входу  $x_i$ , то есть от элемента  $p_r$  к  $p_{i1}$ . Вместо внутренних переменных подставляем усеченные ОДНФ, им соответствующие. Если в полученном после прохождения всего пути множестве конъюнкций окажутся конъюнкции, в которых содержатся внутренние переменные, продолжаем подстановки, заменяя теперь каждую внутреннюю переменную соответствующей полной ОДНФ, до тех пор, пока множество внутренних переменных не окажется пустым. Полученное множество конъюнкций обозначаем символом  $K_\alpha$ .

**Теорема 1.** Множество  $K_\alpha$  содержит все конъюнкции, сопоставляемые пути  $\alpha$ , такие что в каждой конъюнкции присутствует либо переменная  $x_i$ , либо ее инверсия. Конъюнкции множества попарно ортогональны

**Доказательство.** Каждая конъюнкция из  $K_\alpha$  содержит переменную  $x_i$  или ее инверсию. Это следует из способа подстановок усеченных ОДНФ вдоль пути  $\alpha$ . Множество  $K_\alpha$  содержит все конъюнкции, сопоставляемые пути  $\alpha$  схемы, содержащие либо переменную  $x_i$ , либо ее инверсию: оно получено в результате всевозможных подстановок, выполненных сначала для блоков пути  $\alpha$ , а затем для связанных с ним других блоков схемы. Будем иметь в виду, что в соответствующем  $K_\alpha$  фрагменте эквивалентной нормальной форме Армстронга в каждой из конъюнкций фрагмента ЭНФ переменная  $x_i$  (ее инверсия) содержит последовательность индексов, сопоставляемую рассматриваемому пути. Известно, что при подстановке в ортогональную ДНФ вместо некоторой переменной ортогональной ДНФ получаем так же ортогональную ДНФ. Это значит, что конъюнкции  $K_\alpha$  попарно ортогональны. Теорема доказана.

В примере для пути  $\alpha$  получаем из усеченных ОДНФ после первой подстановки выражение:  $\bar{x}_1x_2w_1$ . Заменяв  $w_1$  усеченной ОДНФ, далее имеем выражение:

$$\bar{x}_1x_2x_3x_4\bar{x}_5x_6\bar{x}_7 \vee \bar{x}_1x_2x_3x_4x_5\bar{x}_7 \vee \bar{x}_1x_2x_3\bar{x}_4\bar{x}_5x_6\bar{x}_7 \vee \bar{x}_1x_2x_3\bar{x}_4\bar{x}_5\bar{x}_6x_7 \vee \bar{x}_1x_2\bar{x}_3x_4x_5\bar{x}_7 \vee \bar{x}_1x_2\bar{x}_3x_4\bar{x}_5x_7.$$

Оно представляет множество  $K_\alpha$ .

**Теорема 2.** Каждой конъюнкции из  $K_\alpha$  соответствует путь в ROBDD-графе схемы от корня, сопоставляемого выходу  $t$  схемы, до 1-концевой вершины графа.

**Доказательство.** Из способа покрытия графа программируемыми логическими блоками следует, что в результате подстановок, выполненных по полученной схеме  $S$  от выходов до ее входов, имеем множество всех конъюнкций, представляемых путями от корней графа схемы до его 1-концевой вершины, то есть систему ОДНФ  $F_1, \dots, F_n$ . Для рассматриваемого пути мы выполнили некоторые из подстановок от  $t$ -го выхода схемы до ее входов, то есть конъюнкции  $K_\alpha$  содержатся среди конъюнкций ОДНФ  $F_i$ . Утверждение доказано.

Пути, сопоставляемые конъюнкциям множества  $K_\alpha$ , на рис. 2 выделены жирными линиями.

### 3.2. Обоснование существования пар тестовых наборов для рассматриваемого пути

Один из наборов  $v_1$  тестовой пары, обнаруживающей робастную (не робастную) неисправность пути  $\alpha$  [6], должен обращать в единицу конъюнкцию  $K$  (любую) из  $K_\alpha$ , возможно, вместе с другими конъюнкциями из  $K_\alpha$ , пересекающимися с  $K$ . (Для рассматриваемых схем множество пересекающихся с  $K$  конъюнкций пусто). В то же время этот набор должен обращать в ноль все остальные конъюнкции из ОДНФ  $F_i$ . Поскольку конъюнкции множества  $K_\alpha$  попарно ортогональны, то этим свойством обладает любой набор, обращающий в единицу конъюнкцию  $K$  из  $K_\alpha$ .

