УДК 621.325.5

А.М. РОМАНКЕВИЧ, В.В. ГРОЛЬ, О.А. МИРОШНИКОВА

Национальный технический университет Украины «Киевский Политехнический Институт», Украина

ПОСТРОЕНИЕ ЛЕГКОТЕСТИРУЕМЫХ ЦИФРОВЫХ УСТРОЙСТВ С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ФОРМ РИДА-МАЛЛЕРА

В статье рассматривается задача модернизации методов синтеза тестопригодных комбинационных цифровых устройств, основанного на использовании элементов с изменяемой логической функцией, базовых функциональных элементов (БФЭ), решение которой приводит к уменьшению времени тестирования.

синтез цифровых устройств, псевдослучайное тестирование, тестопригодное проектирование, разложение Рида-Маллера

Введение

Эффективность функционирования современных средств вычислительной техники в значительной степени определяется комплексом мер, направленных на обеспечение системной диагностики дискретных устройств. Проектирование детерминированных тестов требует многократного проведения моделирующей процедуры для нахождения множества испытательных наборов детерминированной тестовой последовательности. Кроме того, использование детерминированных тестов предполагает выделение дополнительных ресурсов для хранения тестовых наборов. Применение в качестве испытательных воздействий псевдослучайных последовательностей снижает затраты на синтез тестовой последовательности, однако существенным недостатком метода псевдослучайного тестирования является, как правило, значительная длина испытательной последовательности. Повышение эффективности проведения диагностических процедур может быть достигнуто путем использования методов построения тестопригодных схем и, чаще всего, достигается введением в исходную схему определенного вида структурной избыточности, направленной на улучшение показателей тестируемости объектов контроля, либо на пути использования специального представления проверяемых устройств. В частности, в работе [1] рассмотрен метод синтеза тестопригодных схем, реализующих произвольные булевы функции от n переменных, причём реализация основывается на описании этих функций в форме разложения Рида-Маллера. То обстоятельство, что схемы, синтезированные с применением форм Рида-Маллера, состоят из элементов, выполняющих операции конъюнкции и суммирования по модулю два, может быть использовано для адаптации таких структур к особенностям псевдослучайных испытаний.

Постановка задачи. В работах [2, 4] сформулирована общая методология синтеза цифровых устройств на основе элементов специального вида, обладающих возможностью изменения логической функции в процессе псевдослучайного тестирования. В предлагаемой работе исследуется возможность распространения такого подхода к синтезу легкотестируемых схем, представленных разложением Рида-Маллера.

Методика синтеза

Рассмотрим метод синтеза тестопригодных схем, реализующих произвольные булевы функции от n-переменных, проектирование которых основывается на описании этих функций в форме разложения Рида-Маллера. Схемы, синтезированные с применением форм Рида-Маллера, состоят из элементов базиса И и XOR (операции конъюнкции и суммирования по модулю два). Разложение функции $f(x_1, x_2, ..., x_n)$ по методу Рида-Маллера в общем случае имеет вид:

$$\begin{gathered} f(x_1, x_2, ..., x_n) = R_0 \oplus R_1 x_1 \oplus R_2 x_2 \oplus ... \\ \oplus R_n x_n \oplus R_{n+1} x_1 x_2 \oplus R_{n+2} x_1 x_3 \oplus ... \\ \oplus R_A x_{n-1} x_n \oplus R_{A+1} x_1 x_2 x_3 \oplus ... \\ \oplus R_B x_{n-2} x_{n-1} x_n \oplus R_{B+1} x_1 x_2 x_3 x_4 \oplus ... \\ \oplus R_N \prod_{j=1}^{n} x_j . \end{gathered}$$

В последнем соотношении константы $R_0, R_1, ..., R_N$ – двоичные числа, $N = 2^n - 1$, количество D_k $k+1$-местных конъюнкций в слагаемых можно определить в соответствии с соотношением: $D_k = C_n^k$.

Так, например, для функции от трех переменных общая форма разложения Рида-Маллера выглядит следующим образом:

$$\begin{gathered} f(x_1, x_2, x_3) = R_0 \oplus R_1 x_1 \oplus R_2 x_2 \oplus \\ \oplus R_3 x_3 \oplus R_4 x_1 x_2 \oplus R_5 x_1 x_3 \oplus \\ \oplus R_6 x_2 x_3 \oplus R_7 x_1 x_2 x_3 . \end{gathered}$$

