第 16 卷第 4 期
1999 年 8 月

控制理论与应用
CONTROL THEORY AND APPLICATIONS

Vol.16, No.4
Aug., 1999

一类区段赋时弧有色 Petri 网的可达性和可阻断性分析

方宇炜
(冶金部自动化研究院系统所·北京,100071)

张兰玲
(万国软件开发(深圳)有限公司·深圳,518057)

韩曾晋
(清华大学自动化系·北京,100084)

摘要: 为了描述和分析实际复杂实时系统,提出一种新的时间限制 Perti 网模型,区段赋时弧有色 Petri 网模型.这种 Petri 网在有色 Petri 网的库所输出弧上标注以输入库所的颜色为自变量的时间区间函数.基于一种充分考虑了系统时间不确定性的激发规则,给出了区段赋时弧有色 Petri 网的发生元序列时间界估计,并以此为依据,提出了基于状态类的可达性分析方法和可阻断性分析方法.

关键词: 区段赋时弧有色 Petri 网; 时间界估计; 可达性分析; 可阻断性分析

Analysis of Reachability and Prohibitibility of a Class of Coloured Petri Nets with Interval Timed Arcs

Fang Yuwei
(Automation Research Institute of Metallurgy Industry Ministry·Beijing, 100071, P. R. China)

Zhang Lanling
(International Software Development (Shenzhen) Company Limited·Shenzhen, 518057, P. R. China)

Han Zengjin
(Department of Automation, Tsinghua University·Beijing, 100084, P. R. China)

Abstract: In order to describe and analyse complex real-time systems, new timing constraint Petri nets, named coloured petri nets with interval timed arcs (ITACPN), are proposed in this paper. This kind of petri nets uses time interval functions of colours in input places to label arcs that directing from places to transitions. Based on a kind of firing rule, which the uncertainty of system time is sufficiently considered, time bound of the occurrence sequence is estimated. Moreover, state class based methods used on reachability analysis and prohibitibility analysis are put forward.

Key words: coloured Petri nets with interval timed arcs; time bound estimation; reachability analysis; prohibitibility analysis

1 引言(Introduction)

时间 Petri 网(Time Petri Nets)[1]可以描述在一定范围内时间不确定的实时系统,文[2]研究了时间 Petri 网的可达性分析方法,但给出的结论只能分析实时系统的逻辑性质如死锁、有界性、可达性等,而不能分析和估计实时系统的时间性能如发生序列的时间界.对于硬时间限制的实时系统,其时间界的估计显得尤为重要.另外,同步组合时间 Petri 网描述的多个子系统时,合并变迁在同步化前后其上标注的时间区间往往会不一致[3].故近年来一类在库所输出弧上标注时间区间的区段赋时 Petri 网被提出并用于多媒体系统建模[3]、化工过程建模和控制[4]、炼钢连铸过程建模[5].文[4]研究了区段赋时弧 Petri 网在最早时间激发规则下的可达图分析方法.由于考虑的是系统最早时间,每个状态的演变实质上是在确定时间下进行的.鉴于有色 Petri 网[6]能够简捷地描述实际复杂系统,本文提出一种在有色 Petri 网的库所输出弧上标注时间区间的区段赋时弧有色 Petri 网,所有这些时间区间均为颜色的函数.基于这种 Petri 网的时间界估计,提出了可达性分析方法和发生元可阻断性分析方法.

2 区段赋时弧有色 Petri 网的静态结构与动态行为(Statistic structure and dynamic behavior of coloured petri nets with interval timed arcs)

本文于 1997 年 11 月 17 日收到. 1998 年 9 月 17 日收到修改稿.

定义 1 区段赋时弧有色 Petri 网 ITACPN $= \{CPN_{TI}, TF, IT, D_0\}$,其中

1) $CPN_{TI} = \{CPN, TS, IS\}$ 为带测试弧和禁止弧扩展的有色 Petri 网[7],其中 $CPN = \{\Sigma, P, T, A, N, C, G, E, IN\}$ 是有色 Petri 网[6],$TS = \{A_T, N_T, E_T\}$ 为测试弧说明[7],$IS = \{A_I, N_I, E_I\}$ 为禁止弧说明[7].

