

УДК 681.32

Ю.А. СКОБЦОВ¹, В.Ю. СКОБЦОВ²¹Донецкий национальный технический университет, Украина²Институт прикладной математики и механики НАН Украины, Украина

АНАЛИТИЧЕСКИЙ ПОДХОД К ГЕНЕРАЦИИ ПРОВЕРЯЮЩИХ ТЕСТОВ ДЛЯ СХЕМ С ПАМЯТЬЮ

Развит аналитический подход к построению проверяющих тестов для схем с памятью на основе метода различающих функций. Используется символическое моделирование и кратная стратегия наблюдения выходных сигналов, которая позволяет повысить полноту проверяющих тестов. Рассматриваются две формы различающих функций – дизъюнктивная и конъюнктивная. Дизъюнктивная форма выделяет различимые пары состояний исправной и неисправной схемы и позволяет свести задачу генерации теста к проверке тавтологии различающей функции. Конъюнктивная форма выделяет неразличимые пары состояний и сводит задачу генерации тестов к проверке выполнимости булевых функций (SAT).

Ключевые слова: последовательностные схемы, генерация тестов, различающая функция, кратная стратегия наблюдения, символическое моделирование, тавтология, SAT.

1. Актуальность

В диагностике последовательностных цифровых схем с памятью в последнее время достигнуты значительные успехи, которые, прежде всего, основаны на использовании методов искусственного интеллекта и быстро растущими вычислительными ресурсами, которые позволяют реализовать методы, ранее не пригодные при решении практических задач.

Целью данной работы является дальнейшее развитие аналитических методов построения проверяющих тестов для схем с памятью на основе различающих функций за счет использования кратной стратегии наблюдения выходных сигналов [1 – 3].

Задача построения проверяющего теста для заданной неисправности в комбинационной схеме с одним выходом может быть сформулирована аналитически, если функционирование схемы в исправном и неисправном состояниях задано с помощью аналитических выражений функций выходов.

Пусть $f_i(X)$ – булева функция, реализуемая на i -м выходе исправной комбинационной схемой, а $\varphi_i(X)$ – булева функция, реализуемая неисправной схемой.

Назовем различающей функцией следующее выражение:

$$D(X) = (f_1(X) \oplus \varphi_1(X)) \vee (f_2(X) \oplus \varphi_2(X)) \vee \dots \vee (f_m(X) \oplus \varphi_m(X)). \quad (1)$$

Очевидно, что входные наборы X , для которых $D(X)=1$, проверяют данную неисправность.

Известно, что сама постановка задачи построения проверяющих тестов для схем с памятью существенно зависит от применяемой стратегии наблюдения выходных сигналов [1 – 3]. Мы будем использовать кратную стратегию наблюдения выходных сигналов, согласно которой неисправность f называется обнаружимой в последовательностной схеме входной последовательностью $X(1), X(2), \dots, X(p)$ относительно стратегии кратного наблюдения выходов, если [1 – 3]:

$$\forall (Y, Y_i) \exists t \leq p, \exists i \leq k, \exists b \in \{0, 1\} : \quad (2)$$

$$((z_i(Y, t) = b) \wedge (z_i^f(Y_i, t) = \bar{b})).$$

Согласно кратной стратегии для каждой пары состояний исправной и неисправной схемы существует свой момент времени, в котором они дают различные выходные сигналы.

В качестве примера, рассмотрим схему, представленную на рис. 1 с одиночной константной неисправностью $f_2 \equiv 0$. Таблицы 1 и 2 представляют таблицы переходов-выходов соответствующих автоматов для исправной и неисправной схемы.