Константы $R_0 - R_N$ можно найти из следующей системы уравнений (для упрощения формы записи рассмотрим 8 констант $R_0 - R_7$ для функции трех переменных):

$$\begin{aligned} R_0 &= f(0); \\ R_1 &= f(0) \oplus f(1); \\ R_2 &= f(0) \oplus f(2); \\ R_3 &= f(0) \oplus f(4); \\ R_4 &= f(0) \oplus f(1) \oplus f(2) \oplus f(3); \\ R_5 &= f(0) \oplus f(1) \oplus f(4) \oplus f(5); \\ R_6 &= f(0) \oplus f(2) \oplus f(4) \oplus f(6); \\ R_7 &= f(0) \oplus f(1) \oplus f(2) \oplus f(4) \oplus \\ &\oplus f(3) \oplus f(5) \oplus f(6) \oplus f(7); \end{aligned}$$

Причем в последних равенствах обозначение $f(i)$ соответствует значению функции на i-м наборе $i = 0, 1, 2, ..., 2^{n-1}$, а набор i представляет собой двоичный код индекса i.

В работе [1] показано, что для проверки схемы, построенной согласно разложению Рида-Маллера, требуется не более, чем $n+4$ тестовых набора при условии, что системные входы исправны. Для обнаружения любых одиночных константных отказов в схеме (то есть, в том числе и по входам системных переменных) требуется не более, чем $n+m+4$ набора, где $m \le n$ – число входных переменных, входящих в запись разложения Рида-Маллера четное число раз.

Используя метод построения тестопригодных цифровых комбинационных схем, описанный в [2, 4], в основе которого лежит использование элемента с изменяемой логической функцией (базововый функциональной элемент БФЭ), схема будет выглядеть следующим образом. Заменим элементы базиса И на БФЭ. Преобразование элемента И в БФЭ производится в соответствии с условиями:

$$\begin{aligned} &z = \bar{a} \cdot \bar{b} \cdot c \vee a \cdot b; \\ &(c = 0) \rightarrow (z = a \cdot b); \\ &(c = 1) \rightarrow \left(z = \overline{a \oplus b}\right). \end{aligned}$$

Изменение состояния управляющего входа C базового функционального элемента позволяет изменить логическую функцию, выполняемую БФЭ. Так как повышение степени тестопригодности схемы достигается за счет стабилизации выходной вероятности на уровне 0,5 при подаче хотя бы на один из входов элемента XOR равновероятных двоичных псевдослучайных сигналов [3], устанавливая управляющие входы в 1, мы, таким образом, переводим схему в тестовый режим. Для тестирования управляющего входа C необходимо последовательное переключение в системный режим всех БФЭ только одного уровня, прочие БФЭ предлагается перевести в режим тестирования. Такая процедура должна быть выполнена для БФЭ всех уровней. В такой структуре элементы XOR «нижних» уровней служат для формирования равновероятных двухбитных независимых наборов на входах элементов И (БФЭ в системном режиме). БФЭ «верхних» уровней служат для транспортировки выходных сигналов тестируемого уровня на выход схемы f, являющийся единственной контрольной точкой. Таким образом, если последовательно (с первого уровня до уровня $\log_2 n$) переключать элементы в системный режим, то за этот цикл все БФЭ будут протестированы полностью, включая и входы управления.

Заменим элементы базиса И в реализации булевой функции с использованием форм разложения Рида-Маллера элементами с изменяемой логической функцией и проанализируем сложность полученной комбинационной схемы и длительность цикла тестирования. Для сравнительного анализа сложности определим количество двухвходовых элементов (А) и время тестирования (Т) для схемы, реализованной на БФЭ с использованием форм разложения Рида-Маллера (L_1, T_{1n}), для схемы, реализованной на БФЭ [2], булева функция которой задана в виде совершенной нормальной дизъюнктивной формы (L_2, T_{2n}), и для схемы, реализованной на БФЭ [4], булева функция которой задана в виде минимальной формы (L_3, T_3). Тогда:

$$L_1 = A_{xor} \cdot N_{xor} + A_{bfe} \cdot N_{bfe} + 1,$$

где A_{xor}, A_{bfe} – количество двухвходовых элементов для реализации элемента XOR и БФЭ соответственно, а N_{xor}, N_{bfe} – количество элементов XOR и БФЭ в реализуемой схеме плюс один двухвходовой элемент инвертора.

