УДК 519.711.3:004 (681.3)

МЕТОДИКА ФОРМАЛИЗАЦИИ ИНФОРМАЦИОННЫХ СЕТЕЙ ПЕТРИ НА ОСНОВЕ АЛГЕБРАИЧЕСКОГО ПОДХОДА

Д. В. Горбачев

TECHNIQUE OF FORMALIZATION OF INFORMATIONAL PETRI NETS ON THE BASIS OF ALGEBRAIC APPROACH

D. V. Gorbachev

Аннотация. *Актуальность и цели*. Развитие средств автоматизации и информатизации различных сфер человеческой деятельности (производство, технологии, оказание услуг) требует построения адекватной модели, отражающей все этапы и формы взаимодействия объектов и субъектов информационного обмена. Существующие методики формализации такого обмена эффективно описывают лишь некоторые из его аспектов. Обычно это семантический и/или прагматический аспекты. В связи с этим актуальной представляется задача разработки формализма с такой степенью универсальности и мощности, чтобы при исследовании информационных процессов можно было адекватно отображать и формально-структурные характеристики информации. *Материалы и методы*. Решение поставленной задачи основывается на применении алгебраического подхода и использовании компиляции методов логико-лингвистической концепции и полусистем Туэ. *Результаты*. Приведенные в работе описания раскрывают сущность предлагаемой методики, заключающейся в определении объектов сети Петри как некоторых элементов информационного процесса, а затем введение дополнительных нагрузок на сами объекты сети Петри – позиции, переходы, фишки. Применение разработанной методики показано на примерах. *Выводы*. Информационные сети Петри являются еще одним расширением обыкновенных сетей Петри, позволяющим синтезировать модели информационных процессов и интегрировать их в алгоритмическое обеспечение автоматизированных информационных систем.

Ключевые слова: информационная сеть Петри, функция помечения, алфавит, язык сети Петри.

Abstract. *Background*. Development of an automation equipment and informatization of various spheres of human activity (production, technologies, rendering services) demands creation of the adequate model reflecting all stages and forms of interaction of objects and subjects of informational exchange. The existing techniques of formalization of such exchange efficiently describe only some of aspects of such exchange. Routinely it is semantic and/or pragmatically aspects. In this connection, the problem of development of a formalism with such degree of universality and power that at research of informational processes it was possible to display adequately and formal and structural characteristics of information is represented actual. *Materials and methods*. The solution of an objective is based on application of algebraic approach and use of compilation of methods of the logiko-linguistic concept and semi-systems of Thue. *Results*. The descriptions provided in work open substance of the offered technique consisting in definition of objects of a Petri net as some elements of informational process, and then introduction of padding loads of objects of a Petri net – positions, transitions, counters. Applying the developed method illustrated in the examples. *Conclusions*. Informational Petri nets are one more expansion of ordinary Petri nets allowing to synthesize models of informational processes and to integrate them into algorithmic providing the automated intelligence systems.

Key words: information Petri net, ascription function, alphabet, language of Petri nets.

Введение

Вопросам исследования сетей Петри и их применения для решения задач моделирования систем уже на протяжении более чем 30 лет уделяется достаточно большое внимание. Классическим изданием, в котором наиболее полно раскрыты возможности сетей Петри для моделирования систем и поставлены проблемные вопросы формализации отдельных аспектов их описания, является книга Дж. Питерсона [1]. Известны фундаментальные работы в этой области, принадлежащие нашим соотечественникам В. Е. Котову, А. А. Таль, С. А. Юдицкому, А. А. Лескину, И. А. Ламозовой, А. В. Анисимову и др. В данном исследовании сети Петри рассматриваются как базис для создания информационных сетей Петри (ИСП).

Применение стандартных сетей Петри значительно ограничено правилами срабатывания переходов и продвижением фишек в сети Петри. Выполнение правил обеспечивает свойства безопасности, ограниченности, сохраняемости, активности, достижимости сети Петри. Однако построить сеть Петри, обладающую указанными свойствами, достаточно сложно, особенно когда необходимо имитировать процессы с десятками и сотнями объектов.

В результате проводимых исследований сформировался метод имитационного моделирования дискретных динамических систем расширенными сетями Петри. Для формализации имитационной модели таких систем используется декомпозиция информационного процесса согласно иерархическим сетям, правила и алгоритмы функционирования сети осуществляются согласно раскрашенным сетям Петри. При этом дополнительно вводится формализм, присваивающий объектам сети Петри информационную нагрузку (среду). Функционирование ИСП осуществляется в соответствии с состояниями объектов сети: вначале производится проверка информационной среды фишки, затем определяется маршрут ее перехода и выполняется позиционное преобразование.

