УДК 004.312

ТЕСТИРОВАНИЕ НЕИСПРАВНОСТЕЙ ЗАДЕРЖЕК ПУТЕЙ В УСЛОВИЯХ ОГРАНИЧЕНИЙ НА ВЫБОР ПАР ТЕСТОВЫХ НАБОРОВ

А.Ю. Матросова, А.В. Мельников

Томский государственный университет
E-mail: mau11@yandex.ru

Рассматриваются одиночные неисправности задержек путей комбинационных схем в условиях ограничений на выбор пар тестовых наборов. Определяются ситуации, в которых одна и та же пара тестовых наборов может использоваться для обнаружения противоположных перепадов значений сигналов рассматриваемого пути. Учет таких ситуаций позволяет сокращать длину проверяющего теста для неисправностей задержек путей комбинационной схемы. Приводится пример класса комбинационных схем, в которых для каждого пути существует пара тестовых наборов, удовлетворяющая введенным в работе ограничениям. Компьютерные эксперименты, выполненные на контрольных примерах, подтверждают высокое качество тестирования неисправностей задержек путей в схемах такого класса.

Ключевые слова:
Комбинационная схема, эквивалентная нормальная форма, неисправности задержек путей.
Key words:
Combinational circuit, equivalent normal form, path delay fault.

Введение

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

Будем рассматривать одиночные неисправности задержек путей в предположении, что задержки отдельных линий связей пути и отдельных его элементов не велики, 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 противоположных (инверсных) смен значений сигналов на его линиях связей и выходах элементов может различаться. Поэтому каждому пути сопоставляется пара последовательностей перепадов значений сигналов и, соответственно, пара задержек одного и того же пути.

При рассмотрении произвольных робастных и не робастных неисправностей противоположным перепадам значений сигналов одного и тог же пути обычно сопоставляются две различные пары тестовых наборов, то есть для обнаружения неисправностей задержек каждого пути требуется 4 тестовых набора. Представляет интерес выявить такие робастные и не робастные неисправности, для которых существуют пары тестовых наборов v_1,v_2; v_2,v_1, обнаруживающие инверсные перепады значений сигналов одного и того же пути. Это значит, что каждому пути в проверяющем тесте схемы соответствует 3 тестовых набора, построенных на основе пары v_1,v_2. Выделение неисправностей с такими условиями их проявления дает возможность строить более короткие проверяющие тесты для неисправностей задержек путей схемы в целом. Использование пар тестовых наборов, которые позволяют однозначно определить неисправный путь, полезно для локализации участков схемы, (например, в процессе разработки схем), на которых возможно появление неисправностей задержек путей, с целью последующей коррекции схемы.

Обнаружение неисправности задержки на паре наборов v_1,v_2, в условиях выше приведенных требований к наборам, происходит следующим образом. В некоторый момент времени t_1 подается набор v_1. После того, как значения сигналов на всех элементах схемы и ее выходах, определяемые этим набором, установились (это время может быть больше τ), то есть стали равными значениям функций элементов схемы от значений входных переменных схемы на наборе v_1, подается набор v_2 в момент t_2. Этот набор вызывает смену значения сигнала на соответствующем пути входе схемы. По прошествии после t_2 времени τ, в момент t_3, наблюдается значение сигнала на сопоставляемом пути выходе. Если смены значения сигнала на выходе не произошло, делается вывод о присутствии задержки на рассматриваемом пути.

Проблема тестирования неисправностей задержек путей исследуется за рубежом достаточно давно. Важные теоретические результаты в этой области были получены в работах [1, 2]. В данной работе рассматриваются специальные условия проявления робастных и не робастных неисправностей задержек путей, позволяющие за счет их обеспечения сокращать длину проверяющего теста для схемы в целом и локализовать неисправные пути.

В разделе 1 даются определения робастной и не робастной неисправностей задержек пути (с учетом специальных условий их проявления) через свойства наборов v_1,v_2. Свойства выводятся на основе анализа эквивалентных нормальных форм (ЭНФ), построенной по схеме и дополнения конъюнкции эквивалентной нормальной формы, порождающей один из наборов пары. В разделе 2 формулируются некоторые необходимые и достаточные условия для обнаружения неисправностей задержек путей. В разделе 3 иллюстрируется возможность обеспечения выделенных условий проявления неисправностей задержек при построении проверяющего теста для схем, полученных по системам безызбыточных дизъюнктивных нормальных форм (ДНФ) факторизационными методами синтеза, сохраняющими системы.

