УДК 519.95

РАЗРАБОТКА АЛГОРИТМА АВТОМАТИЗАЦИИ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ НЕЧЕТКИХ АЛГЕБРАИЧЕСКИХ СЕТЕЙ ПЕТРИ

В.А. Мустафаев, Ш.М. Джафарова

В статье рассматривается разработка алгоритма функционирования нечетких алгебраических сетей Петри. На основе разработанного алгоритма разработано программное обеспечение в системе DELPHI 7.0, которое автоматически анализирует свойства достижимости и активности

Ключевые слова: функция, кодекс, алфавит

При применении алгебраических сетей Петри в неопределенной среде появляется необходимость описания неопределенных параметров моделирующего объекта. В зависимости от характера неопределенности выбирается стохастическая или нечеткая модификация алгебраических сетей. При построении нечетких алгебраических сетей Петри выбран подход, заключающийся в наложении степени принадлежности функции распределения структуры маркировки сети.

Нечеткой алгебраической сетью Петри называется пятерка [1]:

$$N = \left(P \bigcup F,\, T,\ A,\, V,\ M_0^R\right),$$

где, $P=\{p_1,\ p_2,\dots,\ p_n\}$-конечное множество позиций типа p; $F=\{f_1,\ f_2,\dots,\ f_m\}$- конечное множество позиций типа f; $T=\{t_1,\ t_2,\dots,\ t_r\}$-конечное множество переходов; A- конечный алфавит;

$V:\left[(P\bigcup F)\times T\right]\bigcup\left[T\times(P\bigcup F)\right]\to A^*$- отображение, помечающие дуги, соединяющие позиции с переходами и переходы с позициями; A^* - множество слов; $M_0^R: F\bigcup P\to A^*\times[0,1]^{\ell}$ -начальная маркировка позиций словами из A^*, $\ell = card(A^*)$; Наличие дуг между позициями и переходами определяется следующим образом: если $V(a,в)=\varepsilon$, (ε-пустое слово), то дуги между a и $в$ нет, $a\in P \bigcup F$, $в\in T$ или $a\in T$, $в\in P\bigcup F$. Если $V(a,в)=s$, $s\in A^*$, то имеется дуга из a в $в$, помеченная словом s, $a\in P\bigcup F$, $в\in T$ или $a\in T$, $в\in P\bigcup F$.

Для каждого элемента $a\in P\bigcup F, b\in T$ обозначим:

$$G^+(a)=\{в\in P\bigcup F\bigcup T \mid V(в,a)\neq\varepsilon\},$$

$G^-(a)=\{в\in P\bigcup F\bigcup T \mid V(a,в)\neq\varepsilon\}$; множеством входов и выходов a, соответственно.

Пусть $a\in A^*,\ a=a_1a_2\dots a_n,\ \ a_i\in A,\ i=\overline{1,n}$. Слово $\widetilde{a}$ обозначает зеркальное слово по отношению к a: $\widetilde{a}=a_na_{n-1}\dots a_2a_1$.

Начальная маркировка для каждой позиции нечетких алгебраических сетей Петри представляется кортежем

$$M_0^R(a)=\left\langle x_1x_2\dots x_k,\, R(x_1)R(x_2)\dots R(x_k)\right\rangle. \quad (1)$$

Правило разрешения переходов и срабатывания переходов в нечетких алгебраических сетях Петри аналогично правилу в простых алгебраических сетях Петри и определяется первым элементом кортежа (1). Срабатывание перехода t, разрешенного для маркировки $M^R(a)$, приведет к новой маркировке $M_1^R(a)$, при этом первый элемент кортежа вычисляется аналогично алгебраическим сетям Петри. Второй элемент кортежа вычисляется по формуле

$$R=\left(V(t,a)\right)=\min\left\{R\left(V(y,t)\right)\middle| y\in G^+(t)\right\},\quad a\in P\cup F. \quad (2)$$

т.е. при срабатывании перехода t к слову $M^R(a)$ справа добавляются множитель $V(t,a)$ и соответствующая ему степень принадлежности функции распределения сети $R(V(t,a))$.

Указанный выше процесс функционирования сети будет однозначно определен только в случае, если выходной кодекс для каждой позиции состоит из элементов входного кодекса. Поэтому необходимо доопределить правила вычисления степени принадлежности функции распределения $R(V(t,a))$ при наличии в кодекс $X^f(a)$ элементов, не принадлежащих кодексу $X^в(a)$. Известно, что кодекс $X^f(a)$ может быть получен из кодекса $X^в(a)$ только при помощи операций соединения и расчленения его элементов.