В работе не исследуются свойства введенного класса сетей Петри. Этому вопросу посвящаются другие работы.

Вводные сведения

Обыкновенная сеть Петри [1, 2] представляется объектами

$$PN = \{P, T, I, O\},$$

где $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ – конечное множество позиций (мест); $T = \{t_1, t_2, \dots, t_m\}$ – конечное множество переходов, причем $P \cap T = \varnothing$; $I : P \to T^{\infty}$ – входная функция:

$$\#\left(t_j, I\left(p_i\right)\right) = \left(p_i O\left(t_j\right)\right);$$

$O : P \to T^{\infty}$ – выходная функция:

$$\#\left(t_j, O\left(p_i\right)\right) = \left(p_i I\left(t_j\right)\right).$$

Графически сеть Петри представляется двудольным ориентированным мультиграфом $G = \{V, A\}$, где V – множество вершин $V = P \cup T$, причем

$P \cup T = \varnothing$; A – множество направленных дуг, таких, что для всех $p_i \in P$ и $t_i \in T$

$$\#\left(\left(p_i, t_j\right), A\right) \# \left(p_i, \left(I\left(t_j\right)\right)\right),\ \#\left(\left(t_j, p_i\right), A\right) \# \left(p_i, \left(O\left(t_j\right)\right)\right).$$

Динамика сети Петри моделируется движением фишек (маркеров) φ по графу сети; при этом говорят, что сеть Петри функционирует. При функционировании сети Петри меняется ее маркировка, т.е. состояние. Изменение маркировки происходит согласно правилу

$$\mu : P \to N,$$

где N – множество неотрицательных целых чисел.

Разрешение на выполнение перехода определяется следующим условием:

$$\mu\left(p_i\right) \geq \#\left(p_i, I\left(t_j\right)\right).$$

Переход запускается удалением всех фишек φ из входных позиций переходов и помещением их в выходные позиции:

$$\mu^{'}\left(p_i\right) = \mu\left(p_i\right) - \#\left(p_i, I\left(t_j\right)\right) + \left(p_i, O\left(t_j\right)\right).$$

Алгоритм формализации информационных сетей Петри сложной структуры

Моделирование процессов с помощью сетей Петри основано на взаимодействии событий и условий [3]. Событие – это действие, происходящее в системе. Условие – логическое описание состояния системы. Условия делятся на предусловия события, определяющие реализацию события, и постусловия – следствия произошедшего события. Таким образом, можно сказать, что функционирование сети Петри есть последовательность операций «проверка условия» $\to$ «событие», в ходе которых происходит изменение состояния сети Петри.

Как уже было отмечено, состояние сети Петри определяется ее маркировкой, т.е. числом фишек, находящихся в позициях на каждом такте работы сети. Изменение состояния сети непосредственно связано со срабатыванием перехода и определяется функцией следующего состояния:

$$\delta : N^n \times T \to N^n,$$

причем функция δ определена тогда и только тогда, когда

$$\mu\left(p_i\right) \geq \#\left(p_i, I\left(t_j\right)\right),$$

для всех $p_i \in P$.

Если $\delta(\mu, t_j)$ определена, то

$$\delta\left(\mu, t_j\right) = \mu^{'};\ \mu^{'}\left(p_i\right) = \mu\left(p_i\right) - \#\left(p_i, I\left(t_j\right)\right) + \left(p_i, O\left(t_j\right)\right).$$

Маркированная сеть Петри имеет начальную маркировку μ_0 и последовательность маркировок $\mu = (\mu_1, \mu_2, \ldots)$, которые получаются путем срабатывания переходов $t_j \in T$. Если маркировка μ' может быть получена за конечное число тактов работы сети Петри, то такая маркировка называется непосредственно достижимой.

Маркировка сети Петри называется тупиковой, если не может сработать ни один переход, т.е. имеет место конфликт запуска переходов.

Обычные сети Петри позволяют моделировать достаточно широкий класс систем и процессов. Для повышения моделирующей мощности обычных сетей Петри разработаны и применяются их многочисленные расширения [4–6]. Одним из таких расширений являются ИСП [7–9]. Наиболее полно выразительная мощность ИСП раскрывается при моделировании информационных процессов, сопровождающих производственные, технологические и бизнес-процессы предприятий и организаций.