Если обратиться к схемам реализации совершенных нормальных форм [2], то в них можно выделить схему формирования конституент СК (единицы для СДНФ и нуля для СКНФ), схему объединения ОС, которая представляет собой N-входовой элемент ИЛИ (СДНФ) или И (СКНФ). Таким образом, сложность комбинационной схемы реализованной исключительно на БФЭ можно подсчитать с помощью следующей формулы:

$$L_2 = A_{bfe} \cdot N_{bfe} + N_{or}.$$

Сложность комбинационной схемы, реализованной на БФЭ [4], булева функция (2) которой задана в виде минимальной формы:

$$L_3 = A_{bfe} \cdot N_{bfe}.$$

Для вероятностного тестирования каждого двухвходового элемента, представленного на схеме, реализованной на БФЭ, текущего уровня i требуется T_2 тактов подачи равновероятных двухбитных наборов, причём, как показано в работе [2]:

$$T_2 \geq \frac{\ln(1 - \sqrt[4]{P_e})}{\ln 0{,}75},$$

где P_e – заданная вероятность исчерпывающей проверки любого двухвходового элемента.

С учётом вышеуказанного, длительность цикла тестирования T_n пирамидальной n-входовой структуры можно найти как:

$$T_{2n} \geq T_2 \times \log_2 n.$$

Для схемы, реализованной на БФЭ с использованием форм разложения Рида-Маллера, длительность цикла тестирования T_n пирамидальной n-входовой структуры определяется таким образом:

$$T_{1n} \geq T_2 \times \log_2 n_R.$$

Значение n_R в этом случае будет изменяться в зависимости от значения константы разложения Рида-Маллера, например, R_7 для 3-х входовой комбинационной схемы (при $R_7 = 0$ значение n_R уменьшится на 1).

Для этой схемы, чтобы проверить исправность управляющего входа, достаточно получить любой из трех входных наборов, на которых выходное значение элемента И будет отличаться от значения элемента XOR: <01>,<10>,<11>. Соответственно, время тестирования будет:

$$T_{2c} \geq \frac{\ln(1 - P_e)}{\ln 0{,}75}.$$

Очевидно, что в этом случае $T_{2c} \leq T_2$.

Для схемы, реализованной на БФЭ [4], булева функция которой задана в виде минимальной формы, длительность цикла тестирования будет такой же как и для схемы, булева функция которой будет задана в виде СДНФ (СКНФ), то есть:

$$T_3 = T_{2n}.$$

Пример. Пусть некоторая конкретная булева функция задана в виде совершенной нормальной дизъюнктивной формы (1):

$$f = \overline{x_1} \cdot x_2 \cdot \overline{x_3} \oplus x_1 \cdot \overline{x_2} \cdot \overline{x_3} \oplus \oplus \overline{x_1} \cdot \overline{x_2} \cdot x_3 \oplus \overline{x_1} \cdot x_2 \cdot x_3. \quad (1)$$

Минимальная форма такой записи имеет вид:

$$f = \overline{x_1} \cdot x_2 \cdot \overline{x_3} \oplus x_1 \cdot \overline{x_2} \cdot \overline{x_3} \oplus \oplus \overline{x_1} \cdot x_3 \oplus \overline{x_1} \cdot x_3. \quad (2)$$

Подставляя значения входных переменных в соотношение (1), находим значения констант разложения Рида-Маллера: $R_1 = R_2 = R_6 = 1$, остальные пять констант - нулевые. Таким образом, функция f может быть описпнп в форме разложения Рида-Маллера следующим уравнением:

$$f = x_1 \oplus x_2 \oplus x_2 \cdot x_3.$$

В методе Рида-Маллера введем дополнительную переменную *Y*, которая в системном режиме должна быть установлена в ноль, а в тестовом режиме она может принимать и единичное значение: $f = Y \oplus x_1 \oplus x_2 \oplus x_2 \cdot x_3$.

Очевидно, что для проверки цепочки, последовательно соединенных элементов XOR необходимо, чтобы на каждый элемент было подано полное множество двухбитных наборов. Тогда для построенной схемы такой тестовой последовательностью будет:

$$y =< 0011 >; x_1 =< 0101 >; x_2 =< 0101 >; x_3 =< 0101 >. \quad (3)$$

Показано, что для таких структур длина последовательности всегда равна 4 и не зависит от числа переменных n, то есть

$$\forall i = 1, 2, 3, \dots, n \left((y =< 0011 >) \& (x_i =< 0101 >) \right).$$

Так как множество наборов (3) позволяет протестировать только элементы XOR, то для полной проверки схемы необходимо в тестовую последовательность включить еще 3 набора для проверки элементов конъюнкции:

$$y =< 000 >; x_1 =< 100 >; x_2 =< 010 >; x_3 =< 001 >,$$

т.е. общая длина теста составит 7 наборов, что соответствует верхней теоретической границе.

