

文章编号: 1001-0920(2003)01-0049-04

时序 Ada 网的语言性质

丁志军^{1,2}, 蒋昌俊^{2,3}

(1. 山东科技大学 信息科学与工程学院, 山东 泰安 271019; 2. 同济大学 计算机科学与工程系, 上海 200092; 3. 宁波大学 信息科学与工程学院, 浙江 宁波 315211)

摘要: 在 Ada 网的基础上, 利用时序 Petri 网为 Ada 任务程序建模, 提出了时序 Ada 网的概念。利用时序 Ada 网, 可以很好地反映 Ada 程序的公平性和原子性要求及描述程序的需求规范。对时序 Ada 网的语言性质进行分析, 结论表明时序 Ada 网所能接受的网语言能完整地刻画程序的动态行为和时序关系, 有助于对程序性质的分析和验证。

关键词: 时序 Petri 网; 时序 Ada 网; Ada 任务; 语言

中图分类号: TP301

文献标识码: A

Language properties of temporal Ada nets

DING Zhi-jun^{1,2}, JIANG Chang-jun^{2,3}

(1. College of Information Science and Engineering, University of Shandong Science and Technology, Taian 271019, China; 2. Department of Computer Science and Engineering, Tongji University, Shanghai 200092, China; 3. School of Information Science and Engineering, Ningbo University, Ningbo 315211, China)

Abstract: Temporal Petri nets are used for modeling Ada tasking to introduce temporal Ada nets. The temporal Ada nets describe the fair requirement of statements' execution and specifications of programs' demand by temporal logic. Atomic actions of statements are represented by means of the transition firing. Hence temporal Ada nets describe effectively the structures and requirements of Ada tasking. The language properties of temporal Ada nets are analyzed. The net languages accepted by temporal Ada nets can describe clearly the total dynamic actions and temporal relationships of Ada tasking, which is helpful to analyze and verify the properties of Ada tasking.

Key words: Temporal Petri nets; Temporal Ada nets; Ada tasking; Language

1 引言

Ada 语言作为一种并发高级语言, 因其实时性和并发性等优点而受到计算机界的重视^[1]。近年来, 一些学者以 Ada 任务程序作为并发程序的原型加以讨论^[2], 文献[3, 4]利用 Petri 网对 Ada 任务程序进行构造和分析。然而, 由于 Petri 网缺乏对系统事件之间时序逻辑关系的描述, 因此无法很好地分析

和验证 Ada 任务程序的基本性质, 尤其是活性。

Suzuki^[5]提出一种新的时序 Petri 网, 引入了时序逻辑操作, 如 $\circ(\text{next})$, $\square(\text{henceforth})$, $\diamond(\text{eventually})$ 和 until 等, 通过时序逻辑公式控制或限定 Petri 网的变迁引发序列, 描述系统事件之间的时序逻辑关系, 反映出系统的基本性质。时序 Petri 网特别适合于并发系统的建模、分析和验证, 已应用于通

收稿日期: 2001-10-09; 修回日期: 2001-12-13。

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(69973029, 69933020); 国家杰出青年科学基金资助项目(60125205); 全国优秀博士论文专项基金资助项目(199934)。

作者简介: 丁志军(1974—), 男, 江苏泰兴人, 硕士, 从事 Petri 网、并行处理的研究; 蒋昌俊(1962—), 男, 安徽安庆人, 教授, 博士生导师, 博士, 从事软件形式化、并行处理等研究。

讯协议验证^[6]、柔性制造系统建模与分析^[7]等。

本文借鉴上述文献的思想,在[3,4]提出的Ada网的基础上,利用时序 Petri 网对 Ada 任务程序进行建模,提出了时序 Ada 网的概念,实现了 Ada 任务程序的时序 Petri 网建模,对时序 Ada 网的语言性质进行分析,得出一些有益的结论,从而有助于对程序性质的分析和验证。

2 时序 Ada 网

有关 Petri 网的基本概念、术语及性质参见文献[8],这里不再介绍。

定义 1 设 $TN = (N, f)$ 是时序 Petri 网,其中: $N = (P, T; F)$ 是一个网, f 是具有如下语法的公式:

1) (库所 p 拥有托肯)、(变迁 t 使能)、(变迁 t 引发) 都是原子命题,原子命题都是公式。

2) 若 f 和 g 是公式,则 $f \wedge g, f \vee g, \emptyset f, f = g, \bigcirc f, \square f, \diamond f, f \text{ until } g$ 都是公式。其中: \wedge (AND), \vee (OR), \emptyset (NOT), $=$ (implication) 是布尔连接符。 $\bigcirc f$ 表示下一状态 f 为真; $\square f$ 表示自当前状态(包括当前状态)以后的所有状态, f 均为真; $\diamond f$ 表示自当前状态(包括当前状态)以后的所有状态,至少存在一个状态,使得 f 为真; $f \text{ until } g$ 表示 f 为真,直到 g 为真。

设 M 是网 N 的一个标识, $L^*(N, M)$ 表示由 M 可引发的有限序列集, $L^X(N, M)$ 表示由 M 可引发的无限序列集, $L(N, M) = L^*(N, M) \cup L^X(N, M)$ 表示由 M 可引发的所有可能序列集。设 $A \in L(N, M)$, P_i , 有 $0 \leq i \leq \hat{u}A_i$ 。其中 $A = B \hat{C}$, $\hat{u}B \hat{u} = i$ 。设 $M_i: M[B > M_i$, 则 $M, A \hat{=} f$ 表示在标识 M 和引发序列 A 下, f 为真。

公式 f 对网 N 上的变迁引发序列进行限制,因此只有满足公式 f 的那些序列才能发生。

定义 2 设 $TN = (N, f)$ 是一时序 Petri 网, M 是网 N 的一个标识, $L(TN, M)$ 表示时序 Petri 网 TN 的所有由 M 开始的可引发序列,称为时序 Petri 网的语言。则

$$L(TN, M) = \{ \hat{A} \mid A \in L(N, M) \text{ and } M, A \hat{=} f \} \quad (1)$$

定义 3 时序 Petri 网 TN 中标识 M 的可达标识集为

$$R(TN, M) = \{ M' \mid \hat{u}M[B > M' \} \quad (2)$$

其中 B 为 A 的前缀,且 $A \in L(TN, M)$ 。

文中所涉及的有关时序 Petri 网的符号或标记参见文献[5~7]。文献[3]定义了 Ada 网,所谓 Ada

网,是指利用一系列转换规则将 Ada 任务程序转换成 Petri 网模型。一个 Ada 网模型模拟了若干个通信有限状态自动机。Ada 任务中的通信是建立在汇聚机制上的,每个状态表示一个任务的局部控制流,而通信的交互过程则通过连接不同状态机的节点来表示。同时,if-else, case 和 loop 等控制流结构也用网结构加以模拟,并反映其对通信的影响。产生 Ada 网的转换规则,主要是一系列对应于 Ada 任务程序语句的 Petri 网模板。关于转换规则,可参阅文献[3,4,9]。

Petri 网不仅能有效地描述并发程序的通信和控制流,而且可保证并发程序基本语句的原子性。它们的执行过程是不可分割的,且总可终止。语句的原子性是并发程序设计的基本要求。在 Ada 网模型中,利用变迁的引发来表示语句的执行,根据 Petri 网的语义,变迁的引发过程是瞬时而不可中断的,因此原子性可由网结构得到保证。并发程序的另一重要特点,是在语句执行条件得到满足时,语句总是有权被执行,直至程序结束或出现异常,除非原先得到满足的条件不再满足。这实际上是一种公平性要求。Ada 网是无法表达这一点的,而时序 Petri 网利用时序逻辑公式描述时序关系的特长,可以恰当地表达这种公平性。即

$$f = \square(\uparrow t = \diamond \emptyset \uparrow t) \quad (3)$$

其中变迁 t 表示 Petri 网中的任意变迁。式(3)的时序逻辑公式表示只要条件满足(变迁使能),则总会使该条件不满足(变迁不再使能),即或者引发,或者由于其他原因使得条件不再满足。

定义 4 设 $TAPN = (APN, f)$ 是时序 Ada 网,其中: APN 是 Ada 任务程序的 Ada 网模型, f 是时序逻辑公式。

在给出时序 Ada 网概念的基础上,分析和研究它的性质,可以更好地把握并发程序的性质,并简化网分析的复杂性。这对进一步研究和探讨 Ada 任务程序的相关问题是十分有益的。

3 时序 Ada 网语言性质的分析

时序 Ada 网上的时序逻辑公式仅对变迁引发序列进行控制和限制,描述的是程序内部的时序关系,因此时序 Ada 网并没有改变 Ada 网的结构性质。有关 Ada 网的结构性质,可参阅文献[3,4,9]。

