

Техническая диагностика

УДК 681.326.7

© 1998 г.

И. А. МУРАШКО, канд. техн. наук,

А. М. ШМИДМАН,

В. Н. ЯРМОЛИК, д-р техн. наук

(Белорусский государственный университет информатики и
радиоэлектроники, Минск)

НОВЫЙ ПОДХОД К ПРОЕКТИРОВАНИЮ ЦЕПИ СКАНИРОВАНИЯ ДЛЯ ВСТРОЕННОГО САМОТЕСТИРОВАНИЯ СБИС

В работе предлагается новый подход к проектированию цепи сканирования, основанный на применении Т-триггеров вместо традиционно используемых D-триггеров. Реализация данного подхода позволяет уменьшить время трансляции детерминированных тестовых наборов, улучшить качество псевдослучайных тестовых наборов при функционировании цепи сканирования в качестве источника тестовых воздействий, а также повысить достоверность тестового эксперимента при использовании цепи сканирования в качестве устройства сжатия реакций.

1. Введение

Одним из наиболее широко распространенных способов проверки работоспособности сверхбольших интегральных схем (СБИС) является встроенное самотестирование, которое использует, как правило, псевдослучайную последовательность как тестовое воздействие [1–3], некоторую архитектуру сканирования (LSSD, Boundary-Scan, STUMPS), а также сигнатурный анализ как способ получения компактной оценки [3–4]. В общем случае самотестирующаяся СБИС состоит из генератора псевдослучайных тестовых наборов, цепи сканирования, собственно тестируемой схемы и одно- либо многоканального сигнатурного анализатора.

Кроме общих требований, таких как минимальные аппаратные затраты и функционирование на рабочих частотах, к каждому из компонент средств встроенного самотестирования предъявляются и специфические требования, а именно: генератор псевдослучайных тестовых наборов должен иметь хорошее качество генерируемых псевдослучайных тестовых наборов; к сигнатурному анализатору предъявляется требование обеспечения низкого значения вероятности необнаружения неисправности; возможность трансляции по цепи сканирования как детерминированных тестовых наборов, так и псевдослучайных тестовых наборов, а также невнесения цепью сканирования искажения в транслируемую информацию.

В статье предлагается новый подход к проектированию цепи сканирования, основанный на использовании Т-триггеров вместо традиционного подхода, основанного на использовании D-триггеров, и рассматриваются три основные функции цепи сканирования. Во-первых, это сдвиг информации, при котором необходимо обеспечить однозначное соответствие между информацией на входе цепи и на ее выходе. Во-вторых, возможность простого преобразования любого участка цепи (либо всей цепи) в генератор псевдослучайных тестовых наборов. В-третьих, возможность использования любого участка цепи в качестве устройства сжатия реакций тестируемой схемы.

2. Трансляция детерминированных тестовых наборов

Рассмотрим функционирование цепи сканирования, состоящей из s элементов памяти (рис. 1), которые в режиме тестирования представляют единую цепь сканирования. Состояние цепи сканирования в начальный момент времени определим вектором $A_0 = a_0 a_1 a_2 \dots a_{s-1}$, где $a_m \in \{0, 1\}$, $m = \overline{0, s-1}$. На вход тестируемой схемы необходимо подать множество тестовых наборов $\{A_0, A_1, A_2, \dots\}$. Переход от предыдущего состояния цепи сканирования A_i к последующему A_{i+1} осуществляется путем подачи на вход цепи сканирования некоторого вектора $B_i = b_0 b_1 \dots b_{k-1}$, где $k \leq s$.