1. Определения робастных и не робастных неисправностей

Будем рассматривать ЭНФ Армстронга, построенную по комбинационной схеме описанным в работе [3] способом. В ней переменные отмечены последовательностями индексов, представляющими путь в схеме. Переменная с одной и той же последовательностью индексов и тем же знаком инверсии может присутствовать в различных конъюнкциях. В одной и той же конъюнкции одинаковые переменные могут встречаться лишь с различными последовательностями индексов.

Для удобства наряду с ЭНФ Армстронга построим усеченную форму, исключив последовательности индексов. Усеченную форму в дальнейшем будем называть ЭНФ, она представляет собой дизъюнкцию конъюнкций, в том числе и неэлементарных, то есть содержащих повторяющиеся переменные с одинаковыми и, возможно, противоположными знаками инверсии. На рис. 1 представлена комбинационная схема. Ниже приведены ЭНФ Армстронга (1) и усеченная ЭНФ S (2).

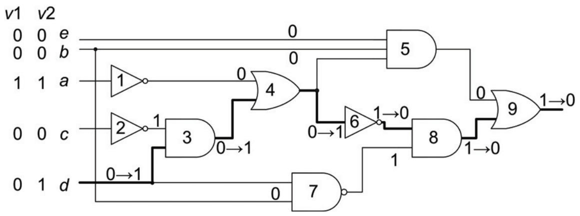

Рис. 1. *Комбинационная схема*

$$\begin{aligned}&\bar{a}_{1459} b_{59} e_{59} \vee b_{59} \bar{c}_{23459} d_{3459} e_{59} \vee \\ &\vee a_{14689} \bar{b}_{789} c_{234689} \vee a_{14689} c_{234689} \bar{d}_{789} \vee \\ &\vee a_{14689} \bar{b}_{789} \bar{d}_{34689} \vee a_{14689} \bar{d}_{34689} \bar{d}_{789}\,.\end{aligned} \qquad (1)$$

$$S = \underbrace{\bar{a}be}_{1} \vee \underbrace{b\bar{c}de}_{2} \vee \underbrace{abc}_{3} \vee acd \vee abd \vee \underbrace{add}_{4}. \qquad (2)$$

На рис. 2 на матрице в коде Грея представлены интервалы, сопоставляемые не поглощаемым конъюнкциям усеченной ЭНФ S. Интервалы пронумерованы.

В дальнейшем формулы (1), (2) будем рассматривать совместно.

Назовем пустой конъюнкцией ЭНФ такую конъюнкцию, которая содержит хотя бы одну переменную с противоположными знаками инверсии.

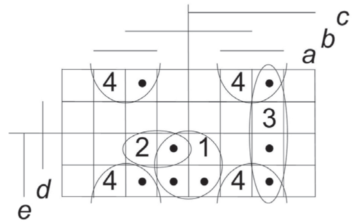

Рис. 2. *Представление не поглощаемых конъюнкций формулы S*

Распространим отношение ортогональности и пересечения конъюнкций на неэлементарные конъюнкции. Это значит, что элементарные и неэлементарные конъюнкции считаются ортогональными, если в одной из них некоторая переменная x_j присутствует со знаком инверсии, а в другой – без знака инверсии. Иначе конъюнкции не ортогональны, то есть пересекаются.

Набор значений переменных ЭНФ (переменных порождающей ее схемы) будем представлять булевым вектором. Пусть v_1, v_2 – два набора. Назовем минимально покрывающим интервалом u наборов v_1, v_2 интервал, задаваемый троичным вектором, в котором различные компоненты рассматриваемых наборов заменены символом «–». Пусть $k(u)$ конъюнкция, представляющая этот интервал.

Рассмотрим непустую конъюнкцию K' из ЭНФ, не обязательно элементарную, и некоторую ее переменную x_i, которой соответствует путь α в ЭНФ Армстронга. Исключим из K' повторяющиеся переменные, если они есть. Получим элементарную конъюнкцию K. Заменим в элементарной конъюнкции рассматриваемую переменную инверсной. Полученную конъюнкцию назовем дополнением K по переменной x_i и обозначим $\underline{K}$.

Последовательность перепадов значений сигналов на пути α назовем 1/0 последовательностью, если значение выхода, сопоставляемого пути α, при поступлении наборов v_1, v_2 меняется с 1 на 0. Противоположную последовательность перепадов значений сигналов назовем 0/1 последовательностью. Условия обеспечения перепадов значений сигналов будем рассматривать по отдельности.

Сначала рассмотрим условия робастного проявления неисправности задержки пути для каждой из последовательностей. Под робастным проявлением на содержательном уровне понимается проявление неисправности задержки пути, не зависящее от задержек других путей схемы.

Выберем непустую конъюнкцию $K'(K)$ из ЭНФ и переменную x_i в K, сопоставляемую входу схемы и началу пути α. Для определенности будем считать, что x_i не содержит инверсии.

