

## ПРОЕКТИРОВАНИЕ И ДИАГНОСТИКА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

УДК 004.312

А.Ю. Матросова, Д.В. Кудин, Е.А. Николаева, Е.В. Румянцева

### ОБЕСПЕЧЕНИЕ ТЕСТИРУЕМОСТИ ЗАДЕРЖЕК ПУТЕЙ ПРИ СИНТЕЗЕ СХЕМ ПОКРЫТИЕМ *BDD*-ГРАФОВ<sup>1</sup>

Рассматриваются логические схемы, построенные по системе *ROBDD*, *Free BDD*-графов покрытием их вершин специальными подсхемами из вентилей. Показывается, что для таких схем существует проверяющий тест, позволяющий обнаружить задержку любого пути схемы. Для рассматриваемых схем выявлены возможность сокращения перебора при поиске путей схемы, длина которых не менее заданного порога, и возможность компактного представления таких путей.

**Ключевые слова:** *неисправность задержки пути, тестопригодное проектирование, BDD-графы.*

В логических схемах высокого уровня интеграции и высокого быстродействия наряду с тестированием константных неисправностей требуется тестировать неисправности задержек путей. Для обнаружения неисправности задержки пути необходима пара  $(v_1, v_2)$  тестовых наборов. Если пара тестовых наборов обнаруживает неисправность пути независимо от исправности задержек остальных путей в схеме, то такая пара называется робастным тестом для данной неисправности, а неисправность – робастно тестируемой. Если пара тестовых наборов обнаруживает неисправность пути только при условии исправности задержек остальных путей в схеме, то такая пара называется неробастным тестом для данной неисправности, а неисправность – неробастно тестируемой.

Для качественного тестирования неисправностей задержек путей желательно, чтобы все неисправности были робастно тестируемыми. В произвольных схемах это далеко не так (в среднем только 20 % неисправностей задержек путей оказываются робастно тестируемыми). Для обеспечения робастной тестируемости в схемы вводят дополнительные входы [1], что нежелательно на практике. В данной работе рассматриваются схемы, полученные покрытием вершин системы *ROBDD* (*Reduced Ordered Binary Decision Diagram*)-графов или системы *Free BDD*-графов специальной, предложенной нами, подсхемой из вентилей, реализующей выражение  $f_v = \bar{x}_i f_v^{x_i=0} + x_i f_v^{x_i=1}$ . Здесь символом  $v$  обозначена покрываемая вершина, а символом  $+$  сумма по модулю два. Показывается, что для полученных таким об-

<sup>1</sup> Работа выполнена при финансовой поддержке гранта РФФИ (грант № 12-07-90813-мол\_рф\_нр) и в рамках государственного задания Минобрнауки РФ на проведение научных исследований в Томском государственном университете на 2012–2014 годы, задание 8.4055.2011.

разом схем задержка каждого пути схемы может быть обнаружена при соблюдении определенного порядка поступления на схему тестовых наборов. Предлагаемый подход может быть использован для тестирования комбинационных эквивалентов схем с памятью в условиях применения соответствующих схем сканирования [2].

### 1. Синтез комбинационных схем по системе BDD-графов

Как известно, BDD – это ориентированный граф без циклов. Его построение основано на разложении Шеннона, используемого в каждой текущей вершине строящегося BDD-графа:

$$f_v = \bar{x}_i f_v^{x_i=0} \vee x_i f_v^{x_i=1}.$$

Здесь  $f_v$  – функция, реализуемая в полюсе  $v$ . Пунктирная дуга, исходящая из  $v$ , заходит в дочернюю вершину, в которой реализуется функция  $f_v^{x_i=0}$ , а сплошная дуга заходит в вершину, в которой реализуется функция  $f_v^{x_i=1}$ . BDD называется упорядоченным (Ordered BDD), если порядок разложения по переменным фиксирован для функции в целом и не зависит от конкретной вершины, к которой применяется разложение. BDD называется сокращенным графом (Reduced BDD), если он не содержит ни изоморфных подграфов, ни таких внутренних полюсов  $v$ , для которых выполняется условие  $f_v^{x_i=0} = f_v^{x_i=1}$ . Сокращенный и упорядоченный BDD (ROBDD) является каноническим представлением булевой функции относительно выбранного порядка разложения по переменным. На рис. 1 приведен пример ROBDD-графа.

