

Для схем, построенных по системе безызбыточных ДНФ, выяснено, что неисправность каждого пути в схеме обнаружима либо как робастная, либо как неробастная. Один из наборов пары является a -тестовым набором, а другой — b -тестовым набором [2]. Одна и та же пара тестовых наборов может использоваться для обнаружения обеих последовательностей перепадов значений сигналов пути. Предлагается классификация типов неробастных неисправностей задержек путей. Выбор подходящего типа может быть использован для построения более качественных проверяющих тестов неисправностей задержек путей.

Вводятся понятия конъюнкции, расширяемой по переменной, и конъюнкции, нерасширяемой по переменной. Нерасширяемая по переменной конъюнкция перестает быть импликантой функции при удалении из конъюнкции этой переменной. Расширяемая конъюнкция остается импликантой функции при удалении переменной.

Для схем, построенных по безызбыточной системе ДНФ, устанавливается, что неисправность задержки пути проявляется либо как робастная, либо как неробастная, если путь сопоставляется переменной, по которой конъюнкция не расширяема. Речь идет о конъюнкции ДНФ, извлеченной из безызбыточной системы ДНФ. Неисправности задержек других путей могут проявляться как функциональные неисправности. Сформулировано достаточное условие существования для них пар тестовых наборов и предложен метод нахождения последних. Некоторые неисправности задержек путей в таких схемах могут быть необнаружимыми.

Для рассматриваемых схем предлагается также метод построения минимизированного проверяющего теста, обнаруживающего как неисправности задержек путей, так и всевозможные кратные константные неисправности на полюсах логических элементов схемы.

ЛИТЕРАТУРА

1. Murgai R., Brayton R., Sangiovanni-Vincetelli A. Logic Synthesis for Field Programmable Gate Arrays // Cluver Academic Publisher. 1995. P. 425.
2. Kohavi I., Kohavi Z. Detection of multiple faults in combinational logic networks // IEEE Trans. Comput. 1975. No. 6. P. 556–568.

УДК 681.324.7

О ПРЕДСТАВЛЕНИИ ПРОИЗВОЛЬНОГО НАТУРАЛЬНОГО ЧИСЛА СУММОЙ ВЕСОВ СУЩЕСТВЕННЫХ ПОДДЕРЕВЬЕВ

Н. Б. Буторина, С. А. Лыхина

Увеличивающиеся сложность и значимость дискретных управляющих систем требуют их высокой надежности. Сложность систем повышает вероятность возникновения неисправностей в них. Обнаружение неисправности в первый же момент ее проявления на выходах устройства позволяет защитить систему, в которую устройство встроено. Такое обнаружение неисправности может достигаться, например, за счет использования самопроверяемых схем, дающих возможность обнаруживать неисправности в режиме нормального функционирования схемы. Обнаружение осуществляется с помощью самотестируемого детектора кодовых слов некоторого кода, в частности (m, n) -кода, состоящего из всех булевых векторов длины n и веса m . На выходах самопроверяемого устройства, к которому подключен детектор слов (m, n) -кода, не всегда достигаются всевозможные кодовые слова. Число l достигаемых кодовых слов может быть меньше числа всевозможных кодовых слов (числа сочетаний из n по m).

В [1] предложена формула разложения множества кодовых слов (m, n) -кода для заданных n и m :

$$D_n^m(X) = D_k^0(X^1)D_{n-k}^m(X^*) \vee D_k^1(X^1)D_{n-k}^{m-1}(X^*) \vee \dots \vee D_k^m(X^1)D_{n-k}^0(X^*). \quad (1)$$

Здесь X — множество булевых переменных, $|X| = n$; $\{X^1, X^*\}$ — разбиение X , $|X^1| = k$, $|X^*| = n - k$; $D_p^q(X')$ есть дизъюнкция конъюнкций, представляющих все возможные кодовые слова (q, p) -кода. Если $n - k > k$, то формула (1) используется для разложения каждого коэффициента $D_{n-k}^{m-i}(X')$, где $i = \overline{0, m}$, и т. д. Полученная в конечном итоге формула F , задающая все кодовые слова (m, n) -кода, представляется некоторым деревом D . Некоторые поддеревья в нём определяются как существенные. Каждому существенному поддереву сопоставляется выражение, которое является логическим произведением ДНФ, отмечающих листья этого поддерева. Важной характеристикой поддерева является его вес, то есть число кодовых слов (m, n) -кода, представляемых поддеревом. Вес поддерева равен произведению длин ДНФ, сопоставляемых его листьям.

Построение самотестируемого детектора для l кодовых слов (m, n) -кода основано на решении следующих двух задач:

- 1) представление числа l суммой весов некоторых существенных поддеревьев дерева D , являющегося некоторым разложением (m, n) -кода с помощью формулы (1);
- 2) построение самотестируемого детектора на базе полученного представления.