Таблица 1
Исправный автомат А

S(y ₁ y ₂)	S _{сл, z} x=0	S _{сл, z} x=1
A(00)	D, 0	B, 0
B(01)	B, 1	D, 0
C(10)	C, 0	A, 1
D(11)	A, 1	C, 1

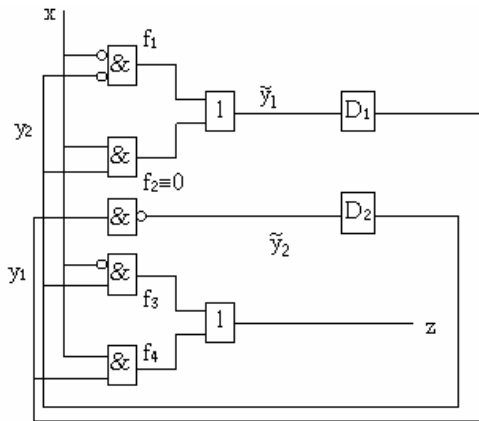


Рис. 1. Пример схемы

Таблица 2
Неисправный автомат A_f

$S(y_1y_2)$	Ссл, z $x=0$	Ссл, z $x=1$
a(00)	d,0	b,0
b(01)	b,1	b,0
c(10)	c,0	a,1
d(11)	a,1	a,1

Соответственно таблицы 3 и 4 показывают, что входная последовательность $X=1, X=1, X=1, X=1$ проверяет неисправность $f_2 \equiv 0$ при условии применения кратной стратегии, поскольку для каждой пары состояний исправной и неисправной схемы существует момент времени, для которого выходные реакции различны.

Таблица 3

Реакции исправной схемы

$S(y_1y_2)$	$x_1=1$	$x_2=1$	$x_3=1$	$x_4=1$
A(00)	0	0	1	1
B(01)	0	1	1	0
C(10)	1	0	0	1
D(11)	1	1	0	0

Таблица 4

Реакции неисправной схемы

$S(y_1y_2)$	$x_1=1$	$x_2=1$	$x_3=1$	$x_4=1$
A(00)	0	0	0	0
B(01)	0	0	0	0
C(10)	1	0	0	0
D(11)	1	0	0	0

Отметим, что данная неисправность не проверяется этой входной последовательностью относительно одиночной стратегии наблюдения выходных сигналов.

2. Построение теста на функциональном уровне

Следуя [2, 3] на функциональном уровне (с использованием таблиц переходов автоматов A и A_f , реализуемых исправной и неисправной схемами) можно построить входную тестовую последовательность на основе прямого или обратного различающего дерева (рис. 2, 3) [1].

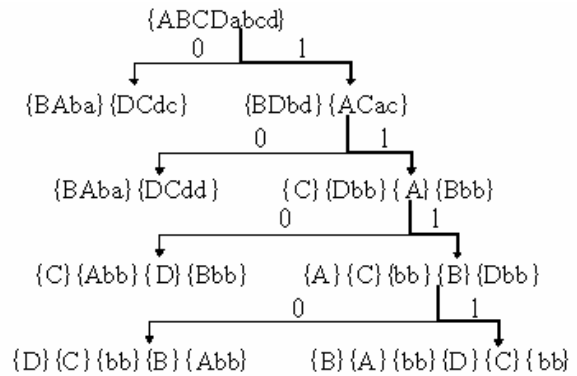


Рис. 2. Прямое различающее дерево

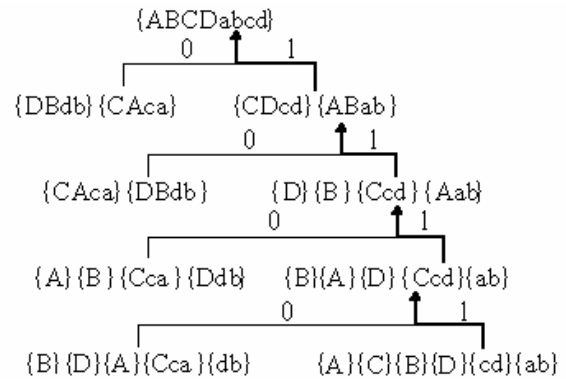


Рис. 3. Обратное различающее дерево

Например, на рис. 2 представлен фрагмент прямого различающего дерева (ПРД) для автоматов A и A_f , описанных в таблицах 1, 2. Все вершины 4-го уровня этого дерева являются окончательными, так как A -группа $\{B\}\{A\}\{bb\}\{D\}\{C\}\{bb\}$ является гомогенной [1]. Путь, связывающий вершину нулевого уровня ПРД с вершиной, привязанной к гомогенной A -группе, определяет тест минимальной длины данной неисправности.

