МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ УКРАИНЫ

ДОНЕЦКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ

ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

РГАСНТИ 50.09 УДК 681.326.7

О.Н.Дяченко, Д.А.Шишацкий

КОМПЛЕКСНАЯ ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ КОМПАКТНОГО ТЕСТИРОВАНИЯ

Донецк 1998

ДЕПОНИРОВАННАЯ РУКОПИСЬ

УДК 681.326.7 РГАСНТИ 50.09

Комплексная оценка эффективности компактного тестирования / Дяченко О.Н., Шишацкий Д.А; Донец. гос. техн. ун-т.- Донецк, 1998. – 12 с. Библиогр. 5 назв. – Рус. - Деп.в ГНТБ Украины 02.06.98 № 263-УК981998

Рассматриваются вопросы комплексной оценки эффективности компактного тестирования комбинационных схем (КС), которая учитывает обнаруживающие способности анализатора тестовых реакций (АТР) , структуру генератора тестовых последовательностей (ГТП) и характер распределения ошибок в тестовой реакции КС. На основе доказательства неравенства нулю сигнатуры конъюнкции с произвольным рангом при исчерпывающем тестировании КС и реализации ГТП и АТР в виде регистров сдвига с линейными обратными связями (РСЛОС) с одинаковыми порождающими полиномами получены выводы: необходимое условие сигнатурной тестируемости КС полностью выполняется для порождающих полиномов РСЛОС ГТП и АТР соответственно h(x) и (x+1)h(x); использование одинаковых порождающих полиномов РСЛОС ГТП и АТР для исчерпывающего тестирования программируемой логической матрицы позволяет обнаружить все одиночные неисправности в блоке И этой матрицы. Полученные результаты могут найти применение при реализации встроенного или внешнего компактного тестирования цифровых схем.

Авторы: О.Н.Дяченко

Д.А.Шишацкий

Одним из способов повышения тестопригодности дискретных устройств (ДУ) является применение встроенных средств контроля, реализующих методы компактного тестирования. Метод сквозного сдвигового регистра (LSSD - level sensitive scan design)- другой широко известный способ снижения трудоемкости тестирования ДУ. Метод LSSD сводит задачу тестирования ДУ к проверке нескольких регистров сдвига и комбинационных схем. Наиболее совместимым с методом LSSD из широкого ряда методов компактного тестирования является сигнатурный анализ, поскольку основой анализатора тестовых реакций (АТР) в этом случае является регистр сдвига с линейными обратными связями (РСЛОС). С помощью незначительных аппаратных затрат сдвиговые регистры преобразуются в РСЛОС, которые выполняют роль генераторов тестовых последовательностей (ГТП) и АТР для тестирования комбинационных схем (КС). Реализация методов компактного тестирования ставит задачу определения достоверности результатов контроля. В работе [1-4] рассматриваются вопросы комплексной оценки достоверности тестирования КС при применении ГТП и АТР в виде РСЛОС, которая учитывает не только обнаруживающие способности АТР, но также структуру ГТП и характер тестовых реакций объекта диагностики. В частности, в [1-4] получен вывод о значительной зависимости эффективности сигнатурного анализа от выбора того или иного сочетания порождающих полиномов РСЛОС ГТП и АТР. Настоящая работа представляет собой продолжение исследований в этом направлении.

Пусть $h(x)$- примитивный порождающий полином РСЛОС ГТП, $\deg h(x)=m$, $g(x)$- неприводимый порождающий полином РСЛОС АТР, КС реализует функцию алгебры логики от $n<=m$ аргументов: $F(x_1,...,x_n)$. Прежде всего докажем следующую теорему.

Теорема. Пусть $h(x)=g(x)$, $h(x)$- примитивный полином, $\deg h(x)=m$, $F(x_1 ,...,x_n)$- конъюнкция, $n=1\div m$. Тогда $S[F(x_1 ,...,x_n)]\neq 0$, для всех F, кроме $F(x_1 ,...,x_n)=\overline{x_1}...\overline{x_i}....\overline{x_m}$.

