

文章编号: 1001-0920(2002)05-0522-05

TCPN 的可调度性及调度区间的约束分析

吴亚丽¹, 曾建潮², 卫军胡¹, 孙国基¹

(1. 西安交通大学 系统工程研究所, 陕西 西安 710049; 2. 太原重型
机械学院 系统仿真与计算机应用研究所, 山西 太原 030024)

摘要: 时间约束 Petri 网 (TCPN) 通过引入时间因素, 增强了对网的时间约束的描述能力。但由于 TCPN 网拓扑结构的多样性以及时间约束的复杂性, 使得网的可调度性及调度区间的分析十分困难。针对常见的如顺序、并发、同步、冲突等拓扑结构, 对变迁的可成功调度与否以及影响调度区间的约束条件进行了分析和研究, 简化了 TCPN 网的可达性与可调度性的分析方法。

关键词: TCPN; 可调度性; 拓扑结构

中图分类号: TP 393 **文献标识码:** A

Constraint analysis of schedulability and schedulable intervals of time constraint Petri nets

WU Ya-li¹, ZENG Jian-chao², WEI Jun-hu¹, SUN Guo-ji¹

(1. Systems Engineering Institute, Xi an Jiaotong University, Xi an 710049, China; 2. Division of System Simulation and Computer Application, Taiyuan Heavy Machinery Institute, Taiyuan 030024, China)

Abstract: Time Constraint Petri Nets (TCPN) have the ability to represent the time constraints in Petri nets by introducing the factor of time. But the analysis of schedulability and schedulable intervals of TCPN is very difficult because of the variety of their topological structures and the complexity of the time constraints. The research result on the constraint conditions and the scheduling areas of the transitions is provided under the general topological structures such as sequence, concurrent, synchronization and conflict, which simplifies the analysis method of reachability and schedulability of TCPN.

Key words: time constraint Petri nets; schedulability; topological structure

1 引言

Tsai 等人于 1995 年提出的时间约束 Petri 网 (TCPN) 不仅具有经典 Petri 网的理论基础, 而且通过引入时间因素, 增强了对网的时间约束能力, 引入的弱变迁引发规则使得对网的调度成为可能。该模

型在实时系统和调度问题等方面有着广泛的应用。文献[1]讨论了弱变迁规则在实时系统描述验证中的合理性; 文献[2]通过引入动态标记和调度决策变量等对文献[1]的有关概念进行了修正; 文献[3]则进一步详细分析了 TCPN 的调度算法。然而以上研究成果均建立在变迁可成功调度的基础上。从本质

收稿日期: 2001-08-07; 修回日期: 2001-12-03

基金项目: 山西省自然科学基金项目(20011036)

作者简介: 吴亚丽(1975—), 女, 山西运城人, 博士生, 从事基于 Petri 网的混合系统建模、分析、调度和仿真方法的研究; 孙

国基(1936—), 男, 上海人, 教授, 博士生导师, 从事复杂系统建模与仿真、虚拟制造和 CIMS 等研究。www.cnki.net

上讲,变迁的可调度与否是由网的拓扑结构和时间约束共同决定的。由于 TCPN 网本身拓扑结构的多样性以及引入的时间约束的复杂性,使得网的可调度性及调度区间的分析很复杂。目前有关这方面的文献均引入了很多变量来简单描述各种关系。本文在常见的网拓扑(如顺序、并发、同步和冲突等)结构下,对 TCPN 网的可成功调度的约束条件和调度区间进行分析,从而大大简化了 TCPN 网的可达性与可调度性的分析方法。

2 TCPN 网的基本定义

定义 1^[1] 时间约束 Petri 网(TCPN) 是一个 6 元组

$$TCPN = \{P, T, F, TC, Fire_{dur}, M_0\}$$

其中, $\{P, T, F, M_0\}$ 是基网, P 为库所集, T 为变迁集, F 为关联矩阵, M_0 为初始标识; TC 为定义在库所或变迁上的整数对 $(TC_{min}(pt), TC_{max}(pt))$, $TC_{min}(p)/TC_{max}(p)$ 表示 token 到达库所 p 后,能够用于开始/结束激活其输出变迁的最小/最大经过时间区间,而 $TC_{min}(t)/TC_{max}(t)$ 表示变迁 t 使能后,变迁 t 自身确定的开始/结束激活 t 的最小/最大经过时间区间; $Fire_{dur}(t)$ 是变迁 t 激活持续的时间常量。