Проанализируем сложность и длительность цикла тестирования для схемы реализованной на БФЭ с использованием форм разложения Рида-Маллера (L_1, T_{1n}):

$$L_1 = A_{xor} \cdot N_{xor} + A_{bfe} \cdot N_{bfe} + 1 = 6 + 3 + 1 = 10.$$

Тогда для тестирования 3-входовой комбинационной схемы при вероятности полной проверки $P_t =$ = 0,99 необходимо затратить:

$$T_2 \geq \frac{\ln(1 - \sqrt[4]{0,99})}{\ln 0,75} \times \Big] \log_2 3 \Big[\cong 33\ (такта).$$

Так как для схемы, реализованной на БФЭ с использованием форм разложения Рида-Маллера, коэффициент $R_7 = 0$ и слагаемое с конъюнкцией их трех элемент в данном конкретном случае отсутствует. Длительность цикла тестирования T_n пирамидальной n-входовой структуры изменится таким образом:

$$T_{1n} \geq T_2 \times \log_2 (n - 1),$$

откуда следует, что $T_{1n} \geq T_2$.

Проанализируем сложность и длительность цикла тестирования для схемы, реализованной на БФЭ [2], булева функция (1) которой задана в виде совершенной нормальной дизъюнктивной формы (L_2, T_{2n}):

$$L_2 = A_{bfe} \cdot N_{bfe} + N_{or} = 24 + 3 = 27,$$

$$T_{2n} \geq T_2 \times \log_2 n \cong 53\ (такта).$$

Проанализируем сложность и длительность цикла тестирования для схемы, реализованной на БФЭ [4], булева функция (2) которой задана в виде минимальной формы (L_3, T_3):

$$L_3 = A_{bfe} \cdot N_{bfe} = 21;$$

$$T_3 = T_{2n}.$$

Полученные результаты представлены в табл. 1.

Таблица 1

Сравнительная таблица сложности и длительности тестирования
для анализируемых комбинационных схем

	Схема на БФЭ (разложение Рида-Маллера)	Схема на БФЭ (функция задана СДНФ)	Схема на БФЭ (функция задана минимальной формой
Сложность схемы	$L_1 = A_{xor} \cdot N_{xor} + A_{bfe} \cdot N_{bfe} + 1 = 10$	$L_2 = A_{bfe} \cdot N_{bfe} + N_{or} = 24 + 3 = 27$	$L_3 = A_{bfe} \cdot N_{bfe} = 21$
Длина цикла тестирования (T)	$T_{1n} \geq T_2 \times \log_2(n-1) \cong 33$ (*такта*)	$T_{2n} \geq T_2 \times \log_2 n \cong 53$ (*такта*)	$T_{3n} \geq T_2 \times \log_2 n \cong 53$ (*такта*)

Заключение

В работе предложен метод проектирования легкотестируемых схем, описанных разложением Рида-Маллера, с использованием специальных элементов, обладающих возможностью изменения логической функции в процессе псевдослучайного тестирования. Этот метод ориентированн на процедуры псевдослучайного тестирования в сочетании с сигнатурным анализом.

Предложенный метод для определенного вида подсхем позволяет сократить временные затраты на проведение тестирования за счет уменьшения количества уровней тестирования.

В результате проведения сравнительного анализа лучшие показатели по сложности схемы и длительности цикла тестирования получены для схемы, реализованной на БФЭ с использованием форм разложения Рида-Маллера. Уменьшение сложности схемы сопровождается практически двукратным уменьшением временных затрат на проведение процедур тестирования, а также приводит к уменьшению избыточности, присущей схемам, реализованным на БФЭ, булева функция которых задана в виде СДНФ (СКНФ) или в виде минимальных форм.

Таким образом, метод синтеза тестопригодных цифровых комбинационных схем на основе форм разложения Рида-Маллера позволяет повысить эффективность процедур псевдослучайного диагностирования цифровых схем, т.е. уменьшить временные затраты на проведение процедур контроля и сократить число контрольных точек для снятия диагностической информации в ходе псевдослучайных испытаний.

Литература

1. Горяшко А.П. Синтез диагностируемых схем вычислительных устройств. – М.:Наука, 1987. – 288 с.

2. Romankevitch A., Groll V., Rida Al Shbul On designing of testable digital combinational circuits // Radioelectronics & Informatics. – 2003. – № 3 (24). – P. 95-99.

3. Романкевич А.М., Гроль В.В. Метод построения тестопригодных цифровых схем, ориентированных на псевдослучайное тестирование // Электронное моделирование. – 1996. – Т. 18, № 5. – С. 29-33.

4. Романкевич А.М., Гроль В.В., Мирошникова О.А. Тестопригодные цифровые схемы с разветвлениями // Вісник Хмельницького національного університету. – 2005. – Ч. 1, т. 2. – № 4. – С. 155-163.

Поступила в редакцию 16.02.2006

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