УДК 519.713.1: 51.681.3

МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ СВОЙСТВ РЕАКТИВНОЙ СИСТЕМЫ НА МОДЕЛИ

Лукьянова Е.А.

Таврический национальный университет им. В.И. Вернадского
факультет математики и информатики
пр-т Вернадского, 4, г. Симферополь, 95007, Украина
E-mail: *lukyanovaea@mail.ru*

A new approach to verification of asynchronous discrete dynamic and active systems is discribed. This approach is founded on using temporal logic (CTL — Computation Tree Logic), Petri's nets and systems of linear Diofantine equations.

Введение

Начиная с самых ранних этапов проектирования реактивной системы, задача обеспечения ее корректности является самой важной. Это связано с тем, что задача исправления ошибки на более поздних этапах проверки становится все более сложной, ответственной и дорогостоящей по времени и материальным затратам. Альтернативой имитационному моделированию и тестированию для проверки правильности проектируемой системы являются методы формальной верификации, обеспечивающие глубокий анализ возможных вариантов поведения системы. Одним из таких подходов является метод верификации на модели. При использовании этого метода для заданной анализируемой системы строится ее абстрактная формальная модель. Проверяемое свойство или требование выражается на формальном математическом языке (например, представляется в виде логической формулы) и верификация программы сводится к проверке выполнимости формализованного требования (спецификации) на абстрактной модели программы [1]. Реактивная система состоит из нескольких компонентов, которые взаимодействуют друг с другом и с внешним окружением системы. В отличие от функциональных систем, в которых семантика представляется как функция от входных и выходных значений, реактивная система определяется временными свойствами. Под временным свойством понимается множество поведенческих характеристик системы во времени. Считается, что система удовлетворяет данной характеристике, если результат каждого выполнения системы принадлежит этому множеству. С логической точки зрения система описывается семантической моделью Крипке [2], а её свойства - логической формулой. Таким образом, доказательство корректности системы равносильно определению выполнимости формул логики на модели системы. Для того чтобы выполнить подобную проверку, необходимо использовать язык моделирования, посредством которого система может быть описана, язык спецификаций для формулировки свойств и дедуктивный алгоритм для собственно проверки. Целью данной работы является теоретическое обоснование построения алгоритма создания модели по заданной системе и алгоритма проверки спецификации на этой модели, что дает возможность построить автоматическую систему верификации программ, удобную для практического применения.

1. Моделирование системы

В работе предлагается для заданной анализируемой системы строить ее абстрактную формальную модель в виде сети Петри (СП) [3], которая должна отражать аспекты системы, имеющие отношение к проверяемым свойствам, и сохранять, представляющие интерес для анализа, свойства моделируемой системы. Следовательно, модель системы представляет собой тройку (S, W, M_0), где S — сеть, $W : F \to N$ — функция кратности дуг (F — отношение инцидентности или зависимость между местами P и переходами T), M_0 — начальная разметка сети. Под разметкой сети S понимается функция $M : P \to N$, описывающая количество фишек $M(p)$, которые помещаются этой разметкой в каждое место $p \in P$. Как правило, разметки представляются как мультимножества множества мест. Например, мультимножество $\{p_1, 2p_2, 5p_4\}$ представляет разметку, которая ставит одну фишку в место p_1, две фишки в место p_2, пять фишек в место p_4 и никаких фишек в другие места.

Используя отношение инцидентности F и функцию кратности дуг W, введем функцию инцидентности $I : (P \times T) \cup (T \times P) \to N$, которая определяется так:

$$I(x,y) = \begin{cases} n, & \text{если}(x,y) \in F \wedge W(x,y) = n; \\ 0, & \text{если}(x,y) \notin F. \end{cases} \tag{1}$$

Если предположить, что все места в СП каким-то образом строго упорядочены, т.е. $P = \{p_1, p_2, ..., p_n\}$, то разметку M сети (в том числе и начальную) можно задать как вектор чисел $M = (m_1, m_2, ..., m_n)$ такой, что для любого i $(1 \leqslant i \leqslant n)$ $m_i = M(p_i)$. Кроме того, каждому переходу t в такой сети можно сопоставить два вектора ${}^\bullet F(t)$ и $F(t)^\bullet$ с целыми коэффициентами длины n, где $n = |P|$: ${}^\bullet F(t) = (b_1, b_2, ..., b_n)$, где $b_i = I(p_i, t)$; $F(t)^\bullet = (c_1, c_2, ..., c_n)$, где $c_i = I(t, p_i)$.