Доказательство: Вначале рассмотрим конъюнкции, которые содержат хотя бы один аргумент без инверсии. В этом случае значение F на нулевом наборе $\overline{x_1}...\overline{x_i}....\overline{x_m}$ (0...0...0) равно нулю. Поэтому тестовые наборы, на которых F принимает единичное значение можно выразить в степенном обозначении X^A.

Поскольку $h(x)=g(x)$, эти полиномы имеют одинаковые корни $\alpha=\beta^1$ и в соответствии с результатами, полученными в [4], сигнатура конъюнкции с рангом $r = m$ равна $S=MX^{-A}$, где M - невырожденная матрица для перехода от значений РСЛОС ГТП к значениям РСЛОС АТР, X^{-A}- степенное обозначение тестового набора, на котором F принимает единичное значение. Поскольку $X^A \neq 0$, $X^{-A} \neq 0$, $X^{-A} \bmod h(x)\neq 0$, и матрица M- невырожденная (в дальнейшем будем опускать упоминание о матрице M, поскольку равенство или неравенство сигнатуры нулю от нее не зависит), $S\neq 0$.

Рассмотрим конъюнкцию с рангом $r=m-1$. Ей соответствует два тестовых набора, на которых F принимает единичное значение. Предположим, x_1 подключен к разряду РСЛОС ГТП, которому соответствует элемент поля в полиномиальном обозначении X^0, x_2 - X^1, ... , x_m - X^{m-1}.

Пусть x_1- отсутствующий аргумент. Тогда значение сигнатуры определяется суммой $X^{-A} + (X^A +1)^{-1}$. Так как $X^A \neq 0$ и $X^A +1\neq 0$, поскольку на нулевом наборе F равно нулю, тогда справедливо преобразование

$$1/ X^A + 1/ (X^A +1) = (X^A +X^A +1) /(X^A (X^A +1)) = 1/(X^A (X^A +1));$$

Пусть x_2 - отсутствующий аргумент. Тогда

$$X^{-A} + (X^A +X)^{-1} = 1/ X^A + 1/ (X^A +X) = (X^A +X^A +X) /(X^A (X^A +1)) =$$
$$=X/(X^A (X^A +1));$$

Если отсутствует аргумент x_i, тогда

$X^{-A} + (X^A + X^{i-1})^{-1} = X^{i-1}/(X^A(X^A + X^{i-1})) \neq 0;$

Следовательно, при отсутствии любого аргумента x_i в конъюнкции с рангом $r=m-1$ их сигнатура не равна нулю, так как делимое X^{i-1} не делится без остатка на образующий полином $h(x)$.

Пусть $r = m - 2$ и x_1, x_2 - отсутствующие аргументы. Поскольку $X^A \neq 0$ и $X^A + 1 \neq 0$; $X^A + X \neq 0$; $X^A + X + 1 \neq 0$, значение сигнатуры определяется суммой

$$X^{-A} + (X^A + 1)^{-1} + (X^A + X)^{-1} + (X^A + X + 1)^{-1} = 1/X^A + 1/(X^A + 1) + 1/(X^A + X) +$$
$$+ 1/(X^A + X + 1) = (X(X+1))/(X^A(X^A + 1)(X^A + X)(X^A + X + 1)).$$

Предположим, x_1, x_3 - отсутствующие аргументы. Тогда

$$X^{-A} + (X^A + X)^{-1} + (X^A + X^2)^{-1} + (X^A + X^2 + X)^{-1} =$$
$$= (XX^2(X^2 + X))/(X^A(X^A + X)(X^A + X^2)(X^A + X^2 + X)).$$

Сомножители делимого и делителя рассмотренных полиномов для соответствующих отсутствующих аргументов образуются следующим образом.