Пусть K_α – множество непустых конъюнкций, пересекающихся с K и содержащих переменную x_i, отмеченную соответствующей α последовательностью индексов в ЭНФ Армстронга. Обозначим символом $K_\alpha(v)$ множество конъюнкций из K_α, которые принимают значение один на некотором наборе v, обращающем K в единицу. Это множество, в частности, может быть пустым.

Пусть K_α^* множество всех конъюнкций, содержащих переменную x_i, отмеченную соответствующей α последовательностью индексов в ЭНФ Армстронга, K_α^* содержит K_α и K'.

Пусть M множество конъюнкций ЭНФ, из которых исключены конъюнкции множества K_α^*.

Рассмотрим 1/0 последовательность. Сначала на входы схемы подается набор v_1, устанавливающий соответствующие ему значения сигналов на всех полюсах комбинационной схемы, а затем набор v_2, вызывающий смену значений сигналов на рассматриваемом пути.

Определение 1. *Будем говорить, что неисправность задержки* 1/0 *последовательности пути* α *проявляет себя как робастная, если выполняются следующие условия.*

1. *Набор* v_1 *обращает в единицу конъюнкцию* $K(K')$ *вместе с множеством* $K_\alpha(v_1)$.
2. *Набор* v_1 *обращает в ноль конъюнкции множества* M.
3. *Набор* v_2 *обращает в единицу конъюнкцию* $\underline{K}$.
4. *Набор* v_2 *обращает в ноль ЭНФ.*
5. *Конъюнкция* $k(u)$ *ортогональна конъюнкциям из* M.
6. *Переменная* x_i *не повторяется хотя бы в одной из конъюнкций множества* $\{K', K_\alpha(v_1)\}$.

Покажем, что при выполнении этих условий неисправность задержки 1/0 последовательности пути α проявляет себя как робастная, то есть ее проявление не зависит от неисправностей других путей схемы.

Наборы v_1,v_2 обеспечивают смену значения конъюнкции K с 1 на 0 только за счет изменения значения переменной x_i (условия 1, 3). Сами наборы могут отличаться и по другим переменным, отсутствующим в K. При этом конъюнкции множества M обращаются в ноль на наборах v_1,v_2 (условия 2, 4, соответственно) и сохраняют значение ноль в процессе смены наборов (условие 5).

Сохранение значения ноль в процессе смены наборов относится и к пустым конъюнкциям множества M. Заметим, что если в конъюнкции $k(u)$ присутствует переменная, совпадающая с некоторой переменной x_j, встречающейся в пустой конъюнкции K^* множества M в прямом и инверсном виде, то пустая конъюнкция не может принимать значение один в процессе смены наборов v_1,v_2 (конъюнкция $k(u)$ ортогональна пустой конъюнкции).

Пусть конъюнкция $k(u)$ пересекается с пустой конъюнкцией K^* множества M. Тогда в представляющем $k(u)$ троичном векторе всем взаимно инверсным переменным пустой конъюнкции сопоставляется символ «–». В процессе смены наборов v_1,v_2 могут возникнуть условия обращения пустой конъюнкции в единицу. Единичное значение может сохраняться дольше времени τ. Из построения множества M следует, что в рассматриваемой конъюнкции отсутствуют переменные, сопоставляемые пути α. Это значит, что задержка на пути α может маскироваться задержками других путей, что исключает возможность однозначного определения неисправного пути α. Из сказанного следует, что выполнение условия ортогональности конъюнкции $k(u)$ пустым конъюнкциям множества M необходимо.

Замечание. Если $k(u)$ *ортогональна конъюнкции* K^* *из* K_α^*, *то при замене набора* v_1 *набором* v_2 *она сохраняет значение 0. Пусть* $k(u)$ *пересекается с конъюнкцией* K^* *из* K_α^*, *отличной от* K'. *В этом случае при замене набора* v_1 *набором* v_2 *конъюнкция обращается в ноль не позже, чем происходит смена значения* 1 *на* 0 *на пути* α. *Конъюнкция* K^* *не маскирует проявления неисправности задержки пути* α. *Приведенные рассуждения объясняют необходимость исключения из* M *множества* K_α^*.

При наличии повторяющейся переменной x_i в K' и во всех конъюнкциях $K_\alpha(v_1)$ смена значения с 1 на 0 происходит также и на отличных от α путях, сопоставляемых этим повторяющимся переменным. Отсутствие задержки на таких путях делает неисправность задержки пути α не обнаружимой. Это значит, что хотя бы в одной конъюнкции из множества $\{K', K_\alpha(v_1)\}$ переменная x_i не должна повторяться (условие 6).

