Литература

1. *Mellor G.L., Yamada T.* Development of a turbulence closure model for geophysical fluid problems // Reviews of geophysics and space physics. 1982. V. 20. No. 4. Pp. 851-875.
2. *Deleersnijder E., Luyten P.* On the practical advantages of the quasi-equilibrium version of the Mellor and Yamada level 2.5 turbulence closure applied to marine modelling // Appl. Math. Modelling. 1994. V.18. Pp. 281-287.
3. *Kato H., Phillips O.M.* On the penetration of a turbulent layer into stratified fluid // J. Fluid. Mech. 1969. V. 37, part 4. Pp. 643-655.
4. *Васильев О.Ф., Овчинникова Т.Э., Черных Г.Г.* Математическое моделирование заглубления турбулентного слоя в стратифицированной жидкости // Доклады академии наук. 2012. Т. 443. № 5. С. 578-582.
5. GETM [Электронный ресурс]. URL: http://getm.eu (дата обращения: 22.02.2016).
6. *Chen C.T., Millero F.J.* Precise thermodynamic properties for natural waters covering only the limnologies range // Limnol. Oceanogr. 1986. Vol.31(3). Pp. 657-662.
7. *Васильев О.Ф, Овчинникова Т.Э., Черных Г.Г.* Численные модели заглубления турбулентного слоя в устойчиво стратифицированной жидкости // Математическое моделирование. 2015. Т. 27. № 5. С. 52-64.
8. GOTM [Электронный ресурс]. URL: http://www.gotm.net/ (дата обращения: 22.02.2016).
9. *Марчук Г.И., Саркисян А.С.* Математическое моделирование циркуляции океана. М.: Наука, 1988. 304 с.

Dynamics of fluid mixed layer penetration in 3d calculations

Lidiya Kompaniets*, PhD, Associate Professor, Senior Researcher, ICM SB RAS*

Tatiana V. Yakubaylik*, PhD, Researcher, ICM SB RAS*

Lyudmila Gavrilova, PhD, Associate Professor, Siberian Federal University

The wind-influenced deepening of the mixed layer in a stratified rectangular reservoir has been calculated using three-dimensional numerical model. A comparison of results has been made for various turbulence models.

Keywords: three-dimensional numerical simulation, turbulent closure, mixed layer penetration.

УДК 519.714

ВЕРИФИКАЦИЯ ЛОГИЧЕСКИХ ОПИСАНИЙ С ФУНКЦИОНАЛЬНОЙ НЕОПРЕДЕЛЕННОСТЬЮ НА ОСНОВЕ МОДЕЛИРОВАНИЯ

Людмила Дмитриевна Черемисинова*, д.т.н., главный научный сотрудник*
Тел.: 375 17 284 2 82, e-mail: cld@newman.bas-net.by
Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси
http://uiip.bas-net.by

Рассматривается подход к верификации логических описаний комбинационных устройств для случая, когда исходное функциональное описание проектируемой схемы не полностью определено. Предлагаемый подход основан на моделировании поведения схемы для общего случая, когда входные стимулы представляются троичными векторами.

Ключевые слова: автоматизация проектирования, верификация, моделирование.

Одним из наиболее эффективных методов повышения качества и надежности оборудования является создание средств автоматизации, гарантирующих корректность проектируемых устройств. Это может быть обеспечено путем верификации проектных решений на всех стадиях проектирования. По мере возрастания сложности проектируемых устройств функциональная верификация становится все более необходимым и дорогим этапом процесса проектирования. Официальные издания проектных компаний утверждают, что коллектив разработчиков цифровой аппаратуры тратит до 70% всего времени проектирования и ресурсов на функциональную верификацию, и, если сложность проекта аппаратуры удваивается, то усилия, затрачиваемые на верификацию, учетверяются [1].