Таблица 1 - Сомножители делимого и делителя преобразованных полиномов для r=m-2

x_1, x_2	Сомножители		x_3, x_2	Сомножители		x_j, x_i	Сомножители	
X^1 X^0	делимого	делителя	X^2 X^1	делимого	делителя	$X^{j-1}X^{i-1}$	делимого	делителя
0 0	-	X^A	0 0	-	X^A	0 0	-	X^A
0 1	1	X^A+1	0 1	X	X^A+X	0 1	X^{i-1}	X^A+X^{i-1}
1 0	X	X^A+X	1 0	X^2	X^A+X^2	1 0	X^{j-1}	X^A+X^{j-1}
1 1	$X+1$	X^A+X+1	1 1	X^2+X	X^A+X^2+X	1 1	$X^{j-1}+X^{i-1}$	$X^A+X^{j-1}+X^{i-1}$

Поскольку ни один из преобразованных полиномов по модулю h(x) не равен нулю, сигнатура с рангом r=m-2 с любыми двумя отсутствующими аргументами не равна нулю.

Пусть $r = m - 3$ и x_1, x_2, x_3 - отсутствующие аргументы. Поскольку ни одно из единичных значений F не соответствует нулевому набору, значение сигнатуры определяется суммой

$$X^{-A}+(X^A+1)^{-1}+(X^A+X)^{-1}+(X^A+X+1)^{-1}+(X^A+X^2)^{-1}+(X^A+X^2+1)^{-1}+$$
$$+(X^A+X^2+X)^{-1}+(X^A+X^2+X+1)^{-1} = 1/X^A+1/(X^A+1)+1/(X^A+X)+$$
$$+1/(X^A+X+1) = (X(X+1)X^2(X^2+1)(X^2+X)(X^2+X+1))/$$
$$/(X^A(X^A+1)(X^A+X)(X^A+X+1)(X^A+X^2)(X^A+X^2+1)(X^A+X^2+X)(X^A+X^2+X+1));$$

$S\neq0$, поскольку ни один из сомножителей делимого не делится нацело на примитивный полином h(x). Следовательно, учитывая таблицу 2, сигнатура конъюнкции с рангом r = m-3 с любыми тремя отсутствующими аргументами отлична от нуля. Аналогичные результаты можно получить для конъюнкции с произвольным рангом r.

Таблица 2 - Сомножители делимого и делителя преобразованных полиномов для r = m - 3

x_3 x_2 x_1	Сомножители		x_k x_j x_i	Сомножители	
X^2 X^1 X^0	делимого	делителя	$X^{k-1}X^{j-1}X^{i-1}$	делимого	делителя
0 0 0	-	X^A	0 0 0	-	X^A
0 0 1	1	X^A+1	0 0 1	X^{i-1}	X^A+X^{i-1}
0 1 0	X	X^A+X	0 1 0	X^{j-1}	X^A+X^{j-1}
0 1 1	X+1	X^A+X+1	0 1 1	$X^{j-1}+X^{i-1}$	$X^A+X^{j-1}+X^{i-1}$
1 0 0	X^2	X^A+X^2	1 0 0	X^{k-1}	X^A+X^{k-1}
1 0 1	X^2+1	X^A+X^2+1	1 0 1	$X^{k-1}+X^{i-1}$	$X^A+X^{k-1}+X^{i-1}$
1 1 0	X^2+X	X^A+X^2+X	1 1 0	$X^{k-1}+X^{j-1}$	$X^A+X^{k-1}+X^{j-1}$
1 1 1	X^2+X+1	X^A+X^2+X+1	1 1 1	$X^{k-1}+X^{j-1}+$ $+X^{i-1}$	$X^A+X^{k-1}+$ $+X^{j-1+}X^{i-1}$

