УДК 004.738:004.94

А.Н. Мартынюк, Васим Аль Шариф
Одесский национальный политехнический университет, просп. Шевченко, 1, Одесса, 65044

МОДЕЛИ ТЕСТИРОВАНИЯ ДЛЯ КОМПОЗИЦИЙ СЕТЕЙ ПЕТРИ

Предложены модели тестирования композиций сетей Петри, позволяющие строить процедуры тестирования для произвольных структур сетей Петри. Модели основаны на анализе реализуемого и транслируемого тестового поведения сетей Петри, включающего идентификацию опорных позиций.
Ключевые слова: *Сети Петри – Композиции – Идентификаторы – Тестирование.*

The test models for Petri nets formulations, enabling to compose the test procedures for arbitrary structures of Petri nets are proposed. The models are based on the analysis of implemented and broadcasted test behavior of Petri nets, which includes the identification of the reference positions.
Keywords: *Petri Nets – Formulations – Identifiers – Tests.*

I. ВВЕДЕНИЕ

Диагностирование объектов распределенных информационных систем (РИС) существенно использует тестовую проверку функционирования. Эффективность тестирования, в частности, время синтеза, длина и полнота тестов, зависит от выбора формальных моделей и методов их синтеза. К наиболее выразительным и мощным моделям, все более активно используемым в анализе и синтезе компьютерных систем, относятся сети Петри и их расширения, позволяющие формализовать асинхронно-событийные и параллельные взаимодействия [1].

Вместе с тем, сети Петри и их расширения, относясь к моделям автоматного класса, сохраняют NP-сложность задач анализа и синтеза, хоть и улучшенную в сравнении с обычными автоматами. Отодвинуть границу NP-сложности задач тестирования позволяет декомпозиция, учитывающая структурную и функциональную организацию РИС.

В тестировании РИС на основе идентификации поведения автоматных моделей получены существенные теоретические результаты [2], определяющие методологию и границы функционального тестирования. Унаследованные автоматные свойства сетей Петри допускают возможность применения этих результатов в проверке поведения отдельных сетей Петри и их композиций.

В этой связи представляют интерес задачи тестирования базовых структурных композиций сетей Петри, на основе которых возможна организация тестирования более сложных композиций сетей Петри, представляющих объекты и взаимодействия РИС.

Целью настоящей работы является снижение вычислительной сложности синтеза проверяющих тестов и их длины для композиций объектов РИС за счет приведения их к моделям тестирования базовых соединений сетей Петри на основе идентификации поведения.

Для достижения поставленной цели в настоящей работе ставится задача построения формальных декомпозиционных моделей тестирования для параллельного, последовательного соединений, а также соединения с обратной связью сетей Петри, выполняемого на основе автоматной идентификации тестового поведения.

II. МОДЕЛИ ТЕСТИРОВАНИЯ СЕТИ ПЕТРИ

Принятая в работе расширенная сеть Петри S(f), являющаяся базовой для декомпозиционной модели тестирования, определена как девятка вида:

$$S(f) = (P, T, X, Y, F, S, M_0, L, K), \qquad (1)$$

с множествами позиций P, переходов T, алфавитами условий $\boldsymbol{X}$, событий $\boldsymbol{Y}$, соответствиями инцидентности позиций-переходов F и принадлежности переменных условий и событий позициям и переходам S, начальной разметкой M_0, предикатом срабатывания переходов L и функцией модификации переменных условий и событий K.

В сети Петри определяются подмножества наблюдаемых переменных условий $\boldsymbol{X'} \subseteq \boldsymbol{X}$ и переменных событий $\boldsymbol{Y'} \subseteq \boldsymbol{Y}$, пополненные не наблюдаемым символом «θ», формирующие внешние алфавиты для сети Петри. В этих алфавитах определяется внешнее поведение, по которому делаются выводы о соответствии проверяемых и эталонной сетей Петри.

Выбранный класс проверяемых свойств эталонной сети Петри $S(f)$, для которых определяются отклонения проверяемой сети Петри $S'(f)$ и разрабатывается модель тестирования, ограничен частными статическими отклонениями, представляемыми отклонениями соответствия инцидентности F' проверяемой $S'(f) = (P', T', F', M'_0, L', K')$ от соответствия инцидентности F эталонной $S(f) = (P, T, F, M_0, L, K)$ при ограничении, что $|P'| \leq |P|$ и

$|T'| \le |T|$, упрощающем определение изоморфизма отношения инцидентности *S*(*f*) и *S'*(*f*).