Итак, при выполнении условий 1–6 смена значений сигналов происходит на единственном пути, и неисправности задержек других путей не могут маскировать проявление неисправности на этом пути.

Перейдем к 0/1 последовательности. Сначала на входы схемы подается набор v_1, устанавливающий соответствующие ему значения сигналов на всех полюсах комбинационной схемы, а затем набор v_2, вызывающий смену значений сигналов на рассматриваемом пути.

Определение 2. *Неисправность задержки* 0/1 *последовательности пути* α *проявляется как робастная, если выполняются следующие условия.*

1. *Набор* v_1 *обращает в единицу* $\underline{K}$.
2. *Набор* v_1 *обращает в ноль ЭНФ.*
3. *Набор* v_2 *обращает в единицу конъюнкцию* $K(K')$ *вместе с множеством* $K_\alpha(v_2)$.
4. *Набор* v_2 *обращает в ноль конъюнкции множества* M.
5. *Конъюнкция* $k(u)$ *ортогональна конъюнкциям из* M.
6. *Переменная* x_i *не повторяется хотя бы в одной из конъюнкций множества* $\{K', K_\alpha(v_2)\}$.

Условия обеспечения робастного проявления неисправности задержки 0/1 последовательности пути α получаются из условий для 1/0 последовательности заменой всюду вектора v_1 на v_2 и наоборот.

В рассматриваемой ситуации пустая конъюнкция K^* множества M может обратиться в единицу при замене набора v_1 набором v_2 и сохранять это значение дольше времени τ (при условии пересечения $k(u)$ с K^*). Это может замаскировать отсутствие неисправности задержки пути α.

Пусть конъюнкция K^* принадлежит K_α^* и пересекается с $k(u)$. Тогда при замене сигнала на пути α с 0 на1 конъюнкция K^* в процессе замены набора v_1 набором v_2 не может принять значение 1 раньше, чем произойдет смена значения сигнала на пути α. Это значит, что рассматриваемая конъюнкция не маскирует проявления неисправности на пути α.

Перейдем к условию 6. Допустим, оно не выполняется, и неисправности задержек на путях, сопоставляемых повторяющимся переменным, отсутствуют. В этих условиях повторяющиеся переменные не мешают проявлению задержки на пути α при замене набора v_1 набором v_2. Однако если задержка на пути α отсутствует, а задержки на путях, сопоставляемых повторяющимся переменным из множества $\{K', K_\alpha(v_2)\}$ конъюнкций, имеют место, то эти задержки могут замаскировать отсутствие задержки на пути α, что исключает возможность однозначного определения неисправного пути. Из сказанного следует, что условие 6 необходимо.

Сформулируем условия для не робастного проявления неисправности с учетом отмеченных выше требований, накладываемых на наборы v_1, v_2. Под не робастным проявлением неисправности задержки пути на содержательном уровне понимается ее проявление в отсутствии неисправностей задержек других путей.

Выберем непустую конъюнкцию K' (K) из ЭНФ и переменную x_i в K, сопоставляемую входу схемы и началу пути α. Для определенности будем считать, что x_i не содержит инверсии.

Рассмотрим 1/0 последовательность. Условия проявления не робастной неисправности задержки 1/0 последовательности отличаются от условий, перечисленных в определении 1, пунктом 5: *конъюнкция $k(u)$ не ортогональна некоторым конъюнкциям из M*.

В случае 0/1 последовательности условия проявления не робастной неисправности задержки пути α отличаются от условий, перечисленных в определении 2, пунктом 5: *конъюнкция $k(u)$ не ортогональна некоторым конъюнкциям из M*, и отсутствием пункта 6.

Наборы v_1, v_2 обеспечивают смену значения конъюнкции K с 1 на 0 (с 0 на 1) только за счет изменения значения переменной x_i. Сами наборы могут отличаться и по другим переменным, отсутствующим в K. При этом конъюнкции множества M обращаются в ноль на наборах v_1, v_2 (условия 2, 4, соответственно).

Замечание. Поскольку конъюнкция K^* из множества K_α^*, отличная от K', не маскировала проявление неисправности задержки пути α в условиях возможных задержек других путей схемы, то в отсутствии этих задержек конъюнкция K^* тем более не влияет на проявление неисправности задержки пути α.

Теорема 1. В отсутствии неисправностей задержек путей, отличных от пути α, пересечение некоторых конъюнкций множества M с конъюнкцией $k(u)$ не маскирует проявление не робастной неисправности задержки 1/0 (0/1) последовательности пути α.