Информационные сети Петри – это система $IPN = \{PN, E, F\}$, где $PN = \{P, T, I, O, \mu\}$ – сеть Петри, $E = \{E_\varphi, E_p, E_t\}$ – информационная интерпретация фишек, позиций и переходов соответственно.

Модель интерпретации фишек задается следующим образом.

В общем случае фишка в сети Петри представляет собой примитив, задающий предусловия и иллюстрирующий динамику срабатывания переходов. При моделировании фишка часто рассматривается как некоторый ресурс, необходимый для исполнения процесса [5, 10]. Однако для реализации операций процесса зачастую требуется не один, а несколько ресурсов, причем каждый из которых должен быть соответствующим образом идентифицирован. Различие ресурсов естественным образом может быть выполнено по их атрибутам. Ключевым понятием в атрибутивной модели является «отношение». Отношения могут носить семантический характер, определяющий степень соответствия информационного образа объекта (фишки) и самого объекта (ресурса), и прагматический – отражающий соответствие информации цели управления.

Каждое отношение $R_i \subseteq R^*$ определяется совокупностью доменов $R_i = \{d_1, d_2, \ldots, d_l\}$, $d_l \in D$. Если между доменами существует отношение строго порядка $d_{l-1} < d_l$, то такие отношения называются доменно-упорядоченными (в дальнейшем рассматриваются только такие виды отношений).

Домен d_l представляет собой набор значений определенного типа, интерпретируемый столбцом $\{x_1, x_2, \ldots, x_k\}$. Количество значений в каждом домене в общем случае может быть разным:

$$d_1(x) \neq d_2(x) \neq \ldots \neq d_l(x).$$

Для отношений R_1 и R_2 вводится операция θ-соединения отношения R_1 по домену D^{R_1} с отношением R_2 по домену D^{R_2}, задаваемая формулой

$$R_1\left[d_i^{R_1}\theta d_i^{R_2}\right]R_2\theta\{(x \circ y): x \in d^{R_1} \wedge y \in d^{R_2} \wedge (x\left[d^{R_1}\theta d^{R_2}\right])\},$$

где знак «θ» означает сопоставление (соответствие) x в домене d^{R_i}, y в домене d^{R_j} и обозначается $|>$, $<|$, $\|$.

Приведем пример.

Пусть заданы отношения $R_1(d_1, d_2)$ и $R_2(d_1)$ следующего вида:

$$\begin{array}{lcc} R_1: & d_1^{R_1} & d_2^{R_1} \\ & A & 1 \\ & B & 1 \\ & C & 2 \\ & D & 3 \end{array} \quad \text{и} \quad \begin{array}{lc} R_2: & d_1^{R_2} \\ & \alpha \\ & \beta \\ & \gamma \\ & \end{array}$$

и задано следующее сопоставление:

$$C = \{x_1 | > y_1\} \wedge \{x_1 | > y_2\}; \{x_2 < |y_2\}; \{x_3 \wedge x_4 \,|\, |y_3\}.$$

Тогда R^* будет иметь вид

$$\begin{array}{cccc} R^* & d_1^{R^*} & d_2^{R^*} & d_3^{R^*} \\ & A & 1 & \alpha \\ & A & 1 & \beta \\ & B & 1 & \beta \\ & C & 2 & \gamma \\ & D & 3 & \gamma \end{array}$$

Интерпретация позиций в ИСП задается следующим образом.

По аналогии с предикатными сетями Петри [5] и алгебраическими сетями Петри [3] каждой позиции может быть сопоставлен кодекс $\mathcal{K}$. Конечное непустое множество $\mathcal{K} \subseteq A^*$ называется кодексом, если все слова $\mathcal{K}^*$ допускают единственное разложение в слова $\mathcal{K}$, т.е. $\mathcal{K}$ является свободным моноидом[1].

Интерпретация информационной среды (ИС) позиции E_p определяется следующим образом:

$$E_{p_i} : p_i(\mathcal{K}) \times f^{p_i},$$

где $f^{p_i} \subseteq F$ – множество допустимых преобразований, выполняемых с использованием ИС фишки в позиции p_i; $\mathcal{K} \subseteq A^*$.