Данная работа посвящена первой из этих задач. Возможность и сложность её решения зависят от числа существенных поддеревьев в дереве D и их весов. Вид дерева D , существенных поддеревьев в нём и значения весов последних определяются видом формулы F , представленной деревом D , который, в свою очередь, зависит от значения параметра k , выбираемого на каждом шаге разложения. В [1] значение k от шага к шагу не изменяется.

В [2] был предложен эвристический подход к представлению произвольного числа l суммой весов подмножества существенных поддеревьев в дереве D , построенном с постоянным k . При этом иногда приходилось менять ДНФ, сопоставляемые листьям, путем вычеркивания из них конъюнкций. Процедура коррекции ДНФ не была алгоритмизирована.

В данной работе предлагается метод построения требуемого дерева D , позволяющий представить произвольное число l суммой весов подмножества его существенных поддеревьев без изменения ДНФ, сопоставляемых их листьям. С этой целью на каждом шаге разложения (m, n) -кода с использованием формулы (1) выбирается $k = \lceil r/2 \rceil$. Здесь r на первом шаге равно n , а далее совпадает с числом переменных очередного коэффициента разложения. Разложение выполняется до тех пор, пока r не окажется равным некоторому заданному значению r_0 . Такой метод позволяет увеличить число существенных поддеревьев дерева D , уменьшая их веса и облегчая тем самым возможность представления числа l суммой весов подмножества существенных поддеревьев. Предложен последовательный алгоритм, в котором на каждом шаге в построенном D выбирается существенное поддерево, вес которого наиболее близок к разности между l и суммой весов уже выбранных существенных поддеревьев. Экспериментально показано, что этим алгоритмом (при $r_0 = 2$) можно получить необходимое представление любого числа l в диапазоне от 2 до C_{16}^8 . Выявлены некоторые свойства существенных поддеревьев, связывающие величину r_0 с весами последних.

ЛИТЕРАТУРА

1. Матросова А. Ю., Никитин К. В. Синтез самотестируемого детектора (m, n) -кодов на программируемых логических блоках // Вестник Томского государственного университета. Приложение. 2003. № 6. С. 124–136.
2. Буркатовская Ю. Б., Буторина Н. Б., Матросова А. Ю. Синтез самотестируемых детекторов произвольного числа равновесных кодов // Вестник Томского государственного университета. Приложение. 2006. № 17. С. 190–197.

УДК 681.324.7

КЛАССИФИКАЦИЯ НЕИСПРАВНОСТЕЙ ЗАДЕРЖЕК ПУТЕЙ

А. Ю. Матросова

Для обнаружения реальных дефектов дискретных схем наноэлектроники, работающих на высоких частотах и при низких напряжениях питания, недостаточно строить проверяющие тесты, ограничиваясь традиционной моделью одиночных константных неисправностей. Необходимо дополнять их тестовыми наборами, обнаруживающими неисправности задержек путей.

Рассмотрим комбинационную схему, в которой логические элементы и связи между ними исправны. Пусть на неё в моменты времени t_1, t_2 поступают наборы v_1, v_2 значений входных переменных схемы, которым на одном из выходов схемы сопоставляются значения 1, 0 соответственно. Наборы поступают вместе с синхроимпульсами, отделенными друг от друга равными промежутками времени τ . Если через промежуток времени τ после момента времени t_2 смены значения с 1 на 0 на рассматриваемом выходе не происходит, то говорят, что в схеме имеет место неисправность задержек путей.

Различают одиночные и кратные неисправности задержек путей, имея в виду неисправности задержек одного или нескольких путей. Речь идет о путях, каждый из которых начинается на некотором входе схемы и заканчивается на одном из ее выходов. Мы будем рассматривать одиночные неисправности задержек путей в предположении, что задержки отдельных линий связи пути и отдельных его элементов невелики, однако смена значений сигналов на пути в целом может выполняться дольше времени τ . Это приводит к неверной работе схемы.

Будем иметь в виду, что время задержки для одного и того же пути и инверсных смен значений сигналов на его линиях связи и выходах элементов может различаться. Поэтому каждому пути сопоставляется пара последовательностей перепадов значений сигналов и соответственно пара задержек одного и того же пути.

Проблема тестирования неисправностей задержек путей исследуется за рубежом достаточно давно. Важные теоретические результаты в этой области появились в начале 90-х годов. В работе [1] были сформулированы требования к парам v_1, v_2 наборов схемы, обнаруживающим робастные неисправности задержек путей. Условия проявления неробастных и функциональных неисправностей, насколько нам известно, сформулированы только для вентиляей.

В зарубежных публикациях используются содержательные понятия неисправностей задержек путей: робастной, неробастной и функциональной. Робастная неисправность пути проявляется независимо от того, исправны или не исправны другие пути в схеме. Неробастная неисправность пути проявляется в условиях отсутствия неисправностей задержек других путей. Это предположение согласуется с традиционным