Задача верификации в традиционной постановке состоит в проверке функциональной эквивалентности пары описаний одного и того же устройства, которые получаются в ходе проектирования (оптимизации или структурной реализации). Основным инструментом верификации в системах автоматизации проектирования микроэлектронных устройств до недавнего времени было моделирование по причине простоты его реализации и варьируемости времени выполнения. В качестве альтернативы верификации на основе моделирования интенсивно развиваются методы формальной верификации, основанные на сведении ее к задаче проверки выполнимости конъюнктивной нормальной формы (КНФ) [1; 2; 3]. Однако при решении практических задач верификации формируемые КНФ часто имеют размерность, превышающую возможности имеющихся SAT-решателей, и программные средства формальной верификации пока не позволяют полностью исключить необходимость выполнения верификации на основе моделирования.


Л.Д. Черемисинова

В данной работе, в отличие от традиционно рассматриваемого случая, когда оба сравниваемых описания функционально полностью определены [1; 2; 3], задача верификации решается для более общего случая, когда заданная функциональность проектируемого устройства не полностью определена. Такая ситуация обычно возникает, когда существуют такие комбинации значений входных сигналов проектируемого устройства, которые никогда не появятся при его нормальной работе. В этом случае при решении задачи верификации достаточно рассмотреть только возможные сценарии поведения верифицируемого устройства и проверить, имеют ли его выходные реакции специфицированные значения. Кроме того, в работе рассматривается задача повышения размерности решаемых задач верификации путем моделирования верифицируемой схемы не на наборах значений переменных (подаваемых на входы), а на интервалах – множествах соседних наборов.

1. Постановка задачи верификации на основе моделирования

Рассматривается случай, когда исходное описание реализуемой логики (спецификация на проектирование) задано в виде системы частично определенных булевых функций (ЧБФ) на интервалах значений входных переменных (к этому виду может быть приведено любое функционально полностью или частично определенное описание), а сравниваемое с ним описание представляет многоблочную структуру, функциональные описания блоков которой заданы системами ЧБФ или системами дизъюнктивных нормальных форм (ДНФ). Частными случаями такой структуры является системы ЧБФ или комбинационные схемы из элементов, реализующих простые функции (типа И, ИЛИ, И-НЕ и т.д.) или элементы некоторой библиотеки КМОП СБИС.

ЧБФ $f(X)$ ($X = \{x_1, x_2, ..., x_n\}$) задается множествами U_f^0, U_f^1 и U_f^{dc} интервалов (или M_f^0, M_f^1 и M_f^{dc} наборов) n-мерного булева пространства E^n, на которых она принимает соответственно нулевое, единичное или неопределенное значения, при этом $U_f^1 \cup U_f^0 \cup U_f^{dc} = E^n$. Интервал из E^n задает некоторое множество наборов значений булевых переменных из X и представляется n-компонентным троичным вектором [4].

Система ЧБФ $F(X) = \{f_1(X), f_2(X), ..., f_m(X)\}$ задается множеством многовыходных интервалов $(\mathbf{u}, \mathbf{t})$, каждый из которых задается парой троичных векторов длины

n и m. Входная часть $\mathbf{u}$ представляет собой интервал из E^n, выходная часть $\mathbf{t}$ – троичный вектор значений функций на интервале $\mathbf{u}$, при этом $\mathbf{u}$ и $\mathbf{t}$ могут представляться также конъюнкциями литералов соответственно переменных $x_i \in X$ и функций $f_j \in F$. Для каждого интервала $(\mathbf{u}, \mathbf{t})$ справедливо: если j-я компонента t^j вектора $\mathbf{t}$ равна 1 или 0, то на всех наборах из интервала $\mathbf{u}$ функция f_j принимает соответствующее значение; если же $t^j =$"–", то либо f_j принимает разные значения (из {1, 0}) по крайней мере на двух наборах из интервала $\mathbf{u}$, либо ее значение не определено на всем интервале $\mathbf{u}$.