Переход t может сработать при некоторой разметке M сети S, если $\forall p \in {}^\bullet t : M(p) \geq I(p,t)$, т.е. каждое входное место p перехода t имеет разметку не меньшую, чем кратность дуги, которая соединяет p и t. Это условие в векторном виде записывается так: $M \geq {}^\bullet t$.

Переход $t \in T$ называется допустимым или возможным при разметке M, если $\forall p \in {}^\bullet t : M(p) \geq I(p,t)$. Если переход t допустимый при разметке M, то говорят, что t срабатывает и порождает при этом новую разметку M' $(M \xrightarrow{t} M')$, где $M'(p) = M(p) + I(t,p) - I(p,t)$. Последовательность переходов $\sigma = t_1, t_2, ..., t_r$ допустима для СП (S, W, M_0) ,если существуют разметки $M_1, M_2, ..., M_r$ такие , что $M_0 \xrightarrow{t_1} M_1 \xrightarrow{t_2} M_2 \xrightarrow{t_3} ... \xrightarrow{t_r} M_r$. При этом разметка M_r называется достижимой из начальной разметки M_0 с помощью последовательности переходов $\sigma(M_0 \xrightarrow{\sigma} M_r)$.

Если для произвольной достижимой разметки M верно неравенство

$$M(p_i) \leq 1, \forall i (1 \leqslant i \leqslant |P|), \tag{2}$$

то место p_i в СП называется 1-безопасным. Если все места СП 1-безопасны, то СП называется *безопасной*.

СП называется *свободной от дедлоков*, если каждая достижимая разметка СП допускает некоторый переход.

В 1-безопасных СП, где каждое место может иметь не более одной фишки, переход, имеющий k входных мест является допустимым на разметке M, если M размещает хотя бы k фишек в его входные места. Другими словами, дедлоковские разметки удовлетворяют неравенству $\sum_{p \in {}^\bullet t} M(p) \leq |{}^\bullet t| - 1$ для каждого перехода $t \in T$.

2. Составление спецификации

Набор свойств, которым должна удовлетворять тестируемая система, зададим с помощью темпоральной логики — логики CTL (CTL — Computation Tree Logic) [4], которая является удобным формализмом для представления и анализа поведения системы во времени. Формулы CTL-логики строятся из элементарных высказываний, булевских функций и временных операторов. Допускаются временные операторы вида: либо $\Box$ ("для всех путей вычисления"), либо $\Diamond$ ("для некоторого пути вычисления"), между которыми существует отношение двойственности, и за которыми следует один линейный временной оператор $\bigcirc$ ("следующий момент"), $\odot$ ("когда-то в будущем"), ● ("всегда"), ◐ ("до тех пор пока"), $\ominus$ ("высвободить").

Семантика CTL определяется с помощью структуры Крипке $K = (G, R, f)$, где G — множество состояний, $R \subseteq G \times G$ — отношение переходов, $f : G \to B(P)$, где P — множество атомарных высказываний, а $B(P)$ — булеан множества P. *Путем* в К называется бесконечная последовательность состояний $\pi = g_1, g_2, \ldots : \forall\ i \geq 0$ $(g_i, g_{i+1}) \in R$.

Для каждого состояния $g \in G$ и каждой CTL- формулы φ ее значением $g(\varphi)$ в состоянии g является булева константа 1 или 0, которая определяется индуктивно:

a) если $\varphi = p \in P$, то φ определена в K;

b) $g(1) \stackrel{def}{=} 1$, $g(0) \stackrel{def}{=} 0$;

c) $g(\overline{\varphi}) \stackrel{def}{=} \overline{g(\varphi)}$, $g(\varphi \wedge \eta) \stackrel{def}{=} g(\varphi) \wedge g(\eta)$, $g(\varphi \vee \eta) \stackrel{def}{=} g(\varphi) \vee g(\eta)$;

d) значения формул, начинающихся с CTL-операторов, определим следующим образом:

1) $g(\Box \bigcirc \varphi) = 1$, если для каждого g', $(g, g') \in R$, $g'(\varphi) = 1$;
2) $g(\Diamond \bigcirc \varphi) = 1$, если существует g', $(g, g') \in R$, такое, что имеет место $g'(\varphi) = 1$;
3) $g(\Box \odot \varphi) = 1$, если для каждого пути π из g существует состояние $g' \in \pi$, такое, что имеет место $g'(\varphi) = 1$;
4) $g(\Diamond \odot \varphi) = 1$, если существует путь π из g и существует состояние $g' \in \pi$, такое, что имеет место $g'(\varphi) = 1$;
5) $g(\Box$●$\varphi) = 1$, если для каждого пути π из g и для каждого $g' \in \pi$ имеет место $g'(\varphi) = 1$;
6) $g(\Diamond$●$\varphi) = 1$, если существует путь π из g , такой, что для каждого состояния $g' \in \pi$ имеет место $g'(\varphi) = 1$;
7) $g(\Box$◐$(\varphi, \eta)) = 1$, если для каждого пути π из g существует состояние $g' \in \pi$, такое, что

$$\left\{ \begin{array}{l} g'(\eta) = 1, \quad \text{и} \\ \forall g'' <_\pi g', g''(\varphi) = 1; \end{array} \right. \qquad (1)$$

8) $g(\Diamond\blacklozenge(\varphi,\eta)) = 1$, если существует путь π из g и существует состояние $g' \in \pi$, такое, что имеет место (3);
9) $g(\Box \ominus (\varphi,\eta)) = 1$, если для каждого пути π из g и для каждого $g' \in \pi$

$$\left[\begin{array}{l} g'(\eta) = 1, \quad \text{или} \\ \exists g'' <_\pi g', g''(\varphi) = 1; \end{array}\right. \tag{2}$$

10) $g(\Diamond\ominus(\varphi,\eta)) = 1$, если существует путь π из g такой, что для каждого состояния $g' \in \pi$ имеет место (4).

Произвольную CTL-формулу φ можно заменить CTL-формулой ψ ей эквивалентной — такой, что для каждого состояния g в любой K выполняется $g(\varphi) = g(\psi)$, при этом в CTL-формулу ψ входят только связки $\neg$, $\vee$, $\wedge$ и CTL-операторы $\Diamond\bigcirc$, $\Diamond\bullet$, $\Diamond\blacklozenge$. Действительно, нетрудно показать,что имеют место следующие соотношения:

1) законы де Моргана: $\overline{\psi \wedge \varphi} = \overline{\psi} \vee \overline{\varphi}$, $\overline{\psi \vee \varphi} = \overline{\psi} \wedge \overline{\varphi}$, $\overline{\overline{\psi}} = \psi$
2) $\Box \bigcirc \psi = \overline{\Diamond \bigcirc \overline{\psi}}$
3) $\Diamond \odot \psi = \Diamond\blacklozenge(1,\psi)$
4) $\Box \odot \psi = \overline{\Diamond\bullet\overline{\psi}}$
5) $\Box\bullet\psi = \overline{\Diamond\blacklozenge(1,\overline{\psi})}$
6) $\Box\blacklozenge(\psi,\varphi) = \overline{\Diamond\blacklozenge(\overline{\varphi},\overline{\psi}\wedge\overline{\varphi})} \wedge \overline{\Diamond\bullet\overline{\varphi}}$
7) $\Box \ominus (\psi,\varphi) = \overline{\Diamond\blacklozenge(\overline{\psi},\overline{\varphi})}$
8) $\Diamond \ominus (\psi,\varphi) = \Diamond\blacklozenge(\varphi,\psi\wedge\varphi) \vee \Diamond\bullet\varphi$.

Формула CTL-логики выполняется на структуре K, если эта формула истина во всех начальных состояниях структуры K. Спецификация тестируемой системы (т.е. формула φ, представляющая набор свойств, которым должна удовлетворять наша СП) задается CTL-формулой.

3. Проверка выполнимости

Предлагается алгоритм проверки выполнимости CTL-формулы на модели (S, W, M_0), исследуемой системы. С этой целью для заданной формулы, определяется множество состояний, представленных с помощью СП, в которых подформула (как и сама формула) истинна. Алгоритм проверки истинности заданной формулы начинается с проверки истинности атомарных высказываний этой формулы.