В нашем примере путь, связывающий вершину нулевого уровня ПРД с вершиной, привязанной к гомогенной A -группе $\{B\}\{A\}\{bb\}\{D\}\{C\}\{bb\}$ (на рис. 2 выделен жирной линией), позволяет определить, что

как это упоминалось ранее, тестом минимальной длины неисправности $f_2 \equiv 0$ является входная последовательность $T=(1,1,1,1)$. Для проведения аналогий нам удобнее использовать обратное различающее дерево (ОРД), которое представлено на рис. 3.

В нашем примере путь между вершиной ОРД, связанной с гомогенной А-группой $\{A\}\{C\}\{B\}\{D\}\{cd\}\{ab\}$, и вершиной нулевого уровня (на рис.3 выделен жирной линией), позволяет определить, что как и для ПРД, тестом минимальной длины данной неисправности $f_2 \equiv 0$ (рис. 1) является входная последовательность $T=(1,1,1,1)$.

2.1. Символьное моделирование

Приведенное выше определение обнаружимости неисправностей для последовательностных схем дано фактически на функциональном уровне и требуют явного моделирования для каждого начального состояния исправной и неисправной схем. Рассмотрим кратную стратегию наблюдения выходных сигналов и символьное моделирование неисправных последовательностных схем. Как уже отмечалось, при использовании этой стратегии необходимо сравнить выходные реакции для всевозможных пар состояний (Y, Y_n) исправной и неисправной схем. Эта процедура требует значительных вычислительных ресурсов при длинных входных последовательностях для схем, содержащих большое число элементов памяти.

Известно, что троичное моделирование не позволяет точно оценить полноту теста [1], поэтому последнее время все чаще используется символьное моделирование логических схем. Символьное моде-

лирование, в отличие от обычно применяемого логического моделирования в троичном алфавите, позволяет получить точные значения сигналов для каждой линии схемы для заданной входной последовательности $X(1), X(2), \dots, X(p)$ и неопределенного начального состояния схемы. При этом каждому i -му элементу памяти ставится в соответствие переменная состояния y_i . Тогда состояние исправной схемы описывается вектором переменных

$$y = (y_1, \dots, y_k),$$

где $y_i \in \{0,1\}$ для $i = \overline{1, k}$. В процессе символьного моделирования для каждой линии схемы строится булева функция, которая зависит от переменных состояний $y = (y_1, \dots, y_k)$.

Для заданной входной последовательности X сначала выполняется символьное моделирование исправной схемы, которое определяет для каждой линии булевы выражения, определяющие зависимость от переменных состояний. Далее для каждой отобранной неисправности (обычно таких, которые не обнаруживаются с использованием троичного моделирования) для каждого временного такта t и выхода j определяются символьные выражения выхода $z_j(r,t)$, где r -состояние исправной схемы. Для нашего примера на рис. 4 представлены результаты символьного моделирования исправной и неисправной схемы (рис. 1) для входной последовательности $x_1=1, x_2=1, x_3=1, x_4=1$. Здесь для каждой линии схемы получены булевы выражения в терминах переменных состояний y_1, y_2 исправной и через $/$ в терминах y_{1i}, y_{2i} неисправной схемы.