Любой путь, связывающий корень BDD с 1-концевой вершиной, представляет конъюнкцию, а все такие пути – ортогональную ДНФ (ОДНФ) функции  $f$ . ОДНФ есть дизъюнкция попарно ортогональных конъюнкций. Конъюнкции ортогональны, если в одной из них некоторая переменная присутствует со знаком инверсии, а в другой – без инверсии.

Пусть  $F = \{f_1, \dots, f_m\}$  – система булевых функций, описывающая поведение логической (комбинационной) схемы. Построим ROBDD для каждой функции системы, используя один и тот же порядок разложения по переменным, и объединим изоморфные подграфы ROBDD различных функций системы  $F$ . Объединяем 1(0)-терминальные вершины ROBDD различных функций системы в одну 1(0)-терминальную вершину. Получаем граф с  $m$  корневыми вершинами и двумя терминальными вершинами. Аналогичным образом может быть построен граф для системы Free BDD-графов. Заметим, что при построении Free BDD-графов мы не всегда можем исключить внутренние полюсы  $v$ , для которых выполняется условие  $f_v^{x_i=0} = f_v^{x_i=1}$ . Дело в том, что для Free BDD одинаковые функции могут представляться различными графами. В этом случае равенство функций можно установить, только пытаясь найти набор значений переменных, на котором функции отличаются.

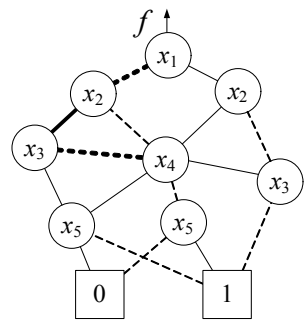


Рис. 1. ROBDD для функции  $f$

Для простоты в дальнейшем будем рассматривать систему из одной функции (рис. 1), заданную *ROBDD*.

*ROBDD* (рис. 1) представляет ОДНФ следующего вида:

$$f = x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_1 \bar{x}_2 x_3 \bar{x}_4 x_5 \vee x_1 \bar{x}_2 x_3 x_4 \bar{x}_5 \vee x_1 x_2 \bar{x}_4 x_5 \vee x_1 x_2 x_4 \bar{x}_5 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_4 x_5 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_4 \bar{x}_5 \vee \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 x_5 \vee \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 x_4 \bar{x}_5 \vee \bar{x}_1 x_2 x_3 \bar{x}_5.$$

Покроем каждый полюс *ROBDD* специальной подсхемой из вентилях (рис. 2).

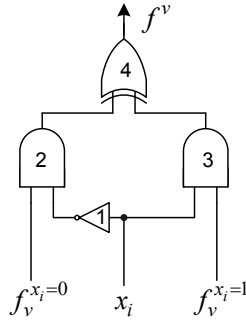


Рис. 2. Вентильная реализация формулы

$$f_v = \bar{x}_i f_v^{x_i=0} + x_i f_v^{x_i=1}.$$

Будем иметь в виду, что формулы  $f_v = \bar{x}_i f_v^{x_i=0} + x_i f_v^{x_i=1}$  и  $f_v = \bar{x}_i f_v^{x_i=0} \vee x_i f_v^{x_i=1}$  представляют одну и ту же функцию, поскольку слагаемые в них ортогональны друг другу. В результате покрытия всех внутренних полюсов *ROBDD* получаем схему *C* (рис. 3).

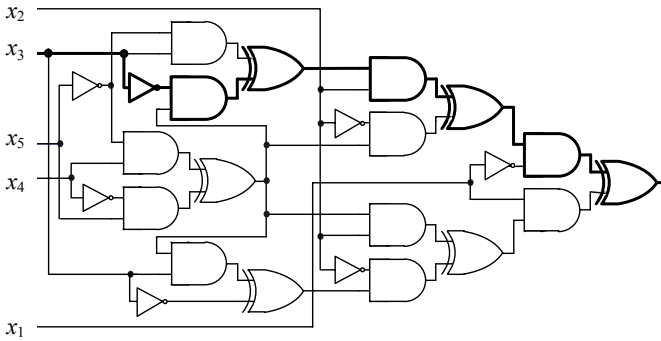


Рис. 3. Схема *C*

Аналогичным образом покрываются внутренние полюсы системы *Free BDD*-графов.