Для того чтобы с ИС фишки E_φ можно было выполнять позиционные преобразования, необходимо и достаточно выполнения условия истинности импликации:

$$\{E_\varphi : R(d_1, d_2, \ldots, d_l)\} \wedge \{E_p : f^{p_i}[f_1(x), f_2(x), \ldots, f_\eta(x)]\} \Rightarrow$$
$$\Rightarrow l = \eta;\ d_1 = f_1(x);\ d_2 = f_2(x); \ldots;\ d_l = f_\eta(x).$$

[1] Свободный моноид на конечном алфавите $A = (a, b, c, \ldots)$ включает в себя множество слов A^*, операцию конкатенации $\circ$ и ε – единичный элемент (пустое слово): $\hat{A} = (A^*, \circ, \varepsilon)$.

Преобразование f^{p_i} записывается следующим образом:

$$f = \{f_i | f^{p_i} : E(p_i) \times \Lambda_{r=1}^{R} E(\varphi_k) \Rightarrow [E(p_i)] \wedge \Lambda_{l=1}^{L} E(\varphi_l),$$

где r и l – атрибуты на отношениях R и L соответственно.

Посредством f^{p_i} осуществляется взаимодействие (обработка) информационной среды фишки. Результатом взаимодействия является измененная ИС фишки $\Lambda_{l=1}^{L} E(\varphi_l)$ при постоянстве ИС позиции $E(p_i) = E(p_i)$. Фишки, прошедшие обработку, составляют выходное множество позиции.

В зависимости от семантики приписываемого позиции кодекса $\mathcal{K}^{p_i}$ позиции могут быть предметными, вероятностными, временными или логическими, соответственно виду функции преобразования или алгоритма.

Интерпретация переходов E_t определяет совокупность условий, которым должны удовлетворять ИС фишек при прохождении переходов.

Для обеспечения выразительной мощности в ИСП различают следующие типы переходов:

1) простой – λ-переход – передает фишку со всех входных дуг $I(t_j)$ на все выходные дуги $O(t_j)$;

2) конъюнктивный по входу – ${}^{\wedge}t_j = \alpha, \alpha \in A^*$ – объединяет все входные дуги перехода $\#(p_i, I(t_j))$:

$$E(\varphi_{p_i}) \cup E(\varphi_{p_i}) = E_\varphi;$$

3) дизъюнктивный по входу – ${}^{\vee}t_j = \beta = \neg\alpha, \beta \in A^*$ – выборка

$$E(\varphi_{p_i}) \cap E(\varphi_{p_i}) = E_\varphi^*,$$

где $E_\varphi^* = (r_1, r_2, \ldots, r_s), r \in E(\varphi_{p_i})$;

4) конъюнктивный по выходу – $t_j^{\wedge} = \gamma, \gamma \in A^*$ – объединяет все выходные дуги перехода $\#(p_i, O(t_j))$:

$$E_\varphi \to E(\varphi_{p_i}) \wedge E_{\varphi'} \to E(\varphi_{p_l});$$

5) дизъюнктивный по выходу – $t_j^{\vee} = \zeta = \neg\gamma, \zeta \in A^*$ – распределение

$$E_\varphi \to E(\varphi_{p_i}) \vee E_\varphi \to E(\varphi_{p_l}).$$

Помечение переходов задается согласно функции помечения $\sigma : T \to A$, сопоставляющей переход каждого вида символу алфавита $A^* \subseteq A$.

Согласно классификации помеченных сетей Петри [1] и введенных ранее видов переходов, ИСП может быть отнесена к сетям с λ-переходами, она порождает язык $\mathcal{L}^{T_\lambda}$, для которого $PN = \{P, T, I, O\}$ $\sigma : T \to A$, μ_0:

$$\mathcal{L} = \{\sigma(x) \in A^* | x \in T^* \wedge \delta(\mu, x),$$

определено, но для $\forall t_j \in T, \delta(\delta(\mu, x), t_j)$ не определено.

Таким образом, язык ИСП $\mathcal{L}^*$ является языком терминальных состояний с λ-переходами.

Корректное функционирование ИСП обеспечивается соблюдением следующих правил срабатывания переходов:

а) при срабатывании λ-перехода реализуется следующее отображение:

$$\Phi = \left\{ \varphi_j \mid \varphi_j : \bigwedge_{k=1}^{I(t_j)} E_{\varphi_k} \to \bigwedge_{k=1}^{I(t_j)} E_{\varphi_k} \right\},$$

фишки со всех входных дуг поступают на выходные дуги;

б) переходы, помеченные символом $a \in A^*$, при срабатывании «проверяют» соответствие ИС фишки и ИС позиции, т.е. выполняют роль некоторого распознающего устройства Σ, обладающего памятью.

