

短文

TCPN 的变迁弱规则特有的调度可达 决策区域及算法¹⁾

杨根科

(西安交通大学系统工程研究所 西安 710049)

曾建潮

(太原重型机械学院自动化与计算机工程系 太原 030024)

孙国基

(西安交通大学系统工程研究所 西安 710049)

摘要 针对时间限制 Petri 网(TCPN)采用的变迁弱激活规则和基于 TCPN 的动态标记,引入变迁的调度延时决策变量和决策空间概念刻画 TCPN 的状态可达可调度规律.这些概念及其算法揭示了 TCPN 网的并发分布式动态调度特征.特别是变迁弱规则固有的容许含有失败变迁的并行分布式调度问题,描述了涉及具有有效期的可释放资源类实时系统的特殊调度问题及其规律.

关键词 Petri 网,时间限制 Petri 网,变迁激活弱规则,并行分布式调度.

ON SCHEDULING REACHABILITY DECISION DOMAIN FOR TIMING CONSTRAINT PETRI NETS WITH WEAK FIRING MODE

YANG Genke

(System Engineering Institute, Xi'an Jiao Tong University, Xi'an 710049)

ZENG Jianchao

(Automation and Computer Engineering, Taiyuan Heavy Machinery Institute, Taiyuan 030024)

SUN Guoji

(System Engineering Institute, Xi'an Jiao Tong University, Xi'an 710049)

Abstract By introducing concepts of the scheduling-decision-variable and decision space and on the basis of the dynamic-marking for TCPN, this paper presents a calculation method for firable and schedulable decision domain of the transitions, which lead to a target mark. Besides, a transition will last for a period of time, so it is

1)国家教季博士点基金9569289资助项目,山西省自然科学基金971034资助项目.

收稿日期 1997-01-07 收到修改稿日期 1998-09-15

not certain that its firing can be completed successfully even if the transition has been fired. Thus the reaching possibility of an expected target may also depend on the failure or extermination of other transitions. Therefore, those failing transitions should be considered when we deal with schedulability analysis and system synthesis of TCPN. TCPN with weak firing mode can be used to manage dynamic scheduling of concurrent and distributed real-time control systems with deadline and releasable resources.

Key words Petri net, timing constraint Petri net, weak firing mode, parallel scheduling reachability.

1 引言

文[1]引入的时间限制 Petri 网(TCPN)是时间约束类网中最具广泛意义的网之一,并讨论了弱变迁规则在实时系统模型描述验证中的合理性.弱变迁规则容许调度者动态地调整变迁的激活节奏,使实时系统的一系列任务获得及时的响应.本文基于 TCPN 的动态标记,通过调度决策延时变量反映弱激活规则容许的调度决策,用确切的决策空间的概念及其算法,给出了 TCPN 的状态可达可调度的决策区域.本文突出研究了 TCPN 的弱规则对实时系统的动态调度问题、固有的含有失败变迁并行分布式调度分析和系统综合问题的描述能力.弱变迁规则在解决具有有效期的可释放资源类实时系统的调度问题中有特殊重要的意义.

定义1. 时间限制 PN 网是一个六元组^[1]: $TCPN = \{P, T, F, TC, Fire_{dur}, M\}$.

$\{P, T, F, M\}$ 是基网且为普通网, $TC_{min}(t)/TC_{max}(t)$ 是变迁 t 使能后,自身限定的开始/结束激活变迁 t 的最小/最大经过时间; $TC_{min}(p)/TC_{max}(p)$ 是库所 p 中令牌到达后,令牌可用于开始/结束激活其输出变迁的最小/最大经过时间. $Fire_{dur}(t)$ 是变迁 t 激活持续时间常量.

弱激活模式:具激活优先权的变迁到达最早实际可激活时间后,变迁实际开始激活时间由调度延时确定.由于变迁激活有持续时间,故其激活后并不一定能够成功完成激活.用来使能变迁 t 的令牌,在变迁激活期间被占用;超过其生命期的令牌会在库所中变为死令牌,占用该令牌的变迁的激活被终止;若失败变迁释放的仍然是有效令牌,可用来激活其它变迁.