定理 1 设 $TAPN = (APN, f)$ 是时序 Ada 网,其中: APN 是 Ada 任务程序的 Ada 网模型, f 是时序逻辑公式,则式(3)成立。时序 Ada 网 $TAPN$ 的初始标识 M_0 , 仅在表示任务开始的库所中含有托

肯。于是有

$$R(TAPN, M_0) = R(APN, M_0) \quad (4)$$

证明 显然

$$\begin{aligned} R(TAPN, M_0) &= R(APN, M_0) \vee \\ R(TAPN, M_0) &\wedge R(APN, M_0) \wedge \\ R(TAPN, M_0) &\wedge R(APN, M_0) \end{aligned}$$

因此只需证明上式成立即可。

首先证明

$$R(TAPN, M_0) \wedge R(APN, M_0) \quad (5)$$

这是显然的, 由时序 Petri 网可达标识集的定义直接可得。

其次证明

$$R(TAPN, M_0) \wedge R(APN, M_0) \quad (6)$$

即对 $P \in R(APN, M_0)$, 均有 $M \in R(TAPN, M_0)$ 。对 $P \in R(APN, M_0)$, 记 $M_0[R] > M$ 。

1) 当 $\hat{R} = 0$ 时, 由定义 3 知

$$M_0[R] > M_0 \in R(TAPN, M_0)$$

结论成立。

2) 设当 $\hat{R} = k$ 时结论成立, 即 $P \in R(APN, M_0)$ 。若 $M_0[R] > M$, 则 $M \in R(TAPN, M_0)$ 。记 $M' \in R(APN, M_0)$, 使 $M_0[R'] > M'$, 其中 $R' = R \wedge t, \hat{R}' = k, t \in T$ 。

由假设知, $P \in R(APN, M_0)$ 。若 $M_0[R] > M$, 则 $M \in R(TAPN, M_0)$ 。因为 $M[t] > M'$, 所以在标识 M 下, 变迁 t 使能。由时序 Ada 网的时序逻辑公式 f 知, 若变迁 t 使能, 则最终其不再使能。在此可以选择让其引发, 从而使其不再使能。这是满足时序逻辑公式要求的, 则有

$$M, t \models \square(t = \bigcirc M') \quad (7)$$

即 $M' \in R(TAPN, M_0)$ 。

综合 1) 和 2), 可知假设成立, 因此式(5) 成立。

综上所述, 可有式(4) 成立, 从而命题得证。□

定理 1 表明, 时序 Ada 网与 Ada 网的可达标识集是相同的。因此, 可通过直接求得 Ada 网的可达图来分析相关时序 Ada 网的性质。

下面讨论时序 Petri 网有关语言的基本性质。在这一点上, 时序 Ada 网与 Ada 网有较大的区别, 这也正是时序 Ada 网在描述程序时所表现的特性之一。

定理 2 设 $TAPN = (APN, f)$ 是时序 Ada 网, 其中: APN 是 Ada 任务程序的 Ada 网模型, f 是时序逻辑公式, 则有式(3) 成立。时序 Ada 网 $TAPN$ 的初始标识 M_0 , 仅在表示任务开始的库所中含有托肯。则对 $P \in L(TAPN, M_0), A \in L^*(APN, M_0)$,

且对 $P \in T, M': M_0[A] > M'$, 有 $\emptyset M[t] >$; 否则, $A \in L^X(APN, M_0)$ 。

证明 由时序 Petri 网的定义知

$$L(TAPN, M_0) \wedge L(APN, M_0) \quad (8)$$

因此 $P \in L(TAPN, M_0)$, 有 $A \in L^*(APN, M_0)$, 或 $A \in L^X(APN, M_0)$ 。设 $P \in L^*(APN, M_0)$, 若 $A \in L(TAPN, M_0)$, 则有

$$M_0, A' \models \square(\uparrow t = \bigcirc \emptyset \uparrow t) \quad (9)$$

它表示任意变迁若在发生序列 A' 中使能, 则总会在发生序列 A' 中使其不能使能。

若 $v \in T, M': M_0[A] > M'$, 有 $M[t'] >$, 则表示变迁 t' 在发生序列 A' 中使能, 并且无法使其不能使能, 即发生序列 A' 无法满足时序逻辑公式 f 。从而引出矛盾, 因此 $P \in T, M': M_0[A] > M'$, 有 $\emptyset M[t] >$ 。