На вход устройства Σ поступают символы из $E_\varphi : R(d_1, d_2, \ldots, d_l)$. Кроме того, для устройства Σ определены $V = \{a_1, a_2, \ldots, a_m\}$ – входной алфавит, причем $V^* \equiv A^*$; $Q = \{q_1, q_2, \ldots, q_{l-1}\}$ – алфавит состояний устройства Σ (конечное множество выходных символов); V_M – алфавит магазинных символов, $V_M = \{z_0, z_1, z_2, \ldots, z_{s-l}\}$ такой, что $V_M^* \equiv E_p^*$; функция δ, задающая отображение вида

$$\delta = \left\{ Q \times \left[(V : V^* \equiv E_\varphi^*) \cup (\varepsilon) \right] \times \left[V_M : V_M^* \equiv E_p^* \right] \to [Q \times \left(V_M : V_M^* \equiv E_p^* \right)] \right\}.$$

Функция δ выполняется в соответствии с таблицей

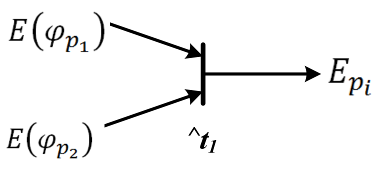
δ =

$V^* \equiv E_\varphi^*$	$V_M^* \equiv E_p^*$	F
1	1	1
0	1	0
1	0	0
0	0	0

где $F = [\left\{ V^* \equiv E_\varphi^* \right\} \wedge \left\{ V_M^* \equiv E_p^* \right\}] \Leftrightarrow \left\{ E_\varphi^* \equiv E_p^* \right\}$;

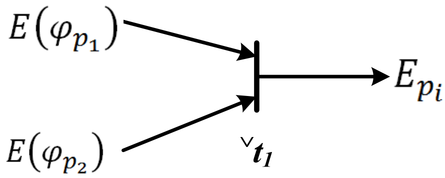
в) правила «разделения-слияния» для переходов типов 2-4 выполняются согласно следующим правилам:

– переход типа α:



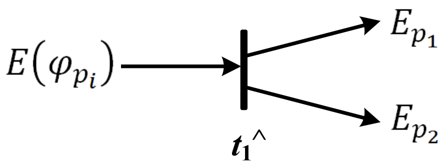
$$\mu'(p_i) = \begin{cases} E(\varphi_{p_1}) \circ E(\varphi_{p_2}), 1 \\ \text{иначе, } 0 \end{cases};$$

– переход типа β:



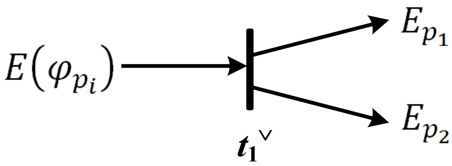
$$\mu'(p_i)=\begin{cases} E(\varphi_{p_1})=E_{p_i},1 \\ E(\varphi_{p_2})\neq E_{p_i},0 \end{cases} \vee \begin{cases} E(\varphi_{p_1})\neq E_{p_i},0 \\ E(\varphi_{p_2})=E_{p_i},1 \end{cases}$$

– переход типа γ:



$$\mu'(p_i)=\begin{cases} \left[E(\varphi_{p_i})=E_{p_1}\right]\wedge[E(\varphi_{p_i})=E_{p_2}],1 \\ \text{иначе},0 \end{cases}$$

– переход типа ζ :



$$\mu'(p_i)=\begin{cases} E(\varphi_{p_i})=E_{p_1},1 \\ E(\varphi_{p_i})\neq E_{p_2},0 \end{cases} \vee \begin{cases} E(\varphi_{p_i})\neq E_{p_1},0 \\ E(\varphi_{p_i})=E_{p_2},1 \end{cases}$$

Начальное состояние ИСП $IPN=\{PN,E,F\}$, определяется начальной разметкой μ_0, которая ставит в соответствие размещение в позициях некоторых ресурсов (описываемых наборами атрибутов) $R=\{r_1,r_2,\ldots,r_l\}$, необходимых для исполнения операция процесса, в количестве $S\in\mathbb{R}$, r_j^s; записывается следующим образом:

$$\mu'=\{p_i(r_1^s,r_2^s,\ldots,r_l^s),t_j\}=1\,.$$

Алгоритм функционирования ИСП рассмотрим на примере (рис. 1).