$Token_{arr}(p)$ 表示令牌 Token 到达库所 p 的绝对时间, $TokenFirable_{beg}(p) = Token_{arr}(p) + TC_{min}(p)$, $TokenFirable_{end}(p) = Token_{arr}(p) + TC_{max}(p)$. ID 表示令牌被占用或闲置态.则 $Token \langle Token_{arr}(p), TokenFirable_{beg}(p), TokenFirable_{end}(p), ID \rangle$ 是本文考虑的 Token 的动态状态. $M(s)$ 仅反映时刻 s 网的逻辑特征.令牌赋予动态状态表示后的网的标记称为动态标记.

定义2. TCPN 的动态标记为: $DM(s, p) = \{Token_1, \dots, Token_{M(s, p)}\}$.

若变迁 t 输入库所集 $IP(t) = \{p_j\}$ 中各有一个令牌使能变迁 t , 计算

$$\begin{cases} EFBT(t) = \max\{\max_j[TokenFirable_{beg}(p_j)], \max_j Token_{arr}(p_j) + TC_{min}(t)\}, \\ LFET(t) = \min\{\min_j[TokenFirable_{end}(p_j)], \max_j Token_{arr}(p_j) + TC_{max}(t)\}. \end{cases}$$

定义3. 在标记 DM 下变迁 t 被使能时,可成功完成激活的调度者的决策范围为:

$$0 \leq DDT(t) \leq LFET(t) - EFBF(t) - Fire_{dur}(t). \quad (1)$$

其中 $DDT(t)$ 称作决策延时变量. 通过一组变迁从初始标记到达某个目标标记的这多个变迁的决策延时变量的取值范围称为这组变迁从初始标记到达目标标记的决策空间.

2 TCPN 网的沿指定路径的可达性分析

标记 M_k 是从初始标记 M_0 沿指定路径 σ 可达的,如果存在以变迁激活结束时间的先后顺序排列转移过程 $\sigma = (M_0 t_1 M_1 \cdots M_i t_i \cdots t_k M_k)$. 若变迁集合 $\{t_i\}$ 的某些变迁处于冲突结构中,会有变迁能否优先激活的条件前提讨论. 考虑到一个变迁的激活可能是建立在某些冲突变迁激活被终止失败的前提下,故除变迁集合 $\{t_i\}$ 外,可达调度问题还应该考虑与 $\{t_i\}$ 有竞争关系的其它变迁的失败事件. 失败事件的发生不会产生逻辑标记的转移,但令牌的状态量是要改变的,即动态标记是变化的. 实际状态转移过程是 $\sigma = (M_0 t_{isf} M'_1 \cdots M'_j t_{jsf} \cdots M'_{k-1} t_k M_k)$, 在定义1的标记意义下 $M'_i \in \{M_i, 1 \leq i \leq n\}$. 当相邻标记 $M'_{i-1} \neq M'_i$ 时, t_{isf} 成功完成激活了, $t_{isf} \in \{t_i, 1 \leq i \leq n\}$; 当相邻标记 $M'_{i-1} = M'_{i-1}$ 时, t_{isf} 的激活被终止了,但此时动态标记 $DM'_{i-1} \neq DM_i$. 考虑含有失败变迁返回情形是弱变迁规则特有的调度可达路径.

从 M_0 到达 M_k 的过渡可达状态的全部使能变迁集合称为 M_k 的广义上游变迁集合.

3 TCPN 网的并发分布式调度

实际控制系统调度问题的模型验证或综合中,除去一些关键信息外,不必关心变迁的结束时间顺序之类的过渡信息. 本文引入的决策空间和动态标记能够反映 TCPN 网的对并发分布式实时系统的动态调度问题的描述能力.