Доказательство. Пусть K^* – не пустая конъюнкция из M, пересекающаяся с $k(u)$. Следовательно, для нее найдется набор γ, на котором она обращается в единицу вместе с $k(u)$. При отсутствии задержки на путях, сопоставляемых переменным конъюнкции K^*, единичное значение рассматриваемой конъюнкции на наборе γ для 0/1 (1/0) последовательности заменится нулевым значением в пределах одного такта между соседними синхроимпульсами (за время τ) и не повлияет на работу схемы.

Если конъюнкция $k(u)$ пересекается с пустой конъюнкцией K^* из M, то, поскольку все ее переменные сопоставляются исправным путям, возможное в процессе смены наборов единичное значение этой конъюнкции для 0/1 (1/0) последовательности заменится нулевым в пределах времени τ, и задержка пути α не будет маскироваться конъюнкцией K^*.

Из приведенных рассуждений следует, что при отсутствии неисправностей задержек путей, отличных от α, неортогональность конъюнкции $k(u)$ некоторым конъюнкциям множества M не мешает проявлению не робастной неисправности задержки пути α. Теорема доказана.

Наличие повторяющейся переменной x_i в каждой конъюнкции множества $\{K', K_\alpha(v_1)\}$ не приводит к обнаружению задержки пути α для 1/0-последовательности, поэтому переменная x_i должна отсутствовать хотя бы в одной конъюнкции этого множества.

В случае 0/1-последовательности нет необходимости в выполнении условия 6, присутствующего в определениях 1, 2. Поскольку повторяющиеся переменные сопоставляются путям, отличным от α, и отсутствуют задержки этих путей, то повторяющиеся переменные в конъюнкциях множества $\{K', K_\alpha(v_2)\}$ не мешают проявлению не робастной неисправности 0/1-последовательности пути α при замене набора v_1 набором v_2.

2. Свойства робастных и не робастных неисправностей задержек путей

Будем иметь в виду, что при выбрасывании из конъюнкции переменной расширяется интервал, сопоставляемый конъюнкции. Конъюнкция K расширяема по переменной x_i, если полученная из нее при выбрасывании x_i конъюнкция K^* остается импликантой функции f, представляемой ЭНФ. Иначе она не расширяема по x_i. Заметим, что простая импликанта не расширяема ни по одной из своих переменных.

Теорема 2. Для обнаружения робастной (не робастной) неисправности задержки пути α с использованием конъюнкции $K'(K)$ и содержащейся в ней переменной x_i, сопоставляемой пути α в ЭНФ Армстронга, а также при соблюдении условия обеспечения различных значений функции (функция сопоставляется пути α) на наборах v_1, v_2, необходимо, чтобы конъюнкция K была не расширяемой по переменной x_i.

Доказательство. В определениях робастных и не робастных неисправностей для одного из тестовых наборов пары требуется обращение им в единицу конъюнкции $\underline{K}$ и в ноль ЭНФ одновременно с обращением в единицу конъюнкции K вторым набором пары. По всем переменным, присутствующим в конъюнкции K, кроме переменной x_i, наборы пары совпадают. Эти условия могут выполняться, только если K не является расширяемой по переменной x_i. Теорема доказана.

Пусть K не расширяемая по переменной x_i конъюнкция. Обозначим через P множество непустых конъюнкций ЭНФ, из которых исключены конъюнкции множества K_α и конъюнкция K', порождающая K.

Теорема 3. Для существования пары тестовых наборов, обнаруживающих как робастное, так и не робастное проявление неисправности задержки пути α, при соблюдении условия обеспечения различных значений функции (функция сопоставляется пути α) на наборах v_1,v_2 необходимо, чтобы конъюнкция K не поглощалась объединением конъюнкций множества P.

Доказательство. В определениях робастных и не робастных неисправностей требуется, чтобы набор $v_1(v_2)$ обращал в ноль конъюнкции множества M и в единицу конъюнкцию K. Пусть набор $v_1(v_2)$ выбирается из не поглощаемой множеством P области конъюнкции K. Тогда набор $v_1(v_2)$ обращает в единицу подмножество $K_\alpha(v_1)$ $(K_\alpha(v_2))$ вместе с конъюнкцией K и в ноль конъюнкции множества M. Теорема доказана.

Обозначим через Q не поглощаемую множеством P область конъюнкции K. Выделим из K_α конъюнкции, не содержащие повторяющихся переменных x_i. Если K не содержит повторяющейся x_i, то включаем и ее, образуя множество K_α^{**}. Найдем пересечение Q и K_α^{**}, обозначим результат пересечения Q^*.

Теорема 4. Для существования пары тестовых наборов, обнаруживающих робастное (для 1/0, 0/1 последовательностей) и не робастное (для 1/0 последовательности) проявление неисправности задержки пути α, при соблюдении условия обеспечения различных значений функции, (функция сопоставляется пути α) на наборах v_1,v_2, необходимо, чтобы множество Q^* не было пустым. Набор $v_1(v_2)$ выбирается из Q^*.