Имея в виду замечание 1, приходим к заключению, что выбираемая для построения тестовой пары конъюнкция  $K$  может содержать либо  $x_i$ , либо  $\bar{x}_i$ .

Обозначим через  $\underline{K}$  дополнение конъюнкции  $K$  по переменной  $x_i$ . Конъюнкция  $\underline{K}$  получается из конъюнкции  $K$  заменой переменной  $x_i(\bar{x}_i)$  на инверсную переменную.

Другой набор  $v_2$  тестовой пары должен обратить в единицу  $\underline{K}$  и в ноль все конъюнкции из  $F_i$ .

Построим минимально покрывающий интервал для наборов  $v_1, v_2$ , обозначим его символом  $u$ . Пусть  $k_u$  – конъюнкция, его представляющая. Если неисправность проявляется как робастная, то  $k_u$  ортогональна всем конъюнкциям, кроме  $K$  и конъюнкций, пересекающихся с  $K$ . В рассматриваемых схемах  $k_u$  ортогональна всем конъюнкциям, кроме  $K$ .

Покажем, что в  $K_\alpha$  найдется конъюнкция  $K$ , такая, что для ее дополнения  $\underline{K}$  существует набор  $v_2$ , причем, выполняются условия для конъюнкции  $k_u$ . С этой целью перейдем к анализу ROBDD-графа, сопоставляемого выходу  $t$  схемы.

Будем иметь в виду, что при формировании множества  $K_\alpha$  переменные в его конъюнкциях появились в соответствие с порядком разложения, выбранным при построении ROBDD-графа системы  $F$ . Появлению литеры  $x_i(\bar{x}_i)$  в конъюнкциях предшествовали переменные, стоящие перед  $x_i$  в упорядоченном ряду переменных. Эти переменные со своими знаками инверсии представляют логические произведения, соответствующие всевозможным путям, ведущим из корня (сопоставляемого выходу  $t$  схемы) в вершину  $v$ , помеченную переменной  $x_i$ . Логические произведения, сопоставляемые этим путям, попарно ортогональны. Будем иметь в виду, что одному и тому же входу на пути  $\alpha$  в ROBDD-графе схемы сопоставляется в общем случае несколько вершин, покрытых одним и тем же ПЛБ этого пути. Мы рассматриваем одну (любую) из них.

В рассматриваемом примере пути  $\alpha$  и выбранной переменной  $x_5$  сопоставляются три вершины, в каждую из них заходит по одному пути. Эти пути представлены конъюнкциями:  $\bar{x}_1x_2x_3x_4$ ,  $\bar{x}_1x_2x_3\bar{x}_4$ ,  $\bar{x}_1x_2\bar{x}_3x_4$ .

Выделим из  $K_\alpha$  подмножество всех конъюнкций, сопоставляемое одному пути, заходящему в одну из вершин, помеченных символом  $x_i$ . Обозначим этот путь символом  $\varepsilon$ . Исключим из выбранного подмножества конъюнкций переменные пути  $\varepsilon$ , получим множество конъюнкций  $K^*$ , конъюнкции этого множества также попарно ортогональны.

В примере для пути  $\varepsilon$ , представляемого конъюнкцией  $\bar{x}_1x_2x_3x_4$ , получаем множество  $K^* = \bar{x}_5x_6\bar{x}_7 \vee x_5\bar{x}_7$ .

Далее разделим множество  $K^*$  на подмножество конъюнкций, содержащих  $x_i$ , и подмножество конъюнкций, содержащих  $\bar{x}_i$ . Исключим в них переменную  $x_i$ , обозначив полученные множества, соответственно,  $K_{x_i}^*$ ,  $K_{\bar{x}_i}^*$ . Заметим, что эти подмножества представляют функции, реализуемые в дочерних вершинах рассматриваемой вершины  $v$  ROBDD-графа схемы.