2) TF 是 $\bigcup_{p\in P} C(p)$ 到非负数集 $\mathbb{R}^+$ 的函数的集合,即 $TF = \{TF_i \mid TF_i: \bigcup_{p\in P} C(p) \to \mathbb{R}^+\}$;

3) $A_p = \{a \in A \mid \exists p \in P, \exists t \in T: N(a) = (p,t)\}$ 为 CPN 的库所输出弧集,则 $IT: A_p \to TF \times TF$,对于 $\forall a \in A_p, IT(a) = [TF_{l,a}, TF_{u,a}]$,其中 $TF_{l,a} \in TF, TF_{u,a} \in TF$;

4) 初始时间函数 D_0 是定义在有色标记集 $TD = \{(p,c) \mid p \in P, c \in C(p)\}$ 上的偏函数(partial function),对于 $\forall (p,c) \in IN, D_0: TD \to \mathbb{R}^+$.

定义 1 中,库所输出弧上标注的时间区间表示颜色在被消耗之前必须逗留的时间范围,通常是库所表示的过程的时间抽象,如工件的最小加工时间和最大加工时间.

ITACPN 的状态 s 是由赋时有色标记 (p,c,τ) 构成的多集(multiset)[6],其中 $(p,c) \in TD$ 为状态 s 的有色标记,τ 表示状态 s 中颜色 c 在库所 p 中已逗留的时间.状态 s 的标识 $M(s)$ 将任意一个 $p \in P$ 映射为定义在集合 $C(p)$ 上的一个多集,即 $\forall p \in P, M(s)(p) \in C(p)_{MS}$.状态 s 的时间函数 $D(s)$ 是定义在有色标记集 TD 上的偏函数,$D(s): TD \to \mathbb{R}^+$,对于 $\forall (p,c) \in M(s)$ 有 $D(s)(p,c) = \tau$.

与非赋时有色 Petri 网相同,由变迁 t 及其联编 $b \in B(t)$ 构成的发生元 $O = (t,b)$ 在状态 s 下是使能的,当且仅当满足[7]:

1) CPN 是使能的[6],即 $\forall p \in P: E(p,t)\langle b\rangle \leqslant M(s)(p)$;

2) 测试弧是使能的[7],即 $\forall a \in A_T: E_T(a)\langle b\rangle \leqslant M(s)(p(a))$;

3) 禁止弧是使能的[7],即 $\forall a \in A_I: E_I(a)\langle b\rangle \geqslant M(s)(p(a))$.

其中 $B(t)$ 为变迁 t 的联编集,$E(p,t) = \sum_{a\in A(p,t)} E(a)$,$p(a)$ 表示弧 a 的库所.所有状态 s 下使能的发生元构成其使能集 enable(s).

定义 2(可激发条件) 对于任意 $O \in$ enable(s) 在状态 s 下是可激发的,当且仅当满足:

$$EFT(O) \leqslant \min_{O_i \in \text{enable}(s)} LFT(O_i).$$

其中

$$EFT(O) = \max_{\substack{(p,c)\in TD_{\text{in}}(s,O)\\ a\in A(p,t)}} \{\max(TF_{l,a}(c) - D(s)(p,c), 0)\},$$

$$LFT(O) = \max_{\substack{(p,c)\in TD_{\text{in}}(s,O)\\ a\in A(p,t)}} \{\max(TF_{u,a}(c) - D(s)(p,c), 0)\}.$$

在此 $TD_{\text{in}}(s,O) = \{(p,c)\} \in M(s) \mid p \in P, c \in E(p,t)\langle b\rangle\}$ 表示状态 s 下发生元 $O = (t,b)$ 激发时消耗的有色标记集.