1. Для СП (S, W, M_0) с n переходами и m местами строится матрица инцидентности A размера $n \times m$ с целыми коэффициентами $a_{ij} = I(t_j, p_i) - I(p_i, t_j)$, где I — отношение инцидентности данной СП, а коэффициенты a_{ij} представляют число фишек, которые перемещаются, изменяются и добавляются в место p_i при срабатывании перехода t_j в системе (S, W, M_0). По матрице инцидентности A строится:

а) система уравнений состояний СП (S, W, M_0)

$$A \cdot x = d, \tag{1}$$

где $d = M_k - M_0$, (M_0, M_k — соответственно начальная и конечная разметки СП), а $x = \sum_{j=1}^{k} u_j$, где u_k ($k = 1, 2 \ldots$) — $n \times 1$ вектор — столбец (вектор контроля), состоящий из $n-1$ нулевых компонент и одной j-ой компоненты равной 1, сигнализирующей о срабатывании на k-м шаге перехода t_j. В случае достижимости разметки M_k из разметки M_0 система (1) всегда имеет решение [5];

b) система линейных однородных диофантовых неравенств $A^T \cdot y \leq 0$, из совместности которой устанавливается структурная ограниченность СП (S, W, M_0).

2. Для СП (S, W, M_0) строится множество T- инвариантов (решения x системы линейных однородных диофантовых уравнений (СЛОДУ) $A \cdot x = 0$ (когда в (2) $M_0 = M_k$)) и множество S- инвариантов (решения y СЛОДУ $A^T \cdot y = 0$), посредством которых исследуются структурные свойства СП (проверка на ограниченность, живучесть, отсутствие дедлоков и т.д.).

Пусть имеется некоторая СП с m местами и n переходами.

Теорема 1. *a) Вектор y размерности m является S-инвариантом СП тогда и только тогда, когда $M^T y = M_0^T y$ для произвольной фиксированной начальной разметки M_0 и произвольной достижимой разметки M.*

b). Вектор x размерности n является T-инвариантом СП тогда и только тогда, когда существует разметка M_0 и последовательность срабатываний переходов σ, ведущая от разметки M_0 к M_0, такие, что $\sigma = x$.

Из структурной ограниченности чистых СП, для которых если $(p, t) \in F$, то $(t, p) \in F$ или ${}^\bullet t \cap t^\bullet = \varnothing$, следует, что существует вектор y такой, что $A * y \leq 0$. Но тогда существует $x \geq 0$ такой, что $M = M_0 + A * x$ и $M^T y = M_0^T y + x^T A^T y$. Так как $A^T y \leq 0$, то $M^T y \leq M_0^T y$ и, следовательно,

$$M(p) \leq (M_0^T y)/y(p), \tag{2}$$

где $y(p)$ означает p-ю компоненту вектора y.

Полученное неравенство дает верхнюю оценку для числа фишек, которые помещаются в место p. Эта граница может быть улучшена, если в неравенстве (2) используются все S-инварианты из минимального порождающего множества S-инвариантов. Так как инварианты СП являются векторами, то минимальность векторов рассматриваются над множеством натуральных чисел N, т.е. вектор y называется минимальным, если не существует другого вектора y_1 такого, что $y_1(p) \leq y(p)$ для всех мест p.

Определение. Порождающее множество $S-(T)$-инвариантов называется минимальным порождающим множеством $S-(T)$-инвариантов, если не существует ни одного не пустого его подмножества, которые тоже есть порождающим множеством.

Из теории диофантовых уравнений [5], следует, что усеченное множество решений системы линейных однородных диофантовых уравнений (СЛОДУ), соответствующее данной СП, составляет минимальное порождающее множество $S-(T)$-инвариантов) и для построения этого множества можно использовать TSS-алгоритм.

Таким образом, неравенство (1) приводится к виду

$$M(p) \leq \min[(M_0^T y_i)/y_i(p))], \tag{3}$$

где минимум ищется по всему множеству S-инвариантов из минимального порождающего множества. В работе [6] сказано ,что данную оценку улучшить нельзя ни для каких других инвариантов.