Класс отклонений, представляемых статической частью (структурой сети Петри) – ее соответствием инцидентности *F* – и динамической частью (функциями сети Петри) – ее функцией разметки *M*, предикатом *L*, функцией модификации переменных *K* – ограничен явной проверкой статической части. Предполагается, что *M*, *L*, *K* корректны. При явной проверке *F* неявно выполняется проверка функций *M*, *L*, *K*., зависящая от *F*.

Полная модель тестирования сети Петри – это модель TS = (W, Pr, Id, Ex), включающая четыре базовых компонента – наблюдаемое поведение W, выбранные проверяемые свойства Pr, идентификаторы Id, тестовые примитивы Ex.

Поведение сети Петри – это система из множества слов поведения $W = \{w_1, w_2, \ldots w_k\}$ в полном алфавите $U = (N' \times X)^n \times Y \times (N' \times X)^n$ – (векторов комплектов предусловий)×событий× ×(векторов комплектов постусловий).

Множество проверяемых свойств – соответствия $Pr \subseteq F:((P \times T) \cup (T \times P)) \rightarrow N'$.

Идентификаторы – это множество фрагментов поведения $Id = \{id_1, id_2, \ldots, id_{k'}\}$ во внешнем алфавите $U'' = (N' \times X'')^n \times Y \times (N' \times X'')^n$ для векторов P^n позиций P эталонной S(f), входных и выходных по отношению к переходам, а также система отношений $\{\sigma, \eta, \tau, \nu\}$ на множестве Id соответственно совместимости, несовместимости, неопределенности и предшествования. Id – это фрагменты поведения из множества W, т.е. $Id \le W$, здесь и далее «$\le$» означает, что $\forall id \in Id(\exists w_1, w_2 \in U^* \cup \varnothing \ \& \ \exists w \in W(w_1 * id * w_2 = w))$.

Тестовые примитивы – это фрагменты $Ex \subset ((P \times N' \times X)^n \times (T \times Y) \times (P \times N' \times X)^n) \# Id$, представляемые как четверки векторов вида $((p_1, n'_1, x_1)^i, (t,y), (p_2, n'_2, x_2)^i, id_{(p2,n'2,x2)})$, где $(p_1, n'_1, x_1)^i$ – идентифицируемый вектор комплектов условий для входных позиций, (t,y) – идентифицируемое событие перехода, $(p_2, n'_2, x_2)^i$ – идентифицируемый вектор комплектов условий для выходных позиций, $id_{(p2,n'2,x2)}$ – идентификатор вектора комплектов выходных позиций. Здесь «#» – общее обозначение операций сцепки (конкатенации «·», полусвертки «°» и свертки «•» деМоргана), применяемых для векторов комплектов условий выходных позиций из $(P \times N' \times X)^n$ и идентификаторов из Id с учетом инцидентности позициям.

Выбор соответствия инцидентности $F:((P \times T) \cup (T \times P)) \rightarrow N'$ эталонной *S*(*f*) в качестве проверяемых свойств исследуемой *S'*(*f*) предполагает идентификацию структуры *S'*(*f*) на соответствие структуре *S*(*f*). Множество свойств этой структуры – это множество кратных двоек из $(P \times T) \cup (T \times P)$, где кратность – число строго параллельных дуг, связывающих позиции и переходы. Разбиение множества свойств выполняется отношением инцидентности общему переходу с использованием для него классов векторов кратно входных и кратно выходных позиций.

Для анализа и распознавания сети Петри на основе автоматной идентификации использовано ее представление специальным, также учитывающим достижимость разметок и маскирующим недетерминизм специальной предикатной установкой, автоматом вида:

$$A_{S(f)} = (K, U, \Omega), \tag{2}$$

где для состояний $k \in K$ выполняется биекция $(P \times N' \times X)^n \Leftrightarrow K$, для однодуговых переходов $u \in U$ автомата действует биекция $(P \times N' \times X)^n \times (T \times Y) \times (P \times N' \times X)^n \Leftrightarrow U$, Ω - функция переходов автомата вида $\Omega: K \times U \rightarrow K$.

Справедливо утверждение: (($A_{S(f)1}$, $A_{S(f)2}$ – неотличимы) & (Id – идентификатор вектора позиции из $A_{S(f)1}$)) $\Rightarrow$ (Id – идентификатор вектора позиции из $A_{S(f)2}$). Отсюда следует: (($S(f)_1$, $S(f)_2$ – статически неотличимы) & (Id – идентификатор вектора позиции из $S(f)_1$)) $\Rightarrow$ (Id – идентификатор вектора позиции из $S(f)_2$).