В нашем примере  $K_{x_5}^* = \bar{x}_7$ , а  $K_{\bar{x}_5}^* = x_6\bar{x}_7$ .

Подмножества  $K_{x_i}^*$ ,  $K_{\bar{x}_i}^*$  определяются выбранной вершиной  $v$  и не зависят от выбранного пути  $\varepsilon$ , заходящего в эту вершину.

Согласно правилам построения ROBDD-графов (операциям их упрощения) функции  $K_{x_i}^*$ ,  $K_{\bar{x}_i}^*$  различны. Это значит, что существует набор  $\gamma$ , от входных переменных этих функций, обращающий одну из функций в единицу, а другую – в ноль. Положим, для определенности, что набор  $\gamma$  принадлежит области единичных значений функции, заданной множеством  $K_{x_i}^*$ . Пусть  $k^*$  есть конъюнкция, представляющая набор  $\gamma$ .

В рассматриваемом примере  $k^* = \bar{x}_6\bar{x}_7$ ,  $\gamma = 00$ .

Припишем конъюнкции  $k^*$  переменную  $x_i$  и логическое произведение, представляемое путем  $\varepsilon$ . Обозначим ее символом  $K$ . По построению  $K$  поглощается одной и только одной конъюнкцией  $K$  множества  $K_\alpha$ . Построим для  $K$  дополнение  $\bar{K}$  по переменной  $x_i$ .

В нашем примере

$$K^* = \bar{x}_1x_2x_3x_4x_5\bar{x}_6\bar{x}_7, \quad \bar{K} = \bar{x}_1x_2x_3x_4\bar{x}_5\bar{x}_6\bar{x}_7.$$

**Теорема 3.**  $K^*$  принадлежит области нулевых значений функции  $F_i$ .

**Доказательство.**  $K^*$  поглощается некоторой (единственной) конъюнкцией  $K$  из  $F_i$ . Будем иметь в виду, что набор  $\gamma$  обращает в ноль все конъюнкции из  $K_{x_i}^*$ . Припишем набору  $\gamma$  значения переменных, обращающие в единицу логическое произведение, сопоставляемое пути  $\varepsilon$ , и переменную  $\bar{x}_i$ . Обозначим его  $\gamma'$ . Ему сопоставляется конъюнкция  $\bar{K}$ . Набор  $\gamma'$  обращает в ноль конъюнкции множества  $K_{x_i}^*$  и, следовательно, конъюнкции из  $K_\alpha$ , порождаемые выбранным путем  $\varepsilon$ , заходящим в вершину  $v$ , и дугой, сопоставляемой  $\bar{x}_i$ . Этот набор обращает в ноль конъюнкции из  $K_\alpha$ , порождаемые выбранным путем  $\varepsilon$ , заходящим в вершину  $v$ , и дугой, сопоставляемой  $x_i$ . Набор  $\gamma'$  обращает также в ноль все остальные конъюнкции ОДНФ функции  $F_i$ . Теорема доказана.

Поскольку  $K^*$  поглощается некоторой (единственной) конъюнкцией  $K$  из  $F_i$ , а  $\bar{K}$  – дополнением  $K$ , то  $\bar{K}^*$  поглощается дополнением  $\bar{K}$ . Конъюнкции  $K^*$ ,  $\bar{K}^*$  не обязательно содержат все входные переменные схемы. Доопределим в них отсутствующие переменные одинаковым образом. Сопоставим доопределенным конъюнкциям наборы  $\gamma^*$ ,  $\bar{\gamma}^*$ , соответственно. Обозначим символом  $u$  минимально покрывающий интервал для этих наборов, а символом  $k_u$  представляющую его конъюнкцию

**Теорема 4.** Наборы  $\gamma^*$ ,  $\bar{\gamma}^*$  есть наборы  $v_1$ ,  $v_2$ , обнаруживающие робастную неисправность.