Пусть $r = 1$, $x_1, x_2, \ldots, x_{m-1}$ - отсутствующие аргументы. Тогда сигнатура определяется выражением

$$\frac{1X(X+1)\ldots X^{m-2}(X^{m-2}+1)\ldots(X^{m-2}+X^{m-1}+\ldots+X+1)}{X^A(X^A+1)(X^A+X)(X^A+X+1)\ldots(X^A+X^{m-2})\ldots(X^A+X^{m-2}+X^{m-1}+\ldots+X+1)} =$$

$$= \frac{1X(X+1)\ldots X^{m-2}(X^{m-2}+1)\ldots(X^{m-2}+X^{m-1}+\ldots+X+1)}{X^{m-1}(X^{m-1}+1)(X^{m-1}+X)\ldots(X^{m-2}+X^{m-1})\ldots(X^{m-2}+X^{m-1}+\ldots+X+1)} \qquad (1)$$

$S \neq 0$. Поскольку ни один из сомножителей делимого, которые представляют собой половину элементов поля $GF(2^m)$ по примитивному порождающему полиному $h(x)$, для которых x^{m-1} равен 0. Причем все элементы - ненулевые, не делятся на примитивный полином $h(x)$. Делитель представляет собой произведение половины элементов поля $GF(2^m)$ по примитивному порождающему полиному $h(x)$, для которых X^{m-1} равен 1. Следовательно, учитывая таблицы 1 и 2, сигнатура любой конъюнкции с одним аргументом не равна нулю.

Отметим, что выражение (1) не зависит от A и для четных m равно 1.

Таким образом, сигнатура конъюнкций, содержащих хотя бы один ненулевой элемент, для любого ранга $r = \overline{1, m}$ при $h(x)=g(x)$ не равна нулю.

Рассмотрим конъюнкции, которые содержат аргументы только с инверсией. Любая из них принимает единичные значения на нулевом тестовом наборе, который при псевдоисчерпывающем псевдослучайном тестировании отсутствует. Если ранг конъюнкции равен $r = m$, сигнатура ее равна нулю $S(x_1,\ldots,x_i,\ldots,x_m) = 0$.

Если ранг ~~конъюнкции~~ равен $r < m-i$, тогда значение сигнатуры определяется выражением

$$(0)^{-1}+(1)^{-1}+(X)^{-1}+(X+1)^{-1}+\ldots+(X^i)^{-1}+\ldots+(X^i+X^{i-1}+\ldots+X+1)^{-1} \qquad (2)$$

где i - количество отсутствующих аргументов.

В выражении (2) первая часть слагаемых соответствует конъюнкции с рангом $r = m - i + 1$ со всеми аргументами с инверсией: $\overline{x_m}, \overline{x_{m-1}},\dots,\overline{x_i}, \overline{x_{i-1}}$; вторая часть - конъюнкции с рангом $r = m - i + 1$ с одним аргументом без инверсии: $\overline{x_m}, \overline{x_{m-1}},\dots,\overline{x_i},x_{i-1}$.

Действительно, $\overline{x_m}, \overline{x_{m-1}},\dots,\overline{x_i} = \overline{x_m}, \overline{x_{m-1}},\dots,\overline{x_i},\overline{x_{i-1}} + \overline{x_m}, \overline{x_{m-1}},\dots,\overline{x_i},x_{i-1}$,

где знак + означает сложение по модулю два или операцию «исключающее или». Например, при $m=5$ для $r=3$

$\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3} = \overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2} + \overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2$;

$S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}) = S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2}) + S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2)$ и выражение (2) принимает вид $(0)^{-1}+(1)^{-1}+(X)^{-1}+(X+1)^{-1}$, причем первые два слагаемых соответствуют $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2})$, вторые два слагаемых - $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2)$.

Предположим, что $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}) = 0$, $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_2}) = 0$,

$S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_2}) = S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2}) + S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,x_3\,\overline{x_2})$,

$S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}) = S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2}) + S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2)$,

однако $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2}) \neq S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2)$, следовательно, исходное предположение неверно, т.е. $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3})$ не равна нулю. Кроме того, $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,\overline{x_2})$ не может быть вычислена согласно выражению для $S(\overline{x_5}\,\overline{x_4}\,\overline{x_3}\,x_2)$. Аналогичные рассуждения справедливы для любого m и $r = \overline{1, m-1}$. Отметим, что $S(x_i) = S(\overline{x_i})$. Таким образом, сигнатура любой конъюнкции с рангом $r=\overline{1, m}$, кроме $\overline{x_1},\dots,\overline{x_i},\dots,\overline{x_m}$, при $h(x)=g(x)$ не равна нулю, ч.т.д.

