

时间约束 Petri 网的可调度性分析方法研究*

李慧芳 李人厚

(西安交通大学系统工程研究所 710049)

摘 要 在系统地研究了时间约束 Petri 网的基础上, 提出了一般的状态可达性分析方法。通过讨论任意拓扑结构 TCPN's 的可调度分析, 克服了以往 TCPN's 可达性分析方法的局限性, 显示了该方法的准确性和实用性。

关键词 时间约束 Petri 网, Petri 网, 可调度分析, 决策变量

分类号 TP 278

Studies on Schedulability Analysis Method of Timing Constraint Petri Nets

Li Huifang, Li Renhou

(Xi'an Jiaotong University)

Abstract A general analysis method of state reachability is proposed based on systematically investigating timing constraint Petri nets. Through discussing schedulability analysis of TCPN's with any topology structure, the limitation of existing reachability analysis method about TCPN's is overcome, then the veracity and practicability of proposed method are demonstrated.

Key words timing constraint Petri nets, Petri nets, schedulability analysis, decision variables

1 引 言

时间约束 Petri 网^[1](TCPN's)是具有广义时间约束的 Petri 网, 它综合了时间 Petri 网^[2,3]和赋时 Petri 网^[4]的共同特点, 具有经典 Petri 网(PN's)的理论基础和额外的时间约束能力。TCPN's 采用弱触发规则, 使能的变迁可触发也可不触发, 完全由调度者决定。Tasi^[1]讨论了 TCPN's 的可调度分析, 但由于状态演化的复杂性, 使有关可调度分析的概念及结论发生错误。

本文修正了文献[1]所得出的结论, 完整地给出了一般 TCPN's 的可达性分析方法; 通过分析网的拓扑结构, 给出了变迁可调度时决策变量的启发式选择方法; 在状态可达时可求得调度者的决策范围, 以便控制网的动态行为。

2 基本概念

时间约束 Petri 网是一个 6 元组 (P, T, F, TC, D, M_0) 。其中, (P, T, F, M_0) 是基网; D 是 $FIRE_{Dur}(t)$, 即变迁 t 的触发延迟时间; TC 是整数对 $(TC_{min}(pt), TC_{max}(pt))$ 组成的集合, pt 是库所或变迁。库所时间对 $(TC_{min}(p_j), TC_{max}(p_j))$, 表示当 p_j 中的托肯到达后, 用于使其输出变迁的时间范围; 变迁时间对 $(TC_{min}(t), TC_{max}(t))$, 表示当 t 使能后, 可触发的时间范围。设 p_j 为 t 的输入库所, 则 t 的实际可触发时间区间由 $TOKEN_{arr}(p_j)$, $TC_{min}(p_j)/TC_{max}(p_j)$ 和 $TC_{min}(t)/TC_{max}(t)$ 共同决定。如果输入库所 p_j 中有多个托肯, 则可按选择规则(先进先出)使能 t 。

在 TCPN's 中, 所有用于使能变迁 t 的托肯 TK's 在 t 的触发过程中“消失”; 当 t 成功地完成触发时, 便向 t 的输出库所中输出相应数目的托肯。如

* 1999-06-08 收稿, 2000-01-17 修回

果 t 成功完成触发失败, 则 TK_s 被放回原库所。TCPN_s 的分析方法是基于绝对与相对时间模式, 特别适合于具有冲突结构系统的建模与分析。

为便于讨论, 假定系统的全局时钟为 Clock, $FIRE_{enabled}(t)$ 为变迁 t 的使能时间, $EEBT(t)/LEET(t)$ 为 t 的最早使能开始/最晚使能结束时间, $EFBT(t)/LFET(t)$ 为 t 的最早触发开始/最晚触发结束时间, $FIRE_{begin}(t)/FIRE_{end}(t)$ 为 t 的实际触发开始/触发结束时间; $I_p(t)/O_p(t)$ 为变迁 t 的输入/输出库所集合, $I_i(p_j)/O_i(p_j)$ 是库所 p_j 的输入/输出变迁集合。