定义 3(激发规则) 设状态 s 下使能发生元 $O = (t,b)$ 是可激发的,其相对激发时间 $\theta \in [EFT(O), \min_{O_i \in \text{enable}(s)} LFT(O_i)]$,则激发后的系统状态 s' 满足:

$$\forall p \in P:\ M(s')(p) = M(s)(p) - E(p,t)\langle b\rangle + E(t,p)\langle b\rangle,$$

$$\forall (p,c) \in M(s'):\ D(s')(p,c) = \begin{cases} D(s)(p,c) + \theta, & (p,c) \notin TD_{\text{out}}(s',O), \\ 0, & (p,c) \in TD_{\text{out}}(s',O). \end{cases}$$

其中 $TD_{\text{out}}(s',O) = \{(p,c) \in M(s') \mid p \in P, c \in E(t,p)\langle b\rangle\}$ 表示状态 s' 中由 O 激发生成的有色标记集.

3 发生元序列时间界估计(Time bound estimation of occurrence sequence)

我们用 $s_{n-1}[O_n > s_n$ 表示状态 s_{n-1} 经发生元 O_n 激发生成状态 s_n,$s_0[\omega > s_n$ 表示初始状态 s_0 经发生元序列 $\omega = O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成状态 s_n,其中 $s_1s_2\cdots s_{n-1}$ 为中间状态,并且对于 $\forall i \in [1,n]$ 有 $s_{i-1}[O_i > s_i$.$|\omega|$ 表示 ω 的长度,$\omega|_i$ 表示长度为 i 的 ω 前缀,$\omega(i)$ 表示 ω 中第 i 个发生元.对于当前状态 s_n,其有色标记 (p,c) 并非均由 O_n 激发生成,若 $(p,c) \in M(s_n)$ 是从初始状态经 $\omega|_i$ 激发生成的,即 $(p,c) \in TD_{\text{out}}(s_n, \omega(i)) \wedge (p,c) \notin \bigcup_{j=i+1}^{n} TD_{\text{out}}(s_n, \omega(j))$,则 s_n 中颜色 c 到达库所 p 的时刻 $\tau^e_{(p,c)} = \tau^f(\omega(i))$,在此 $\tau^f(\omega(i))$ 为 $\omega(i)$ 的激发时刻.即使在初始时刻给定的情况下,$\tau^f(\omega(i))$ 也是不确定的,故用 $|\omega|_i|$ 表征它,即我们不关心 s_n 中 c 到达 p 的确切时刻,但关心 (p,c) 是由 ω 中第几个发生元激发生成的.记 $\mathrm{pos}(s_n)(p,c)$ 为状态 s_n

中有色标记(p,c)的位置信息，则$pos(s_n)(p,c)=i$若$(p,c)\in TD_{out}(s_n,\omega(i))\wedge(p,c)\notin\bigcup_{j=i+1}^{n}TD_{out}(s_n,\omega(j))$. 此外，对于初始状态$s_0$, $\forall(p,c)\in M(s_0)$有$pos(s_0)(p,c)=0$.

下面我们给出发生元序列时间界估计的主要结论，详细的证明可参看[8].

我们用$del(\omega)(i,j,n)$, $del_{min}(\omega)(i,j,n)$, $del_{max}(\omega)(i,j,n)$分别表示序列ω中O_n可被激发时O_i,O_j之间的时延、最小时延和最大时延，其中i,j,n满足$i\leqslant j\leqslant n=|\omega|$，则有如下结论：

定理 1 设状态s_0,s_n和发生元序列$\omega=O_1O_2\cdots O_n$满足$s_0[\omega>s_n$, O_i,O_j为ω中任意两个位置关系满足$i\leqslant j$的发生元，则O_i,O_j间的最小时间间隔：

$$del_{min}(\omega)(i,j,n)=\begin{cases}0, & i=j,\\ \max\limits_{h\in[j,n]}\{\max(del_{min}(\omega|_h)(i,h,h)-del_{max}(\omega|_h)(j,h,h),0)\}, & i\neq j,\end{cases}$$