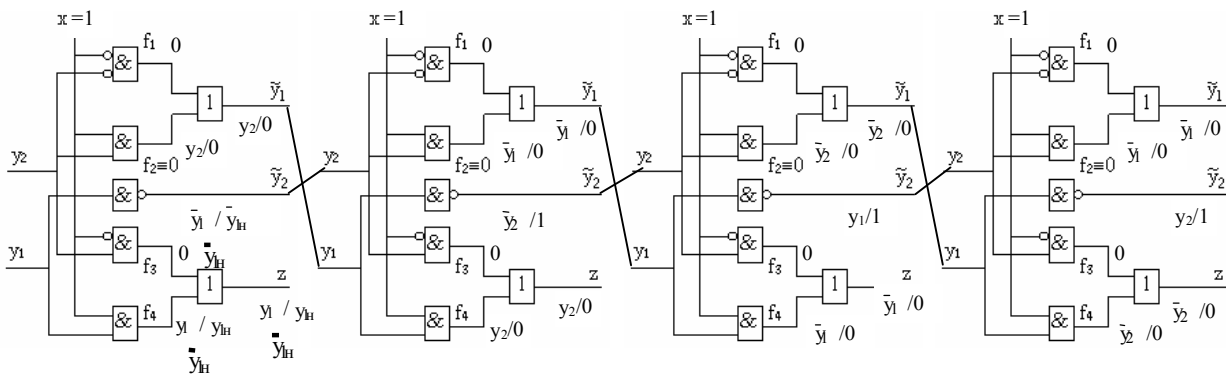


Рис. 4. Итеративная комбинационная схема с данными символьного моделирования

2.2. Дизъюнктивная форма различающей функции для последовательностных схем

Эlegantным методом решения данной проблемы является использование математического аппарата различающих функций, который обобщает понятие различающей функции (1) для комбинационных схем на схемы с памятью. Следует отметить, что в [2, 3] уже был введен и широко применялся подход, который в дальнейшем в [4] получил название «стратегия

кратного наблюдения», но вычислительная техника того времени не позволяла использовать его для больших схем.

Согласно [1, 2] определим различающую функцию $D_{f,X} : B^k \times B^k \rightarrow B$ для стратегии кратного наблюдения следующим образом:

$$D_{f,X}^{MOT} = \bigvee_{t=1}^p \bigvee_{j=1}^m [z_j(X, Y, t) \oplus z_j^f(X, Y_f, t)] \quad (3)$$

для каждой неисправности f и входной последовательности $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$.

При этом $Y=(y_1, \dots, y_k)$ и $Y_i=(y_{1i}, \dots, y_{ki})$ обозначают переменные состояний, представляющих начальные состояния исправной Y и неисправной Y_n схем. Данная различающая функция сравнивает все выходные последовательности для исправной и неисправной схем для моментов времени $t = \overline{1, p}$ одновременно.

Моделирование неисправных схем с применением стратегии кратного наблюдения выполняется с помощью символического моделирования с итеративным вычислением различающих функций $D_{f,X}^{MOT}$. Для выполнения этой процедуры для каждой неисправности вводится вспомогательная (текущая) различающая функция $\tilde{D}_{f,X}$, которая при инициализации получает нулевое значение, далее в процессе символического моделирования к ней последовательно добавляется на каждом шаге дизъюнктивный терм, соответствующий своему моменту времени

$$\tilde{D}_{f,X}(Y, Y_i) \leftarrow \tilde{D}_{f,X}(Y, Y_i) \vee (\bigvee_{j=1}^m [z_j(Y, t) \oplus z_j^f(Y_i, t)]). \quad (4)$$

При достижении в процессе моделирования внешнего выхода j выполняется проверка обнаружимости рассматриваемой неисправности относительно используемой стратегии наблюдения выходных сигналов

Можно показать, что каждому узлу обратного различающего дерева, связанного с путем (входной последовательностью) $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$ соответствует выражение различающей функции $D_{f,X}$. При этом вид соответствующей $D_{f,X}$ определяет пары состояний исправной и неисправной схемы, которые различаются входной последовательностью $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$. Можно показать [1, 2], что неисправность f является обнаружимой относительно стратегии кратного наблюдения, если и только если $D_{f,X} = 1$ для данной входной последовательности X .