Извлечем формулу из схемы *C*, подставляя вместо внутренних переменных схемы функции вентилях, выходы которых сопоставляются внутренним переменным. Раскрываем скобки, используя дистрибутивный закон, при этом запрещаются как перестановки литер в получаемых конъюнкциях, так и любые упрощения. Под литерой здесь и далее будем понимать символ переменной и знак ее инвер-

сии. В результате получим формулу, которая отличается от ОДНФ, порожденной ROBDD-графом, по которому строилась схема, только тем, что в полученной формуле символ  $\vee$  всюду заменен на  $+$ . Эта формула, как известно, не является полиномом Жегалкина, так как в ее конъюнкциях присутствуют символы инверсии. А.А. Уткин [3] предложил называть ее разностной нормальной формой (РНФ). Будем использовать это название. Для схемы  $S$  имеем РНФ следующего вида:

$$f = x_1\bar{x}_2\bar{x}_3 + x_1\bar{x}_2x_3\bar{x}_4x_5 + x_1\bar{x}_2x_3x_4\bar{x}_5 + x_1x_2\bar{x}_4x_5 + x_1x_2x_4\bar{x}_5 + \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{x}_4x_5 + \bar{x}_1\bar{x}_2x_4\bar{x}_5 + \bar{x}_1x_2\bar{x}_3\bar{x}_4x_5 + \bar{x}_1x_2\bar{x}_3x_4\bar{x}_5 + \bar{x}_1x_2x_3\bar{x}_4x_5.$$

## 2. Свойства РНФ

Для схемы извлекаем систему РНФ описанным выше способом. Не имеет значения построена ли схема покрытием совмещенных ROBDD-графов или совмещенных Free BDD-графов. Каждая литера в формуле связана с путем, который начинается в схеме от входа, сопоставляемого рассматриваемой литере, и заканчивается на выходе схемы. Покажем это на примере ROBDD и соответствующей схемы.

Рассмотрим подсхему рис. 2 более детально. Назовем последовательность элементов 1, 2, 4 инверсной ветвью подсхемы, а последовательность элементов 3, 4 – ее прямой ветвью. Каждая ветвь представляет два пути этой подсхемы. Рассмотрим два пути, которые начинаются на входе, отмеченном переменной  $x_i$ , и принадлежат различным ветвям подсхемы. Назовем эти пути противоположными. Путь, сопоставляемый инверсной ветви, представляется литерой  $\bar{x}_i$  в соответствующей конъюнкции РНФ, а путь, сопоставляемый прямой ветви, – литерой  $x_i$  в соответствующей (другой) конъюнкции РНФ. В то же время эти пути сопоставляются пунктирной и сплошной дугам, исходящим из внутреннего полюса, помеченного  $x_i$ , который покрывался рассматриваемой подсхемой при построении схемы  $S$ . Если выход подсхемы не является выходом схемы  $S$ , тогда путь схемы  $S$ , начинающийся от входа, отмеченного литерой  $x_i(\bar{x}_i)$ , представляется последовательностью литер, сопоставляемых подсхемам (их ветвям), через которые этот путь проходит. Литеры перечисляются в порядке прохождения подсхем от входа к выходу схемы. Эта последовательность литер содержится хотя бы в одной конъюнкции РНФ. Более того, эта последовательность литер представляется путем, соединяющим корень ROBDD (Free BDD) с соответствующим полюсом, помеченным переменной  $x_i$  и исходящей из него дугой.

Например, путь в схеме  $S$ , отмеченный жирной линией, представляет конъюнкцию  $\bar{x}_3x_2\bar{x}_1$ . Последовательность литер этой конъюнкции, перечисленных в обратном порядке, начиная от выхода схемы, содержится в 8-й, 9-й конъюнкциях рассматриваемой РНФ. Итак, позиция литеры в формуле однозначно определяет соответствующий путь в схеме и путь в ROBDD (Free BDD)-графе. На рис. 1 отмечен путь в ROBDD-графе.

Рассмотрим одиночные константные неисправности литер РНФ. Выберем некоторую конъюнкцию  $K$  из РНФ и литеру  $x_i$  из  $K$ .