**Доказательство.** Набор  $\bar{\gamma}^*$  обращает в ноль  $F_i$  и в единицу дополнение  $\bar{K}$ . Он отличается от набора  $\gamma^*$ , обращающего в единицу конъюнкцию  $K$  и в ноль все остальные конъюнкции  $F_i$ , только значением переменной  $x_i$ . Это значит, что эти наборы обеспечивают условия очувствления пути  $\alpha$  за счет конъюнкции  $K$ . Конъюнкция  $k_u$  ортогональна конъюнкциям, полученным из множества  $K_{x_i}^*$  приписыванием к каждой конъюнкции множества переменной  $\bar{x}_i$  и конъюнкции, сопоставляемой пути  $\varepsilon$ . Конъюнкция  $k_u$  ортогональна так же всем, кроме  $K$ , конъюнкциям, полученным из множества  $K_{x_i}^*$  приписыванием к каждой конъюнкции множества переменной  $x_i$  и конъюнкции, сопоставляемой пути  $\varepsilon$ . Кроме того, рассматриваемая конъюнкция ортогональна всем остальным конъюнкциям ОДНФ функции  $F_i$ , не порожденным путем  $\varepsilon$ . Из сказанного следует, что конъюнкция  $k_u$  ортогональна всем, кроме  $K$ , конъюнкциям ОДНФ функции  $F_i$ . Итак, наборы  $\gamma^*$ ,  $\bar{\gamma}^*$  обнаруживают робастную неисправность. Теорема доказана.

Из приведенных выше рассуждений следует, что тестовая пара, обнаруживающая робастную неисправность пути  $\alpha$ , всегда существует, и ее поиск сводится к анализу множеств конъюнкций  $K_{x_i}^*$ ,  $K_{\bar{x}_i}^*$  выполняемому точно так же, как это делается при нахождении тестового набора для 01 (10)-неисправности пар дуг, исходящих из вершины ROBDD-графа [7].

### 3.3. Анализ пар $K_{x_i}^*$ , $K_{\bar{x}_i}^*$ множеств

Напомним, что рассматриваемые в этом разделе множества представляют в виде ортогональных ДНФ различные функции, сопоставляемые дочерним вершинам вершины  $v$ . Эти функции заданы соответствующими подграфами *ROBDD*-графа схемы и подграфами *ROBDD*-графа системы  $F$ . В последнем графе, наряду с самими функциями, представлены их инверсии.

Алгоритм поиска набора  $\gamma$  сведем к обходу соответствующих путей подграфов, сопоставляемым дочерним вершинам вершины  $v$  *ROBDD*-графа системы  $F$ .

Будем иметь в виду, что каждому пути в *ROBDD*-графе, соединяющему две его вершины, сопоставляется логическое произведение (конъюнкция). Два пути совместимы, если соответствующие им конъюнкции не ортогональны.

#### Алгоритм

1. Рассматриваем очередной путь, из дочерней вершины (заходящая в нее из  $v$  дуга сопоставлена переменной  $x_i$ ) в 1-концевую вершину *ROBDD*-графа системы. Обозначим его символом  $\eta$ .
2. Перебираем пути, начинающиеся в другой дочерней вершине (заходящая в нее из  $v$  дуга сопоставлена переменной  $\bar{x}_i$ ), и заканчивающиеся в 0-концевой вершине *ROBDD*-графа системы, с тем, чтобы найти путь, совместимый с  $\eta$ . Если такой путь найден, переходим к п. 5 алгоритма. Иначе возвращаемся к п. 1. Если все пути  $\eta$  просмотрены, переходим к п. 3.
3. Рассматриваем очередной путь из дочерней вершины (заходящая в нее из  $v$  дуга отмечена переменной  $\bar{x}_i$ ) в 1-концевую вершину *ROBDD*-графа системы. Обозначим его символом  $\eta$ .
4. Перебираем пути, начинающиеся в другой дочерней вершине (заходящая в нее из  $v$  дуга отмечена переменной  $x_i$ ), и заканчивающиеся в 0-концевой вершине *ROBDD*-графа системы, с тем, чтобы найти путь, совместимый с  $\eta$ . Если такой путь найден, переходим к п. 5 алгоритма. Иначе возвращаемся к п. 3.
5. Обозначаем найденный путь символом  $\zeta$ . Логическое произведение конъюнкций, сопоставляемых путям  $\eta$ ,  $\zeta$ , представляет набор  $\gamma$ .