Равенство $D_{f,X} = 1$ говорит о том, что различающая функция содержит все пары состояний исправной и неисправной схемы (все пары состояний различаются последовательностью X). Если $\tilde{D}_{f,X} = 1$, то неисправность отмечается как обнаруженная и исключается из дальнейшего рассмотрения. Следует отметить, что оценка полноты входной тестовой последовательности также может быть выполнена путем сравнения выходных реакций с символическими выражениями соответствующих выходов схемы.

Для нашего примера (входной последовательности $x_1=1, x_2=1, x_3=1, x_4=1$ схемы (рис. 1, 4) для первого такта имеем

$$\begin{aligned} \tilde{D}_f &= D_f(t=1) = z(t=1) \oplus z_f(t=1) = \\ & y_1 \oplus y_{1i} = y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}}. \end{aligned} \quad (5)$$

Для второго такта имеем

$$D_f(t=2) = z(t=2) \oplus z_f(t=2) = y_2 \oplus 0 = y_2, \quad (6)$$

что дает

$$D_f^{MOT} = D_f(t=1) \vee D_f(t=2) = y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_2 \quad (7)$$

Для третьего такта получаем

$$D_f(t=3) = z(t=3) \oplus z_f(t=1) = y_1 \oplus 0 = y_1, \quad (8)$$

откуда следует

$$\begin{aligned} D_f^{MOT} &= D_f(t=1) \vee D_f(t=2) \vee D_f(t=3) = \\ & y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_2 \vee y_1 = y_{1i} \vee y_2 \vee y_1. \end{aligned} \quad (9)$$

Наконец для 4-го такта получаем

$$D_f(t=4) = z(t=4) \oplus z_f(t=4) = \overline{y_2} \oplus 0 = \overline{y_2}, \quad (10)$$

что ведет к

$$\begin{aligned} D_f^{MOT} &= D_f(t=1) \vee D_f(t=2) \vee D_f(t=3) \vee \\ & \vee D_f(t=4) = y_{1i} \vee y_2 \vee y_1 \vee \overline{y_2} = 1. \end{aligned} \quad (11)$$

Покажем соответствие полученных выражений узлам обратного различающего дерева рис.3. Возьмем правый узел первого уровня ОРД $X=1$, которому соответствуют множества неразличимых пар состояний $\{CDcd\}$ $\{ABab\}$ исправной и неисправной схемы. Очевидно, что состояния, содержащиеся в разных σ -множествах $\{\}$, различаются входной последовательностью $X=1$. Получаем следующие различаемые пары состояний для нашего примера: $\{Ca, Cb, Da, Db, Ac, Ad, Bc, Bd\}$. Можно показать, что каждой различимой паре состояний исправной и неисправной схемы соответствует терм совершенной дизъюнктивной нормальной формы (СДНФ):

$$\begin{aligned} D_f^{MOT}(t=1) &= y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}} = y_1 y_2 y_{1i} y_{2i} \vee \\ & \overline{y_1 y_2 y_{1i} y_{2i}} \vee \overline{y_1 y_2} y_{1i} y_{2i} \vee y_1 \overline{y_2} y_{1i} y_{2i} \vee \\ & y_1 y_2 y_{1i} \overline{y_{2i}} \vee \overline{y_1 y_2} y_{1i} \overline{y_{2i}} \vee y_1 y_2 y_{1i} y_{2i} \vee \\ & \overline{y_1 y_2} y_{1i} y_{2i}. \end{aligned} \quad (12)$$

Например, первый терм $y_1 y_2 y_{1i} y_{2i}$ соответствует различимой паре $\{Ca\}$,... последний терм $\overline{y_1 y_2} y_{1i} y_{2i}$ - паре $\{Bd\}$. Аналогично правый узел второго уровня ОРД $\{C\} \{Dbb\} \{A\} \{Bbb\}$ соответствует $D_f^{MOT}(t=2) = y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_2$. Если мы разложим это выражение в СДНФ, то обнаружим соответствие каждой различимой пары терму СДНФ. Таким же образом правому узлу третьего уровня ОРД $\{B\} \{A\} \{D\} \{Ccd\} \{ab\}$ соответствует $D_f^{MOT}(t=3) = y_1 y_{1i} \vee \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_2 \vee y_1 = y_{1i} \vee y_2 \vee y_1$ и узлу четвертого уровня $\{A\} \{C\} \{B\} \{D\} \{cd\} \{ab\}$ - соответствует $D_f^{MOT}(t=4) = 1$.