Далее, будем оперировать состояниями цепи сканирования, представленными в полиномиальной форме, когда каждому биту тестового набора ставится в соответствие уникальная степень при переменной x . Тогда начальное состояние цепи сканирования запишется в виде:

$$(1) \quad A_0(x) = a_0 \oplus a_1 x \oplus a_2 x^2 \oplus \dots \oplus a_{s-1} x^{s-1}.$$

При тестировании схем с использованием детерминированных тестовых наборов существенным является время трансляции тестовых наборов, что фактически определяет время тестирования схемы. Для сравнения эффективности использования цепи сканирования на D- и T-триггерах воспользуемся такой характеристикой, как среднее число тактов C_{av} , за которое можно перейти от любого начального состояния в любое конечное состояние, отличное от начального. Данную характеристику можно найти по формуле

$$(2) \quad C_{av} = \frac{\sum_{i=0}^{N-1} M(A_0^i(x))}{N(N-1)},$$

где $N = 2^s$, $A_0^i(x)$ — i -е начальное состояние цепи сканирования, $M(A_0^i(x))$ — сумма количества тактов, необходимых для перехода из данного начального состояния $A_0^i(x)$ во всевозможные конечные состояния, отличные от начального. Значение $M(A_0^i(x))$ для конкретного значения начального состояния $A_0^i(x)$ цепи сканирования на D-триггерах находится по алгоритму:

0: BEGIN

1: $M(A_0^i(x)) = 0$;

2: FOR $j = 0$ TO $2^s - 1$;

3: IF $A_k^j(x) \neq A_0^i(x)$ THEN;

4: $k = 1$;

5: IF $[A_0^i(x)x^k \bmod x^s \oplus A_k^j(x)] / x^{k+1} = 0$ THEN GOTO 9;

6: $k = k + 1$;

7: GO TO 5;

8: END IF;

9: $M(A_0^i(x)) = M(A_0^i(x)) + k$;

10: END IF;

11: END FOR;

12: END

Для цепи сканирования на T-триггерах алгоритм нахождения значения $M(A_0^i(x))$ будет аналогичен приведенному, за исключением того, что на шаге 5 алгоритма проверка производится при помощи выражения $[A_0^i(x)(x \oplus 1)^k \bmod x^s \oplus A_k^j(x)] / x^{k+1} = 0$.

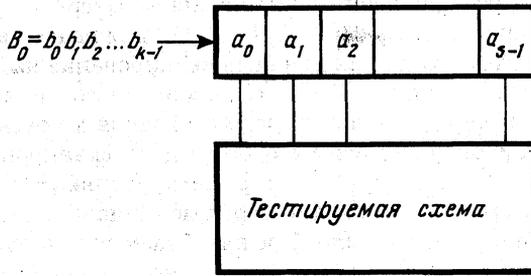


Рис. 1. Процедура тестирования цифровой схемы с цепью сканирования

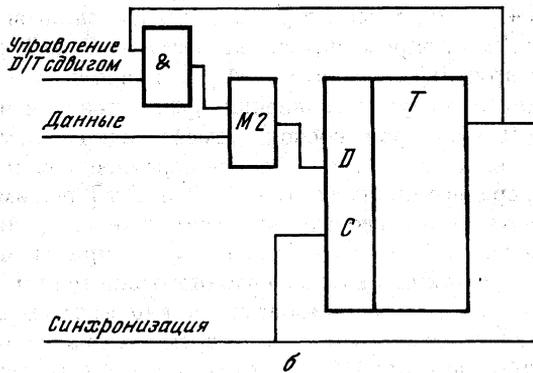
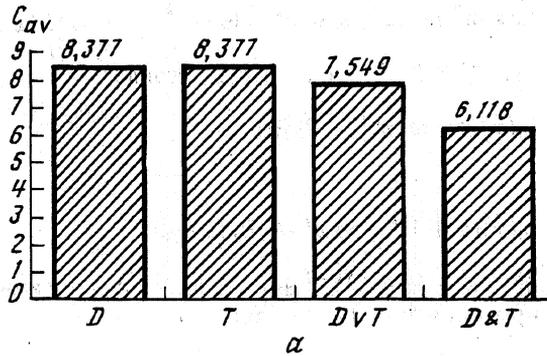


Рис. 2. Среднее число тактов, необходимое для перехода из любого начального состояния в любое конечное состояние (для 10-разрядной цепи сканирования) (а), функциональная схема базового элемента цепи сканирования с возможностью работы в режиме Т- и D-сдвига (б)