3 TCPN_s 的可达性分析

定义1 在某一标记 M 下, 如果 $LFET(t) - EFBT(t) \geq 0$, 则使能的变迁 t 可触发; 如果 $LFET(t) - EFBT(t) < FIRE_{Dur}(t)$, 则使能的变迁 t 可成功地完成触发。

定义2 在某一标记 M 下, 当变迁 t 可成功地完成触发时, 则变迁 t 是可调度的。考虑 $TOKEN_{arr}(p_j)$ 时, 变迁 t 可调度称为强可调度; 不考虑 $TOKEN_{arr}(p_j)$ 时, 变迁 t 可调度称为弱可调度。

3.1 EFBT(t)/LFET(t) 的计算

设 $p_j \in I_p(t)$, 则 t 的 $EEBT(t)/LEET(t)$ 受其所有输入库所中托肯的使能时间约束。即

$$EEBT(t) = \max_j [TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{min}(p_j)] \quad (1)$$

$$LEET(t) = \min_j [TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{max}(p_j)] \quad (2)$$

定理1 设 $p_j \in I_p(t)$, 则变迁 t 可成功完成触发的必要条件为

$$LEET(t) - EEBT(t) \leq FIRE_{Dur}(t)$$

$$TC_{max}(t) - TC_{min}(t) \leq FIRE_{Dur}(t)$$

证明略。

定理2 设 $p_j \in I_p(t)$, 在某一使能标记 M_i 下, 如果变迁 t 强可调度, 那么 $EFBT(t)/LFET(t)$ 可由下式给出。

$$EFBT(t) = EEBT(t) + TC_{min}(t) \quad (3)$$

$$LFET(t) = LEET(t) \quad (4)$$

且 $LFET(t) - EFBT(t) \leq FIRE_{Dur}(t)$

证明 如果变迁 t 可触发, 当且仅当它被每一输入库所使能, 并在使能后经过 $TC_{min}(t)$ 个时间单位便可触发, 则 t 的最早开始触发时间

$$EFBT(t) = EEBT(t) + TC_{min}(t)$$

一旦变迁 t 的任一个输入库所停止使能, 则它将立即停止触发, 即 $LFET(t) = LEET(t)$ 。另外, t 可成功地完成触发还应满足自身的时间约束

$$LFET(t) - FIRE_{enabled}(t) \leq TC_{max}(t)$$

变迁 t 的使能时间约束为

$$EEBT(t) - FIRE_{enabled}(t) \leq LEET(t)$$

如果选择不同的使能时刻调度 t , 则可产生 $FIRE_{end}(t) > LEET(t)$ 或 $FIRE_{end}(t) < LEET(t)$ 两种结果。前者 t 不能成功地完成触发; 后者 t 结束触发后, 其输入库所仍然使能。变迁 t 的实际触发由调度者决定, 为使调度者有足够的决策范围, 应取 $LFET(t) = LEET(t)$ 。由定义1和定义2知

$$LFET(t) - EFBT(t) \leq FIRE_{Dur}(t)$$

3.2 TCPN_s 的可达性分析

在 TCPN_s 中, 如果 M_n 从 M_0 可达, 则至少存在一个触发序列

$$\sigma = (M_0 t_1 M_1 t_2 M_2 \dots t_i M_i \dots t_n M_n)$$

或 $(t_1 t_2 \dots t_i \dots t_n)$, 可将 M_0 转换为 M_n 。由于时间约束, 仅当 σ 中的所有变迁 t_1 至 t_n 相对于 M_0 强可调度时, M_n 才是可达的。由定理1和定理2可得有关可达性分析的几个结论:

1) 如果变迁 t 满足 $LEET(t) - EEBT(t) \leq FIRE_{Dur}(t)$, 则 t 可触发。在图1中, 设

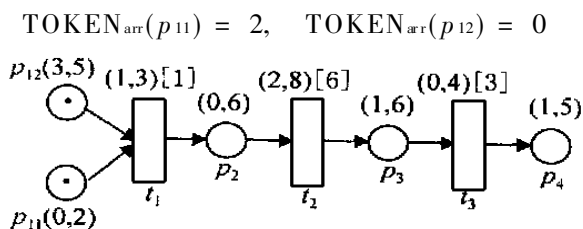


图1 简单的 TCPN

考察变迁 t_1 的可触发性。由文献[1]的结论有

$$EFBT(t_1) = 4, \quad LFET(t_1) = 3$$

$$LFET(t_1) - EFBT(t_1) = -1 < 0$$

所以 t_1 不可触发。实际上, 由式(1)和(2)知

$$EEBT(t_1) = 3, \quad LEET(t_1) = 4$$

变迁 t 满足 $LEET(t_1) - EEBT(t_1) \leq FIRE_{Dur}(t_1)$, t_1 有可能触发, 且由式(3)和(4)知

$$EFBT(t_1) = 4, \quad LFET(t_1) = 4$$

$$LFET(t_1) - EFBT(t_1) = 0$$

t_1 可触发。 t_1 能否成功地完成触发, 还取决于 $FIRE_{Dur}(t_1)$ 。本例中变迁 t_1 可触发, 但却不能成功地完成触发。

2) 变迁 t_n 可触发的必要条件是 t_n 的上游变迁 t_{n-1} 强可调度。在图 1 中, 设

$$TOKEN_{arr}(p_2) = T$$

分析从标记 $M(p_2)$ 至 $M(p_4)$ 的可达性。由文献[1]的结论知变迁 t_3 强可调度。事实上, 其上游变迁 t_2 不可调度, 因为 t_2 开始触发后的实际使能时间小于 $FIRE_{Dur}(t_2)$, 即

$$LFET(t_2) - EFBT(t_2) = 4 < FIRE_{Dur}(t_2) = 6$$

由式(1) ~ (4) 知 t_2 不可调度, 必然 t_3 不可调度。由此可见, 利用[1]的结论, 当 t_n 强可调度时, 并不能保证 t_n 的上游变迁 $t_i(i = 1, \dots, n-1)$ 都强可调度。作者认为, 要分析 M_n 的可达性, 必须从 M_0 出发, 利用式(1) ~ (4) 依次考察其上游变迁 $t_1 t_2 \dots t_n$ 的可调度性。

3) 弱可触发并不是强可触发的必要条件。由[1]知, 强可调度 强可触发 弱可触发。设 p_j $I_p(t)$, 则 p_j 中的托肯使能 t 的时间区间为

$$(TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{min}(p_j), \\ TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{max}(p_j))$$

不同的输入库所可能具有不同的 $TOKEN_{arr}(p_j)$, 因此它们使能 t 的时间区间不同, 仅当 $LEET(t)$ $EEBT(t)$ 时, 变迁 t 才被真正使能。在图 1 中, 不考虑 $TOKEN_{arr}(p_j)$ ($j = 1, 2$) 时, 由式(1) ~ (4) 知 t_1 不是弱可触发。设

$$TOKEN_{arr}(p_{11}) = 2, \quad TOKEN_{arr}(p_{12}) = 0$$

由前面 1) 的结论知变迁 t_1 强可触发。如果 $FIRE_{Dur}(t_1) = 0$, 则 t_1 强可调度。可见, 强可调度必然强可触发, 而强可触发未必弱可触发。

4 TCPN's 变迁可调度的决策范围

设 p_j $I_p(t)$, 且用 ID 表示 p_j 中的托肯标识, 则当 t 触发后, $ID = 1$ (托肯“被占用”); 当 t 触发失败时, 所有被释放的托肯, 其 $ID = 0$ (托肯“空闲”)。每一托肯的状态可表示为

$$S_{TOKEN} \langle \langle TOKEN_{arr}(p_j), TOKEN_{enabledbeg}(p_j), \\ TOKEN_{enabledend}(p_j), ID \rangle \rangle$$

当一个托肯到达库所 p_j 时, 有

$$TOKEN_{enabledbeg}(p_j) = \\ TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{min}(p_j) \quad (5)$$

$$TOKEN_{enabledend}(p_j) = \\ TOKEN_{arr}(p_j) + TC_{max}(p_j) \quad (6)$$

在某一标记 M 下, 变迁 t 的使能时间约束由其所有输入库所中托肯的使能时间决定, 即

$$FIRE_{enabled}(t) \\ (MAX_j(TOKEN_{enabledbeg}(p_j)), \\ MIN_j(TOKEN_{enabledend}(p_j))) \quad (7)$$