III. МОДЕЛИ ТЕСТИРОВАНИЯ БАЗОВЫХ КОМПОЗИЦИЙ СЕТЕЙ ПЕТРИ

На основе модели S(f) определена SN – композиция из $\forall S(f)_h \in S(f)^\wedge$, как объект тестового анализа для взаимодействующих объектов РИС, вида:

$$SN = (X, Y, S(f)^\wedge, \alpha^\wedge) \tag{3}$$

с входным X и выходным Y алфавитами, множеством компонентных сетей Петри $S(f)^\wedge$, множеством алфавитных соответствий $\alpha^\wedge$ компонентных сетей Петри, определяемых при выполнении базовых операций композиции.

При анализе SN используются операции сетевой композиции сетей Петри, предполагающие параллельную, на основе функции разметки M(f), работу компонентных сетей Петри. В их составе – операции:

а) последовательного соединения ($S(f)_k{}^{@}S(f)_m$), когда выходные позиции $S(f)_k$ являются входными позициями для $S(f)_m$;
б) параллельного соединения $S(f)_k{}^{\times}S(f)_m$, когда у $S(f)_k$ и $S(f)_m$ есть общие входные позиции;
в) соединения с обратной связью ($S(f)_k{}^{@'}S(f)_m$), когда выходные позиции $S(f)_k$ являются входными позициями для $S(f)_m$ и одновременно некоторые выходные позиции $S(f)_m$ являются входными позициями для $S(f)_k$.

SN определяет условия реализуемого и транслируемого в SN поведения произвольной компонентной $S(f)_h$ из множества $S(f)^\wedge$. Проверка и исполнение этих условий требуют выполнения обратного (от входов $S(f)_h$ к входам SN) и прямого (от выходов $S(f)_h$ к выходам SN) моделирования поведения $S(f)^\wedge$.

Операции $(S(f)_k{}^{@}S(f)_m)$, $S(f)_k{}^{\times}S(f)_m$, $(S(f)_k{}^{@'}S(f)_m)$ и структуры связей $\alpha^{-1}\wedge = \cup_{h\in H}\,\alpha_h{}^{-1}$ и $\alpha\wedge = \cup_{h\in H}\,\alpha_h$ формируют:

- подсеть $T^{-1}(S(f)_h)$ от входов $S(f)_h$ к входам SN при обратном продвижении с соответствием множества собственных входных слов в реализованное на входе $S(f)_h$ множество собственных выходных слов;
- прямую подсеть $T(S(f)_h)$ от выходов $S(f)_h$ к выходам SN при прямом продвижении с соответствием множества собственных входных слов в реализованное на выходе SN множество собственных выходных слов.

Для $S(f)_h$ без внешнего входа для реализации ее входного тестового поведения определяется входное множество слов R_h в ее алфавите $X_h = \alpha_h(X\times Y_{h'})$, реализуемое $T^{-1}(S(f)_h)$. Аналогично, для $S(f)_h$ без внешнего выхода для реализации ее выходного тестового поведения определяется выходное множество слов $R_{h'}$ в алфавите SN $Y_{h'} = \alpha_h(X\times Y_h)$, реализуемое $T(S(f)_h)$. В основе определения множеств R_h и $R_{h'}$ – операции $(S(f)_k{}^{@}S(f)_m)$, $S(f)_k{}^{\times}S(f)_m$, $(S(f)_k{}^{@'}S(f)_m)$ и структуры связей $\alpha^{-1}\wedge = \cup_{h\in H}\,\alpha_h{}^{-1}$ и $\alpha\wedge = \cup_{h\in H}\,\alpha_h$ для объектов подсетей $T^{-1}(S(f)_h)$ и $T(S(f)_h)$.