Алгоритм гарантирует нахождение набора  $\gamma$ , поскольку функции, представляемые множествами  $K_{x_i}^*$ ,  $K_{\bar{x}_i}^*$ , различны.

Заметим, что если набор  $\gamma$  найден при реализации шагов 1,2 алгоритма, то на нем обращается в единицу конъюнкция из  $K_{x_i}^*$  и в ноль ДНФ  $K_{\bar{x}_i}^*$ . Набор  $\gamma'$ , полученный из  $\gamma$  описанным выше способом, представляет тестовый набор для неисправности константа 0 на входе  $x_i$ , являющемся началом пути  $\alpha$  в комбинационной схеме  $S$ .

Если набор  $\gamma$  найден при реализации шагов 3,4, то на нем обращается в единицу конъюнкция из  $K_{\bar{x}_i}^*$  и в ноль ДНФ  $K_{x_i}^*$ . Набор  $\gamma'$ , полученный из  $\gamma$  описан-

ным выше способом, представляет тестовый набор для неисправности константа 1 на входе  $x_i$ , являющимся началом пути  $\alpha$  в комбинационной схеме.

Из сказанного следует, что пара наборов  $v_1, v_2$  может быть построена с использованием тестовых наборов для неисправностей либо константа 1, либо константа 0 на входе  $x_i$  пути  $\alpha$ . Тестовый набор для константной неисправности выбирается в качестве набора  $v_1$ . Заменяв в нем значение переменной  $x_i$  на инверсное, получаем набор  $v_2$ .

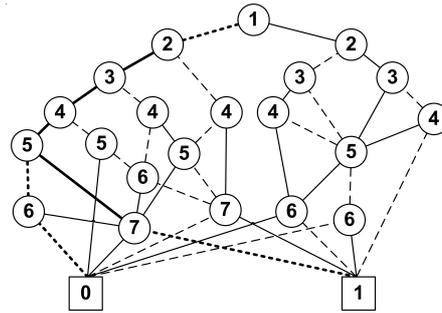


Рис. 5. Представление тестовых наборов для неисправности задержки пути  $\alpha$

В рассматриваемом выше примере набору  $\gamma'=0111100$  сопоставляется конъюнкция  $K^*=\bar{x}_1x_2x_3x_4x_5\bar{x}_6\bar{x}_7$ , а набору  $\bar{\gamma}'=0111000$  – конъюнкция  $\bar{K}^*=\bar{x}_1x_2x_3x_4\bar{x}_5\bar{x}_6\bar{x}_7$ . На рис. 5, представляющем *ROBDD*-граф системы (в данном случае система состоит из одной функции), жирной линией обозначен путь, сопоставляемый конъюнкции  $K$ , которая принимает значение 1 на наборе  $\gamma'$ . Пунктирной линией обозначен путь, ведущий в 0-концевую вершину. Соответствующая ему конъюнкция обращается в единицу на наборе  $\bar{\gamma}'$ . Конъюнкция  $k_u=\bar{x}_1x_2x_3x_4x_5\bar{x}_6\bar{x}_7$  пересекается только с конъюнкцией, порожденной путем, выделенным жирной линией.

#### Заключение

Выявлены контролепригодные свойства схем, построенных по системе *ROBDD*-графов путем покрытия графов программируемыми логическими блоками. Оказалось, что неисправность задержки каждого пути схемы проявляется как робастная, то есть для каждого пути существует пара тестовых наборов, на которой его задержка обнаруживается не зависимо от задержек остальных путей схемы. Найденная пара может быть использована для тестирования обоих перепадов значений сигналов пути. Предложен способ нахождения этой пары и способ построения проверяющего теста для всех неисправностей задержек одиночных путей схемы. Проверяющий тест обнаруживает также все кратные неисправности задержек путей. Это означает, что предлагаемый тест обладает 100 % полнотой покрытия относительно всевозможных неисправностей задержек путей.