Рассмотрим возможные способы получения кодекса $X^f(a)$:

а) кодекс $X^f(a)$ получен из кодекса $X^в(a)$ только при помощи операции расчленения, т.е.

$$\forall X^b\in \underset{x_{i_j}^f\in X^f(a),\, j=\overline{1,k}}{X^b(a)}\ ;\ X^b=x_{i_1}^f x_{i_2}^f\dots x_{i_k}^f,$$

в этом случае отсутствие дополнительной информации о степеней принадлежности функции распределения $x_{i_j}^f$ можно полагать, что

$$R\left(x_{i_j}^f\right)=R\left(X^b\right),\forall j=\overline{1,k};$$

в) кодекс $X^f(a)$ получен из кодекса $X^в(a)$ только при помощи операции соединения, т.е.

$$\forall X^f\in X^f(a),\ X^f=x_{i_1}^b x_{i_2}^b\dots x_{i_n}^b,\quad x_{i_j}^b\in X^b(a), j=\overline{1,n};$$

в этом случае

Мустафаев Валех Азад оглы - СГУ, канд. техн. наук, доцент, тел. +994505342506

Джафарова Шалала Мехти кызы - СГУ, аспирант, E-mail:salala78@bk.ru

$$R\left(X^f\right)=\min\left\{V\left(x_{i_j}^b\right)\middle|x_{i_j}^b\in X^b\right\}. \quad (3)$$

Комбинируя первый и второй варианты, исчерпывается все множество допустимых кодексов, которое возможно получить из кодекса $X^в(a)$.

И так, при заданных значениях степени принадлежности функции распределения для каждого подслова M^R *(a)*, $\forall\ a\ \in P\cup F$ выражения позволяет определить значения $R(V(t,b)),\forall b\in P\cup F$ при срабатывании любого перехода $t \in T$.

Учитывая вышеизложенные, разработан алгоритм функционирования нечетких алгебраических сетей Петри.

Алгоритм.

Шаг 1. Создание входной матрицы инцидентности множества переходов

$G^-=[(F\cup P)\times T]$ с размерностью $(m+n)\times r$:

$$g_{ji}^-=\begin{cases}s, \text{ если имеется дуга от } j\text{ - ой позиции}\\ \quad \text{к } i\text{ - му переходу;}\\ \varepsilon, \text{в противном случае;}\end{cases}$$

где $i=\overline{1,r}$, $j=\overline{1,m+n}$. При $j=\overline{1,m}$ обозначены дуги от позиций типа *f*, при $j=\overline{m+1,m+n}$ обозначены дуги от позиций типа p.

Шаг 2. Создание выходной матрицы инцидентности множества переходов $G^+=[T\times(F\cup P)]$ с размерностью $r\times(m+n)$:

$$g_{ji}^+=\begin{cases}s, \text{ если имеется дуга от } j\text{ - ой позиции}\\ \quad \text{к } i\text{ - му переходу;}\\ \varepsilon, \text{в противном случае;}\end{cases}$$

где $i=\overline{1,r}$, $j=\overline{1,m+n}$. При $j=\overline{1,m}$ обозначены дуги от позиций типа *f*, при $j=\overline{m+1,m+n}$ обозначены дуги от позиций типа p.

Шаг 3. Создание выходной матрицы степени принадлежности функции распределения множества переходов W^- с размерностью $r\times(m+n)$:

$$W_{ji}^-=\begin{cases}W(R), \text{ если имеется дуга от } j\text{ - ой позиции}\\ \quad \text{к } i\text{ - му переходу;}\\ 0, \text{в противном случае;}\end{cases}$$

где $i=\overline{1,r}$, $j=\overline{1,m+n}$, $W(R)\in[0,1]$.

Шаг 4. Создание матрицы начальной маркировки μ с размерностью $1\times(m+n)$:

$$\mu_j=\begin{cases}s, \text{если позиция маркирована словом s;}\\ \text{e, если позиция не маркирована;}\end{cases}$$

где $j=\overline{m+1,m+n}$. Элементы $\mu_j(j=\overline{1,m})$ определяют маркировки позиций типа *f*, а элементы $\mu_j(j=\overline{m+1,m+n})$ определяют маркировки позиций типа p.

Шаг 5. Создание матрицы степени принадлежности функции распределения начальной маркировки E:

$$E_j=\begin{cases}W(\mu_j), \text{если } j-\text{я позиция маркирован а;}\\ 0, \text{если } j-\text{я позиция не маркирован а;}\end{cases}$$

где $j=\overline{m+1,m+n}$, $W(\mu_j)\notin[0,1]$.