Равенство РФ $D_f^{MOT} = 1$ говорит о том, что различающая функция содержит все пары состояний

исправной и неисправной схемы и поэтому неисправность $f_2 \equiv 0$ схемы рис.2.1 проверяется входной последовательностью $x_1=1, x_2=1, x_3=1, x_4=1$ относительно кратной стратегии наблюдения.

Таким образом, поиск пути на ОРД, соответствующего тестовой последовательностью можно выполнить с помощью символьного моделирования и вычисления различающей функции. Поиск тестовой последовательности $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$ сводится к решению булева уравнения $D_f^{MOT} = 1$, т.е. таких значений $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$, при которых имеет место тавтология $D_f^{MOT} = 1$. Быстродействие современной вычислительной техники наряду с развитой техникой символьных вычислений [6] позволяет применять этот подход для реальных последовательностных схем.

Решение уравнения $D_f^{MOT} = 1$ можно реализовать различными способами, в частности, с помощью генетических алгоритмов (ГА)[7].

2.3. Конъюнктивная форма различающей функции

Кроме введенной авторами дизъюнктивной формы РФ для последовательностных схем используется и конъюнктивная форма РФ [5], которая определяется следующим образом.

$$K_{f,X} : B^k \times B^k \rightarrow B \quad (13)$$

$$K_{f,X} = \prod_{t=1}^p \prod_{j=1}^m [z_j(Y, t) \equiv z_j^f(Y_i, t)] \quad (14)$$

В отличие от предыдущей формы здесь выделяются неразличимые пары состояний исправной и неисправной схемы, которые для входной последовательности $X=X(1), X(2), \dots, X(p)$ дают одинаковые выходные реакции для всех m выходов и всех p моментов времени.

Как и в предыдущей форме при реализации вычислений вводится вспомогательная (текущая) различающая функция $\tilde{K}_{f,X}$, которая при инициализации получает единичное значение. Далее в процессе символьного моделирования она последовательно умножается на каждом шаге на дизъюнктивный терм, соответствующий своему моменту времени,

$$\begin{aligned} \tilde{K}_{f,X}(Y, Y_i) &\leftarrow \tilde{K}_{f,X}(Y, Y_i) \wedge \\ &\wedge \left(\prod_{j=1}^m [z_j(Y, t) \equiv z_j^f(Y_i, t)] \right). \end{aligned} \quad (15)$$

В этом случае неисправность f является обнаружимой относительно стратегии кратного наблюдения, если и только если $K_{f,X}(Y, Y_i) = 0$ для данной входной последовательности X . Это означает, что нет пар состояний исправной и неисправной схемы, которые выдают одинаковые выходные реакции.

Для нашего примера для первого момента времени имеем

$$\begin{aligned} \tilde{K}_f &= K_f(t=1) = z(t=1) \equiv z_f(t=1) = \\ &= y_1 \equiv y_{1i} = \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_1 y_{1i}. \end{aligned} \quad (16)$$

Для второго такта функция имеет вид

$$K_f(t=2) = z(t=2) \equiv z_f(t=2) = y_2 \equiv 0 = \overline{y_2}, \quad (17)$$

что дает

$$K_f^{MOT} = K_f(t=1) \wedge K_f(t=2) = \overline{y_2} (\overline{y_1 y_{1i}} \vee y_1 y_{1i}). \quad (18)$$