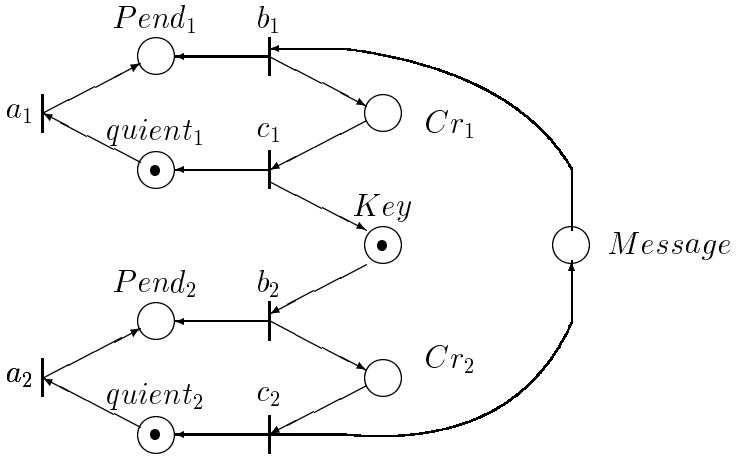
Говорят, что СП покрывается позитивными $S-(T)$-инвариантами тогда и только тогда, когда для произвольного места p_i (переходаt_i) существует $S-(T)$-инвариант такой, что $y_i > 0 \forall i = 1, 2, ...|P|$.

Связь между ограниченностью и инвариантами СП устанавливает

Теорема 2. *Если все места СП покрываются позитивными S-инвариантами, то СП ограничена.*

3. Для данной СП строится транзиционная система (S, T, f, g), с множеством состояний S, множеством переходов T и двумя отображениями f и g из T в S, которые ставят в соответствие каждому переходу $t \in T$ два состояния $f(t)$ и $g(t)$. Транзиционная система в случае ограниченнрй СП является графом достижимых разметок в СП из начальной разметки M_0. Пара $(f, g) : T \to S \times S$ необязательно инъективное отображение. Такая система представляет собой модель реальной системы и на ней проверяется выполнимость спецификации.

Пример 2. Рассмотрим СП, моделирующую альтернативный вариант алгоритма взаимного исключения:



В этой СП 8 мест и 6 переходов. Построим ее матрицу инцидентности, где первый столбец отвечает переходу a_1, второй столбец переходу a_2, третий — переходу b_1, четвертый — переходу b_2, пятый — переходу c_1 и шестой — переходуc_2; строки матрицы отвечают соответственно местам $quient_1$, $quient_2$, $Pend_1$, $Pend_2$, Cr_1, Cr_2 и Key:

$$A = \begin{pmatrix} -1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & -1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & -1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & -1 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$M_0 = (1,1,0,0,0,0,1,0)$ и $M = (0,0,0,0,1,1,0,0)$ — соответственно начальная и конечная разметки данной СП. Тогда $M - M_0 = (-1,-1,0,0,1,1,-1,0)$ и получаем следующую СЛНДУ (систему линейных неоднородных диофантовых уравнений)

$$A \cdot x = \begin{cases} -1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & = & -1 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 1 & = & -1 \\ 1 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & = & 0 \\ 0 & 1 & 0 & -1 & 0 & 0 & = & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & -1 & 0 & = & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & -1 & = & 1 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 1 & 0 & = & -1 \\ 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 1 & = & 0 \end{cases}$$

Строя соответствующую СЛОДУ для данной СЛНДУ и решая ее, получим единственное решение $x = (1,1,1,1,1,0)$, поскольку последняя координата равна 0, а не 1, то данная СЛНДУ несовместна. Это говорит о том, что оба процесса никогда не будут находиться одновременно в своих критических зонах и условие взаимного исключения имеет место для данной СП. Решение же (1,1,1,1,1,1) говорит о том, что после срабатывания по одному разу всех переходов в сети, она вернется в начальную разметку.

Введем следующие обозначения:

$p_1 = quient_1, p_2 = Pend_1, p_3 = quient_2, p_4 = Pend_2, p_5 = Cr_1,$
$p_6 = Cr_2, p_7 = Key, p_8 = Message, t_1 = a_1, t_2 = a_2, t_3 = b_1,$
$t_4 = c_1, t_5 = b_2, t_6 = c_2.$

Покажем, что данная СП является ограниченной и 1-безопасной. Для этого воспользуемся множеством S-инвариантов и неравенством (3).

Транспонируем матрицу инцедентности СП и построим СЛОДУ $A^T \cdot y = 0$

$$A \cdot x = \begin{cases} -1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & = & 0 \\ 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & = & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 0 & 0 & 0 & 0 & -1 & = & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 & -1 & 0 & = & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 & 0 & = & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & -1 & 0 & 1 & = & 0 \end{cases}$$

Применяя TSS-алгоритм, найдем минимальное множество S-инвариантов данной СП:

$$y_1 = (1,0,1,0,1,0,0,0), y_2 = (0,1,0,1,0,1,0,0), y_3 = (0,0,0,0,1,1,1,1).$$

По полученному множеству инвариантов можно сделать вывод, что все места СП покрываются позитивными S-инвариантами, а это означает, что данная СП является ограниченной.