此时 t 的 $EFBT(t)/LFET(t)$ 可表示为

$$EFBT(t) = \\ MAX_j[TOKEN_{enabledbeg}(p_j)] + TC_{min}(t) \quad (8)$$

$$LFET(t) = MIN_j[TOKEN_{enabledend}(p_j)] \quad (9)$$

定义 3 在某一标记 M 下, 当变迁 t 可调度时, 如果用 $D(t)$ 表示 t 的决策延时变量, $UD(t)$ 表示 $D(t)$ 的上界, 则调度者的可决策范围是

$$0 \leq D(t) \leq UD(t) = \\ LFET(t) - EFBT(t) - FIRE_{Dur}(t)$$

此时, 变迁 t 的实际开始触发时间为

$$FIRE_{begin}(t) = D(t) + EFBT(t)$$

如果 t 成功地完成触发, 则

$$\forall p_j \quad O_p(t), \quad TOKEN_{arr}(p_j) = FIRE_{end}(t)$$

如果选择 $D(t) > UD(t)$, 则

$$FIRE_{end}(t) = \\ FIRE_{begin}(t) + FIRE_{Dur}(t) > LFET(t)$$

即变迁 t 不能成功地完成触发。由 t 释放的 TK_s 可用于使能 t 的冲突变迁。设 t 在 τ 时刻终止触发, 则 $\tau = LFET(t)$, 所有被 t 释放的 TK_s , 其 $ID = 0$, 且使能时间修正为

$$TOKEN_{enabledbeg}(p_i) = \tau + 1 \\ p_i \quad I_p(t) \quad (10)$$

5 决策变量的启发式选择方法

PN_s 和 $TCPN_s$ 在可达性上具有不同的行为。如果 M_0 至 M_n 的触发序列 σ 中的一个变迁不可调度, 则 M_n 不可达。由于 $p_k \quad O_p(t_{i-1})$ 中托肯的到达时间与 $D(t_{i-1})$ 的选取有关, 因此要分析 M_n 的可达性, 必须依次考察 M_n 的上游变迁 $t_1 t_2 \dots t_n$ 的可调度性。因网结构的不同, $D(t_{n-1})$ 的选取方法也不同, 有下面几种情况(设网中所有的变迁都满足定理 1 的条件):

1) 每个变迁只有一个输入、输出库所, 每个库所只有一个输入、输出变迁。在图 1 中, 设 t_2 强可调度, 则

$$TOKEN_{arr}(p_3) = \\ D(t_2) + EFBT(t_2) + FIRE_{Dur}(t_2)$$

而

$$EFBT(t_3) =$$

$$\begin{aligned} & \text{TOKEN}_{\text{arr}}(p_3) + \text{TC}_{\min}(p_3) + \text{TC}_{\min}(t_3) \\ \text{LFET}(t_3) = & \\ & \text{TOKEN}_{\text{arr}}(p_3) + \text{TC}_{\max}(p_3) \\ \text{UD}(t_3) = & \\ & \text{LFET}(t_3) - \text{EFBT}(t_3) - \text{FIRE}_{\text{Dur}}(t_3) \end{aligned}$$

所以 $\text{UD}(t_3)$ 与 $D(t_2)$ 无关, 即 $D(t_2)$ 的选取不影响 t_3 的可调度性。这时可按系统的协调控制要求, 依次在各自的取值范围内选取 $D(t_2), D(t_3), \dots, D(t_{n-1})$ 。

2) 一个变迁有多个输入库所。在图 2 中, 设 t_{01}, t_{02} 强可调度, 则 $D(t_{01}), D(t_{02})$ 的不同取值直接影响 $\text{TOKEN}_{\text{arr}}(p_{1i}) (i = 1, 2)$ 。但由于 p_{11}, p_{12} 中的托肯到达后, 使能 t_1 的时间区间 $(\text{TOKEN}_{\text{arr}}(p_{1i}) + \text{TC}_{\min}(p_{1i}), \text{TOKEN}_{\text{arr}}(p_{1i}) + \text{TC}_{\max}(p_{1i}))$, 在 $i = 1, 2$ 时的交集为 t_1 的真正使能区间, 因此 $D(t_{01}), D(t_{02})$ 的选取原则是: 兼顾系统的协调控制要求, 并使 t_1 的真正使能时间长, 为 t_1 的调度决策留有足够的裕量。