Пусть литера  $x_i$  заменяется в этой конъюнкции константой 0.

**Теорема 1.** Булев вектор  $\beta$  является тестовым набором для неисправности литеры константа 0, если и только если он обращает конъюнкцию  $K$ , в которой эта литера содержится, в единицу.

**Доказательство.** Пусть  $\beta$  обращает  $K$  в единицу, покажем, что  $\beta$  – тестовый набор. Поскольку все конъюнкции РНФ попарно ортогональны, то  $K$  – единственная конъюнкция, которая обращается на наборе  $\beta$  в единицу, следовательно, на этом наборе РНФ обращается в единицу. В присутствии рассматриваемой неисправности РНФ на наборе  $\beta$  обращается в ноль. Следовательно  $\beta$  – тестовый набор для этой неисправности.

Пусть  $\beta$  – тестовый набор. Это значит, что в отсутствии неисправности он должен обращать конъюнкцию  $K$  в единицу, поскольку в присутствии этой неисправности конъюнкция  $K$  обращается в ноль. Никакая другая конъюнкция на этом наборе не может обращаться в единицу, поскольку конъюнкции рассматриваемой РНФ попарно ортогональны. Теорема доказана.

Назовем конъюнкцию, полученную из  $K$  заменой литеры, представляемой переменной  $x_i$  с подходящим знаком инверсии, на инверсную литеру, дополнением  $K$  и обозначим дополнение  $\underline{K}$ .

Пусть литеры  $x_i$  заменяются в конъюнкции  $K$  константой 1 и конъюнкция  $K$  при этом превращается в конъюнкцию  $K^*$ .

**Теорема 2.** Булев вектор  $\beta$  является тестовым набором для неисправности литеры константа 1, если и только если он обращает  $\underline{K}$  в единицу.

**Доказательство.** Пусть вектор  $\beta$  обращает  $\underline{K}$  в единицу, покажем, что этот вектор является тестовым набором. а) Пусть  $\beta$  обращает исправную РНФ в ноль. Тогда  $\beta$  должен обращать в единицу неисправную РНФ, то есть конъюнкцию  $K^*$ . Это требование выполняется за счет конъюнкции  $\underline{K}$ , то есть  $\beta$  – тестовый набор. б) Пусть  $\beta$  обращает в единицу конъюнкцию  $K'$ , не совпадающую с  $K$ , исправной РНФ и обращает в единицу конъюнкцию  $K^*$  неисправной РНФ. Все конъюнкции РНФ попарно ортогональны, и, следовательно, конъюнкция  $K'$  – единственная, на которой РНФ обращается в единицу. Однако в присутствии рассматриваемой неисправности две конъюнкции  $K^*$  и  $K'$  неисправной РНФ обращаются в единицу. Это значит, что неисправная РНФ обращается в ноль и  $\beta$  является тестовым набором.

Пусть  $\beta$  – тестовый набор, покажем, что он обращает  $\underline{K}$  в единицу. Если  $\beta$  обращает в 0 исправную РНФ, то он должен обращать неисправную РНФ, а именно, конъюнкцию  $K^*$ , в единицу за счет  $\underline{K}$ . Если вектор  $\beta$  обращает в 1 исправную РНФ за счет конъюнкции  $K'$ , то он обращает в ноль неисправную РНФ за счет конъюнкции  $K^*$  и  $K'$ . Следовательно, вектор  $\beta$  обращает в 1 конъюнкцию  $\underline{K}$ . Теорема доказана.

*Итак, каждая константная неисправность литеры РНФ обнаружима.*

### 3. Нахождение тестовых пар для неисправностей задержек путей

В работе [4] неисправность задержки пути предлагается рассматривать как кратковременную неисправность литеры эквивалентной нормальной формы (ЭНФ). Имеется в виду, что каждое вхождение литеры, сопоставляемой некоторому пути в схеме, заменяется константой одного типа. Применим аналогичный подход к РНФ, имея в виду, что позиция литеры в конъюнкции РНФ однозначно определяет путь в схеме. В работе [4] сформулированы свойства наборов тестовой пары, на которой неисправность проявляется как робастная. Эти свойства связаны с анализом конъюнкции ЭНФ схемы. Первое свойство – существование тестового набора для константной неисправности литеры ЭНФ, представляющей рассматриваемый путь. Причем тестовый набор является вектором  $v_2$  тестовой пары. Сле-

дующее свойство заключается в том, что в векторах пары переменная, сопоставляемая началу пути, принимает противоположные значения. Оба эти условия распространяем на РНФ. Рассмотрим еще ряд условий, сформулированных в работе [4].