Система ЧБФ, заданная множеством I_F многовыходных интервалов $(\mathbf{u}_i, \mathbf{t}_i)$, может быть представлена парой троичных матриц $\mathbf{U}$ и $\mathbf{T}$ (столбец 1 таблицы), задающих своими строками многовыходные интервалы, или парой: троичная $\mathbf{U}$ и булева $\mathbf{B}$ матрицы (столбец 2 таблицы). Например, ЧБФ, заданная столбцом 1 таблицы задается множеством $I_F = \{(\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3, \bar{f}_1), (\bar{x}_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 x_4 x_5, f_2 f_3), (x_1 x_2 \bar{x}_4 \bar{x}_5, f_1 \bar{f}_3), ...\}$ многовыходных интервалов.

Таблица

Две формы задания системы ЧБФ

$\begin{array}{c} x_1x_2x_3x_4x_5 \\ \mathbf{U} = \begin{array}{ccccc} 0&1&0&-&- \\ 0&0&0&1&1 \\ 1&1&-&0&0 \\ 1&1&1&-&1 \\ 0&-&1&0&1 \\ 1&0&0&1&1 \\ 1&-&1&1&0 \\ 1&0&0&0&- \end{array} \end{array} \quad \begin{array}{c} f_1f_2f_3 \\ \mathbf{T} = \begin{array}{ccc} 0&-&- \\ -&1&1 \\ 1&-&0 \\ 1&0&- \\ 0&-&0 \\ 1&1&- \\ -&0&0 \\ 1&1&- \end{array} \end{array}$	$\begin{array}{c} x_1x_2x_3x_4x_5 \\ \mathbf{B} = \begin{array}{ccccc} 0&1&0&1&0 \\ 0&0&0&1&1 \\ 1&1&0&0&0 \\ 1&1&1&1&1 \\ 0&1&0&0&0 \\ 1&0&0&1&1 \\ 0&0&0&1&1 \\ 1&1&1&1&0 \\ 0&1&0&0&1 \\ 1&1&1&0&1 \\ 1&0&0&0&1 \end{array} \end{array} \quad \begin{array}{c} f_1f_2f_3 \\ \mathbf{T} = \begin{array}{ccc} 0&-&- \\ -&-&1 \\ 0&1&0 \\ -&1&- \\ 0&-&0 \\ 1&0&1 \\ 1&0&1 \\ 0&1&- \\ 0&-&0 \\ -&1&- \\ 1&-&0 \end{array} \end{array}$

При решении задачи проверки реализуемости системы ЧБФ комбинационной схемой можно ограничиться частичным анализом сравниваемых описаний – не на всем булевом пространстве переменных, а только на области определения функций системы. Условие реализуемости системы ЧБФ $F(X)$ схемой, реализующей на своих выходах функции $y_i(X)$, заключается в том, что для всех $f_i(X) \in F$ должно выполняться:

$$M^1_{f_i} \subseteq M^1_{y_i}; M^0_{f_i} \subseteq M^0_{y_i}, \qquad (1)$$

где $M^1_{f_i}$ и $M^1_{y_i}$, $M^0_{f_i}$ и $M^0_{y_i}$ – множества наборов значений булевых переменных из X, на которых функции $f_i(X)$ и $y_i(X)$ принимают единичные и нулевые значения.

Рассматриваемая задача верификации заключается в проверке, реализуется ли заданная система ЧБФ некоторой многоблочной схемой. Описываемые методы верификации основаны [5, 6] на параллельном моделировании предварительно ранжированной многоблочной схемы (с неопределенностью или без нее) сразу на всех наборах или интервалах из области определения системы ЧБФ на основе быстрых вычислений над булевыми и троичными векторами большой размерности. Методы включают анализ результатов моделирования и выявление интервалов области задания исходного описания, не реализуемых порожденным описанием. Выделяются три типа алгоритмов решения задач верификации на основе моделирования: 1) двоичное и 2) троичное моделирование комбинационной схемы; 3) моделирование многоблочной схемы с неопределенностью.

Моделирование схемы на наборах значений переменных или, в общем случае, на интервалах из области определения системы ЧБФ для исходного описания состоит в последовательной подаче на входы схемы наборов (интервалов) значений входных переменных; вычислении значений сигналов на выходах элементов схемы; сравнении реакций схемы со значениями функций исходной системы ЧБФ.