Доказательство. При выборе набора $v_1(v_2)$ из Q^* выполняется условие 6 совместно с условиями 1,2 (3,4) для неисправностей рассматриваемого типа. Теорема доказана.

Будем иметь в виду, что если множество Q^* пусто, а множество Q не пусто, то существует пара v_1,v_2 тестовых наборов, обнаруживающая только не робастное проявление неисправности задержки пути α для 0/1 последовательности.

Итак, из теорем 2–4 заключаем, что пара v_1,v_2, найденная для обнаружения:

- *робастной неисправности задержки* 1/0 *последовательности пути* α, *обнаруживает робастную неисправность задержки* 0/1 *последовательности этого пути. Эта пара однозначно определяет неисправный путь.*
- *не робастной неисправности задержки* 1/0 *последовательности пути* α, *обнаруживает не робастную неисправность задержки* 0/1 *последовательности этого пути.*
- *не робастной неисправности задержки* 0/1 *последовательности пути* α, *может не обнаружить не робастную неисправность задержки* 1/0 *последовательности этого пути.*

Рассмотрим множество Q^*, извлеченное из конъюнкции K, представим его в виде сокращенной ДНФ D. Представим в виде сокращенной ДНФ $\underline{D}$ множество наборов, на каждом из которых конъюнкция $\underline{K}$ обращается в единицу, а ЭНФ – в ноль. Будем иметь в виду, что множество простых импликант $\underline{D}$ не пусто, так как K не расширяема по x_i.

Пусть k – конъюнкция из D, а $\underline{k}$ – конъюнкция из $\underline{D}$. Вычеркнем из этих конъюнкций переменную x_i со своим знаком инверсии, обозначим результаты $k^*,\underline{k}^*$ соответственно. Рассмотрим множество пар $\{k^*,\underline{k}^*\}$.

Теорема 5. Для существования пары v_1,v_2 наборов, обнаруживающих робастное проявление неисправности задержки 1/0 (0/1) последовательности пути α, гарантирующих определение пути α в случае обнаружения задержки, и обеспечивающих различные значения функции, (функция сопоставляется пути α) достаточно, чтобы конъюнкции $k^*,\underline{k}^*$ хотя бы одной пары были не ортогональны.

Доказательство. Пусть пересечение конъюнкций $k^*,\underline{k}^*$ не пусто, то есть они не ортогональны. Конъюнкция $\underline{k}(\underline{k}=\overline{x}_i\underline{k}^*)$ из $\underline{D}$ ортогональна всем конъюнкциям ЭНФ и обращает в единицу конъюнкцию $\underline{K}$. Добавление к ней литер из k^* не нарушает этих условий. Это значит, что логическое произведение $\underline{k}k^*$ представляет множество наборов, каждый из которых ортогонален всем конъюнкциям ЭНФ и обращает в единицу конъюнкцию $\underline{K}$, то есть логическое произведение $\underline{k}k^*$ удовлетворяет условиям 3, 4 определения 1 (условиям 1, 2 определения 2). Из сказанного следует, что любое доопределение конъюнкции $\underline{k}k^*$ до конъюнкции ранга n, где n – число переменных ЭНФ, представляет набор $v_2(v_1)$ пары, которая обнаруживает робастное проявление неисправности задержки 1/0 (0/1) последовательности пути α.

Конъюнкция k $(k=x_ik^*)$ ортогональна всем конъюнкциям множества M, и обращает в единицу конъюнкцию K с соблюдением условия 6. Добавление к ней букв из $\underline{k}^*$ не нарушает этих условий. Это значит, что логическое произведение $k\underline{k}^*$ представляет множество наборов, удовлетворяющих условиям 1, 2 определения 1 (3, 4 определения 2). Из сказанного следует, что любое доопределение конъюнкции $k\underline{k}^*$ до конъюнкции ранга n, где n – число переменных ЭНФ, представляет набор $v_1(v_2)$

пары, которая обнаруживает робастное проявление неисправности задержки 1/0 (0/1) последовательности пути α.

Логические произведения $\underline{k}k^*$ $k\underline{k}^*$, отличаются только по переменной x_i. Минимально покрывающий интервал u^* представляется произведением конъюнкций $k^*\underline{k}^*$. Поскольку логическое произведение $\bar{x}_i k^*\underline{k}^*$ ортогонально ЭНФ, и, следовательно, множеству M, а логическое произведение $x_i k^*\underline{k}^*$ ортогонально M, то логическое произведение $k^*\underline{k}^*$, представляющее интервал u^*, ортогонально M, то есть условие 5 определений 1, 2 выполняется. Из сказанного следует, что наборы v_1,v_2 являются парой, обнаруживающей робастное проявление неисправности задержки пути α. Теорема доказана.