*Работа по теме государственного контракта на выполнение научно-исследовательских работ для государственных нужд № П1157.*

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ashar P., Devadas S., Keutzer K. Gate-delay-fault Testability properties of Multiplexor-based Networks // Proc. of the IEEE Intern. Test Conf. on Test: Faster, Better, Sooner. – 1991. – P. 887–896.
2. Ashar P., Devadas S., Keutzer K. Testability Properties of Multilevel Logic Networks Derived from Binary Decision Diagrams // Proc. of the Conf. on Advanced research in VLSI. – Santa Cruz, US, 1991. – P. 33–54.
3. Ashar P., Devadas S., Keutzer K. Path-delay-fault Testability Properties of Multiplexor-based Networks // INTEGRATION, the VLSI Journal. – 1993. – V. 15. – № 1. – P. 1–23.
4. Becker B. Synthesis for Testability: Binary Decision Diagrams // Proc. of the 9<sup>th</sup> Annual Symp. on Theoretical Aspects of Computer. – 1992. – V. 577. – P. 501–512.
5. Drechsler R., Shi J., Fey G. Synthesis of Fully Testable Circuits from BDDs // IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 2004. – V. 23. – № 3. – P. 440–443.
6. Devadas S., Keitzer K. Synthesis of Robust Delay-Fault-Testable Circuits: Theory // IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 1992. – V. 11. – № 1. – P. 87–101.
7. Matrosova A., Lukovnikova E., Ostanin S., Zinchyk A., Nikolaeva E. Test Generation for Single and Multiple Stuck-at Faults of a Combinational Circuit Designed by Covering Shared ROBDD with CLBs // Proc. of the 22<sup>nd</sup> IEEE Intern. Symp. on Defect and Fault Tolerance in VLSI Systems. – Rome, Italy, 2007. – P. 356–364.

Поступила 26.10.2009 г.

УДК 681.5

## МОНИТОРИНГ ТЕКУЩЕЙ ОПАСНОСТИ ТЕХНОЛОГИЧЕСКОГО ОБЪЕКТА НА ОСНОВЕ ОБОБЩЕННОГО ПОКАЗАТЕЛЯ

А.А. Пономарев

Томский политехнический университет

E-mail: boss@aics.ru

*Рассматривается задача определения текущей опасности технологического объекта на основе рассчитываемого обобщенного показателя опасности. Выделяются свойства, которыми он должен обладать, предлагается формула для его расчета и методика учета весового коэффициента – ранга.*

**Ключевые слова:**

*Промышленная безопасность, системы противоаварийной защиты, диагностика.*

**Key words:**

*Industrial safety, safety instrument system, diagnostics.*

Оценка опасностей — одна из приоритетных задач управления промышленной безопасностью, а также задачи разработки и внедрения современных методов прогнозирования опасности, анализа потенциальных источников предаварийных ситуаций.

Развитие цифровой вычислительной техники значительно расширило сферы её применения, в том числе и для нужд промышленности. В автоматизированных системах управления технологическими процессами (АСУ ТП) и системах противоаварийной автоматической защиты (ПАЗ) стало возможным решение сложных задач расчета, анализа и прогнозирования аварийных ситуаций, моделирование технологических процессов и получение многовариантных решений. Следует отметить, что хотя эти задачи и относятся к классу задач систем управления, тем не менее, предлагаемое на рынке программное обеспечение АСУ ТП не решает в полной мере задачи обеспечения безопасности. Число элементов и параметров технологической установки, способных в той или иной мере повлиять на возникновение и развитие аварийной

ситуации, в зависимости от сложности процесса может достигать десятков и сотен. В сложных системах отказы отдельных элементов не всегда приводят к отказу всей системы, кроме того, у сложных систем есть целый спектр состояний — динамическое равновесие, нарушение равновесия, адаптация к неблагоприятным ситуациям, опасные и критические ситуации и, наконец, аварии. В связи с этим анализ риска подобных технологических систем — это достаточно сложная задача, требующая знаний технологии, особенностей элементов системы и взаимосвязи их между собой.

В настоящее время задача определения рисков технологического процесса должным образом не решается и, в лучшем случае, подменяется на этапе проектирования качественным анализом надежности системы и возможных последствий аварий [1–4]. Разработка, адаптация к условиям различных отраслей промышленности и дальнейшее развитие методов количественной оценки опасности и анализа текущего риска при функционировании промышленных установок и объектов является в настоящее время актуальной проблемой [5].