Пусть некоторый процесс моделируется $IPN=\{PN,E,F\}$, для которой задана функция инцидентности:

$$I(p_1)=\{\ \};\qquad O(p_1)=\{{}^{\wedge}t_1\};$$
$$I(p_2)=\{{}^{\wedge}t_1\};\qquad O(p_2)=\{t_2^{\wedge}\};$$
$$I(p_3)=\{t_2^{\wedge}\};\qquad O(p_3)=\{\};$$
$$I(p_4)=\{t_2^{\wedge}\}.\qquad O(p_4)=\{{}^{\wedge}t_1\}.$$
$$I({}^{\wedge}t_1)=\{p_1,p_4\};\qquad O({}^{\wedge}t_1)=\{p_2\};$$
$$I(t_2^{\wedge})=\{p_2\}.\qquad O(t_2^{\wedge})=\{p_3,p_4\}.$$

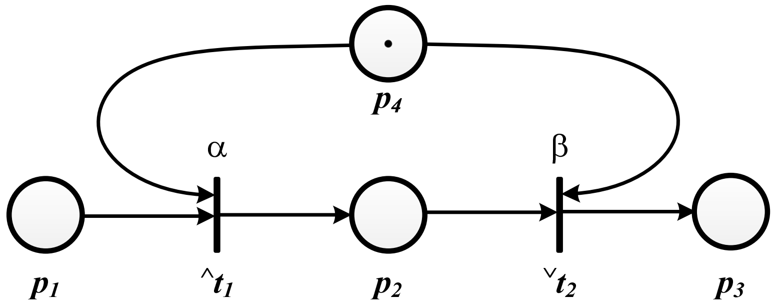


Рис. 1. ИСП (пример)

Информационная среда позиций задается в табл. 1.

Таблица 1

Позиция	Характер ИС позиции	Выполняемое позиционное преобразование
p_1	Вероятностная, логическая	$f^{p_1}:\gamma=\begin{pmatrix}1 & 0\\ F(\gamma_i) & 1-F(\gamma_i)\end{pmatrix}$, где $F(\gamma_i)$ – вероятность события γ_i
p_2	Предметная	$f^{p_2}:F(x)=\sum_l R_l$
p_3	Предметная	$f^{p_3}:E(\varphi_{p_3})$
p_4	Предметная	$f^{p_3}:R=\{r_1^2,r_2^4\}$

Типы и условия срабатывания переходов приведены в табл. 2.

Таблица 2

Переход	Помечение перехода	Условия срабатывания
${}^{\wedge}t_1$	$\alpha\in A^*$	$E(\varphi_{p_4})\circ E(\varphi_{p_1})\equiv E_{p_2}$
$t_2^{\wedge}$	$\beta\in A^*$	$E(\varphi_{p_2})/E_{p_4}\wedge E_{p_3}$

Начальная маркировка имеет вид

$$\mu_0=\{p_4:E(\varphi_{p_4})=\{r_1^2,r_2^4\}.$$

Функционирование IPN начинается с появлением фишки в позиции p_1 с ИС:

$$E\left(\varphi_{p_1}\right)=1.$$

Слова «появление фишки» означают, что при имитации какого-либо процесса инициализация сети происходит случайным событием с вероятностью $G(\tau)$, где τ – временной параметр.

Вид и параметры функции $G(\tau_i)$ в общем случае являются неизвестными. Введем дискретную величину ξ_j, равномерно распределенную на интервале [0, 1], имеющую вероятность $p(\xi_j)$. Исходя из известных значений ξ_j и $p(\xi_j)$ значение γ_i принимает значения

$$\gamma_i=\begin{cases}1, p\left(\xi_j\right)>a\\ 0, p\left(\xi_j\right)\le a\end{cases}$$

где a выбирается таким образом, чтобы выполнялось условие

$$F\left(\gamma_i=1\right)|P\left(p\left(\xi_i\right)>a\right)=1/2\,.$$

Переход $^\wedge t_1$ сработает и поместит фишку в позицию p_2:

$$\delta\left((\mu_0,p_1),{}^\wedge t_1\right)\to\mu'\left(p_2\right)=1.$$

В позиции p_2 выполняется позиционное преобразование вида:

$$f\left(p_2\right):\left(E\left(\varphi_{p_4}\right)\circ E\left(\varphi_{p_1}\right)\right)\times E_{p_2}\Rightarrow E\left(\varphi_{p_2}\right)\to O\left(p_2\right)\to I\left(t_2^\wedge\right),$$

где $E_{p_2}=r_1^2+r_2^4$.