Шаг 6. Поиск разрешенного перехода. Для каждого перехода $t_i(i=\overline{1,r})$, проверяется условие срабатывания:

а) из матрицы G^- определяются все входные позиции перехода t_i. Для всех $g_{ji}\neq\varepsilon(j=\overline{1,m})$, проверяется условие, является ли, g_{ji} левым множителем μ_j: вычисляется длина этих элементов $n1=card(g_{ji}^-)$, выделяется слово $p=copy(\mu_j, 1, n1)$ из столько же символов с первой позиции из элемента маркировки μ_j. Если $p\neq g_{ji}^-$, то индекс *i* увеличивается на единицу $i=i+1$ и осуществляется переход к пункту а) шага 6.

б) для всех $g_{ji}\neq\varepsilon(j=\overline{m+1,m+n})$ составляется зеркальное слово: принимается $\tilde{\mu}_j=\tilde{\mu}_j\circ copy(\mu_j,k,1)$, при $k=\overline{n1,1}$;

в) проверяется условие, является ли $g_{ji}(j=\overline{m+1,m+n})$ левым множителем зеркального слова: выделяется слово $p=copy(\mu_j,1,n1)$ из $n1=card(g_{ji}^-)$ числа символов с первой позиции из зеркального слова $\tilde{\mu}_j$. Если $p\neq g_{ji}^-$, то индекс *i* увеличивается на единицу $i=i+1$.

Шаг 7. Если $i>r$ выдается сообщение о тупиковой ситуации.

Шаг 8. Осуществляется переход к пункту а) шага 6.

Шаг 9. Вычисление элементов матрицы новой маркировки:

$$\mu_j^{'}=\begin{cases}copy(\mu_j,n1+1,m1-n1)\circ g_{ij}^+, \text{при } j=\overline{1,m};\\ copy(\mu_j,1,m1-n1)\circ g_{ij}^+, \text{при } j=\overline{m+1,m+n},\end{cases}$$

где $m1=card(\mu_j),n1=card(g_{ji}^-)$.

Шаг 10. Новая маркировка принимается за текущую: $\mu_j=\mu_j^{'},(i=\overline{1,m+n})$

Шаг 11. Создание матрицы степени принадлежности функции распределения полученной новой маркировки E:

а) вычисление элементов выходной матрицы степени принадлежности функции распределения множества переходов W^+:

$$W^+(i,k)=\min\left\{W^-(j,i)\right\},\ j=\overline{1,m+n};$$

для всех $W^-(j,i)\neq 0$, где $i=\overline{1,r}$, $k=\overline{1,m+n}$;

б) $$E_j=\begin{cases}W^+(j,k), \text{ если } \mu_\text{j}\neq\varepsilon;\\ 0, \quad\quad \text{если } \mu_\text{j}=\varepsilon;\end{cases}$$

где $j=\overline{1,m+n}, l=card(\mu_n)$.

Шаг 12. Переход к шагу 6. Процесс продолжается до получения искомой маркировки.

На примере гибкого производственного модуля [2] рассмотрим реализацию алгоритма автоматизации функционирования нечетких алгебраических сетей Петри:

$P = \{p_1, p_2, p_3\}$ –позиции типа p; $F=\{f_1, f_2, f_3\}$ – позиции типа f;

$T= \{t_1, t_2, t_3, t_4\}$ – переходы; $A = \{a, b, d, k, m, s, r\}$ –конечный алфавит; $\mu_0\{<aar; 0.9 > <\varepsilon; 0 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.5>, <bd; 0.7 >, <\varepsilon; 0>\}$ –начальная маркировка позиций.

При этом входные и выходные матрицы инцидентности переходов соответственно примут вид:

	t_1	t_2	t_3	t_4
f_1	a	ε	ε	ε
f_2	ε	ε	ε	s
f_3	ε	a	ε	ε
p_1	ε	ar	ε	ε
p_2	db	ε	ε	ε
p_3	ε	ε	km	ε

	f_1	f_2	f_3	p_1	p_2	p_3
t_1	ε	ε	ε	ra	ε	mk
t_2	ε	s	ε	ε	ε	ε
t_3	ε	ε	a	ε	bd	ε
t_4	ε	ε	ε	ε	ε	ε

На основе разработанного алгоритма анализируются свойства нечетких алгебраических сетей Петри:

срабатывает переход t_1:

$\mu_0 (t_1 > \mu_1) = (<ar; 0.0961 >, <\varepsilon; 0 >, <\varepsilon; 0>, <dra; 0.0298>, <\varepsilon; 0 >, <mk; 0.0961>)$

срабатывает переход t_3:

$\mu_1 (t_3 > \mu_2)= (<ar; 0.3249 >, <\varepsilon; 0 >, <a; 0.57>, <dra; 0.1852>, <bd; 0.3249 >, <\varepsilon; 0>)$

срабатывает переход t_1:

$\mu_2 (t_1 > \mu_3)= (<r; 0.31 >, <\varepsilon; 0 >, <a; 0.31>, <drara; 0.0029>,<\varepsilon; 0 >, <mk; 0.0961>)$

срабатывает переход t_2:

$\mu_3 (t_2 > \mu_4)= (<r; 0.45 >, <s; 0.45 >, <\varepsilon; 0>, <dra; 0.0911>,<\varepsilon; 0 >, <mk; 0.2025>)$

срабатывает переход t_3:

$\mu_4 (t_3 > \mu_5)= (<r; 0.57 >, <s; 0.57 >, <a; 0.57>, <dra; 0.1852>,<bd; 0.3249 >, <\varepsilon; 0>)$

срабатывает переход t_2:

$\mu_5 (t_2 > \mu_6)= (<r; 0.45 >, <ss; 0.2025 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.45>, <bd; 0.2025 >, <\varepsilon; 0>)$

срабатывает переход t_4:

$\mu_6 (t_4 > \mu_7)= (<r; 0.62 >, <s; 0.62 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.62>, <bd; 0.3844 >, <\varepsilon; 0>)$

срабатывает переход t_4:

$\mu_7 (t_4 > \mu_8)= (<r; 0.62 >, <\varepsilon; 0 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.62>, <bd; 0.3844 >, <\varepsilon; 0>)$.

Диаграмма активности из начальной маркировки μ_0 нечеткой алгебраической сети Петри представляется в виде:

$\mu_0 (<aar; 0.9 >, <\varepsilon; 0 >, <d; 0.5 >, <bd; 0.7>, <\varepsilon; 0>)$

$\xrightarrow{t_1}$

$(<ar; 0.0961 >, <\varepsilon; 0 >, <\varepsilon; 0>, <dr;, 0.0298 >, <\varepsilon; 0>, <mk; 0.0961>)$

$\xrightarrow{t_3}$

$(ar; 0.3249 >, <\varepsilon; 0 >, <a; 0.57>, <dra; 0.1852 >, <bd; 0.3249>, <\varepsilon; 0>)$

$\xrightarrow{t_1}$

$(<r; 0.31 >, <\varepsilon; 0 >, <a, 0.31>,<drara;0.0029 >, <\varepsilon; 0>, <mk; 0.0961>)$

$\xrightarrow{t_2}$

$(<r; 0.45 >, <s; 0.45 >, <\varepsilon; 0>, <dra; 0.0911 >, <\varepsilon; 0>, <mk; 0.2025>)$

$\xrightarrow{t_3}$

$(<r; 0.57 >,<s; 0.57 >,<a; 0.57>,<dra; 0.1852 >, <bd; 0.3249>, <\varepsilon; 0>)$

$\xrightarrow{t_2}$

$(<r; 0.45 >, <ss; 0.2025 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.45 >, <bd; 0.2025>, <\varepsilon; 0>)$

$\xrightarrow{t_4}$

$(<r; 0.62 >, <s; 0.62 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.62 >, <bd; 0.3844>, <\varepsilon; 0>)$

$\xrightarrow{t_4}$

$(<r; 0.62 >, <\varepsilon; 0 >, <\varepsilon; 0>, <d; 0.62 >, <bd; 0.3844>, <\varepsilon; 0>)$

Разработана программа в системе DELPHI 7.0, на основе вышеописанного алгоритма. Проведен машинный эксперимент по данному примеру. Видно, что последовательность срабатываемых переходов принимает вид $T= (t_1\ t_3\ t_1\ t_2\ t_3\ t_2\ t_4\ t_4)$.

Компьютерный анализ на основе вышеуказанного алгоритма показывает, что данная нечеткая алгебраическая сеть достижима и активна. Современные компьютерные ресурсы позволяет анализировать такие сети с довольно большим числом позиций и переходов, что дает возможность моделированию сложных систем.

Литература

1. Лескин А.А., Мальцев П.А., Спиридонов А.М. Сети Петри в моделировании и управлении. Л.: Наука, 1989. 133 с.

2. Мустафаев В.А., Гусейнзаде Ш.С. Автоматизация моделирования с применением нечетких сетей Петри. Автоматизация и современные технологии. 2004. №7. С.6-9.

Сумгаитский государственный университет

EXPLOITATION OF ALGORITHM OF AUTOMATION OF FUNCTION OF ILLEGIBLE ALGEBRA NETWORKS OF PETRI

V.A. Mustafayev, Sh.M. Jafarova

In article are researched exploitation of algorithm of function of algebra networks of Petri. On the base of explicated algorithm was explicated programmed guarantee on the base of Delphi 7.0 which automatic analyses properties of achievement and activity

Key words: function, codex, alphabet