Будем иметь в виду, что задержка смены единичного сигнала на ноль на соответствующем пути выходе схемы соответствует замене всех вхождений сопоставляемой пути литеры константой 1. Задержка противоположной смены значений сигнала на соответствующем пути выходе – константой 0 [4].

Найдем все конъюнкции РНФ, которые содержат литеру, сопоставляемую рассматриваемому пути. Для определенности предположим, что пути  $\alpha$  сопоставляется литера  $x_i$ . В *ROBDD*, по которому строилась схема, найдем отрезок  $\epsilon$  пути из корня во внутренний полюс  $v$ , помеченный переменной  $x_i$ . Исходящая из полюса сплошная дуга сопоставляется началу пути  $\alpha$ . Представляемую отрезком  $\epsilon$  конъюнкцию обозначим  $k_\epsilon$ . В общем случае существует несколько продолжений этого отрезка через сплошную дугу к 1-концевой вершине *ROBDD*. Отрезок  $\epsilon$  вместе с каждым из продолжений представляет одну из конъюнкций множества  $K_\alpha$  [5], то есть множества всех конъюнкций, содержащих литеру, сопоставляемую пути  $\alpha$ .

Обозначим символом  $k(u)$  конъюнкцию, представляющую минимально покрывающий интервал для векторов  $v_1, v_2$  тестовой пары [4].

Напомним, что для любой внутренней вершины  $v$  *ROBDD*-графа выполняется условие  $f_v^{x_i=0} \neq f_v^{x_i=1}$ . Пусть  $\gamma$  – булев вектор, на котором эти функции отличаются, и  $f_v^{x_i=1}(\gamma) = 1, f_v^{x_i=0}(\delta) = 0$ . Представим этот вектор конъюнкцией  $k_\gamma$ . Построим конъюнкцию  $k_\epsilon k_\gamma$ . Обозначим через  $k^*$  конъюнкцию, представляющую некоторый набор в пространстве переменных схемы без переменной  $x_i$ , на котором конъюнкция  $k_\epsilon k_\gamma$  обращается в единицу. Будем говорить, что  $\gamma$  порождает  $k^*$ .

**Теорема 3.** Конъюнкция  $k^*$  представляет тестовую пару робастно тестируемых неисправностей задержек пути  $\alpha$  для обоих перепадов значений сигналов вдоль этого пути.

*Доказательство.* Конъюнкция  $x_i k^*$  представляет булев вектор  $v_2$ , который обращает в единицу некоторую конъюнкцию  $K$  из  $K_\alpha$ . Это значит, что  $v_2$  является тестовым набором для константной неисправности литеры:  $x_i=0$ . Конъюнкция  $\bar{x}_i k^*$  представляет вектор  $v_1$  рассматриваемой тестовой пары. Эта тестовая пара обнаруживает задержку пути  $\alpha$  при условии, что на выходе, соответствующем пути схемы, происходит смена нулевого значения сигнала на единичное значение. Вектор  $v_1$  обращает конъюнкцию  $K$  в ноль и обращает в ноль РНФ в целом. Действительно,  $v_1$  ортогонален всем конъюнкциям РНФ, в которые конъюнкция  $k_\epsilon$  не входит как часть, и всем конъюнкциям, содержащим эту часть и переменную  $x_i$ . Последнее означает, что  $v_1$  является в то же время вектором  $v_2$  для константной неисправности  $x_i=1$  для рассматриваемой конъюнкции  $K$  из  $K_\alpha$ . Более того,  $k(u)$  ортогональна всем конъюнкциям РНФ, кроме конъюнкций множества  $K_\alpha$ . Действительно,  $k(u)$  ортогональна всем конъюнкциям РНФ, в которые конъюнкция  $k_\epsilon$  не входит как часть. Кроме того, конъюнкция  $k(u)$  также ортогональна конъюнкциям РНФ, содержащим  $k_\epsilon$  как часть и переменную  $\bar{x}_i$ , поскольку  $k_\gamma$  ортогональна функции  $f_v^{x_i=0}$ . Теорема доказана.