为方便讨论,引入以下变量,并给出相应变量的计算公式:

1) 到达时间: $Arr(p_i)$ 表示库所 p_i 中 token 的到达时间;

2) 变迁(或库所)的输入/输出库所集: 用 $IN(t_j)/OUT(t_j)$ 分别表示变迁 t_j 的输入/输出库所集; 用 $IN(p_i)/OUT(p_i)$ 分别表示变迁 p_i 的输入/输出库所集;

3) token 的使能区间^[2]: 库所 p_i 中 token 的使能区间表示为 $[EBET(p_i), LEET(p_i)]$, 其中 $EBET(p_i)/LEET(p_i)$ 分别表示库所 p_i 中 token 的最早开始/最晚结束使能时间,计算公式为

$$EBET(p_i) = Arr(p_i) + TC_{min}(p_i) \quad (1)$$

$$LEET(p_i) = Arr(p_i) + TC_{max}(p_i) \quad (2)$$

4) 变迁的使能区间: 变迁 t_j 的使能区间用 $[EBET(t_j), LEET(t_j)]$ 表示, 其中 $EBET(t_j)/LEET(t_j)$ 分别表示变迁 t_j 的最早开始/最晚结束使能时间,计算公式如下

$$EBET(t_j) = \max_{p_i \in IN(t_j)} \{EBET(p_i)\} = \max_{p_i \in IN(t_j)} \{Arr(p_i) + TC_{min}(p_i)\} \quad (3)$$

$$LEET(t_j) = \min_{p_i \in IN(t_j)} \{LEET(p_i)\} = \min_{p_i \in IN(t_j)} \{Arr(p_i) + TC_{max}(p_i)\} \quad (4)$$

5) 变迁的激活区间,即变迁的可调度区间^[3]: 变迁 t_j 的可调度区间表示为 $[EFBT(t_j), LFET(t_j)]$, 其中 $EFBT(t_j)/LFET(t_j)$ 分别表示变迁 t_j 的最早激活开始/最晚激活结束时间,计算公式为

$$EFBT(t_j) = EBET(t_j) + TC_{min}(t_j) = \max_{p_i \in IN(t_j)} \{EBET(p_i)\} + TC_{min}(t_j) = \max_{p_i \in IN(t_j)} \{Arr(p_i) + TC_{min}(p_i)\} + TC_{min}(t_j) \quad (5)$$

$$LFET(t_j) = LEET(t_j) = \min_{p_i \in IN(t_j)} \{LEET(p_i)\} = \min_{p_i \in IN(t_j)} \{Arr(p_i) + TC_{max}(p_i)\} \quad (6)$$