Переход $t_2^\wedge$ активен и может сработать, при этом произойдет изменение маркировки:

$$\delta\left(\mu',p_2\right),t_2^\wedge)\to\left\{\mu''\left(p_4,p_3\right)=1\,|E\left(\varphi_{p_4}\right):R=\left\{r_1^2,r_2^4\right\}\wedge E\left(\varphi_{p_3}\right):F(r_1^2+r_2^4)\right\}.$$

Таким образом, результатом функционирования *IPN* является язык

$$\mathcal{L}^*=\{\alpha^n\beta^m\,|n\ge 0,\ m\ge 0;\ \alpha,\beta\in A^*\}.$$

Конечное состояние IPN означает достижение терминальной разметки $\mu_T=\mu''(0,0,1,1)$. Фишка в позиции p_3 может интерпретироваться как, например, момент окончания некоторого процесса.

Заключение

Таким образом, введенный формализм информационных сетей Петри, основанный на раскрашенных и ресурсных сетях, позволяет достаточно адекватно описывать процессы информационного взаимодействия в динамических, дискретных системах. Кроме того, объекты ИСП, описываемые информационными атрибутами, естественным образом интерпретируются реляционными объектами баз данных и структурами объектно-ориентированного программирования.

Список литературы

1. Питерсон, Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем / Дж. Питерсон. – М. : Мир, 1984. – 264 с.
2. Котов, В. Е. Сети Петри / В. Е. Котов. – Новосибирск : Наука, 1984. – 249 с.
3. Лескин, А. А. Алгебраические модели гибких производственных систем / А. А. Лескин. – Л. : Наука, 1986. – 150 с.
4. Jensen, K. Coloured Petri Nets: Basic Concepts, Analysis Methods and Practical Use / K. Jensen. – Berlin : Springier. – Vol. 1. – 1996 ; Vol. 2. – 1997 ; Vol. 3. – 1997.
5. Ломазова, И. А. Вложенные сети Петри: моделирование и анализ распределенных систем с объектной структурой / И. А. Ломазова. – М. : Научный мир, 2004. – 208 с.
6. Таль, А. А. Иерархия и параллелизм в сетях Петри. Сложные сети Петри / А. А. Таль, С. А. Юдицкий // Автоматика и телемеханика. – 1987. – № 7. – С. 13–19.
7. Анисимов, А. В. Исследование жизненных циклов сложных технических систем посредством сетей Петри / А. В. Анисимов, Ю. Е. Борейша // Автоматика и телемеханика. – 1987. – № 4. – С. 90–101.
8. Горбачев, Д. В. Представление технологического процесса ремонта сетями Петри / Д. В. Горбачев, О. Л. Высоцкий // Сб. материалов научно-технич. конференции. – Н. Новгород : Н-НВЗРИУ, 1996.
9. Горбачев, Д. В. Использование сетей Петри при проектировании систем / Д. В. Горбачев, Н. М. Клементьева // Проблемы автоматизации и управления в технических системах : материалы Междунар. науч.-техн. конф. – Пенза : ПГУ, 2004. – С. 42–46.
10. Башкин, В. А. Эквивалентность ресурсов в сетях Петри / В. А. Башкин, И. А. Ломазова. – М. : Научный мир, 2008. – 208 с.

Горбачев Дмитрий Владимирович
кандидат технических наук, доцент,
кафедра программного обеспечения
вычислительной техники
и автоматизированных систем,
Оренбургский государственный
университет
E-mail: gordi47@mail.ru

Gorbachev Dmitry Vladimirovich
candidate of technical sciences,
associate professor,
sub-department of software of computer
facilities and automated systems,
Orenburg State University

УДК 519.711.3:004 (681.3)

Горбачев, Д. В.

Методика формализации информационных сетей Петри на основе алгебраического подхода / Д. В. Горбачев // Модели, системы, сети в экономике, технике, природе и обществе. – 2016. – № 3 (19). – С. 112–122.