**Следствие.** Если существует вектор  $\gamma$ , для которого  $f_v^{x_i=1}(\gamma) = 1$ ,  $f_v^{x_i=0}(\gamma) = 0$  и вектор  $\delta$ , для которого  $f_v^{x_i=1}(\delta) = 0$ ,  $f_v^{x_i=0}(\delta) = 1$ , то для обоих путей, которые начинаются на входе, отмеченном либо переменной  $x_i$  или  $\bar{x}_i$ , неисправность задержки пути проявляет себя как робастная для обоих перепадов значений сигналов вдоль этого пути.

Рис. 4, *a, b* иллюстрирует это следствие.

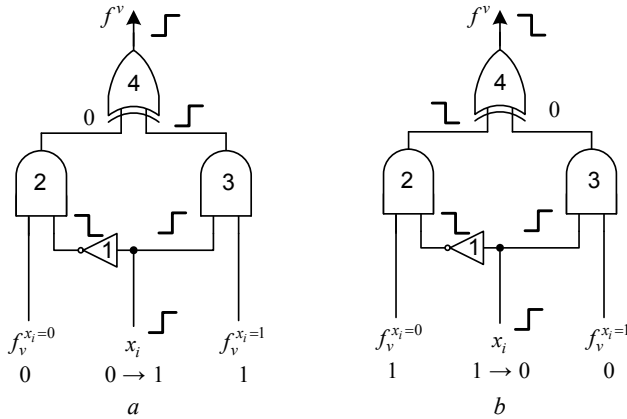


Рис. 4

Отметим, что иногда только одно из вышеупомянутых условий может выполняться. Тогда для соответствующего выполняемому условию пути существует тестовая пара, на которой неисправности задержек этого пути проявляются как робастные. Этот путь следует проверять с помощью тестовой пары первым. После этого тестируется противоположный путь. Обозначим противоположный путь символом  $\alpha$ . Пусть  $\gamma$  – булев вектор, для которого выполняется условие  $f_v^{x_i=1}(\gamma) = 1$ ,  $f_v^{x_i=0}(\gamma) = 1$ . Конъюнкция  $k^*$  строится описанным выше способом.

**Теорема 4.** Конъюнкция  $k^*$  представляет тестовую пару для неробастно тестируемых неисправностей задержек пути  $\alpha$  для обоих перепадов значений сигналов вдоль этого пути.

**Доказательство.** Конъюнкция  $x_i k^*$  представляет булев вектор  $v_2$ , который обращает в единицу конъюнкцию  $K$  из  $K_\alpha$ . Это значит, что  $v_2$  есть тестовый набор для неисправности литеры этой конъюнкции  $x_i = 0$ . Конъюнкция  $\bar{x}_i k^*$  представляет вектор  $v_1$  тестовой пары. Тестовая пара обнаруживает задержку пути  $\alpha$ , при которой на выходе соответствующей схемы происходит смена значения сигнала с нуля на единицу. Вектор  $v_1$  обращает  $\bar{K}$  в единицу. При этом возможны две ситуации. Вектор  $v_1$  ортогонален РНФ. Тогда этот вектор есть тестовый набор для неисправности литеры  $x_i = 1$ . Вторая ситуация вектор  $v_1$  обращает в единицу некоторую конъюнкцию  $K'$  из РНФ. Тогда, согласно теореме 2, вектор  $v_1$  также является тестовым набором для неисправности  $x_i=1$  той же литеры и той же конъюнкции  $K$ . Действительно, вектор  $v_1$  ортогонален всем конъюнкциям РНФ, в которые  $k_e$  не входит как часть, но пересекается с одной из конъюнкций, в которые  $k_e$  входит как

часть и которые содержат переменную  $\bar{x}_i$ , поскольку  $k_\gamma$  не ортогональна функции  $f_v^{x_i=0}$ . В то же время  $k(u)$  может пересекаться не только с конъюнкцией множества  $K_\alpha$ :  $k(u)$  не ортогональна конъюнкции, содержащей конъюнкцию  $k_\epsilon$  в качестве своей части и переменную  $\bar{x}_i$ , поскольку  $k_\gamma$  не ортогональна функции  $f_v^{x_i=0}$ . Теорема доказана.