6) $FBT(t_j)$ 表示变迁 t_j 的实际激活开始/结束时间; $DDT(t_j)$ 表示变迁 t_j 的决策延时变量,其含义

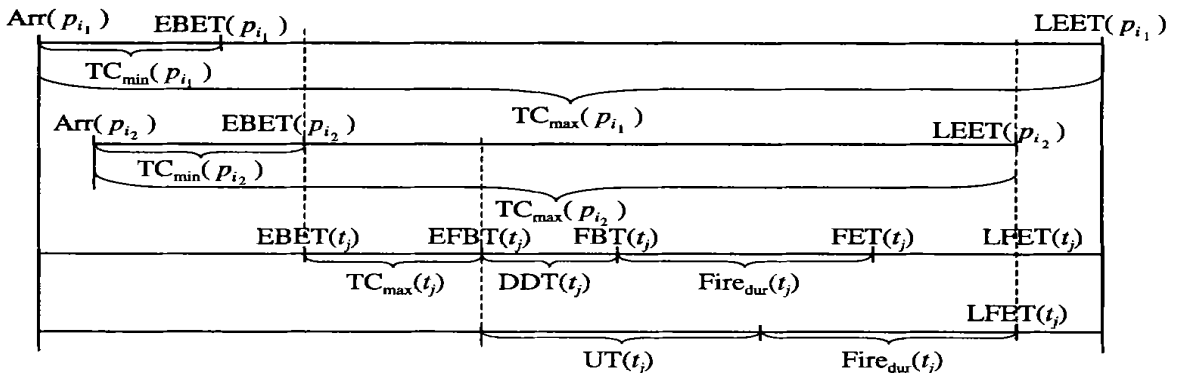


图 1 各变量之间的关系

是变迁 t_j 的实际开始的激活时刻与最早可激活时刻之间的差值, $UT(t_j)$ 表示其上界, 这 3 个变量的计算公式分别为

$$DDT(t_j) = FBT(t_j) - EFBT(t_j) \quad (7)$$

$$UT(t_j) = LFET(t_j) - EFBT(t_j) - Fire_{dur}(t_j) \quad (8)$$

$$FET(t_j) = FBT(t_j) + Fire_{dur}(t_j) \quad (9)$$

具有两个输入库所 p_{i1} 和 p_{i2} 的变迁 t_j 的各个变量之间的关系如图 1 所示。

定义 2 在某一标记 M 下, 如果 $LFET(t_j) - EFBT(t_j) > 0$, 则使能的变迁 t_j 能够激活; 如果 $LFET(t_j) - EFBT(t_j) > Fire_{dur}(t_j)$, 则使能变迁 t_j 能够成功完成激活。

定义 3 在某一标识 M 下, 当变迁 t_j 可成功地完成激活时, 则称变迁 t_j 是可调度的; 变迁 t_j 可成功地完成激活的时间区间称为变迁 t_j 的可调度区间; 变迁 t_j 可成功激活所要满足的约束条件称为变迁 t_j 可成功调度的时间约束。

定义 4(网的可调度性) 如果 TCPN 中所有的变迁均可调度, 则称该网可调度。

3 各种拓扑结构中变迁的可调度性及调度区间的约束条件

在 Petri 网中常见的几种拓扑结构有: 顺序结构、同步结构、冲突结构和并发结构, 其 Petri 网模型如图 2 所示。

下面分别讨论各种结构下变迁的可调度区间及其约束条件。

3.1 顺序结构

每个变迁仅有一个输入库所和一个输出库所, 且每一库所仅有一个输入变迁和一个输出变迁。

顺序结构如图 2(a) 所示。在此结构下, 定义在 p_i 上的时间约束为 $(TC_{min}(p_i), TC_{max}(p_i))$, 定义在变迁 t_j 上的时间约束为 $(TC_{min}(t_j), TC_{max}(t_j))$, 激活持续时间为 $Fire_{dur}(t_j)$, token 到达库所 p_i 的绝对时间为 $Arr(p_i)$ 。

由式(1)和(2)可得库所 p_i 中 token 的使能区间为 $[Arr(p_i) + TC_{min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{max}(p_i)]$;

由式(3)和(4)可得变迁 t_j 的使能区间也为 $[Arr(p_i) + TC_{min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{max}(p_i)]$;

由式(5)和(6)可得变迁 t_j 的可调度区间为 $[Arr(p_i) + TC_{min}(p_i) + TC_{min}(t_j), Arr(p_i) + TC_{max}(t_j)]$ 。

利用式(8)可推出 $UT(t_j) = TC_{max}(p_i) - TC_{min}(p_i) - TC_{min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$ 。

决策变量 $DDT(t_j)$ 的范围为 $[0, UT(t_j)]$ 。

可以看出, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的变化范围仅与已知的时间约束有关, 而与 token 的到达时间无关。因此, 在顺序结构下, 只要已知的时间约束满足 $UT(t_j) > 0$, 即 $TC_{max}(p_i) - TC_{min}(p_i) - TC_{min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$, 变迁 t_j 就可调度。由此可得出如下结论:

结论 1 在仅由顺序结构组成的 TCPN 模型中, 只要定义在所有变迁及其输入库所上的时间约束满足约束条件 $TC_{max}(p_i) - TC_{min}(p_i) - TC_{min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$, 无论 token 到达各库所的时间为何值, 该网中的所有变迁均可调度。

3.2 同步结构

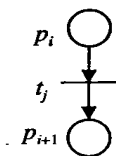
一个变迁有两个或两个以上的输入库所, 且仅有一个输出库所。在此只考虑变迁有两个输入库所的情况。