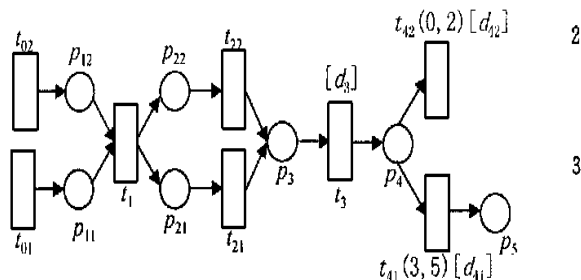


图 2 含冲突结构的 TCPN

3) 一个库所有多个输入变迁。在图 2 中, 设 t_{21}, t_{22} 强可调度, 则 t_{21}, t_{22} 触发结束后向 p_3 中输出的托肯具有不同的到达时间, 且与 $D(t_{21}), D(t_{22})$ 有关。设到达 p_3 的托肯以先进先出的原则使能 t_3 , 则 $D(t_{21}), D(t_{22})$ 的选取应考虑系统的协调控制, 并使 t_3 的真正使能时间早, 以满足实时系统的快速性。

4) 冲突结构。TCPN_s 通过为冲突变迁赋予不同的截止触发时间, 表示它们被同一托肯使能时可触发的优先权, 截止时间早的变迁优先触发。如果变迁序列 σ 中的某一变迁处于冲突结构中, 则调度问题必须考虑可触发的优先权。考察图 2 中 $M(p_3)$ 的可达性, 在相应的 PN_s 中, $M(p_3)$ 至 $M(p_5)$ 的可

达路径为 $(t_{3t_{41}})$, 而在 TCPN_s 中, t_{41} 触发的前提是 t_{42} 成功完成触发失败, 所以实际的可达路径为 $(t_{3t_{42}t_{41}})$, t_{42} 表示 t_{42} 触发失败。在 t_{42} 触发失败后, p_4 中被释放托肯的到达时间为 $\tau = \text{FIRE}_{\text{end}}(t_{42t}) + 1$, 且 $\tau = \pi(D(t_3))$, 该托肯可继续使能变迁 t_{41} 。此时 t_{41} 的调度决策不仅要考虑其上游变迁 t_3 , 还要考虑冲突变迁 t_{42} 。

6 结 论

本文较深入地研究了 TCPN_s 的可达性, 完善了 TCPN_s 的调度分析技术。针对网的不同拓扑结构, 给出了决策变量的启发式选择方法; 对含冲突结构网的可达性分析, 充分体现了 TCPN_s 对实时系统复杂性的描述能力。

参 考 文 献

- 1 Tasi J J P, Yang S J. Timing constraint Petri nets and their application to schedulability analysis of real-time system specifications. IEEE Trans on Software Engineering, 1995, 21(1): 32 ~ 49
- 2 Serthomieu B, Diaz M. Modeling and verification of time dependent systems using time Petri nets. IEEE Trans on Software Engineering, 1991, 17(3): 259 ~ 273
- 3 Joel T, Francoise S, Jean Pierre T. Time constraints verification methods based on time Petri nets. In: Proc of the IEEE Computer Society Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems. Tunisia, 1997. 262 ~ 267
- 4 Baopu L, Anthony R. Tip net: A graphical tool for timed Petri nets. In: Int Workshop on Petri nets and Performance Models. Durham, 1995. 212 ~ 213

作 者 简 介

李慧芳 女, 1966年生。1994年在西安交通大学自动控制系获硕士学位, 现为西安交通大学工程与科学研究院系统工程研究所博士。主要研究方向为离散事件动态系统, 化工批处理过程调度。

李人厚 男, 1935年生。1957年毕业于上海交通大学工业电气自动化专业, 现为西安交通大学工程与科学研究院系统工程研究所教授, 博士生导师。主要研究方向为智能控制理论与方法, 智能制造系统调度, 多媒体与 CSCW 理论及应用。