Для третьего такта имеем

$$K_f(t=3) = z(t=3) \equiv z_f(t=3) = y_1 \equiv 0 = \overline{y_1}, \quad (19)$$

откуда следует

$$K_f^{MOT} = K_f(t=1) \wedge K_f(t=2) \wedge K_f(t=3) = y_1 \overline{y_2} y_{1i}. \quad (20)$$

Наконец для 4-го такта получаем

$$K_f(t=4) = z(t=4) \equiv z_f(t=4) = \overline{y_2} \equiv 0 = y_2, \quad (21)$$

откуда получаем

$$\begin{aligned} D_f^{MOT} &= D_f(t=1) \vee D_f(t=2) \vee D_f(t=3) \vee \\ &\vee D_f(t=4) = y_{1i} \vee y_2 \vee y_1 \vee \overline{y_2} = 1. \end{aligned} \quad (22)$$

Следует отметить, что в случае конъюнктивной формы соответствие различающей функции с узлами обратного различающего дерева более очевидно. Это обусловлено тем, что в ОРД неразличимые множества пар состояний содержат пары, имеющие одинаковые выходные реакции на данную входную последовательность. Но конъюнктивная форма выделяет именно такие пары состояний для входной последовательности.

Так, для нашего примера правый узел $\{CDcd\} \{ABab\}$ ОРД первого уровня соответствует функции $\tilde{K}_f(t=1) = \overline{y_1 y_{1i}} \vee y_1 y_{1i}$. При этом множеству неразличимых пар $\{CDcd\}$ соответствует терм $y_1 y_{1i}$, а множеству $\{ABab\}$ - терм $\overline{y_1 y_{1i}}$. Аналогично правому узлу второго уровня ОРД $\{D\} \{B\} \{Ccd\} \{Aab\}$ соответствует функция $K_f^{MOT}(t=2) = \overline{y_2} (\overline{y_1 y_{1i}} \vee y_1 y_{1i}) = \overline{y_1 y_2 y_{1i}} \vee y_1 \overline{y_2} y_{1i}$ где терм $\overline{y_1 y_2 y_{1i}}$ соответствует множеству $\{Aab\}$ и терм $y_1 \overline{y_2} y_{1i}$ - множеству $\{Ccd\}$. Заметим, что для множеств $\{D\} \{B\}$, не содержащих неразличимых пар состояний, в функции K_f^{MOT} нет соответствующих термов.

Как и в предыдущем случае, равенство $K_f^{MOT} = 0$ говорит о том, что различающая функция не содержит ни одной неразличимой пары состояний исправной и неисправной схемы и поэтому неисправность $f_2 \equiv 0$ схемы рис.1 проверяется входной последовательностью $x^1=1, x^2=1, x^3=1, x^4=1$ относительно кратной стратегии наблюдения. При решении уравнения $K_f^{MOT} = 0$ можно использовать достаточ-

но развитые алгоритмы решения (SAT) задачи проверки выполнимости булевых функций, в частности, основанные на символьном моделировании [6].

Выводы

Для последовательностных схем количество неисправностей, непроверяемых относительно одиночной (обычной) стратегии наблюдения выходных сигналов, может быть достаточно большим. Так, например, для схем каталога ISCAS89 даже для одиночных константных неисправностей число таких неисправностей по некоторым данным [4, 5] в среднем достигает 38%. Предложенный аналитический подход и стратегия кратного наблюдения выходных сигналов позволяет существенно повысить полноту проверяющих тестов для схем с памятью, но требует значительных вычислительных ресурсов. Предлагаемый подход позволяет свести задачу построения проверяющих схем для схем с памятью к решению стандартных задач проверки тавтологии или выполнимости булевых функций (SAT). При решении этих задач можно использовать различные достаточно развитые методы, в частности, генетические алгоритмы.