Как показано на рис. 2, а, цепи сканирования на D- и Т-триггерах имеют одинаковое значение среднего числа тактов C_{av} , а значит, и среднее время, затраченное на трансляцию некоторого количества z тестовых наборов этих цепей сканирования, является одинаковым. Приведенная оценка является количественной. В то же время, для s -разрядной цепи сканирования, например, для перехода из состояния 101010...0101 в состояние 111111...1111 при использовании в цепи сканирования

T-триггеров потребуется 1 такт, для цепи сканирования на D-триггерах – $s - 1$ тактов; для перехода из состояния $11111 \dots 111$ в $11111 \dots 110$ для цепи сканирования на D-триггерах потребуется 1 такт, тогда как для цепи сканирования на T-триггерах – более 1 такта, в общем случае – s тактов. Поэтому, для использования преимуществ обоих типов триггеров при переходе от начального состояния к конечному предлагается использовать комбинированный режим работы цепи сканирования. В этом случае цепь сканирования может работать как в режиме D-сдвига, так и в режиме T-сдвига. При этом определимся, что если при переходе от начального состояния в конечное режим может изменяться, то данный режим будем называть D&T-режим, а если не может изменяться – то DVT-режим. Модифицированный базовый элемент для построения такой цепи сканирования показан на рис. 2, б. Так как DVT-режим является комбинацией режимов D-сдвига и T-сдвига, то состояние цепи сканирования через k тактов можно записать для D-режима (учитывая, что на вход цепи сканирования подается $B_0 = b_0 b_1 b_2 \dots b_{k-1}$, где $b_i = \{0, 1\}$):

$$A_k(x) = [A_0(x)x^k \bmod x^s] \oplus b_0 x^{k-1} \oplus b_1 x^{k-2} \oplus \dots \oplus b_{k-1}.$$

Обозначим $B_k(x) = b_0 x^{k-1} \oplus b_1 x^{k-2} \oplus \dots \oplus b_{k-1}$, тогда

$$(3) \quad A_k(x) = [A_0(x)x^k \bmod x^s] \oplus B_k(x)$$

и для T-режима:

$$(4) \quad A_k(x) = [A_0(x)(x \oplus 1)^k \bmod x^s] \oplus B_k(x),$$

где $B_k(x) = b_0(x \oplus 1)^{k-1} \oplus b_1(x \oplus 1)^{k-2} \oplus \dots \oplus b_{k-1}$. Аналогично для D&T-режима состояние цепи сканирования запишется как:

$$(5) \quad A_k(x) = [(A_0(x)x^i(x \oplus 1)^j) \bmod x^s] \oplus B_k(x),$$

где $i = \overline{0, k}$, $j = \overline{0, k}$, $i + j = k$. Здесь i и j – количество сдвигов в D- и T-режимах, соответственно, а вид $B_k(x)$ определяется количеством D- и T-сдвигов и порядком их следования друг за другом. Для анализа эффективности от использования предложенных режимов, как и в случае сравнения эффективности использования цепи сканирования на D- и T-триггерах, воспользуемся средним числом тактов для перехода из любого начального состояния в любое конечное, отличное от начального. Как видно из рис. 2, а, среднее число тактов C_{av} для D&T-режима меньше среднего числа тактов для D-режима, а следовательно, сокращается среднее время трансляции тестовых наборов по отношению к D-режиму, но при этом возрастает объем тестовой информации, так как для каждого входного значения потребуется указать, какой – D- или T-сдвиг – следует использовать в текущем такте цепи сканирования. При использовании DVT-режима выигрыш по времени трансляции тестовых наборов получается меньший, чем для D&T-режима, но и объем тестовой информации будет меньше, чем для D&T-режима.