Система $F(X)$ булевых функций, заданная множеством I_F многовыходных интервалов, реализуется схемой, если для каждого интервала $\mathbf{u}_k^i$ значений переменных, покрываемого входной частью $\mathbf{u}_k \in \mathbf{U}$ каждого из многовыходных интервалов $(\mathbf{u}_k, \mathbf{t}_k) \in I_F$, выполняется следующее условие: троичный вектор $\mathbf{t}_k \in (\mathbf{u}_k, \mathbf{t}_k)$ поглощает булев вектор $\mathbf{y}(\mathbf{u}_k^i)$ значений функций, реализуемых на выходах схемы, т.е. все компоненты вектора $\mathbf{t}_k$, значения которых отличны от “–”, совпадают по значению с соответствующими компонентами вектора $\mathbf{y}_i$.

2. Двоичное моделирование комбинационной схемы

Для проведения двоичного моделирования троичная матрица $\mathbf{U}$ преобразуется в булеву матрицу $\mathbf{B}$, задающую наборы значений входных переменных системы $F(X)$, а матрица $\mathbf{T}$ преобразуется в матрицу $\mathbf{T}^b$, задающую значения частично определенных булевых функций на этих наборах. Например, область задания системы $F(X)$ (столбец 1 таблицы), содержащая 8 интервалов, преобразуется к области, состоящей из 16 наборов.

При параллельном моделировании ранжированной схемы на l наборах значений переменных состояние каждого ее полюса (включая входные и выходные) представляется булевым вектором размерности l, задающим состояния этого полюса при подаче на входы схемы каждого из l наборов. При этом для выходного полюса каждого i-го элемента вычисляется локальная функция $\varphi_i(\mathbf{z}_{1i}, \mathbf{z}_{2i}, ..., \mathbf{z}_{ki})$ путем выполнения покомпонентной операции φ_i над булевыми векторами $\mathbf{z}_{1i}, \mathbf{z}_{2i}, ..., \mathbf{z}_{ki}$ длины l, приписанными входам элемента. Результатом операции является новый вектор $\mathbf{z}_i$ той же размерности l.

После просмотра последнего элемента схемы будут найдены ее реакции на все наборы значений входных переменных, покрываемые входными частями $\mathbf{b}_i \in \mathbf{B}$ многовыходных наборов $(\mathbf{b}_i, \mathbf{t}_i) \in I_F$. Остается только сравнить на ортогональность все следующие пары векторов: троичный вектор $\mathbf{t}_j$, соответствующий j-му столбцу матрицы $\mathbf{T}^b$, и булев вектор $\mathbf{y}_j$, соответствующий j-му выходному полюсу схемы. Реализуемость системы $F(X)$ комбинационной схемой имеет место, если пары векторов для всех j не ортогональны. В случае ортогональности некоторой пары можно найти элемент, ответственный за нарушение условия реализации, путем обратного прослеживания логической схемы.

3.Троичное моделирование комбинационной схемы

Проверку схемной реализации системы функций путем двоичного моделирования целесообразно использовать в том случае, когда невелико число многовыходных интервалов $(\mathbf{u}_i, \mathbf{t}_i)$ множества I_F и их входные части $\mathbf{u}_i$ имеют малые ранги (т.е. много неопределенных компонентов). В этом случае можно надеяться, что число строк матрицы $\mathbf{U}$, задающей систему ЧБФ, возрастет не слишком резко при расщеплении интервалов на наборы. В противном случае при переходе к заданию функций на наборах число строк матрицы $\mathbf{U}$ может возрасти в такой степени, что задача верификации на основе двоичного моделирования может стать практически не решаемой.