В общем случае, когда корни порождающих полиномов $h(x)$ и $g(x)$ РСЛОС ГТП и АТР связаны соотношением $\beta=\alpha^{k}$, если ранг конъюнкции $r<m-w(-k)$, где $m=\deg h(x)$, $w(-k)$ - вес двоичного представления числа $-k$, сигнатура равна нулю [4]; если $r>= m-w(-k)$, сигнатура может быть равна или отлична от нуля. Например в [4] для $\beta=\alpha^{-5}$ и конъюнкции с рангом $r=m-1$ с отсутствующей переменной x_1 получено следующее выражение:

$S=M_{-5}(X^{4A}+X^{A}+1)$. Если $m=4$, $h(x)=x^4+x+1$, $g(x)= x^2+x+1$, $A=1$, тогда $S=0$. При $A=0$ $S\neq0$.

В работах [1,4] анализ эффективности компактного тестирования выполнен с точки зрения обеспечения необходимого условия сигнатурной тестируемости, которое заключается в следующем. Пусть F - булева функция, описывающая эталонную КС, F_H - булева функция, описывающая КС с неисправностью; функция $F + F_H$ представлена в виде полинома Жегалкина. Для обнаружения неисправности необходимо, чтобы сигнатура хотя бы одного слагаемого полинома Жегалкина $F + F_H$ была отлична от нуля. В противном случае $S(F + F_H)=0$ и $S(F)=S(F_H)$, т.е. сигнатура тестовой реакции КС с неисправностью равна эталонной сигнатуре.

Утверждение. Пусть ГТП и АТР реализованы в виде РСЛОС с порождающими полиномами соответственно $h(x)$ и $g(x)$, причём $h(x)$ - примитивный, $\deg h(x)=m$, $g(x)=(x+1)h(x)$, длина тестовой последовательности $L=2^m-1$. Тогда необходимое условие сигнатурной тестируемости выполняется полностью для КС, описываемых булевой функцией $F(x_1,...,x_n)$, $n<=m$.

Доказательство. Поскольку полиномы $h(x)$ и $(x+1)$ взаимно просты, сигнатура S, полученная в РСЛОС с порождающим полиномом $(x+1)h(x)$ эквивалентна сигнатурам S_1, S_2, полученным в двух независимых РСЛОС с порождающими полиномами соответственно $(x+1)$ и $h(x)$, т.е., если $S=0$, тогда $S_1=0$ и $S_2=0$; если $S\neq0$ тогда $S_1\neq0$ или $S_2\neq0$.

Если $F + F_H=1$, $S_2=0$, поскольку сигнатура константы «1» при одинаковых порождающих полиномах РСЛОС ГТП и АТР равна 0; $S_1=1$, поскольку количество тестовых наборов $L=2^m-1$ нечётное, а сигнатура для $(x+1)$ представляет собой сумму по модулю два всех символов тестовой реакции. Кроме того, для всех случаев, когда среди слагаемых $F + F_H$ присутствует слагаемое 1 и $F(x_1,...,x_n)$, $n<m$, $S_1=1$, поскольку сигнатура конъюнкции с рангом $r<m$ для полинома $(x+1)$ РСЛОС АТР равна нулю. Для

$F(x_1,...,x_n)$ S_1=1, если присутствует среди слагаемых $F + F_H$ 1 и отсутствует конъюнкция с рангом r=m $(x_1,...,x_i,...,x_m)$ присутствует.

Итак в рассмотренных случаях $S\neq 0$. В остальных случаях, когда в $F + F_H$ присутствует хотя бы одна конъюнкция с рангом r>=1, необходимое условие сигнатурной тестируемости выполняется, поскольку для конъюнкции на основании теоремы S_2=0. Ч.т.д.