Также определяются (с возможной минимизацией) соответствия из множества $X_{T-1(S(f)h)}{}^{*}$ входных слов $T^{-1}(S(f)_h)$ во множество выходных слов R_h на входе $S(f)_h$, а также соответствия из множества $R_{h'}$ выходных слов на выходе $S(f)_h$ во множество выходных слов подсети $T(S(f)_h))$. Для подсетей строятся представляющие минимизированные автоматы $A_{T}{}^{-1}{}_{(S(f)h)}$ и $A_{T(S(f)h)}{}'$ в их выходном алфавите событий, определяющие R_h и $R_{h'}$,

Для определения потерь выходной информации $S(f)_h$ в $T((S(f)_h)$ для строится множество слов Tr_h в алфавите Y_h, транслируемых подсетью $T((S(f)_h)$ на выходы SN. В основе определения множества слов Tr_h – обобщение $G(A_{S(f)h})$ проверочного графа, известного для автоматов без потери информации [2], представляющее базовый механизм анализа распознанного поведения:

$$G(A_{S(f)h}) = (B(P_h\cup T_h),Y_h\times X_h\times(P_h\cup T_h)^2,\Delta_h,(P_h\cup T_h)) \quad (4)$$

Применение $G(A_{S(f)h})$ и операций $(S(f)_k{}^{@}S(f)_m)$, $S(f)_k{}^{\times}S(f)_m$, $(S(f)_k{}^{@'}S(f)_m)$, а также структуры связей $\alpha\wedge = \cup_{h\in H}\,\alpha_h$ для объектов подсети $T(S(f)_h)$ позволяет определить соответствие распознанного множества входных слов Tr_h во множество выходных слов $Y_{T(S(f)h)}{}^{*}$ с возможной его минимизацией. Очевидно, что $Tr_h\subseteq R_{h'}$.

Полная сетевая модель тестирования для SN – это модель

$$TS = (R\wedge, Tr\wedge, TS\wedge) \quad (5)$$

из трех компонентов: а) входных множеств слов R_h для проверяемых $S(f)_h\in S(f)\wedge$ из SN, реализуемых подсетью $T^{-1}(S(f)_h)$ от входов SN; б) выходных множеств слов Tr_h, для $S(f)_h\in S(f)\wedge$, транслируемых подсетью $T((S(f)_h)$ на выходы SN; в) множества отдельных моделей тестирования $TS\wedge=\cup_{h\in H}\,TS_h$ для $S(f)_h\in S(f)\wedge$, выбранных согласно связям SN, реализуемых и транслируемых на границе SN.

Для модели TS тестирования SN поведение определено как совокупность систем $\{W_h'\}$ совместного, синхронизированного общими связями, условиями и событиями поведения для $S(f)_h\in S(f)\wedge$, каждая из систем состоит из множества слов $W_h' = \{w_1,w_2,\ldots w_k\}$ в полном алфавите $U_h = (N'\times X_h)^n\times Y_h\times(N'\times X_h)^n$ – (векторов комплектов предусловий)×событий×(векторов комплектов постусловий).

Синхронизация связями, условиями и событиями предполагает реализуемость и транслируемость. Для множества слов W_h' входная реализуемость определена как

$$W_h''=\{w''\in W_h''|w''\in W_h\ \&\ pr_1(w'')\cap R_T{}^{-1}{}_{(S(f)h)}\neq\varnothing\},$$

выходная реализуемость — как

$$W_h'''=\{w'''\in W_h'''|w'''\in W_h\ \&\ pr_2(w''')\cap X_{T(S(f)h)^*}\neq\varnothing\},$$

транслируемость — как

$$W_h''''=\{w''''\in W_h''''|w''''\in W_h\ \&\ pr_2(w'''')\cap Tr_{T(S(f)h)}\neq\varnothing\}.$$

Условие одновременной реализуемости и транслируемости определяется как

$$W_h'=W_h\cap W_h''\cap W_h'''\neq\varnothing.$$

Совокупность множеств выбранных, реализуемых и транслируемых, проверяемых свойств $\{Pr_h'\}$ – это множество соответствий для каждой $S(f)_h\in S(f)\wedge$ вида

$$Pr_h'\subseteq F_h:((P_h\times T_h)\cup(T_h\times P_h))\rightarrow N', \quad (6)$$

которые неявно вошли в качестве дуг инцидентности позиций и переходов, представленных поведением W_h'.

В композиции исходными для автоматов из $A_{S(f)}\wedge=\cup_{h\in I}A_{S(f)h}$, для поиска возможных в SN идентификаторов и тестовых примитивов, являются совокупности множеств соответственно идентификаторов $\{Id_h\}$ и тестовых примитивов $\{Ex_h\}$ для $S(f)_h\in S(f)\wedge$, рассматриваемых автономно.