同步结构如图 2(b) 所示。在该结构中, 变迁 t_j 的两个输入库所 p_{i1} 和 p_{i2} 中 token 的到达时间分别为 $Arr(p_{i1})$ 和 $Arr(p_{i2})$, 定义在 p_{i1} 和 p_{i2} 上的时间约束分别为 $(TC_{min}(p_{i1}), TC_{max}(p_{i1}))$ 和 $(TC_{min}(p_{i2}), TC_{max}(p_{i2}))$, 定义在变迁 t_j 上的时间约束为 $(TC_{min}(t_j), TC_{max}(t_j))$, 激活持续时间为 $Fire_{dur}(t_j)$, 应用式(1)~(8)可得:

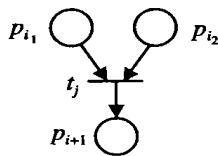
库所 p_{i1} 中 token 的使能区间为

$$[Arr(p_{i1}) + TC_{min}(p_{i1}), Arr(p_{i1}) + TC_{max}(p_{i1})]$$

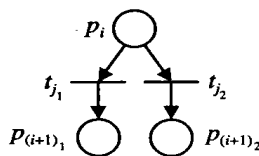
库所 p_{i2} 中 token 的使能区间为



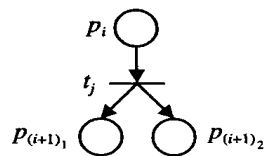
(a) 顺序结构



(b) 同步结构



(c) 冲突结构



(d) 并发结构

图 2 Petri 网中几种常见的拓扑结构

$$[Arr(p_{i_2}) + TC_{\min}(p_{i_2}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\max}(p_{i_2})]$$

变迁 t_j 的使能区间为 $[EBET(t_j), LEET(t_j)]$,

其中

$$EBET(t_j) = \max\{EBET(p_{i_1}), EBET(p_{i_2})\} = \max\{Arr(p_{i_1}) + TC_{\min}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\min}(p_{i_2})\}$$

$$LEET(t_j) = \min\{LEET(p_{i_1}), LEET(p_{i_2})\} =$$

$$\min\{Arr(p_{i_1}) + TC_{\max}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\max}(p_{i_2})\}$$

当 $EBET(t_j) \leq LEET(t_j)$, 即 $EBET(p_{i_1})$

$LEET(p_{i_2})$, 且 $LEET(p_{i_1}) \leq EBET(p_{i_2})$ (或

$EBET(p_{i_2}) \leq LEET(p_{i_1})$, 且 $LEET(p_{i_2})$

$EBET(p_{i_1})$) 时, 使能区间不为空。将式(1)和(2)代

入上式并整理, 得

$$\begin{aligned} & TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1}) \\ & Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) \\ & TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}) \end{aligned} \quad (10)$$

从式(10)可得: 当且仅当库所 p_{i_1} 和 p_{i_2} 的到达时间之差满足以上约束时, 变迁 t_j 才可调度。因此, 在同步结构中, 变迁 t_j 的使能区间的存在与否以及区间的大小, 不仅与 TCPPN 网中定义在变迁及其输入库所上的时间约束有关, 而且与同步库所中 token 的到达时间之差有密切关系。

下面讨论在变迁 t_j 可调度的前提下, t_j 的可完全激活的范围及其约束。

由定义 4 知: 变迁 t_j 的可调度区间为 $[EBFT(t_j), LEFT(t_j)]$, 根据式(5)和(6), 有

$$EBFT(t_j) = EBET(t_j) + TC_{\min}(t_j) = \max\{Arr(p_{i_1}) + TC_{\min}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\min}(p_{i_2})\} + TC_{\min}(t_j)$$

$$LEFT(t_j) = LEET(t_j) =$$

$$\min\{Arr(p_{i_1}) + TC_{\max}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\max}(p_{i_2})\}$$

由式(8)可得

$$UT(t_j) =$$

$$LEFT(t_j) - EBFT(t_j) =$$

$$\min\{Arr(p_{i_1}) + TC_{\max}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) + TC_{\max}(p_{i_2})\} - (\max\{Arr(p_{i_1}) +$$

$$TC_{\min}(p_{i_1}), Arr(p_{i_2}) +$$

$$TC_{\min}(p_{i_2})\} + TC_{\min}(t_j))$$

此时, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的范围为 $[0, UT(t_j)]$ 。

对 t_j 可调度区间的确定分为以下 4 种情况:

1) 当 $EBET(p_{i_1}) > EBET(p_{i_2})$, 且 $LEET(p_{i_1}) < LEET(p_{i_2})$, 即 $TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}) < Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) < TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1})$ 时, t_j 可调度区间为 $[EBET(p_{i_1}) + TC_{\min}(t_j), LEET(p_{i_1})]$, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的上界 $UT(t_j) = TC_{\max}(p_{i_1}) - TC_{\min}(p_{i_1}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$ 。在这种情况下, 只需给定的时间约束满足 $TC_{\max}(p_{i_1}) - TC_{\min}(p_{i_1}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$, 变迁 t_j 就可调度。

2) 当 $EBET(p_{i_1}) > EBET(p_{i_2})$, 且 $LEET(p_{i_1}) > LEET(p_{i_2})$, 即 $Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) > \max\{TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}), TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1})\}$ 时, t_j 的可调度区间为 $[EBET(p_{i_1}) + TC_{\min}(t_j), LEET(p_{i_2})]$, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的上界 $UT(t_j) = Arr(p_{i_2}) - Arr(p_{i_1}) - TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$ 。因此, 只有当 $Arr(p_{i_2}) - Arr(p_{i_1}) - TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$ 时, 变迁 t_j 才可调度。

3) 当 $EBET(p_{i_1}) < EBET(p_{i_2})$, 且 $LEET(p_{i_1}) < LEET(p_{i_2})$, 即 $Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) < \min\{TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1}), TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1})\}$ 时, t_j 的可调度区间为 $[EBET(p_{i_2}) + TC_{\min}(t_j), LEET(p_{i_1})]$, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的上界 $UT(t_j) = Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1}) - TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$ 。只有当 $Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1}) - TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$ 时, 变迁 t_j 才可调度。

4) 当 $EBET(p_{i_1}) < EBET(p_{i_2})$, 且 $LEET(p_{i_1}) > LEET(p_{i_2})$, 即 $TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\max}(p_{i_1}) < Arr(p_{i_1}) - Arr(p_{i_2}) < TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_1})$ 时, t_j 的可调度区间为 $[EBET(p_{i_2}) + TC_{\min}(t_j), LEET(p_{i_2})]$, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的范围为 $[0, UT(t_j)]$, 其中 $UT(t_j) = TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$ 。在这种情况下, 只需给定的时间约束满足 $TC_{\max}(p_{i_2}) - TC_{\min}(p_{i_2}) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j) > 0$, 变迁 t_j 就可调度。

从上述讨论可以看出, 只有在情况(2)和(3)时, t_j 可调度区间的大小不仅与定义在变迁及其输入库所上的时间约束有关, 而且与两个库所中 token 的到达时间之差有关。

3.3 冲突结构

一个库所有两个或两个以上的输出变迁。

冲突结构如图 2(c) 所示。在这种结构中, 定义在 p_i 上的时间约束为 $(TC_{\min}(p_i), TC_{\max}(p_i))$, 定义在变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 上的时间约束分别为 $(TC_{\min}(t_{j_1}), TC_{\max}(t_{j_1}))$ 和 $(TC_{\min}(t_{j_2}), TC_{\max}(t_{j_2}))$, 激活持续时间分别为 $Fire_{dur}(t_{j_1})$ 和 $Fire_{dur}(t_{j_2})$, token 到达库所 p_i 的绝对时间为 $Arr(p_i)$, 则根据第 2 节的公式可得:

库所 p_i 中 token 的使能区间为 $[Arr(p_i) + TC_{\min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{\max}(p_i)]$;

变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 的使能区间均为 $[Arr(p_i) + TC_{\min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{\max}(p_i)]$ 。

