«АЛГОРИТМЫ АНАЛИЗА ДЛЯ НЕЧЕТКИХ ВРЕМЕННЫХ СЕТЕЙ ПЕТРИ»

Ефимов Максим Иванович, Желтов Валериан Павлович

Формально нечеткая временная сеть Петри определяется как шестерка

$\tilde{N} = (P, T, F, D, \tilde{q}, M(\tilde{t}_0))$, где $P = \{p\}$ - непустое конечное множество позиций; $T = \{t\}$ - непустое конечное множество переходов; $F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$ - отношение инцидентности позиций и переходов; B - функция кратности дуг: $\tilde{q} : T \rightarrow g$ - функция нечеткого времени срабатывания переходов сети; $\tilde{q} : F \rightarrow g$ -функция нечеткого времени задержки; $M_0 : P \rightarrow N_0$ - начальная маркировка сети; N_0 - множество натуральных чисел; γ - множество нечетких чисел.

Множеством входных позиций перехода называется множество $'t = \{p \mid p \in P, F(p,t) = 1\}$, а множеством выходных позиций соответственно $t' = \{p \mid p \in P, F(t,p) = 1\}$.

Разберем алгоритм построения ленты достижимости, он условно разбивается на следующие фазы.

Исходные данные: НВСП

$\tilde{N} = (P, T, F, D, \tilde{q}, M(\tilde{t}_0))$.

Начальная установка:

$\tilde{t}_i$ - нечеткое время работы сети, где *i=0*;

$M(\tilde{t}_i)$ - текущая маркировка, где *i=0*;

M - множество текущих маркировок;

$T(M(\tilde{t}_i))$ - множество переходов, для которой выполнено условие активизации;

s_g^h - *h*–ая ключевая последовательность, где *h=1*;

g - длина *h*–ой ключевой последовательности s_g^h, где *h=1, g=1*;

s - множество ключевых последовательностей s_g^h.

1. Формируем множество текущих маркировок М срабатывания переходов
   1.1. Если М=∅, тогда goto10.
   1.2. Если М≠∅, тогда goto2.
2. Выбираем маркировку $M(\tilde{t}_i)$ и удаляем из М.
3. Для маркировки $M(\tilde{t}_i)$ формируем множество переходов $T(M(\tilde{t}_i))$, для которых выполняется условие активизации.

4. Проверка маркировок на тупики.

4.1. Если $T(M(\tilde{t}_i))=\varnothing$, тогда $M(\tilde{t}_i)$ – маркировка тупиковая, s_g^h - удаляется из s со значением «тупик».

4.1.1. Если M≠∅, тогда goto2.

4.1.2. Если M=∅, тогда M:=M’, goto1.

4.2. Если $T(M(\tilde{t}_i))\neq\varnothing$, тогда $M(\tilde{t}_i)$ – маркировка не тупиковая, goto5.

5. Поиск возможных вариантов срабатывания переходов, где каждый вариант увеличивает s_g^h еще на одну ключевую последовательность, причем $s_g^{h+1}=s_g^h$.

6. Сработавшие переходы t_j доступны в нечеткий момент времени $\tilde{q}^C(t_j)$

7. Вычисляются маркировки

8. Проверка маркировок на циклы.

8.1. Если $M(\tilde{t}_i)$ – циклическая маркировка, тогда s_g^h - удаляется из s со значением «цикл».

9. Не циклические маркировки присваиваются множеству маркировок M’.

9.1. Если M=∅, тогда M:=M’, goto1.

9.2. Если M≠∅, тогда goto2.

10. Конец алгоритма.

В данном случае алгоритм носит более сложный характер, чем в классических и временных модификациях сетей Петри. Этот алгоритм годится так же для построения дерева достижимости. Если нечеткие временные сети Петри мы преобразуем в матричный вид, тогда благодаря этому алгоритму можно будет провести матричный анализ.

Список использованной литературы

1. Котов В.Е. Сети Петри. - М.: Наука, 1984. - 160 с.

2. Murata, M., “Temporal Uncertainty and Fuzzy-Timing High-Level Petri Nets,” Invited paper at the 17th International Conference on Application and Theory of Petri Nets, Osaka, Japan, LNCS Vol. 1091, pp. 11-28. 1996.

3. Юдицкий С. А. «Сценарный подход к моделированию поведения бизнес - систем». Серия «Управление организационными системами». – М.: СИНТЕГ, 2001, 112с.