TCPN 网一般的验证问题提法:研究标记 DM_k 是从初始标记 DM_0 沿关键标记路径 $\{DM_0 \cdots DM_i \cdots DM_k\}$ 可达的可调度性. 诸 DM_i 是具有逻辑顺序的动态标记(集)集合.

沿关键标记路径 $\{DM_0 \cdots DM_i \cdots DM_k\}$ 可达的调度决策空间的求解步骤如下:

Begin

找出沿关键标记状态可达路径上的全部广义上游变迁集合.

For $i=0$ to $k-1$

For $j=1$ to $j(i)$, 对应相邻关键动态标记 DM_i, DM_{i+1} 之间的一个全序可达子路径

$$\sigma_{i,j} = (DM_i \{t_1^{i,j}\} \cdots DM_h^{i,j} \{t_h^{i,j}\} \cdots DM_{n(i,j)}^{i,j} \{t_{n(i,j)}^{i,j}\} DM_{i+1}).$$

For $h=1$ to $n(i,j)$

1) 当 $DM_h^{i,j}$ 具有唯一使能变迁 $t_h^{i,j}$ 时:

根据 $t_h^{i,j}$ 是激活成功完成变迁(或是失败终止),以及 $DM_h^{i,j}$ 的动态标记计算 $t_h^{i,j}$ 可成功完成(或是失败终止)激活的约束;变迁可成功完成(或是失败终止)的约束确定决策延时变量 $DDT(t_h^{i,j})$ 约束条件;计算变迁 $t_h^{i,j}$ 结束时间表达式,由状态转移规律计算新标记 $DM_{h+1}^{i,j}$ 的动态

标记(与 $DM_k^{i,j}$ 和 $DDT(t_1^{i,j}) \sim DDT(t_k^{i,j})$ 有关).

2) 当 $DM_k^{i,j}$ 同时使能多个并发变迁时, $\{t_k^{i,j}\}$ 表示并发变迁集合:

对每个使能变迁 $t_{k'}^{i,j} \in \{t_k^{i,j}\}$, 同上计算所有的约束关系, 以及此变迁结束时新动态标记 $DM_{k+1,l}^{i,j}$; 同步动态标记 $DM_{k+1}^{i,j}$ 是诸并发变迁计算的结束标记的交集, 即 $DM_{k+1}^{i,j} = \bigcap_l DM_{k+1,l}^{i,j}$.

Return

Return

“或”过程: 相邻关键动态标记 DM_i, DM_{i+1} 之间有不同可达路径, DM_i, DM_{i+1} 之间的可达决策约束为不同路径涉及的变迁延时变量约束条件的“或”关系.

Return

“与”过程: 每条可达路径是前后连接上述相邻关键标记路径获得. 实现一条可达路径的决策空间是其全部变迁的决策延时变量的约束条件的“与”关系.

End.

上面所有步骤给出了诸变迁的决策延时变量确定的约束条件, 记为: $F(CC, DDT) \geq 0$, 其中 DDT 表示全部变迁决策延时向量, CC 表示全部变迁与库所时间约束参数集.

设调度目标函数为 $J(DDT)$, 则最优调度问题求解变为解约束问题:

$$\begin{cases} \min_{DDT \in D} J(DDT), \\ D = \{DDT; F(CC, DDT) \geq 0\}. \end{cases} \quad (2)$$

D 既是沿关键标记路径 ($DM_0 \cdots DM_i \cdots DM_k$) 的调度可达决策空间. 算法毕.