3. Трансляция псевдослучайных тестовых наборов

Рассмотрим проблему трансляции псевдослучайных тестовых наборов в реальном масштабе времени по цепи сканирования. При подаче на вход цепи сканирования псевдослучайной последовательности, определяющей примитивным порождающим полиномом степени n , в случае реализации цепи сканирования на D-триггерах на выходах любого разряда цепи сканирования формируются сдвинутые копии той же самой входной псевдослучайной последовательности. Причем очевидно, что фазовый сдвиг между соседними разрядами будет равен 1. При построении цепи ска-

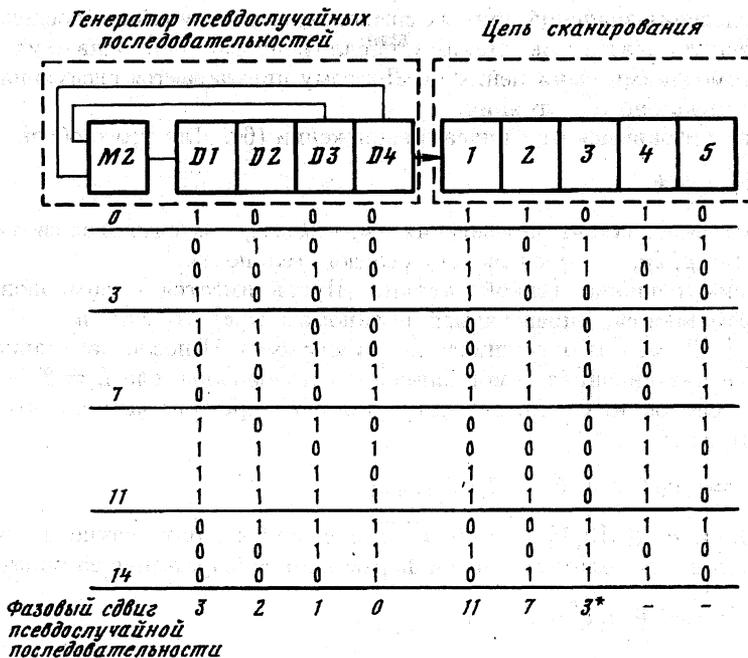


Рис. 3. Влияние начального состояния цепи сканирования на вырождение псевдослучайной последовательности

нирования на Т-триггерах на выходах любого разряда цепи сканирования также формируются сдвинутые копии входной псевдослучайной последовательности, однако фазовый сдвиг между соседними разрядами будет отличаться от единицы и определяется согласно выражению [5]:

$$(6) \quad \delta\Phi_i = (-ik) \bmod (2^n - 1), \quad i = \overline{1, s}, \quad n = \deg \varphi(x),$$

где значение k может быть вычислено из выражения

$$(7) \quad x^k = x \oplus 1 \bmod \varphi(x).$$

В отличие от цепи сканирования на D-триггерах, цепь сканирования на Т-триггерах критична к начальному состоянию. Так, при произвольном начальном состоянии мы можем получить вырожденные последовательности, как это показано на рис. 3, где на выходах 4-го и 5-го разрядов цепи сканирования формируется некоторая последовательность, которая не является псевдослучайной последовательностью максимальной длины (М-последовательностью). Для нормальной работы цепи сканирования необходимо задать начальное состояние, которое соответствует номеру ожидаемого фазового сдвига. Другими словами, начальное состояние i -го разряда цепи сканирования на Т-триггерах должно соответствовать $(-ik) \bmod L$ символу псевдослучайной последовательности при условии, что на вход первого разряда цепи сканирования поступает 0-й символ псевдослучайной последовательности, где $L = 2^n - 1$, $n = \deg \varphi(x)$. Для примера, на рис. 3 при $k = 4$ и $L = 15$ начальное состояние первого разряда цепи сканирования должно соответствовать 11-му символу входной последовательности, начальное состояние второго разряда – 7-му символу, начальное состояние 3-го разряда – третьему символу и т.д., т.е. начальное состояние должно быть [11110]. Для произвольного случая необходимо знать $(-ik)$ -символы псевдослучайной последовательности для всех $i = \overline{1, s}$.

Для определения значений данных символов псевдослучайной последовательности можно воспользоваться методиками, предложенными в [6], однако их применение связано с громоздкими вычислениями. Поэтому предлагается следующая методика определения начального состояния.