Рассмотрим применение полученных результатов, в частности при компактном тестировании программируемых логических матриц (ПЛМ) при условии, что в качестве ГТП применяется РСЛОС, а неисправности могут возникать в блоке И [5].

Пусть ПЛМ имеет n входов, на каждом из столбцов блока И реализуется некоторая конъюнкция. Будем предполагать, что возможны лишь следующие неисправности: отсутствует требуемое соединение одного из входов ПЛМ со столбцом, или, наоборот, присутствует лишнее соединение. Предположим, что ПЛМ содержит только одиночные неисправности указанного типа.

Если deg h(x)=m=n, где h(x) - порождающий полином РСЛОС ГТП, тогда реализуется псевдоисчерпывающее тестирование ПЛМ, т.е. тестовый набор, содержащий все нули, отсутствует. Если m>n, тогда реализуется исчерпывающее тестирование ПЛМ.

Выходы всех столбцов могут либо суммироваться по модулю два и подаваться на вход одноканальной РСЛОС АТР, либо подключаться ко входам многоканального РСЛОС АТР с порождающим полиномом
g(x) =h(x). Предположим, что на каком либо столбце появилась лишняя или отсутствует требуемая переменная x_i. Тогда $F + F_H = (1+ x_i)B= x_iB$,
где F- сумма по модулю два конъюнкций, реализуемых в эталонной ПЛМ, F_H- сумма по модулю два конъюнкций, реализуемых в ПЛМ с неисправностью, B - некоторая конъюнкция, которая не зависит от x_i. Если B зависит

от всех аргументов ПЛМ с инверсией, кроме x_i и m=n, тогда такая неисправность будет необнаруженной, поскольку при псевдоисчерпываюшем тестировании нулевой тестовый набор отсутствует; если m>n, например m=n+1, неисправность будет обнаружена. Для всех остальных В на основании теоремы все неисправности из рассматриваемого класса будут обнаружены. Таким образом, если функция алгебры логики, которую реализует ПЛМ, зависит от конъюнкций, зависящих от n-1 переменных с инверсией, степень полинома h(x) целесообразно принимать равной n+1; если таких конъюнкций нет, для обнаружения неисправностей определённого класса степень полинома h(x) достаточно принять равной n.

И, наконец, на основании утверждения можно сделать следующий вывод: КС, реализованная в базисе полинома Жегалкина, является сигнатурно-тестируемой относительно всех одиночных константных неисправностей во внутренних и внешних выходных полюсах, если порождающие полиномы РСЛОС ГТП и АТР соответственно равны h(x) и g(x)=(x+1)h(x).

Литература

1. Ярмолик В.Н., Калоша Е.П. Эффективность сигнатурного анализа в самотестирующихся СБИС// Электрон. моделирование.- 1992.-14 N 3.- С. 51-56.
2. Дяченко О.Н. Сравнительная оценка эффективности методов компактного тестирования комбинационных схем // Сборник трудов факультета вычислительной техники и информатики. - Выпуск1. - Донецкий государственный технический университет. - Донецк, ДонГТУ, 1995. – С. 103 - 105
3. Дяченко О.Н. Эффективность псевдоисчерпывающего тестирования комбинационных схем // Информатика, кибернетика и вычислительная тех-

ника (ИКВТ-97) Сборник трудов Донецкого государственного технического университета. Выпуск 1. Донецк: ДонГТУ, 1997. - С. 188-192.

4. Дяченко О.Н. Метод аналитического вычисления сигнатур // Сборник трудов факультета вычислительной техники и информатики. - Выпуск1. - Донецкий государственный технический университет. - Донецк, ДонГТУ, 1995. – С. 97 - 102.
5. Столов Е.Л. Исчерпывающее тестирование программируемых логических матриц и сигнатурный анализ // АиТ. - 1993. - N23. - С. 160 - 164.