4 TCPN 网的综合

可达性验证了实际系统的时间响应描述的正确性. 系统设计阶段对时间约束有一个从设定—验证—再设定的过程. 当按照系统要求给定网的一种时间约束后, 若从初始标记到目标标记的可成功调度决策空间为空集时, 要解决松弛时间约束问题. 松弛位置的选取, 既与问题本身约束要求有关又与网的拓扑结构有关. 给定可调整库所、变迁的调整范围, 用调整参数变量表示调整量, 记前面决策空间 D 的约束方程组为

$$F(\alpha, DDT) \geq 0. \quad (3)$$

若 DDT 为 n 维向量, α 为 k 维调整参数变量, $\alpha=0$ 对应原来给定的时间约束.

$$D = F(\alpha, R_+^n) \cap R_+^n. \quad (4)$$

上式中, $R_+^n = \{x = (x_1, x_2, \dots, x_n), x_j \geq 0\}$; $\alpha=0$ 时, $D = \Phi$, 实际是 $F(0, R_+^n) < 0$.

对 $F(\alpha, DDT)$ 关于 α 利用优化算法求 (3) 的可行解, 或求使 (3) 集合最大的最优解. 当有具体的综合目标时, 问题可归结为类似式 (2) 的优化问题.

5 实例讨论

例子1. 图1为简化的医疗监控系统的 TCPN 模型. t_0 是定时采样控制器, t_1, t_2 分别是查询和分析过程, t_3 比较查询和分析结果, 若一致则输出正常响应, 若不一致则退回令牌, t_4 输出异常响应. 假如正常情形下 t_1 不附加决策延时, $t_1 \sim t_4$ 附加决策延时表示预处理. 每

次采样后令牌分布为 $M_0=(1,1,1,0,0,0,0,1)$, 到达标记 $M_5=(1,0,0,0,0,1,0,*)$ 表示正常响应, 到达标记 $M_6=(1,0,0,0,0,0,1,0)$ 表示异常响应.