Метод троичного моделирования [5] позволяет исключить процедуру расщепления интервалов на наборы и отличается от метода двоичного моделирования тем, что состояние каждого полюса моделируемой схемы представляется не булевым, а троичным вектором. Однако при этом, следует принимать во внимание тот факт, что значение “–” может говорить не только о том, что функция, реализуемая полюсом, имеет неопределенное значение на всем рассматриваемом интервале исходной системы ЧБФ, но и о том, что функция может иметь разные значения на разных наборах этого интервала. В процессе троичного моделирования для каждого i-го элемента схемы вычисляется локальная функция $\varphi_i(\mathbf{z}_{1i}, \mathbf{z}_{2i}, ..., \mathbf{z}_{ki})$ путем выполнения покомпонентной операции φ_i над троичными векторами $\mathbf{z}_{1i}, \mathbf{z}_{2i}, ..., \mathbf{z}_{ki}$ размерности l ($l = |I_F|$). Ниже приведено определение основных операций над троичными переменными для используемой интерпретации неопределенного значения:

$$
\begin{array}{lcccccccccc}
\mathbf{a} & = & 0 & 0 & 0 & - & - & - & 1 & 1 & 1 \\
\mathbf{b} & = & 0 & - & 1 & 0 & - & 1 & 0 & - & 1 \\
\overline{\mathbf{a}} & = & 1 & 1 & 1 & - & - & - & 0 & 0 & 0 \\
\mathbf{a} \vee \mathbf{b} & = & 0 & - & 1 & - & - & 1 & 1 & 1 & 1 \\
\mathbf{a} \wedge \mathbf{b} & = & 0 & 0 & 0 & 0 & - & - & 0 & - & 1
\end{array}
$$

После окончания процесса моделирования проверяется, реализуется ли система ЧБФ комбинационной схемой S. При этом троичный вектор $\mathbf{t}^i$ значений каждой функции $f_i \in F$ на интервалах из I_F (представляемый i-м столбцом матрицы $\mathbf{T}$) сравнивается с троичным вектором $\mathbf{y}_i$, полученным в результате моделирования для i-го выходного полюса схемы. Возможны три случая.

1. Векторы $\mathbf{t}^i$ и $\mathbf{y}_i$ ортогональны по j-й компоненте. Делается вывод, что схема S не реализует функцию f_i на интервале $(\mathbf{u}_j, \mathbf{t}_j)$.

2. Вектор $\mathbf{t}^i$ поглощает вектор $\mathbf{y}_i$. Вывод: схема S реализует функцию f_i.

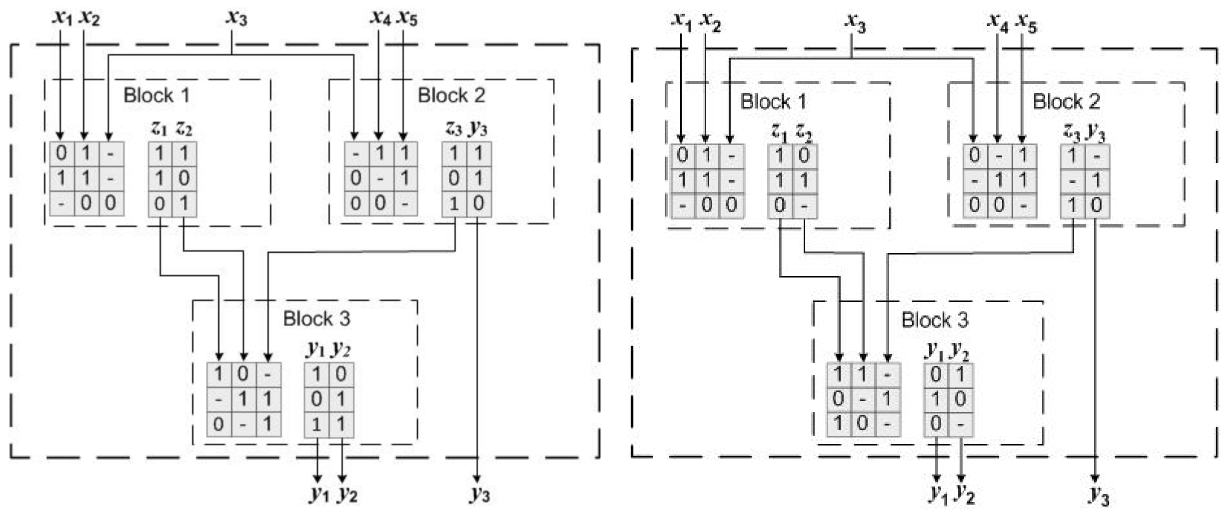
3. Вектор $\mathbf{t}^i$ не поглощает вектор $\mathbf{y}_i$, так как значение j-й компоненты вектора $\boldsymbol{y}_i$ равно “–”, тогда как значение этой компоненты в векторе $\mathbf{t}^i$ равно 1 или 0. В этом случае невозможно дать однозначный ответ на вопрос, реализует ли схема S функцию f_i, а именно, какой сигнал появится на i-ом выходе схемы, если на ее входы подавать наборы значений входных переменных из интервала $(\mathbf{u}_j, \mathbf{t}_j)$.