最大时间间隔：

$$del_{max}(\omega)(i,j,n)=\begin{cases}0, & i=j,\\ \min\limits_{h\in[j,n]}\{\max(del_{max}(\omega|_h)(i,h,h)-del_{min}(\omega|_h)(j,h,h),0)\}, & i\neq j;\end{cases}$$

定理 2 设状态s_0,s_n和发生元序列$\omega=O_1O_2\cdots O_n$满足$s_0[\omega>s_n$, $O_i(i\in[1,n-1]$为ω中的一个发生元，O_i与O_n之间的最小时延

$$\begin{aligned}&del_{min}(\omega)(i,n,n)=\\&\max\{\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O_n)\\k=pos(s_{n-1})(p,c)>i\\a\in A(p,O_n(t))}}(\alpha_{k,n,a}(O_n)+\\&del_{min}(\omega|_{n-1})(i,k,n-1)),\\&\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O_n)\\k=pos(s_{n-1})(p,c)=i\\a\in A(p,O_n(t))}}\alpha_{k,n,a}(O_n),\\&\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O_n)\\k=pos(s_{n-1})(p,c)<i\\a\in A(p,O_n(t))}}(\alpha_{k,n,a}(O_n)-\\&del_{max}(\omega|_{n-1})(k,i,n-1))\};\end{aligned}$$

最大时延：

$$\begin{aligned}&del_{max}(\omega)(i,n,n)=\\&\min_{O\in enable(s_{n-1})}\{\max\{\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O)\\m=pos(s_{n-1})(p,c)>i\\a\in A(p,O(t))}}(\beta_{m,n,a}(O)+\\&del_{max}(\omega|_{n-1})(i,m,n-1)),\\&\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O)\\m=pos(s_{n-1})(p,c)=i\\a\in A(p,O(t))}}\beta_{m,n,a}(O),\\&\max_{\substack{(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O)\\m=pos(s_{n-1})(p,c)<i\\a\in A(p,O(t))}}(\beta_{m,n,a}(O)-\\&del_{min}(\omega|_{n-1})(m,i,n-1))\}\},\end{aligned}$$

在此，对于$\forall(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O_n)$, $k=pos(s_{n-1})(p,c)$, $a\in A(p,O_n(t))$, $\alpha_{k,n,a}(O_n)$为：

$$\alpha_{k,n,a}(O_n)=\begin{cases}TF_{l,a}(c), & k\neq0,\\ \max(TF_{l,a}(c)-D(s_0)(p,c),0), & k=0.\end{cases}$$

对于$\forall(p,c)\in TD_{in}(s_{n-1},O)(O\in enable(s_{n-1}))$, $m=pos(s_{n-1})(p,c)$, $a\in A(p,O(t))$, $\beta_{m,n,a}(O)$为：

$$\beta_{m,n,a}(O)=\begin{cases}TF_{u,a}(c), & m\neq0,\\ \max(TF_{u,a}(c)-D(s_0)(p,c),0), & m=0.\end{cases}$$

$O_n(t)$和$O(t)$分别表示发生元O_n和O对应的变迁，$TF_{l,a}(c)$和$TF_{u,a}(c)$为标注在弧a上的时间区间的左值和右值.

根据定理1和定理2我们就可以迭代求解发生元序列ω中任意两个发生元O_i,O_j之间的时间间隔区间，同时也可估计ω持续的上下界.

4 可达性分析(Reachability analysis)

由于各发生元间相对激发时间的不确定性，从同一初始态出发用同样的发生元序列可以得到无穷多个状态，因此基于状态的可达性分析是不现实的. 但可以将这些标识相同的状态聚类构成一个状态类.