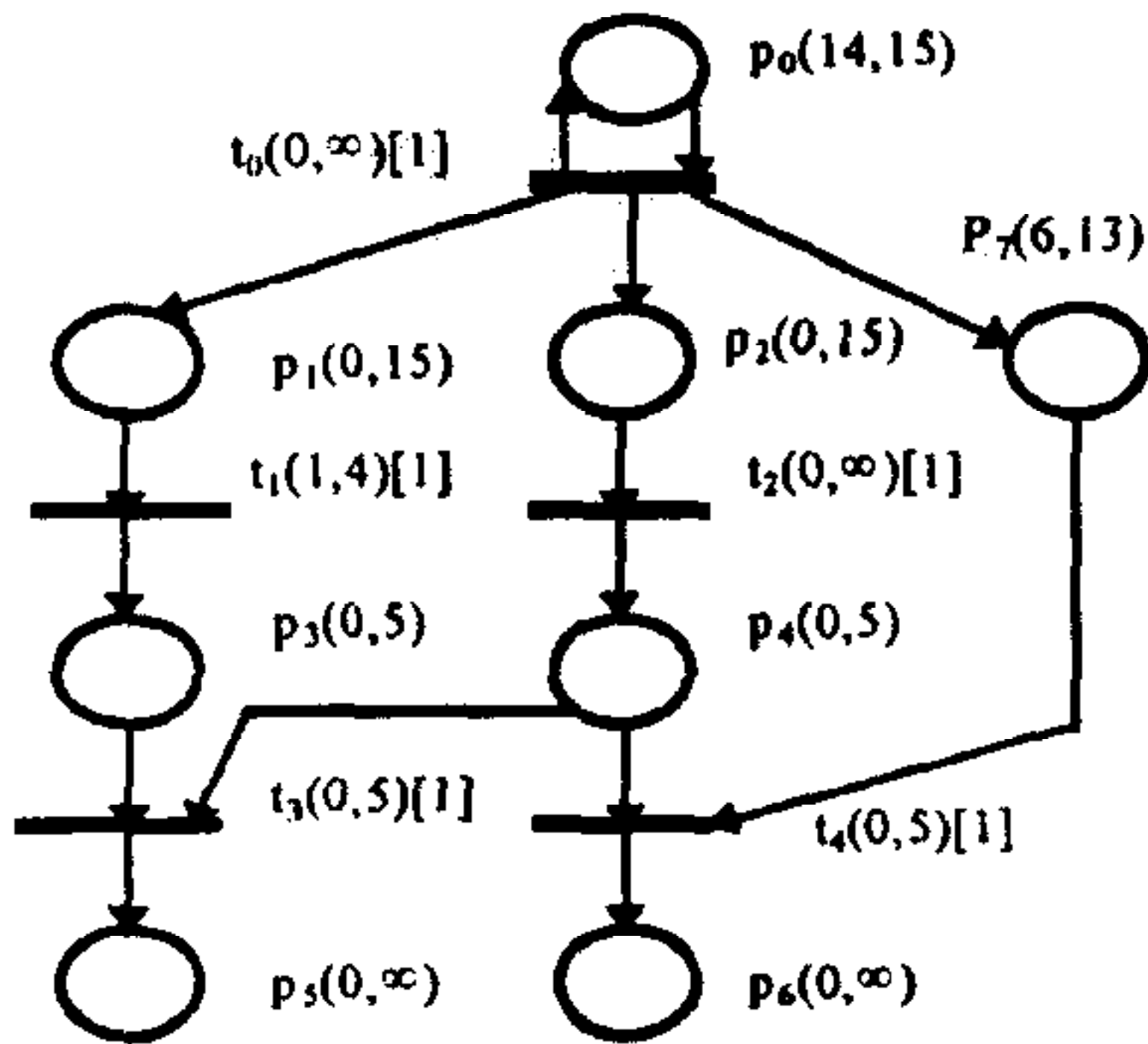


图1 监控系统 TCPN 模型

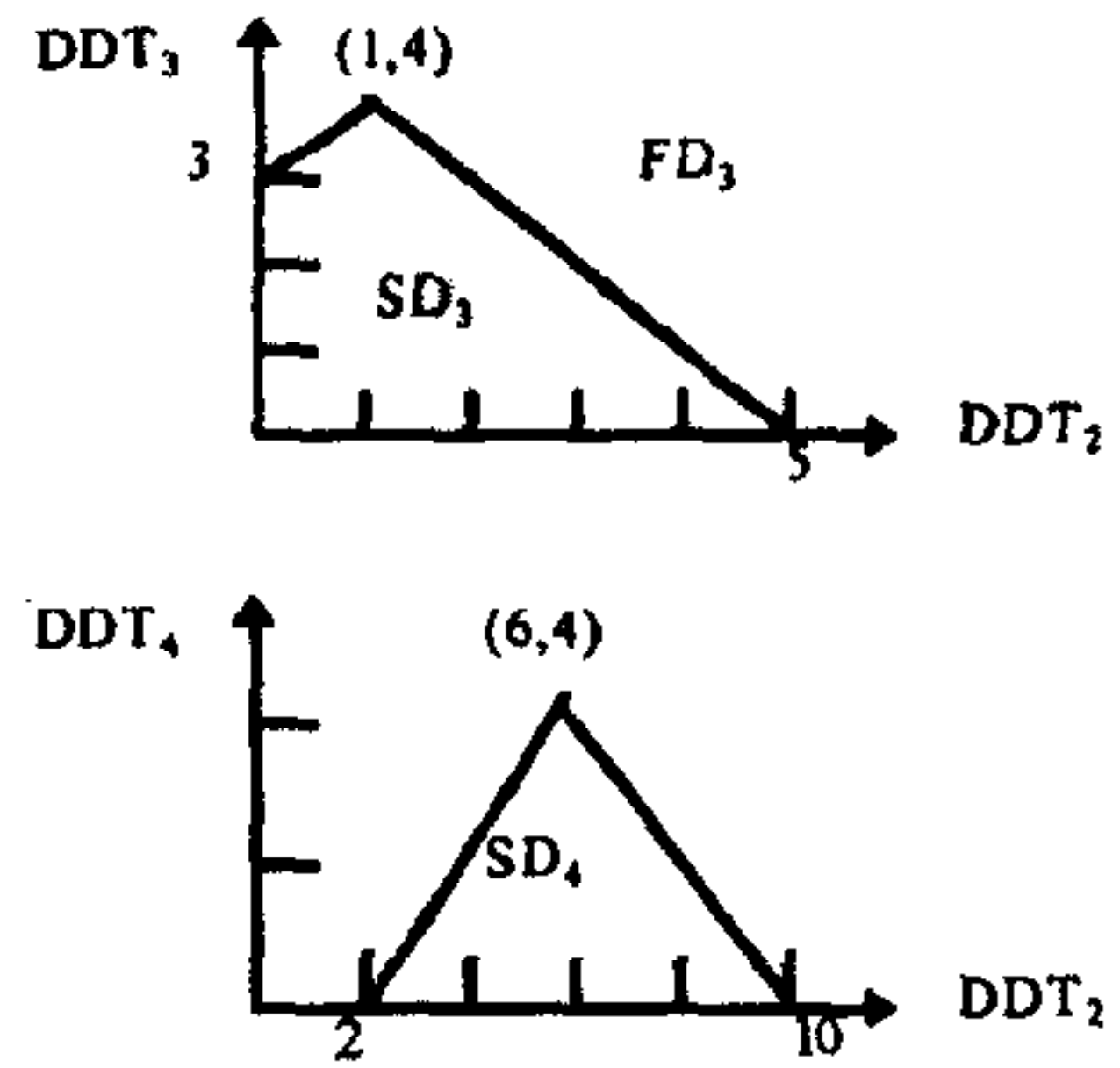


图2 正常响应的延时决策区域: SD_3
异常响应的延时决策区域: $FD_3 \cap SD_4$

结合例子, 弱变迁规则刻画实时系统调度问题的独特之处包括:

TCPN 动态分布式调度: 由决策延时变量的整体协调关系描述. 图2为例子正常响应和异常响应状态可达的决策延时变量的取值区域. TCPN 复杂的可达性分析: 含有失败变迁的可达路径、复杂的并发过程和复杂的可达状态. 例子中异常响应状态可达的实际的转移过程: $M_0 \{t_1, t_2\} M_i \{t_3, t_4\} M_6$, $M_i=(1,0,0,1,1,0,0,1)$. 当决策延时控制不落在区域 SD_3 或 $FD_3 \cap SD_4$ 时, 因使能令牌超越有效期, 变迁 t_3, t_4 皆不会成功完成激活. TCPN 的设计: 通过适当地松弛系统约束参数, 扩展期望状态的可达决策空间. 如例子中修正 t_3 时间参数为 $t_3(0, \alpha)[1]$, 随着的 α 减小, M_6 可达的决策区域增大.

TCPN 弱变迁规则描述实时系统调度问题中有突出的对动态性和复杂性的驾御能力.

参 考 文 献

- 1 Tsai J P, Yang S J, Chang Y H. Timing constraint Petri nets and their application to schedulability analysis of real-time system specifications. *IEEE Trans. Software Eng.*, 1995, 21(1): 32—49
- 2 Serthomeiu B, Diaz M. Modeling and verification of time dependent systems using time Petri nets. *IEEE Trans. Software Eng.*, 1991, 17(3): 259—273
- 3 Ramamoorthy C V, Ho G S. Performance evaluation of asynchronous concurrent systems using Petri nets. *IEEE Trans. Software Eng.*, 1980, 6(9): 440—449
- 4 Peng D, Shin K G. Modeling of concurrent task execution in a distributed system for real-time control. *IEEE Trans. Comput.*, 1987, 36(4): 500—516

杨根科 1963年生, 博士生. 研究方向为离散事件动态系统和混合系统建模分析与控制.

曾建潮 1963年生, 博士学位, 教授. 研究方向为复杂系统仿真优化和过程仿真系统等.

孙国基 1936年生, 副博士学位, 教授. 博士生导师. 主要研究方向为复杂系统建模与仿真, 虚拟制造和 CIMS 等.