Для начала избавимся от минуса в выражении (6). Для этого обозначим

$$(8) \quad p = L - k.$$

Соответственно, задача определения $-k, -2k, \dots, -sk$ символов сводится к задаче определения $p, 2p, \dots, sp$ символов последовательности.

Рассмотрим решение данной задачи. Пусть имеется n символов некоторой М-последовательности, определяемой полиномом $\varphi(x)$ степени n . Обозначим их $[a_0 a_1 \dots a_{n-1}]$. Любой из оставшихся $L - n$ символов М-последовательности может быть получен как линейная комбинация этих n символов, где $L = 2^n - 1$ - период М-последовательности. Соответственно, для некоторого произвольного p -го символа можно записать

$$a_p = c_0 a_0 \oplus c_1 a_1 \oplus \dots \oplus c_{n-1} a_{n-1},$$

где $a_i \in \{0, 1\}$, $c_i \in \{0, 1\}$, $i = \overline{0, n-1}$ и c_i определяют, какие a_i участвуют в формировании a_p . В полиномиальной форме данное выражение запишется в виде

$$x^p = c_0 x^0 \oplus c_1 x^1 \oplus \dots \oplus c_{n-1} x^{n-1}.$$

Обозначим полином в правой части этого выражения как $p(x)$. Тогда, как показано в [4], для заданной М-последовательности, определяемой порождающим полиномом $\varphi(x)$ степени n , $p(x)$ может быть найден из выражения

$$(9) \quad x^p = p(x) \bmod \varphi(x).$$

Физический смысл данного выражения состоит в следующем. Если сложить по модулю 2 i -е символы М-последовательности, которым соответствуют ненулевые коэффициенты полинома $p(x)$, $i = \overline{0, n-1}$, то получим p -й символ этой последовательности.

Следовательно, ip -е символы псевдослучайной последовательности могут быть найдены из выражения

$$(10) \quad x^{ip} = (p(x))^i \bmod \varphi(x).$$

Использование данной методики позволяет упростить вычисление начального состояния цепи сканирования на Т-триггерах. Для рассмотренного на рис. 3 примера выражение (9) примет вид ($\varphi(x) = 1 \oplus x \oplus x^4$, $L = 15$, $k = 4$, $p = 11$)

$$(11) \quad x^{11} = x^3 \oplus x^2 \oplus x \bmod \varphi(x).$$

Соответственно, $p(x) = x^3 \oplus x^2 \oplus x$, и начальное состояние первого разряда цепи сканирования определяется суммой 1, 2 и 3-го символов псевдослучайной последовательности. По аналогии, используя (10), находятся начальные состояния остальных разрядов.

4. Использование цепи сканирования для сжатия реакций тестируемой схемы

Как указывалось выше, цепь сканирования должна выполнять функции устройства сжатия реакций. При использовании встроенного самотестирования одной из основных проблем является потеря ошибки на всех стадиях тестирования. Для цепи сканирования это означает, что любой сдвиг информации, хранящейся в цепи ска-

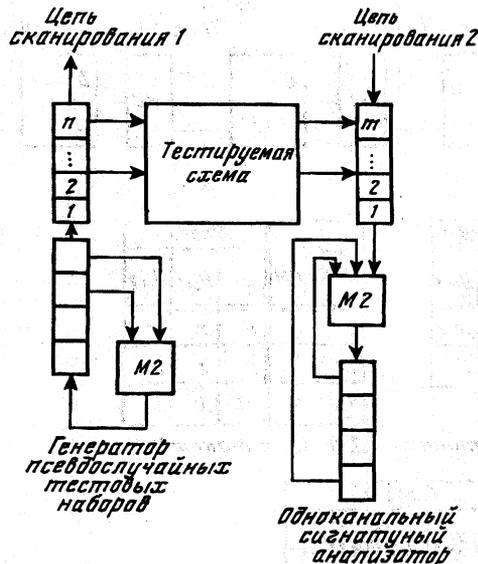


Рис. 4. Пример использования цепи сканирования для сжатия реакций тестируемой схемы