Итак, когда условия следствия, приведенного выше, не выполняются, неисправности задержек одного пути (обоих перепадов значений его сигналов), начинающегося от входа, отмеченного переменной  $x_i$  (знак инверсии может быть любым) обнаруживаются как робастные. Неисправности задержек противоположного пути (обоих перепадов значений его сигналов) являются неробастно тестируемыми. Однако они могут быть обнаружены в случае проверки на исправность первого пути и отсутствии его задержек.

Рис. 5, 6 иллюстрируют этот факт. На рис. 5 робастно тестируемым является путь, проходящий через элементы 1, 2, 4. Путь, выделенный на рис. 6, будет неробастно тестируемым, так как неисправность задержки для него обнаруживается при отсутствии неисправности задержки пути, проходящего через элементы 1, 2, 4.

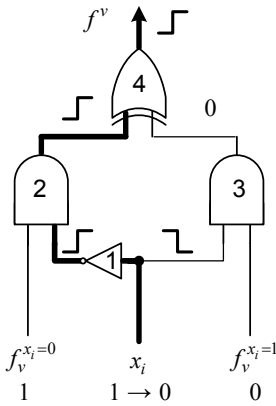


Рис. 5

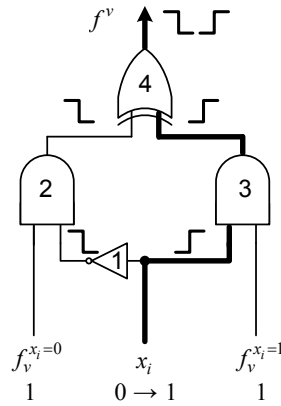


Рис. 6

Из приведенных рассуждений следует, что если тестовые пары подавать на тестируемую схему в определенном порядке, с тем чтобы сначала обнаружить задержки робастно тестируемых путей, то неисправность задержки любого пути в схеме будет обнаружена.

При построении тестовых пар для схемы, полученной покрытием подсхемами из вентилях вершин графа, представляющего систему *Free BDD*-графов, может выясниться, что для некоторой вершины  $v$  выполняется условие  $f_v^{x_i=0} = f_v^{x_i=1}$ . Это означает, что построенная схема является избыточной. Тогда необходима коррекция графа, заключающаяся в удалении одной из дочерних вершин вершины  $v$  и совмещении другой дочерней вершины с вершиной  $v$ . Коррекция графа далее сопровождается коррекцией (упрощением) схемы. Для полученной после необходимых коррекций схемы  $C$ , построенной по системе *Free BDD*-графов, существует проверяющий тест, обнаруживающий неисправности задержек каждого из ее путей.



Число путей в схеме может быть очень велико. Часто нет необходимости тестировать каждый из них, достаточно ограничиться рассмотрением наиболее длинных путей.

#### 4. Поиск наиболее длинных путей в схеме

Будем оценивать длину пути в схеме числом элементов, через которые этот путь проходит. Максимальная длина пути, проходящего через  $l$  рассмотренных выше подсхем из вентиляей, равна  $3l$ , так как максимальная длина пути в подсхеме равна трем. Сначала рассмотрим схемы, полученные покрытием подсхемами из вентиляей системы *ROBDD*-графов. Как известно, в таких графах переменные, по которым выполняется разложение, упорядочены для графа в целом. Один и тот же порядок используется во всех графах системы. Число подсхем, пересекаемых путем схемы, совпадает с числом внутренних полюсов *ROBDD*-графа, пересекаемых соответствующем путем *ROBDD*-графа, связывающим его корень с дугой, сопоставляемой началу рассматриваемого пути схемы. Анализ путей схемы предлагается заменить анализом путей *ROBDD*-графов системы. Поскольку нас интересуют наиболее длинные пути в схеме, достаточно рассмотреть пути в *ROBDD*-графе, начинающиеся в 1-концевой его вершине. Пусть выбран следующий порядок разложения по переменным:  $i_1, \dots, i_n$ . Максимально длинный путь характеризуется величиной  $3n$ . Пусть задана пороговая длина пути  $h$ .