Особенностью троичного моделирования является то, что j-я компонента вектора-результата, вычисляемого для некоторого полюса схемы, может иметь неопределенное значение не только в том случае, когда функция, реализуемая полюсом, имеет неопределенное значение на всем j-м интервале исходной системы ЧБФ, но и в том, когда функция имеет разные значения на разных наборах этого интервала. Эта неоднозначность может проявляться на выходах моделируемой схемы, приводя к тому, что для некоторых исходных интервалов невозможно дать однозначный ответ на вопрос, реализуются ли они схемой. Проблема может быть разрешена путем повторного, но уже двоичного моделирования схемы на наборах, входящих в анализируемый интервал, или путем проверки реализуемости оставшейся части исходного описания формальными методами верификации на основе проверки выполнимости КНФ.

Например, в результате троичного моделирования схемы, приведенной на рисунке, а на интервалах системы ЧБФ (столбец 1 таблицы), подлежат сравнению следующие три пары векторов значений функций системы ЧБФ и функций, реализуемых схемой:

$$\mathbf{y}_1 = 0\ 1\ 1\ 1\ -\ 1\ 0\ 1 \qquad \mathbf{y}_2 = -\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1 \qquad \mathbf{y}_3 = -\ 1\ 0\ -\ 0\ 1\ 0\ -$$

$$\mathbf{f}^1 = 0\ -\ 1\ 1\ \mathbf{0}\ 1\ -\ 1 \qquad \mathbf{f}^2 = -\ 1\ -\ 0\ -\ 1\ 0\ 1 \qquad \mathbf{f}^3 = -\ 1\ 0\ -\ 0\ -\ 0\ -$$



а) б)

Рисунок. Трехблочная структура: а) полностью определенная; б) с неопределенностью

Условие (1) схемной реализуемости ЧБФ выполняется для всех пар кроме пятой компоненты функции f_1 (отмечена жирным шрифтом), для которой имеет место третий из приведенных случаев. Расщепив интервал $\mathbf{u}_5 = 0 - 1\,0\,1$ на два набора и проведя двоичное моделирование, найдем, что $y_1(00101) = y_1(01101) = 0 = t_5^1$, т.е. y_1 реализует функцию f_1. И следовательно, схема (рис. 1, а) реализует систему ЧБФ (столбец 1 таблицы).

Показано [6],что использование троичного моделирования для верификации логических описаний, заданных на множестве интервалов булева пространства, позволяет значительно (до 76%) сократить подлежащую повторной проверке часть булева пространства. Это значительно упрощает задачу верификации оставшийся не проверенной (уже небольшой) части булева пространства с использованием методов двоичного моделирования или проверки выполнимости КНФ [2].