Литература

1. Скобцов Ю.А. Логическое моделирование и тестирование цифровых устройств / Ю.А. Скобцов, В.Ю. Скобцов. – Донецк: ИПММ, ДонНТУ, 2005. – 436 с.
2. Скобцов Ю.А. Аналитический метод построения различающих последовательностей для дискретных устройств / Ю.А. Скобцов, Д.В. Сперанский // Автоматика и телемеханика. – 1980. – №1. – С.122-130.
3. Скобцов Ю.А. Структурно-аналитический подход в задачах диагностики синхронных последовательностных схем / Ю.А. Скобцов, Д.В. Сперанский // Электронное моделирование. – 1980. – № 4. – С. 32-38
4. Pomeranz I. The multiple observation time strategy / I. Pomeranz, S.M. Reddy // IEEE Transactions on Computers. – 1992. – Vol. 41. – N 5. – P. 627-637.
5. Becker B. Hybrid fault simulation for synchronous sequential circuits / B. Becker, M. Keim // Journal of electronics: Theory and appl. – 1999. – N 15. – P. 219-238.
6. Bryant R. Graph-based algorithms for Boolean functions manipulation // IEEE Transactions on Computers. – Vol. 35 – 1986. – P. 677-691.
7. Skobtsov Y.A. Evolutionary approach to test generation of sequential digital circuits with multiple observation time strategy / Y.A. Skobtsov, V.Y. Skobtsov // Proceedings of IEEE East-West Design&Test Symposium (EWDTS'09) . – 2009: Moscow. – P. 119-123.

Поступила в редакцию 18.01.2010

Рецензент: д-р техн. наук, проф. А.А. Баркалов, Донецкий национальный технический университет, Донецк.

АНАЛІТИЧНИЙ ПІДХІД ДО ГЕНЕРАЦІЇ ПЕРЕВІРЯЮЧИХ ТЕСТІВ ДЛЯ СХЕМ З ПАМ'ЯТТЮ

Ю.О. Скобцов, В.Ю. Скобцов

Розвинуто аналітичний підхід до побудови перевіряючих тестів для схем з пам'яттю на основі метода розрізняючих функцій. Використовується символьне моделювання та кратна стратегія спостереження вихідних сигналів, яка дозволяє підвищити повноту перевіряючих тестів. Розглядаються дві форми розрізняючих функцій – диз'юнктивна і кон'юнктивна. Диз'юнктивна форма виділяє відмінні пари станів справної та несправної схеми і дозволяє звести задачу генерації тесту до перевірки тавтології розрізняючої функції. Кон'юнктивна форма виділяє невідмінні пари станів та зводить задачу генерації тестів до перевірки здійсненності булевих функцій (SAT).

Ключові слова: послідовнісні схеми, генерація тестів, розрізняюча функція, кратна стратегія спостереження, символьне моделювання, тавтологія, SAT.

ANALYTICAL APPROACH TO TEST GENERATION FOR SEQUENTIAL CIRCUITS

Y.A. Skobtsov, V.Y. Skobtsov

It is developed the analytical approach to the test generation problem on the basis of distinguishing function method for the circuits with memory. There are used symbolic simulation and multiple observation time strategy, which allows increasing fault coverage of test. Two forms of distinguishing function – disjunction and conjunction, are considered. The disjunctive form extracts distinguishable state pairs of good and faulty circuits and allows reduce the test generation problem to the problem of tautology checking of distinguishing function. The conjunctive form extracts undistinguishable state pairs and reduces the test generation problem to the Boolean satisfiability problem (SAT).

Key words: sequential circuits, Test generation, Distinguishing function, Multiple observation time strategy, Symbolic simulation, Tautology, SAT.

Скобцов Юрий Александрович – д-р техн. наук, проф., зав. каф. АСУ Донецкого национального технического университета, Донецк, Украина, e-mail: skobtsov@kita.dgtu.donetsk.ua.

Скобцов Вадим Юрьевич – канд. техн. наук, доцент, ученый секретарь Института прикладной математики и механики НАН Украины, Донецк, Украина, e-mail: skobtsov@iamm.ac.donetsk.ua.