Установим 1-безопасность данной СП. Для этого найдем скалярные произведения:
$M_0^T y_1 = (1,1,0,0,0,0,1,0) \cdot (1,0,1,0,1,0,0,0)^T = 1,$
$M_0^T y_2 = (1,1,0,0,0,0,1,0) \cdot (0,1,0,1,0,1,0,0)^T = 1,$
$M_0^T y_3 = (1,1,0,0,0,0,1,0) \cdot (0,0,0,0,1,1,1,1)^T = 1$

Далее, используя неравенство (3), для произвольной разметки M данной СП получим:
$M(p_1) = \min[1/1, 1/1, 1/0] = 1$
$M(p_2) = \min[1/0, 1/1, 1/0] = 1$
$M(p_3) = \min[1/1, 1/0, 1/0] = 1$
$M(p_4) = \min[1/0, 1/1, 1/0] = 1$
$M(p_5) = \min[1/1, 1/0, 1/1] = 1$
$M(p_6) = \min[1/0, 1/1, 1/1] = 1$
$M(p_7) = \min[1/0, 1/0, 1/1] = 1$
$M(p_8) = \min[1/0, 1/0, 1/1] = 1$

Таким образом, для каждого места СП справедливо неравенство (2), где $i \in [1,8]$, что и означает 1-безопасность СП.

Покажем теперь, что данная СП свободна от дедлоков при начальной разметке M_0.

Найдем множества ${}^\bullet t_i, i = 1,2,3,4,5,6$:
${}^\bullet t_1 = \{p_1\}$, ${}^\bullet t_2 = \{p_3\}$, ${}^\bullet t_3 = \{p_2, p_8\}$, ${}^\bullet t_4 = \{p_5\}$, ${}^\bullet t_5 = \{p_4, p_7\}$, ${}^\bullet t_6 = \{p_6\}$.
Откуда получим
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_1} M_0(p) = M_0(p_1) = 1 \le |{}^\bullet t_1| - 1 = 1 - 1 = 0,$
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_2} M_0(p) = M_0(p_3) = 1 \le |{}^\bullet t_2| - 1 = 1 - 1 = 0,$
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_3} M_0(p) = M_0(p_2) + M_0(p_8) = 1 \le |{}^\bullet t_3| - 1 = 2 - 1 = 1,$
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_4} M_0(p) = M_0(p_5) = 0 \le |{}^\bullet t_4| - 1 = 1 - 1 = 0,$
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_5} M_0(p) = M_0(p_4) + M_0(p_7) = 1 \le |{}^\bullet t_5| - 1 = 2 - 1 = 1,$
$\sum\limits_{p \in {}^\bullet t_6} M_0(p) = M_0(p_6) = 0 \le |{}^\bullet t_6| - 1 = 1 - 1 = 0.$

Полученная система неравенств является противоречивой, а значит СП-свободной от дедлоков при начальной разметке M_0.

Для произвольной разметки M, достижимой из начальной разметки, данное свойство устанавливается аналогично.

Заключение

В данной работе представлен подход к верификации асинхронных дискретных динамических реактивных систем, основанный на использовании темпоральной CTL-логики, сетей Петри (СП) и систем линейных однородных диофантовых ограничений (СЛОДО). При этом введена новая универсальная унификация языка логики CTL.

Список литературы

1. *Clarke E. M., Grumberg O., Peled D.* Model Checking // The MIT Press, 1999, pp.314.
2. *Семантика модальных и интенсиональных логик* // перевод с английского А.А. Мучника, А.Л.Никифорова , З.А. Сокулер. — М.: Наука, 1981. — С. 76-98.
3. *Котов В. Е.* Сети Петри. — М.: Наука, 1984.
4. *Kenneth L. McMillan* Symbolic Model Checking. — CMU-CS-92-131, 1992.
5. *Крывый С. Л.* Алгоритмы решения систем линейных диофантовых уравнений в целочисленных областях // Кибернетика и системный анализ. — 2006. — №2. — С. 3-17
6. *Murata T.* Petri Nets: Properties, Analysis and Applications. in «Proceedings of the IEEE», 1989, vol. 77, N 4, P. 541-580.