ITACPN 的状态类$\bar{s}$是由区段赋时有色标记$(p,c)[\tau_1,\tau_2])$构成的多集，其中$[\tau_1,\tau_2]$是时间区间. 标识$M(\bar{s})$将任意一个$p\in P$映射为定义在集合$C(p)$上的一个多集，即$\forall p\in P, M(\bar{s})(p)\in C(p)_{MS}$. 状态类$\bar{s}$的时间区间函数$D(\bar{s})$是定义在有色标记集$TD$上的偏函数，$D(\bar{s}):TD\to\mathbb{R}^+\times\mathbb{R}^+$，对于$\forall(p,c)\in M(\bar{s})$有$D(\bar{s})(p,c)=[\tau_1,\tau_2]$. 为了说明方便，定义左时间函数$D_L(\bar{s})$和右时间函数$D_R(\bar{s})$，它们分别将$(p,c)$映射为时间区间的左值$\tau_1$和右值$\tau_2$，即$\forall(p,c)\in M(\bar{s})$有$D_L(\bar{s})(p,c)=\tau_1$, $D_R(\bar{s})(p,c)=\tau_2$. 显然初始状态类$\bar{s}_0$只包含初始状态s_0，故$M(\bar{s}_0)=M(s_0)$, $D_L(\bar{s}_0)=D_R(\bar{s}_0)=D(s_0)$. 我们用关系$s\lhd\bar{s}$表示$s$是状态类$\bar{s}$中的一个状态. 当$s\lhd\bar{s}$时，状态$s$与状态类$\bar{s}$中的有色标记具

有相同的位置信息,即 $\forall(p,c)\in M(s)=M(\bar{s})$, $\mathrm{pos}(s)(p,c)=\mathrm{pos}(\bar{s})(p,c)$.

下面我们来定义发生元对于状态类的使能条件、可激发条件和变迁规则.

因为使能条件与时间无关,因此状态类的使能条件与状态的使能条件是相同的,并且,若状态 s 与状态类 $\bar{s}$ 满足 $s\lhd\bar{s}$,那么两者有相同的使能集,即 $\mathrm{enable}(s)=\mathrm{enable}(\bar{s})$.

定义 4 (发生元相对状态类的可激发条件) 设状态类 $\bar{s}_{n-1}$ 是由初始状态类 $\bar{s}_0$ 经发生元序列 $\omega=O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成的,则下一个使能发生元 O_n 对于 $\bar{s}_{n-1}$ 是可激发的当且仅当

$$\forall(p_i,c_i)\in TD_{\mathrm{in}}(\bar{s}_{n-1},O_n),$$
$$k=\mathrm{pos}(\bar{s}_{n-1})(p_i,c_i),$$
$$\forall a\in A(p_i,O_n(t)):$$
$$\alpha_{k,n,a}(O_n)\leqslant \mathrm{del}_{\max}(\omega\cdot O_n)(k,n,n).$$

其中

$$\alpha_{k,n,a}(O_n)=\begin{cases}TF_{l,a}(c), & k\neq 0,\\ \max(TF_{l,a}(c)-\\ D(s_0)(p_i,c_i),0), & k=0.\end{cases}$$

$\mathrm{del}_{\max}(\omega\cdot O_n)(k,n,n)$ 为发生序列 $\omega\cdot Q_n$ 中 O_k 和 O_n 的最大间隔时间,计算方法由定理 1 和定理 2 给出,只需将 s 更换成 $\bar{s}$.

定义 5(状态类的变迁规则) 设状态类 $\bar{s}_{n-1}$ 是由初始状态类 $\bar{s}_0$ 经发生元序列 $\omega=O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成的,下一个发生元 O_n 将 $\bar{s}_{n-1}$ 演变为 $\bar{s}_n$,其定义为:

$$\forall p\in P:\ M(\bar{s}_n)(p)=M(\bar{s}_{n-1})(p)-E(p,O_n(t))\langle O_n(b)\rangle+E(O_n(t),p)\langle O_n(b)\rangle,$$
$$\forall(p,c)\in M(\bar{s}_n):$$
$$D_{\mathrm{L}}(\bar{s}_n)(p,c)=\begin{cases}\mathrm{del}_{\min}(\omega')(i,n,n), & 若\ \mathrm{pos}(\bar{s}_n)(p,c)=i\neq 0,\\ \mathrm{del}_{\min}(\omega')(0,n,n)+D(s_0)(p,c), & 若\ \mathrm{pos}(\bar{s}_n)(p,c)=0,\end{cases}$$
$$D_{\mathrm{R}}(\bar{s}_n)(p,c)=\begin{cases}\mathrm{del}_{\max}(\omega')(i,n,n), & 若\ \mathrm{pos}(\bar{s}_n)(p,c)=i\neq 0,\\ \mathrm{del}_{\max}(\omega')(0,n,n)+D(s_0)(p,c), & 若\ \mathrm{pos}(\bar{s}_n)(p,c)=0.\end{cases}$$

在此 $\bar{s}_n$ 中各有色标记的位置信息遵循如下的演变规则:

$$\forall(p,c)\in M(\bar{s}_n):$$
$$\mathrm{pos}(\bar{s}_n)(p,c)=$$
$$\begin{cases}\mathrm{pos}(\bar{s}_{n-1})(p,c), & (p,c)\notin TD_{\mathrm{out}}(\bar{s}_n,O_n),\\ |\omega'|, & (p,c)\in TD_{\mathrm{out}}(\bar{s}_n,O_n).\end{cases}$$

其中 $\omega'=\omega\cdot O_n$, $O_n(t)$, $O_n(b)$ 分别表示发生元 O_n 的变迁和联编, $TD_{\mathrm{out}}(\bar{s}_n,O_n)$ 为 $\bar{s}_n$ 中由 O_n 激发生成的有色标记构成的集合.

定理 3 设 ITACPN 的初始状态为 s_0, ω 为任一发生元序列, s 和 $\bar{s}$ 为状态和状态类,则 s_0, ω 和 s 满足 $s_0[\omega>s$ 当且仅当 s_0, ω 和 $\bar{s}$ 满足 $s_0[\omega>\bar{s}$,并且 s 和 $\bar{s}$ 之间满足:1) $M(s)=M(\bar{s})$, 2) $D(s)\in[D_{\mathrm{L}}(\bar{s}),D_{\mathrm{R}}(\bar{s})]$.

定理 3 说明基于状态类的可达性分析与基于状态的可达性分析在行为上的等价性,以状态为节点的可达树上的任意一条路径同时也存在于以状态类为节点的可达树中,反之亦然.

5 发生元的可阻断性分析(Prohibitibility analysis of occurrence element)

发生元的可阻断性是指调整当前状态类的某些可激发发生元的激发时间区间使得另外一些原可激发的发生元变为不可激发,从而阻止了非期望子状态类的生成.这是一种直接通过调整时间来对系统进行综合的方法.例如,设当前状态类 $\bar{s}_{n-1}$ 是由初始状态 s_0 经发生元序列 $\omega=O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成的,发生元 $O_{n,1},\cdots,O_{n,m}$ 相对于 $\bar{s}_{n-1}$ 均为可激发的,它们分别生成状态类 $\bar{s}_{n,1},\cdots,\bar{s}_{n,m}$. 根据系统性能要求, $\bar{s}_{n,m}$ 是非期望状态类,那么在一定条件下可以通过调整 $O_{n,1},\cdots,O_{n,m-1}$ 的激发时间区间使得原可激发的发生元 $O_{n,m}$ 变为不可激发,从而阻止系统进行非期望状态类 $\bar{s}_{n,m}$. 首先讨论两个发生元间的可阻断性.