Синхронизированные общими связями, условиями и событиями идентификаторы $\{Id_h'\}$ определены как множество фрагментов поведения каждой $S(f)_h\in S(f)\wedge$ вида $Id_h' = \{id_1, id_2,\ldots,id_{k'}\}$ в алфавите $U_h'' = (N'\times X_h'')^n\times Y\times(N'\times X_h'')^n$ для векторов $P_h{}^n$ позиций P_h эталонной $S(f)_h$, входных и выходных по отношению к переходам, а также система отношений $\{\sigma_h, \eta_h, \tau_h\}$ на множестве Id_h', где σ_h, η_h, τ_h — соответственно отношения совместимости, несовместимости и неопределенности. Условие реализуемости и транслируемости для $\{Id_h'\}$ определяется как

$$\forall Id_h'\in\{Id_h'\}(\exists w'\in W_h'(\exists w_1,w_2\in W_h(w'=w_1\#Id_h'\#w_2))).$$

Тестовые примитивы $\{Ex_h'\}$, синхронизированные общими связями, условиями и событиями, определены как множество фрагментов поведения для каждой $S(f)_h \in S(f)^\wedge$ вида

$$Ex_h' \subset ((P_h \times N' \times X_h)^n \times (T_h \times Y_h) \times (P_h \times N' \times X_h)^n) \# Id_h',$$

здесь, как и ранее, «#» – операция сцепки для векторов комплектов условий выходных позиций из $(P \times N' \times X)^n$ и идентификаторов из Id_h' с учетом отношения инцидентности. Условие реализуемости и транслируемости для $\{Ex_h'\}$ определяется как

$$\forall Ex_h' \in \{Ex_h'\} (\exists w' \in W_h' (\exists w_1, w_2 \in W_h (w' = w_1 \# Ex_h' \# w_2))).$$

IV. ШАГИ МЕТОДА СИНТЕЗА ТЕСТОВ

Сетевой метод синтеза тестов для SN включает, как базовую часть, локальный метод построения тестов для компонентных $S(f)_h \in S(f)^\wedge$. Исходной для сети тестовых примитивов, возможных в SN, является совокупность множеств тестовых примитивов $\{Ex_h\}$ для всех $S(f)_h \in S(f)^\wedge$.

В сетевом методе выполняются следующие шаги:

1. С помощью метода синтеза тестов автономных сетей Петри $S(f)^\wedge$ определяются множества автономных идентификаторов $Id^\wedge$ и тестовых примитивов *Ex^*.
2. На основе прямого и обратного прохода по структуре связей сетевой модели SN для всех ее узлов (входов/выходов $S(f)_h$) каскадно определяются множества обратных реализующих $T^{-1}(S(f)_h)$ и прямых транслирующих $T((S(f)_h)$ деревьев и соответственно множеств реализуемых R_h и транслируемых Tr_h слов.
3. На основе множеств реализуемых R_h и транслируемых Tr_h слов и множеств идентификаторов $Id^\wedge$ и тестовых примитивов $Ex^\wedge$ строятся реализуемые и транслируемые идентификаторы $Id^\wedge$' и тестовые примитивы $Ex^\wedge$'.

Из множеств реализуемых и транслируемых идентификаторов $Id^\wedge$' и тестовых примитивов $Ex^\wedge$' для всех $S(f)^\wedge$ на основе прохода по структуре сетевой модели SN формируется множество реализуемых и транслируемых тестов $TEx^\wedge$', как псевдоэйлеровых тест-обходов каждой из компонентных сетей Петри $S(f)_h$.

V. ВЫВОДЫ

Верификация развитых распределенных компьютерных систем предполагает анализ взаимодействий и функциональности протокольных реализаций, что в свою очередь требует применения и развития формальных моделей. Предложенные модели на основе расширенных СП дают возможность сократить комбинаторную сложность и повысить точность и гибкость анализа.

Модель тестирования на основе идентификации предполагает неявное задание всех моделей проверяемых реализаций и явное задание единственной модели стандарта (эталона) для механизмов протокола, что не требует перечисления всех реализаций – явного перебора вариантов отклонений от стандарта.

В работе получила развитие декомпозиционная модель тестирования объектов РИС, позволяющая синтезировать формальное описание условий построения тестов для отношений инцидентности сетей Петри и их композиций, что определяет тестирование РИС с меньшей комбинаторной размерностью в сравнении другими сетевыми моделями автоматного класса.

VI. ЛИТЕРАТУРА

1. **Питерсон Дж.** Теория сетей Петри и моделирование систем – М.: Мир, 1984. – 264 с.
2. **Грунский И.С., Козловский В.А.** Синтез и идентификация автоматов. – К.: Наукова думка, 2004. – 248 с.

Получена в редакции 28.03.2013, принята к печати 29.03.2013