##### Поиск наиболее длинных путей по *ROBDD*-графу

Двигаемся от 1-терминальной вершины к корню *ROBDD*, соблюдая следующие правила:

1. Обходим вершины слева направо и снизу вверх по графу в целом.
2. Если в текущей внутренней вершине установлено, что  $m$  внутренних полюсов отсутствуют во всех путях, являющихся продолжением пройденного отрезка, то длина всех таких путей не более  $3n - 3m$ . Если эта величина меньше  $h$ , то возвращаемся в ближайшую точку ветвления графа (можно предлагать различные оценки максимальной длины путей такого вида).
3. Если найден путь, длина которого больше или равна  $h$ , то возвращаемся в ближайшую к корню графа точку ветвления.

Будем иметь в виду, что каждый найденный путь от 1-концевой вершины до корня графа представляет компактно в общем случае несколько путей, длина которых больше  $h$ . Отложив на найденном пути, двигаясь от корня графа, отрезок величины  $h$ , мы можем отметить начала всех других путей длины более  $h$ . Началам этих путей будут сопоставлены: вершина, в которой заканчивается отрезок, и вершины, заключенные между концом отрезка и 1-концевой вершиной графа.

##### Поиск наиболее длинных путей по *Free BDD*-графу

При использовании *Free BDD*-графов мы не имеем возможности по метке вершины судить, как далеко она расположена от корня графа. В этом случае придется разметить все вершины одного и того же *Free BDD*-графа номерами уровней, к которым они относятся. К первому уровню относится корень графа. Вершина относится к  $i$ -му уровню, если  $(i-1)$  – максимальный уровень смежных с ней

вершин, расположенных ближе к корню графа. Используя такую разметку вершин, находим пути, длины которых больше  $h$ , руководствуясь теми же правилами, что и при анализе схем, построенных по системе *ROBDD*-графов.

### Заключение

Предложен метод построения логических схем по системе *ROBDD*-, *Free BDD*-графов путем покрытия их вершин специальными подсхемами из вентилей. Установлено, что для таких схем существует проверяющий тест, обнаруживающий задержку каждого пути, причем порядок поступления тестовых пар существенен. Предложена процедура поиска путей, длина которых больше заданной величины  $h$ , основанная на сокращенном обходе *ROBDD*-, *Free BDD*-графов.

### ЛИТЕРАТУРА

1. 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. No. 3. P. 1–4.
2. Melnikov A.V. Observability estimation of a state variable when the LOS technique is applied // Вестник Томского государственного университета. Управление, вычислительная техника и информатика. 2012. № 3 (20). С. 139–144.
3. Уткин А.А. Анализ логических сетей и техника булевых вычислений. Минск: Наука и техника, 1979.
4. Matrosova A., Lipsky V., Melnikov A., Singh V. Path delay faults and ENF // Proc. IEEE East-West Design and Test Symposium. 2010. P. 164–167.
5. Matrosova A., Nikolaeva E., Kudin D., and Singh V. PDF testability of the circuits derived by special covering *ROBDD*s with gates // Proc. IEEE East-West Design and Test Symposium. 2012. P. 146–150.

Матросова Анжела Юрьевна  
 Николаева Екатерина Александровна  
 Румянцева Елена Викторовна  
 Томский государственный университет  
 Кудин Дмитрий Владимирович  
 Горно-Алтайский государственный университет  
 E-mail: mau11@yandex.ru; nikolaeva-ea@mail.ru;  
 elenakemy@rambler.ru; ensase@mail.ru

Поступила в редакцию 6 октября 2012 г.

*Matrosova Anjela Yu., Kudin Dmitry V., Nikolaeva Ekaterina V., Rourmjantseva Elena V.* (Tomsk State University, Gorno-Altay State University). **Providing full delay testability for circuits obtained by covering of BDDs.**

Keywords: path delay fault (PDF), binary decision diagram (BDD), design for testability.

Circuits obtained by covering *ROBDD* and *Free BDD* nodes with special gate subcircuits are considered. Formulae derived from their structural descriptions are investigated. Based on the results of investigations algorithms of deriving test pairs for robust testable PDFs and validatable non robust testable PDFs of such circuits are developed. It is found out that delay of each circuit path is detectable. Possibilities of cutting calculations under finding the longest circuit paths and compact description of the longest paths are discussed.