定理 4 设状态类 $\bar{s}_{n-1}$ 是由初始状态类 $\bar{s}_0$ 经发生元序列 $\omega=O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成的, $O_{n,1}$ 和 $O_{n,2}$ 为 $\bar{s}_{n-1}$ 的两个可激发发生元,那么 $O_{n,2}$ 可被 $O_{n,1}$ 阻断的条件是:

1) $\forall i\in[0,n-1]$:
$\mathrm{del}_{\min}(\omega_1)(i,n,n)<\mathrm{del}_{\max}(\omega_1)(i,n-1,n)+\mathrm{del}_{\min}(\omega_2)(n-1,n,n)$;

2) $\mathrm{del}_{\min}(\omega_1)(n-1,n,n)<\mathrm{del}_{\min}(\omega_2)(n-1,n,n)$.

其中 $\omega_1=\omega\cdot O_{n,1}$, $\omega_2=\omega\cdot O_{n,2}$,此时 $Q_{n,1}$ 的激发时间区间应为 $[\mathrm{del}_{\min}(\omega_1)(n-1,n,n),\ \mathrm{del}_{\min}(\omega_2)(n-1,n,n)-\varepsilon]$, ε 是无穷小正数.

定理 4 的条件 1)保证 $O_{n,1}$ 在新的时间区间内仍可被 $\bar{s}_{n-1}$ 激发,而条件 2) 则使 $O_{n,2}$ 阻断.

下面讨论两个发生元集合间的可阻断性.设 $FR(\bar{s})$ 为状态类 $\bar{s}$ 的所有可激发发生元构成的集合,$FR_p(\bar{s})$ 是 $FR(\bar{s})$ 的一个子集.我们说发生元集合 $FR_p(\bar{s})$ 是可被阻断的如果通过调整集合 $FR(\bar{s})-FR_p(\bar{s})$ 中各发生元的激发时间区间使得集合 $FR_p(\bar{s})$ 中各发生元变为不可激发.

定理 5 设初始状态类 $\bar{s}_0$ 经发生元序列 $\omega = O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成状态类 $\bar{s}_{n-1}$,其可激发发生元集为 $FR(\bar{s}_{n-1})$,$FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 是 $FR(\bar{s}_{n-1})$ 的一个子集,则 $FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 可被阻断的条件是:

1) $\forall i \in [0, n-1]$, $\max\limits_{\omega_a \in \Omega_A}(\mathrm{del}_{\min}(\omega_a)(i,n,n) - \mathrm{del}_{\max}(\omega_a)(i,n-1,n)) < \min\limits_{\omega_p \in \Omega_p}\mathrm{del}_{\min}(\omega_p)(n-1,n,n)$;

2) $$\max_{\omega_a \in \Omega_A}\mathrm{del}_{\min}(\omega_a)(n-1,n,n) < \min_{\omega_p \in \Omega_p}\mathrm{del}_{\min}(\omega_p)(n-1,n,n).$$

其中发生元序列集 $\Omega_A = \{\omega \cdot O_{n,i} \mid O_{n,i} \in FR(\bar{s}_{n-1}) - FR_p(\bar{s}_{n-1})\}$,$\Omega_P = \{\omega \cdot O_{n,i} \mid O_{n,i} \in FR_p(\bar{s}_{n-1})\}$,此时 $O_{n,i} \in FR(\bar{s}_{n-1}) - FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 的激发时间区间应为$[\mathrm{del}_{\min}(\omega \cdot O_{n,i})(n-1,n,n), \min\limits_{\omega_p \in \Omega_P}\mathrm{del}_{\min}(\omega_p)(n-1,n,n) - \varepsilon]$.

当 $FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 阻断后,由于 $O_{n,i} \in FR(\bar{s}_{n-1}) - FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 的激发时间区间发生变化,因此所有 $\omega_a \in \Omega_A$ 中的任意发生元 $\omega_a(k)$ 与最后一个发生元 $O_{n,i}$ 间的最小时延和最大时延也有所变化.