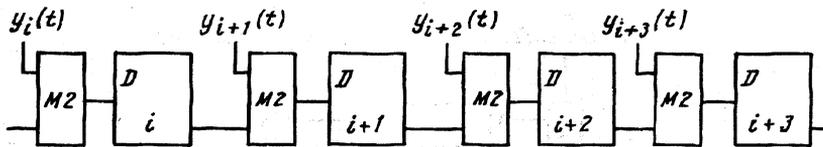
нирования, не должен приводить к потере ошибки, или, другими словами, для произвольного ненулевого s -разрядного кода, хранящегося в цепи сканирования, сдвиг на $k \leq s$ позиций не приводил к появлению нулевого кода. Выполнение данного условия при использовании Т-триггеров доказывается следующей теоремой.

Теорема 1. Сдвиг на k разрядов ($0 \leq k \leq s$) произвольного ненулевого кода цепью сканирования на Т-триггерах с нулевыми граничными условиями обеспечивает некоторый код, отличный от нуля.

Наиболее широко распространенным способом сжатия реакций тестируемой схемы является двухступенчатое преобразование (рис. 4) [7]. Первая ступень осуществляет сжатие в пространстве, т.е. получение одной последовательности из множества выходных последовательностей тестируемой схемы (цепь сканирования 2 на рис. 4). Вторая ступень осуществляет сжатие во времени и представляет собой традиционный одноканальный сигнатурный анализатор (рис. 4). Данный подход отличается большей регулярностью и позволяет получить более короткие сигнатуры. Структура цепи сканирования 2 на основе D-триггеров представлена на рис. 5, а. Рассмотрим процесс взаимокompенсации ошибок для данной схемы. Пусть по i -му выходу тестируемой схемы в $(t-1)$ -й момент времени произошло искажение символа $y_i(t-1)$. Значит в t -й момент времени изменится значение i -го разряда. Соответственно в $(t+k)$ -й момент времени изменится значение $(i+k)$ -го разряда. В полиномиальной форме можно записать влияние искажения на последующие разряды следующим образом:

$$(12) \quad \begin{cases} t: & x^i \\ t+1: & x^{i+1} \\ t+2: & x^{i+2} \\ \dots & \dots \\ t+k: & x^{i+k} \end{cases}$$

Из системы (12) видно, что если произошло искажение символа $y_i(t-1)$ одновременно с символом $y_{i+j}(t+j)$, $j = 1, 2, 3, \dots$, то данные искажения взаимокompенсуются и выходная последовательность не изменится, а значит, данные неисправности не



а

Такт работы	Входы	
	y_i	y_{i+1}
t	E	x
$t+1$	x	E

Такт работы	Входы		
	y_i	y_{i+1}	y_{i+2}
t	E	x	x
$t+1$	x	x	x
$t+2$	x	x	E

Для одного такта Для двух тактов

Такт работы	Входы				
	y_i	y_{i+1}	y_{i+2}	y_{i+3}	y_{i+4}
t	E	x	x	x	x
$t+1$	x	x	x	x	x
$t+2$	x	x	x	x	x
$t+3$	x	x	x	x	x
$t+4$	x	x	x	x	E

Для четырех тактов

б

Рис. 5. Фрагмент цепи сканирования на D-триггерах (а) и конфигурация необнаруживаемой двукратной ошибки для цепи сканирования на D-триггерах (б)

будут обнаружены. Конфигурация необнаруживаемых двукратных ошибок представлена на рис. 5, б. Фрагмент цепи сканирования на T-триггерах представлен на рис. 6, а. По аналогии запишем влияние искажения символа $y_i(t-1)$ на последующие разряды для цепи сканирования на T-триггерах:

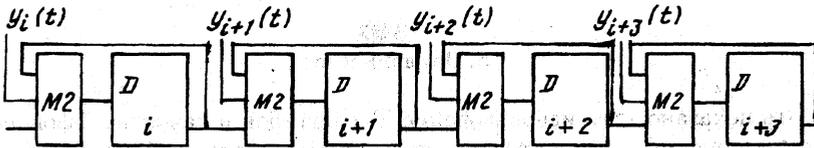
$$(13) \quad \begin{cases} t: & x^i \\ t+1: & x^i + x^{i+1} \\ t+2: & x^i + x^{i+2} \\ t+3: & x^i + x^{i+1} + x^{i+2} + x^{i+3} \\ t+4: & x^i + x^{i+4} \\ t+5: & x^i + x^{i+1} + x^{i+4} + x^{i+5} \\ & \dots \end{cases}$$