В заключение рассмотрим пример. Найдем пару векторов для пути $\bar{d}_{34689}$, используя конъюнкцию $K'=a\bar{d}\bar{d}$, $K=a\bar{d}$. Конъюнкция K не расширяема по переменной d. Конъюнкция $\underline{K}=ad$, $K_\alpha=a\bar{b}\bar{d}$, K' содержит повторяющуюся переменную d, однако, конъюнкция $a\bar{b}\bar{d}$ из K_α содержит единственную переменную d, $P=\bar{a}be\vee b\bar{c}de\vee ac\bar{b}\vee ac\bar{d}$.

Представляя Q как дизъюнкцию всех простых импликант, в данном случае имеем единственную конъюнкцию $ac\bar{d}$ (рис. 2). Далее получаем Q^*, $Q^*=a\bar{b}\bar{c}\bar{d}$. $\underline{D}=a\bar{b}\bar{c}d\vee bd\bar{e}\vee acbd\vee a\bar{c}d\bar{e}$. Выберем $k=a\bar{b}\bar{c}\bar{d}$ и $\underline{k}=a\bar{c}d\bar{e}$, $k^*=a\bar{b}\bar{c}$, $\underline{k}^*=a\bar{c}\bar{e}$. Согласно теореме 5 существует пара наборов для рассматриваемого пути, на которой неисправность задержки пути проявляется как робастная. Набор v_1=10000 обращает в единицу выражение $k\underline{k}^*=a\bar{b}\bar{c}\bar{d}\bar{e}$, а набор v_2=10010 обращает в единицу выражение $\underline{k}k^*=a\bar{b}\bar{c}d\bar{e}$ для 1/0 последовательности пути $\bar{d}_{34689}$. $M=P$, u=100–0, $k(u)=a\bar{b}\bar{c}\bar{e}$, конъюнкция $k(u)$ ортогональна конъюнкциям множества M. Последнее означает, что неисправность рассматриваемого пути проявляет себя как робастная. Этот факт иллюстрируется рис. 1: путь выделен жирной линией, наборы приписаны слева от входов схемы.

Пара v_2,v_1 этих же наборов обнаруживает робастное проявление 0/1 последовательности задержки пути $\bar{d}_{34689}$.

3. Экспериментальные результаты

Рассматривались *STG* (*State Transition Graph*) – описания поведения синхронных последовательностных схем. Состояния кодировались кодом наименьшей длины. Полученная в результате кодирования система частичных функций представлялась в виде системы безызбыточных ДНФ. К системе применялся метод факторизационного синтеза, используемый в современных системах автоматизированного проектирования и основанный на делении ДНФ. Метод сохраняет систему ДНФ. Это значит, что для каждого пути α в полученной схеме соответствующая ему ЭНФ есть безызбыточная ДНФ. Для сопоставляемой пути α конъюнкции K множество Q^* не пусто. Конъюнкция K не расширяема по переменной x_i, соответствующей пути α. Кроме того, K принадлежит ядру в силу безызбыточности ДНФ, значит, сокращенная ДНФ $\underline{D}$ не пуста. Следовательно, для схем рассматриваемого класса и каждого пути можно построить пары тестовых наборов вида v_1,v_2; v_2,v_1, обнаруживающих неисправности обоих перепадов значений сигналов пути. Строился проверяющий тест (для комбинационной составляющей последовательностной схемы), обнаруживающий неисправности задержек путей с учетом отмеченных выше ограничений на способы выбора тестовых наборов. Оказалось, что неисправности, в основном, проявляют себя как робастные, что обеспечивает высокое качество проверяющего теста схемы, таблица.

Таблица. *Построение тестовых наборов для робастных и не робастных неисправностей задержек путей*

Название	Число путей	Число робастных неисправностей	Число не робастных неисправностей	Доля робастных неисправностей, %
BBSE	227	225	2	99
CSE	388	381	7	98
DK16	380	368	12	97
DONFILE	252	243	9	96
EX1	268	264	4	99
EX2	257	246	11	96
KEYB	506	499	7	99
KIRKMAN	549	546	3	99
OPUS	136	133	3	98
PLANET	584	562	22	96
RAM_TEST	382	382	0	100
S1	629	615	14	98
S1A	410	398	12	97
SAND	953	931	22	98
SSE	227	225	2	99
STYR	972	927	45	95
SYNC	462	442	20	96
TBK	1322	1287	35	97

Заключение

Выделены специальные условия проявления робастных и не робастных неисправностей, ориентированные на сокращение длины проверяющего теста для неисправностей задержек логических схем. На тестовых наборах v_1,v_2 значения исправной функции схемы, сопоставляемой выходу рассматриваемого пути, различны; тестовые наборы в случае робастной неисправности позволяют однозначно определить неисправный путь. Показано, что существует класс схем, в которых задержка любого пути схемы проявляется с соблюдением этих условий.