推论 1 设初始状态类 $\bar{s}_0$ 经发生元序列 $\omega = O_1O_2\cdots O_n$ 激发生成状态类 $\bar{s}_{n-1}$,那么可激发发生元集 $FR(\bar{s}_{n-1})$ 的一个子集 $FR_p(\bar{s}_{n-1})$ 被阻断后,发生元序列 $\omega_a \in \Omega_A = \{\omega \cdot O_{n,i} \mid O_{n,i} \in FR(\bar{s}_{n-1}) - FR_p(\bar{s}_{n-1})\}$ 中的任意一个发生元 $\omega_a(k)$ 与 ω_a 的最后一个发生元 $O_{n,i}$ 间新的最小时延和最大时延为:

$$\mathrm{del}'_{\min}(\omega_a)(k,n,n) = \mathrm{del}_{\min}(\omega_a)(k,n,n),$$
$$\mathrm{del}'_{\max}(\omega_a)(k,n,n) = \mathrm{del}_{\max}(\omega_a)(k,n-1,n) + \{\min_{\omega_p \in \Omega_P}\}\mathrm{del}_{\min}(\omega_p)(n-1,n,n) - \varepsilon\}.$$

其中 $\Omega_P = \{\omega \cdot O_{n,j} \mid O_{n,j} \in FR_p(\bar{s}_{n-1})\}$.

6 结论(Conclusion)

本文的贡献在于结合有色 Petri 网,将前人已用于描述实际实时系统的区段赋时弧 Petri 网扩展为库所输出弧上标注以颜色为变量的时间区间函数的区段赋时弧有色 Petri 网,并给出了这种 Petri 网的发生序列时间界估计、基于状态类的可达性分析和发生元可阻断性分析.由于基于状态类的可达性分析与基于状态的可达性分析在行为上是等价的,因此这种可达性分析方法不仅能够分析实时系统的逻辑性质,而且能够分析时间性能.发生元的可阻断性分析进一步为区段赋时弧有色 Petri 网提供了一种直接通过调度时间来对系统进行综合的方法.所以无论在建模能力还是在分析方法上,都优于时间 Petri 网.

参考文献(References)

1 Merlin P and Faber D J. Recoverability of communication protocols. IEEE Trans. Communications, 1976, 24(9): 1036 – 1043

2 Berthomieu B and Diaz M. Modelling and verification of time dependent systems using time Petri nets. IEEE Trans. Software Engineering, 1991, 17(3): 259 – 273

3 Diaz M and Senac P. Time Stream Petri Nets, a Model for Timed Multimedia Information. In: Application and Theory of Petri Nets, Berlin: Springer-Verlag, 1994, 219 – 238

4 Hanisch H M. Analysis of Place/Transition Nets with Timed Arcs and Its Application to Batch Process Control. In: Application and Theory of Petri Nets, Berlin: Springer-Verlag, 1993, 282 – 299

5 方宇炜,韩曾晋.基于区段赋时弧有色 Petri 网的炼钢连铸过程调度模型.清华大学学报,1999,39(1):79 – 82

6 Jensen K. Coloured Petri Nets: A High Level Language for System Design and Analysis. In: Advances in Petri Nets, Berlin: Springer-Verlag, 1990, 342 – 416

7 Lakos C and Christensen S. A Generical Systematic Approach to Arc Extensions for Coloured Petri Nets. In: Application and Theory of Petri Nets, Berlin: Springer-Varlag, 1994, 338 – 355

8 方宇炜.炼钢连铸生产过程监控与实时调度——混合动态系统方法:[博士学位论文].北京:清华大学,1998

本文作者简介

方宇炜 1998 年 6 月毕业于清华大学自动化系,获自动控制理论及应用专业工学博士学位,期间主要研究方向是 Petri 网,混合动态系统,监控与实时调度.现在冶金部自动化研究院从事管控一体化研究与工程实现.

张兰玲 1998 年 3 月毕业于北京科技大学信息工程学院,获工业自动化专业工学博士学位,现在万国软件开发(深圳)有限公司从事软件工程.

韩曾晋 见本刊 1999 年第 2 期第 168 页.