Как видно из системы (13), любое одиночное искажение символа $y_i(t-1)$ вызовет изменение как минимум в двух разрядах полинома ошибки $f(x)$. Для общего случая справедлива следующая

Теорема 2. При реализации цепи сканирования на T-триггерах любое искажение символа $y_i(t-1)$ приведет к изменению как минимум в двух разрядах полинома ошибки $f(x)$ в момент времени $(t+k)$, где $0 < k < n$, n - длина цепи сканирования.

Исходя из теоремы 2, можно сформулировать теорему о минимальной кратности необнаруживаемой ошибки для цепи сканирования на T-триггерах.

Теорема 3. Минимальная кратность необнаруживаемой ошибки для цепи сканирования на T-триггерах равняется 3.



а

Такт работы	Входы	
	y_i	y_{i+1}
t	E	x
$t+1$	E	E

Такт работы	Входы		
	y_i	y_{i+1}	y_{i+2}
t	E	x	x
$t+1$	x	x	x
$t+2$	E	x	E

Для одного такта Для двух тактов

Такт работы	Входы				
	y_i	y_{i+1}	y_{i+2}	y_{i+3}	y_{i+4}
t	E	x	x	x	x
$t+1$	x	x	x	x	x
$t+2$	x	x	x	x	x
$t+3$	x	x	x	x	x
$t+4$	E	x	x	x	E

Для четырех тактов б

Рис. 6. Фрагмент цепи сканирования на Т-триггерах (а) и конфигурация необнаруживаемой трехкратной ошибки для цепи сканирования на Т-триггерах (б)

Рассмотрим конфигурацию необнаруживаемых ошибок для цепи сканирования на Т-триггерах. Согласно (13), трехкратные ошибки будут иметь вид

$$(14) \quad \left\{ \begin{array}{l} i: \quad x^j \\ i+1: \quad x^j + x^{j+1} \\ i: \quad x^j \\ i+2: \quad x^j + x^{j+2} \\ i: \quad x^j \\ i+4: \quad x^j + x^{j+4} \\ \dots \\ i: \quad x^j \\ i+d: \quad x^j + x^{j+d} \end{array} \right.$$

где i представляет время (в тактах), j является номером ячейки сдвигового регистра и $d = 2^k$, $k = 0, 1, 2, \dots$. Конфигурация необнаруживаемых ошибок представлена на рис. 6,б. Сравнивая рис. 5,б и рис. 6,б, можно видеть, что вид необнаруживаемой трехкратной ошибки для цепи сканирования на Т-триггерах соответствует необнаруживаемой двукратной ошибке для цепи сканирования на D-триггерах.

Таким образом, при использовании Т-триггеров в цепи сканирования увеличивается кратность необнаруживаемой ошибки, что позволяет повысить достоверность тестового эксперимента.

5. Заключение

В работе показано, что использование Т-триггеров в качестве базового элемента цепи сканирования позволяет уменьшить время трансляции детерминированных тестовых наборов. При трансляции псевдослучайных тестовых наборов на соседних разрядах цепи сканирования формируются псевдослучайные тестовые последовательности, сдвинутые друг относительно друга на достаточно большое количество тактов, что позволяет обеспечить исчерпывающее тестирование как комбинационных, так и последовательностных схем. При использовании цепи сканирования в режиме сжатия реакций тестируемой схемы повышается достоверность анализа, так как кратность необнаруживаемой ошибки равна 3, в то время как для традиционно используемой цепи сканирования на D-триггерах это значение равно 2. В целом данный подход позволяет повысить эффективность тестового эксперимента без потери быстроты действия.