此时可能产生冲突。但由于定义在变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 上的时间约束不一定相同, 故两个变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 的可调度区间亦不相同。

t_{j_1} 的可调度区间为 $[EBET(p_i) + TC_{\min}(t_{j_1}), LEET(p_i)]$; 决策变量 $DDT(t_{j_1})$ 的上界 $UT(t_{j_1}) = TC_{\max}(p_i) - TC_{\min}(p_i) - TC_{\min}(t_{j_1}) - Fire_{dur}(t_{j_1})$; 因此只要在给定的时间约束满足 $TC_{\max}(p_i) - TC_{\min}(p_i) - TC_{\min}(t_{j_1}) - Fire_{dur}(t_{j_1}) > 0$, 变迁 t_{j_1} 可调度。

t_{j_2} 的可调度区间为 $[EBET(p_i) + TC_{\min}(t_{j_2}), LEET(p_i)]$; 决策变量 $DDT(t_{j_2})$ 的上界 $UT(t_{j_2}) = TC_{\max}(p_i) - TC_{\min}(p_i) - TC_{\min}(t_{j_2}) - Fire_{dur}(t_{j_2})$; 只有在给定的时间约束满足 $TC_{\max}(p_i) - TC_{\min}(p_i) - TC_{\min}(t_{j_2}) - Fire_{dur}(t_{j_2}) > 0$ 时, 变迁 t_{j_2} 可调度。

当区间 $[0, UT(t_{j_1})]$ 和区间 $[0, UT(t_{j_2})]$ 的交集为空时, 变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 的激发区间不冲突。但当 $[0, UT(t_{j_1})]$ 和 $[0, UT(t_{j_2})]$ 的交集不为空时, 这两个变迁为冲突变迁。此时在确定变迁激发的优先权时, 必须考虑变迁 t_{j_1} 和 t_{j_2} 的可调度区间的大小以及调度决策变量的选择范围。

3.4 并发结构

一个变迁只有一个输入库所, 但有两个或两个以上的输出库所。

并发结构如图 2(d) 所示。在这种结构中, 库所 p_i 中 token 的使能区间为 $[Arr(p_i) + TC_{\min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{\max}(p_i)]$, 变迁 t_j 的使能区间亦为 $[Arr(p_i) + TC_{\min}(p_i), Arr(p_i) + TC_{\max}(p_i)]$, 变迁

t_j 的可调度区间为 $[Arr(p_i) + TC_{\min}(p_i) + TC_{\min}(t_j), Arr(p_i) + TC_{\max}(p_i)]$ 。由式(8)得

$$UT(t_j) = TC_{\max}(p_i) - TC_{\min}(p_i) - TC_{\min}(t_j) - Fire_{dur}(t_j)$$

因此, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的范围为 $[0, UT(t_j)]$, 决策变量 $DDT(t_j)$ 的变化范围仅与已知的时间约束有关, 而与 token 的到达时间无关。

由上述分析可以看出, 变迁 t_j 的可调度区间与顺序结构类似, 只是库所 $p_{(i+1)_1}$ 和 $p_{(i+1)_2}$ 中 token 的到达时间相同。

4 结 论

从以上分别对顺序结构、同步结构、冲突结构、并发结构中变迁的可调度性及调度区间的约束条件进行分析可以看出, 只有在同步结构中, 变迁可调度区间的存在与否及区间的大小不仅与 TCPN 中给定的时间约束有关, 而且与同步变迁的输入库所中 token 的到达时间之差有关, 而在其他结构中, 仅与 TCPN 中给定的时间约束有关。因此在考虑整个 TCPN 的可调度性时, 首先应判断定义在所有变迁及其输入库所上的时间约束是否满足可调度的约束条件, 其次应保证同步变迁的可调度性。在这两个条件都满足的前提下, 整个 TCPN 便可调度。

参考文献(References):

- [1] Tsai J P, Yang S J, Chang Y H. Time constraint Petri nets and their application to schedulability analysis of real-time system specifications [J]. *IEEE Trans on Software Engineering*, 1995, 21(1): 32-49.
- [2] 杨根科, 曾建潮, 孙国基. TCPN 的状态可达及可调度决策空间算法[J]. *计算机学报*, 1998, 21(1): 34-39.
(Yang Gen-ke, Zeng Jian-chao, Sun Guo-ji. Computation method on scheduling reachability decision domain for timing constraint Petri nets[J]. *Chinese J of Computers*, 1998, 21(1): 34-39.)
- [3] 李慧芳, 李人厚. 时间约束 Petri 网的可调度性分析方法研究[J]. *控制与决策*, 2000, 15(5): 609-612.
(Li Hui-fang, Li Ren-hou. Study on the schedulability analysis of time constraint Petri nets[J]. *Control and Decision*, 2000, 15(5): 609-612.)