4. Двоично-троичное моделирование комбинационной схемы

Преимущество троичного моделирования над двоичным состоит в том, что интервалы не требуется расщеплять на наборы, что позволяет резко сократить длину требуемых для моделирования векторов и повысить быстродействие моделирования. Однако по результатам троичного моделирования не всегда удается однозначно ответить на вопрос, реализуется ли система функций схемой на всех интервалах, т.е. может остаться множество интервалов, для которых необходим дополнительный анализ. Для обеспечения полноты верификации сначала предлагается выполнять троичное моделирование схемы, затем выделять область, реализуемость которой остается под вопросом, после чего интервалы этой области раскрывать до наборов и выполнять двоичное моделирование.

Если в процессе верификации будет установлена неэквивалентность (или нереализуемость) исходного описания системы ЧБФ, то производится диагностика ошибок в описании верифицируемой схемы, заключающаяся в нахождении исходного описания, не реализуемого исходным описанием.

5. Моделирование многоблочной структуры с неопределенностью

Случай, когда функциональность блоков структуры может иметь неопределенность (рис. 1,б), является наиболее сложным и рассматривается далее только для случая, когда исходная система ЧБФ определена на многовыходных наборах $(\mathbf{b}_i, \mathbf{t}_i)$.

Любая ЧБФ может быть задана парой ДНФ, объединяющих конъюнкции, на которых эта функция принимает соответственно значения 1 и 0. Каждый k-й блок структуры можно рассматривать как двухуровневую многовыходную схему, первый уровень которой составляют конъюнкторы, а второй – многоместные дизъюнкторы. Для каждой i-й функции y_i^k k-го блока в схему включается два дизъюнктора, реализующие ДНФ $y_i^{1k} = y_i^k$ и $y_i^{0k} = \overline{y}_i^k$. Каждая пара ДНФ y_i^{1k} и y_i^{0k} задает одну ЧБФ $y_i^k(X)$, которая на некотором наборе $\mathbf{b}_j$ значений входных переменных структуры принимает значение 1, если ДНФ $y_i^{1k}(\mathbf{b}_j)$ = 1, и значение 0, если $y_i^{0k}(\mathbf{b}_j) = 1$. Если же $y_i^{1k}(\mathbf{b}_j)$ = $y_i^{0k}(\mathbf{b}_j)$ $= 0$, то значение булевой функции $y_i^k(\mathbf{b}_j) =$ “–” (не определено). Случай $y_i^{1k}(\mathbf{b}_j) = y_i^{0k}(\mathbf{b}_j) = 1$ для непротиворечиво заданной ЧБФ не может иметь места.

Для схемного представления блоков структуры, реализующих системы ЧБФ, на каждом из выходов блоков вводится специальный двухвходовой элемент U (Unite), на входы которого подаются функции y_i^{1k} и y_i^{0k}, а реализуемая им функция задается как:

$$
\begin{array}{rcllll}
x^0 & = & 0 & 0 & 1 & 1 \\
x^1 & = & 0 & 1 & 0 & 1 \\
U\ (x^0, x^1) & = & - & 1 & 0 & *
\end{array}.
$$

Таким образом, многоблочная структура преобразуется в схему S, состоящую из элементов НЕ, И, ИЛИ, Unite. Далее выполняется троичное моделирование этой схемы на наборах значений входных переменных, составляющих область определения исходной (эталонной) системы ЧБФ. После окончания процесса моделирования проверяется факт реализуемости системы ЧБФ. При этом троичный вектор $\mathbf{t}^i$ значений каждой функции $f_i \in F$ на интервалах из I_F (представляемый i-м столбцом матрицы $\mathbf{T}$) сравнивается с троичным вектором $\mathbf{y}_i$, полученным в результате моделирования для i-го выходного полюса схемы. Возможны следующие три случая.

1. $\mathbf{t}_j^i = \sigma$ ($\sigma \in \{1, 0\}$), а $y_i(\mathbf{b}_j) = \overline{\sigma}$ или $y_i(\mathbf{b}_j) =$"–" для некоторого j. В этом случае схема S не реализует функцию f_i (ошибка в реализации j–го набора).