ПРИЛОЖЕНИЕ

Доказательство теоремы 1. Пусть на цепи сканирования хранится некоторый код, представленный в виде полинома $A_0(x) \neq 0$. Сдвиг информации на k разрядов при нулевых граничных условиях (т.е. на вход первого разряда цепи сканирования поступает нуль) можно записать в виде

$$(15) \quad A_k(x) = A_0(x)(x \oplus 1)^k \bmod x^s.$$

Потеря информации об ошибке может произойти только в случае, если при сдвиге данного кода на k позиций ($0 \leq k \leq s$) мы получим $A_k(x) = 0$. Выражение (15) имеет рекурсивный характер, поэтому достаточно доказать, что при $k = 1$ мы получим $A_1(x) \neq 0$. Согласно (15) и (1)

$$(16) \quad \begin{aligned} A_1(x) &= A_0(x)(x \oplus 1) \bmod x^s = \\ &= a_0 \oplus (a_0 \oplus a_1)x \oplus (a_1 \oplus a_2)x^2 \oplus \dots \oplus (a_{s-2} \oplus a_{s-1})x^{s-1}. \end{aligned}$$

Выполнение равенства $A_1(x) = 0$ возможно только при условии выполнения следующих тождеств:

$$a_{s-1} = 0; \quad a_i \oplus a_{i+1} = 0, \quad i = \overline{0, s-2},$$

что возможно только при $a_i = 0$ для любого $i = \overline{0, s-1}$. Таким образом, при ненулевом начальном состоянии и сдвиге кода на $k \leq s$ тактов всегда получим ненулевой код, что и требовалось доказать.

Доказательство теоремы 2. Пусть в момент времени $(t-1)$ на i -м входе цепи сканирования появился ошибочный символ $y_i(t-1)$. Следовательно, в момент времени t $f_t(x)$ будет содержать искаженное слагаемое x^i . Через k тактов состояние цепи сканирования будет

$$f_{t+k}(x) = f_t(x)(x \oplus 1)^k.$$

Пусть $f_t(x) = x^i$. Тогда через k тактов

$$f_{t+k}(x) = x^i(x \oplus 1)^k.$$

Выражение $(x \oplus 1)^k$ можно представить как

$$(x \oplus 1)^k = c_k x^k \oplus c_{k-1} x^{k-1} \oplus \dots \oplus c_0,$$

причем коэффициенты c_k и c_0 при $k > 0$ всегда будут равны 1. Следовательно, искажение символа $y_i(t-1)$ приведет к изменению как минимум двух разрядов полинома ошибки $f(x)$. Что и требовалось доказать.

Доказательство теоремы 3. Как следует из теоремы 2, любое искажение символа приведет к изменению двух или более разрядов полинома ошибки $f(x)$ в момент времени $(t+k)$ для $k > 0$. Следовательно, требуется появление как минимум двух ошибочных символов, чтобы произошла взаимокомпенсация. Что и требовалось доказать.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Bardell P. H., McAnney W. H., Savir J.* Built-in test for VLSI. New York: John Wiley and Sons, 1987.
2. *Sarma S.* Built-in self-test considerations in a high-performance general-purpose processor // Proc. IEEE International Test Conference. 1991. P. 21-27.
3. *Bardell P. H., Lapointe M. J.* Production experience with Built-in self-test in the IBM ES/9000 system // Proc. IEEE International Test Conference. 1991. P. 28-35.
4. *Bardell P. H.* Design consideration for parallel pseudorandom pattern generators // J. Elect. Testing: Theory and Appl. 1990. V. 1. P. 73-87.
5. *Ярмолик В. Н., Мурашко И. А.* Новый подход к проектированию генератора тестовых наборов для встроенного самотестирования БИС // Автоматика и вычислительная техника. 1995. № 6. С. 25-35.
6. *Ярмолик В. Н., Демиденко С. Н.* Генерирование и применение псевдослучайных сигналов в системах испытаний и контроля. Минск: Наука и техника, 1986.
7. *Yarmolik V. N., Kachan I. V.* Self-Testing VLSI Design. The Netherland: Elsevier Science Publishers, 1993.

Поступила в редакцию 25.10.96