Работа поддержана грантом по теме государственного контракта на выполнение научно-исследовательских работ для государственных нужд № П1157 и частично поддержана грантом в рамках проекта ФЦП (контракт № 02. 514.12.4002).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Lin C.J., Reddy S.M. On Delay Fault Testing in Logic Circuits // IEEE Transactions on Computer-Aided Design. – 1987. – V. 6. – № 5. – P. 694–503.
2. Devadas S., Keitzer K. Synthesis of Robust Delay-Fault-Testable Circuits: Theory // IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 1992. – V. 11. – № 1. – P. 87–101.
3. Kohavi Z., Kohavi I. Detection of Multiple Faults in Combinational Logic Networks // IEEE Transactions on Computers. – 1972. – V. 21. – № 6. – P. 556–568.

Поступила 08.02.2010 г.

УДК 618.5:519.68

СИНТЕЗ ТЕСТОВ С ГАРАНТИРОВАННОЙ ПОЛНОТОЙ ДЛЯ ВРЕМЕННЫХ АВТОМАТОВ

М.В. Жигулин, И.М. Дмитриев, Н.В. Евтушенко

Томский государственный университет
E-mail: maxzh81@gmail.com

Предложен алгоритм построения полного проверяющего теста для временного автомата относительно модели «черного ящика». Предполагается, что в проверяемом автомате известны только верхняя оценка числа состояний и величина максимальной конечной задержки в состоянии. Полный тест строится по автомату-спецификации без перебора проверяемых автоматов.

Ключевые слова:
Временной конечный автомат, задержка по времени, полный проверяющий тест.
Key words:
Timed finite state machine, timeout, complete test suite.

Введение

Одной из современных проблем диагностики является тестирование телекоммуникационных систем, работающих в режиме реального времени. Для описания поведения таких систем была предложена модель временного конечного автомата [1, 2], которая, кроме переходов под действием внешних входных воздействий, описывает переходы по задержке: если в некотором состоянии автомата в течение определенного периода времени отсутствуют входные воздействия, то автомат переходит в другое состояние. В модели также учитывается временная задержка для выходной реакции автомата на полученное входное воздействие. Тот факт, что проверяемая система должна выдавать только выходные последовательности, предписанные спецификацией, формально описывается отношением *f*-эквивалентности между временными автоматами.

В работе предлагается метод построения полного проверяющего теста относительно модели «черного ящика», т. е. для случая, когда проверяемая система имеет не больше состояний, чем спецификация, и максимальная конечная задержка в состоянии не превышает таковую в спецификации. Кроме того, показано, что такой тест также обнаруживает несоответствие проверяемой системы спецификации по времени обработки входных воздействий. В нашей работе мы рассматриваем инициальные автоматы, т. е. предполагается, что спецификация и проверяемая система обладают исправным сигналом сброса, который переводит систему в начальное состояние из любого состояния.

1. Определения

В данном разделе мы вводим определение автомата, который явно учитывает временные аспекты. В каждом состоянии автомат может иметь временную задержку (*таймаут*): если по истечении таймаута на автомат не поступило ни одного входного воздействия, то автомат переходит в другое (предписанное) состояние. Кроме того, в явном виде задается временная задержка для выходной реакции после поступления входного воздействия. Как обычно, N используется для обозначения множества натуральных чисел; Z_0^+ обозначает множество неотрицательных целых чисел; точка '·' между двумя символами обозначает конкатенацию.

Временным автоматом [1, 2] (или просто *автоматом* в данной работе) называется семерка $A=(S,s_0,I,O,\lambda_A,\Delta_A,\sigma_A)$, где S – конечное непустое множество состояний с выделенным начальным состоянием s_0, I и O – конечные непересекающиеся входной и выходной алфавиты, $\lambda_A \subseteq S\times I\times O\times S$ – *отношение переходов*, Δ_A: $S\to S\times(N\cup\{\infty\})$ – *функция задержки*, определяющая время, по истечении которого состояние автомата должно измениться, если на автомат в текущем состоянии не поступил ни один входной символ, функция $\sigma_A:\lambda_A\to Z_0^+$ определяет время задержки выходного символа после подачи входного воздействия на соответствующем переходе. Если $\Delta_A(s)_{\downarrow N}=\infty$, то предполагается, что