2. $\mathbf{t}_j^i =$"–" или $y_i(\mathbf{b}_j) = \mathbf{t}_j^i$ для всех j. В этом случае схема реализует функцию f_i.

Например, моделирование многоблочной структуры с неопределенностью, приведенной на рис. 1, б, на наборах значений переменных системы ЧБФ (столбец 2 таблицы), позволяет сделать вывод, что она реализует эту систему ЧБФ, так как при сравнении реакций схемы имеет место только случай 2:

$$
\begin{array}{lll}
\mathbf{y}_1 = 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1 & \mathbf{y}_2 = -\ 0\ 1\ 1\ -\ 0\ 0\ 1\ -\ 1\ 0 & \mathbf{y}_3 = -\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1\ -\ 0\ -\ 0 \\
\mathbf{f}^1 = 0\ -\ 0\ -\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ -\ 1 & \mathbf{f}^2 = -\ -\ 1\ 1\ -\ 0\ 0\ 1\ -\ 1\ - & \mathbf{f}^3 = -\ 1\ 0\ -\ 0\ 1\ 1\ -\ 0\ -\ 0
\end{array}.
$$

Заключение

Рассмотрена задача верификации логических описаний комбинационных устройств на основе моделирования. Предложены методы верификации для случаев, когда исходная спецификация функционально не полностью определена и задана в виде системы ЧБФ на интервалах значений входных переменных, и построенная по ней схема может содержать неопределенность. Новизна предлагаемых подходов состоит в возможности 1) троичного моделирования (на интервалах булева пространства); 2) верификации схемных решений с неопределенностью.

Программные средства, реализующие приведенные выше подходы к верификации на основе моделирования, позволяют решать задачу верификации для 1) разных сочетаний типов сравниваемых проектных решений (полностью или не полностью определенных описаний, двух и многоуровневых схем из вентилей, схем из библиотечных элементов); 2) разных способов задания (систем функций, определенных на наборах и интервалах значений переменных). Разработанные средства верификации ориентированы на тестирование логических описаний верифицируемых устройств большой размерности (порядка 100 аргументов и 10000 интервалов системы булевых функций) и включены в состав программного комплекса автоматизации проектирования логических схем в библиотечном базисе, оптимизированных по энергопотреблению [7].

Литература

1. *Wiemann A.* Standardized functional Verification. – Springer, San Carlos, CA USA, 2008. – 289 p.

2. *Ganai M., Gupta A.* SAT-Based Scalable Formal Verification Solutions. New York: Springer-Verlag, 2007. 338 p.

3. *Kuehlmann A., Cornelis A.J. van Eijk.* Combinational and Sequential Equivalence Checking, in: Logic synthesis and Verification, 2002. PP. 343-372.

4. *Закревский А.Д., Поттосин Ю.В., Черемисинова Л.Д.* Логические основы проектирования дискретных устройств. М.: Физматлит, 2007. 589 с.

5. *Cheremisinova L., Novikov D.* Simulation-based approach to verification of logical descriptions with functional indeterminacy // Information Theories & Applications (IJ ITA). – 2008. – V. 15, No. 3. – PP. 218-224.

6. *Новиков Д.Я., Черемисинова Л.Д.* Исследование методов верификации описаний с функциональной неопределенностью на основе моделирования // Автоматика и вычислительная техника. 2012. № 5. С. 13-25.

7. *Бибило П.Н., Черемисинова Л.Д., Кардаш С.Н., Кириенко Н.А., Романов В.И., Черемисинов Д.И.* Автоматизация логического синтеза КМОП схем с пониженным энергопотреблением // Программная инженерия. 2013. № 8. С. 35-41.

Simulation-based verification of logical descriptions with functional indeterminacy

Liudmila Dmitrievna Cheremisinova, *Doctor, Principal Researcher*

The problem of verification of logical descriptions of combinational networks is considered for the case when the initial functional description of the network under design has indeterminacy. The proposed verification approach is based on simulation of epy network functionality for the general case when input stimuli are represented by ternary vectors.

Keywords: automation of design, verification, simulation.