若 $P \in L(TAPN, M_0)$, 有 $A \in L^*(APN, M_0)$, 则一定有 $A \in L^X(APN, M_0)$ 。因此命题成立。□

根据上述定理, 可得如下推论:

推论 1 设时序 Ada 网 $TAPN = (APN, f)$ 和 M_0 如定理 2 所述, 对于 $P \in L(TAPN, M_0)$, 若 $A = B \wedge G, P \in B, 0 \leq i \leq \hat{B} - 1, \hat{B} \wedge i = i$, 则有 $B \in L^*(APN, M_0)$, 但 $B \notin L(TAPN, M_0)$ 。

证明 由 Petri 网语言的定义, $B \in L^*(APN, M_0)$ 是显然的。

不妨设 $B \in L(TAPN, M_0)$, 则有 $B \in L^*(APN, M_0)$ 。设 $M_i: M_0[B] > M_i$, 则有 $M_i[G] >$ 。即在可达标识 M_i 下, 有变迁使能。这与定理 2 结论矛盾, 故 $B \notin L(TAPN, M_0)$ 。□

推论 2 设时序 Ada 网 $TAPN = (APN, f)$ 和 M_0 如定理 2 所述, 特别地, $P \in L(TAPN, M_0) \wedge L^*(APN, M_0)$, 不存在 $R \in L(TAPN, M_0)$, 使得 $R = AR'$, 其中 $R' \neq K$ 。

证明过程与推论 1 类似, 此略。

推论 3 设时序 Ada 网 $TAPN = (APN, f)$ 和 M_0 如定理 2 所述, 则有

$$L(TAPN, M_0) \subseteq L(APN, M_0) \quad (10)$$

证明 显然有式(8) 成立, 并且根据推论 1, 有 $B \in L^*(APN, M_0)$, 但 $B \notin L(TAPN, M_0)$ 。因此式(10) 成立。□

上述定理和推论表明, 时序 Ada 网所能接受的网语言, 或是直至终止的变迁引发序列, 或是无限长度的变迁序列, 并且该语言不是前缀式语言。这种语言能恰当地描述程序的动态行为和时序关系。即程

序一旦运行, 则其动态变化过程是不可中断的, 直至正常或异常终止。或者这种动态变化过程无限循环(对应于实时系统或程序出现死循环), 而程序的有限步执行(非终止)是部分和不全面的, 无法真正反映程序的动态行为及其性质, 因此是无意义的。

4 应用示例

本文对如下程序进行时序 Ada 网建模, 其源程序^[10]如下:

```

1 task body T1 is
2 begin
3 T2. E
4 end T1

10 task body T2 is
11 begin
12 accept G
13 accept E do
14 T3. F
15 end E
16 end T2

20 task body T3 is
21 begin
22 T2. G
23 accept F
24 end T3

```

该程序的时序 Ada 网模型为 $TAPN_1 = (APN_1, f)$, 其中 Ada 网模型为 $APN_1 = (P_1, T_1;$

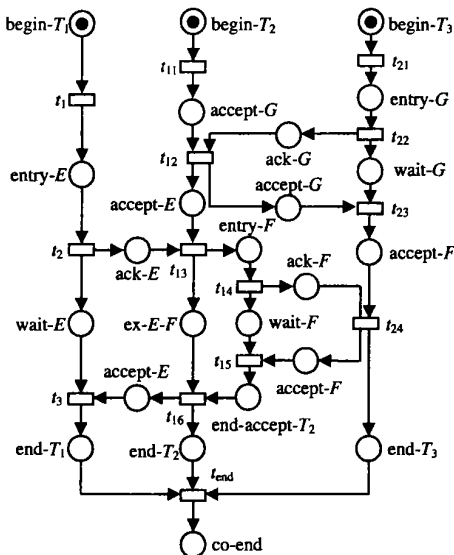


图 1 Ada 网 APN_1

$F_1)$, 参见图 1。

网上的时序逻辑公式为式(3), 其中变迁 t 代表网 APN_1 中的任意变迁。初始标识 $M_0: M_0(D) = 1, D = \{begin-T_1, begin-T_2, begin-T_3\}$, 并且 $P p: p \in P_1 \wedge p \mid D, M_0(p) = 0$ 。则 Ada 网的语言为

$$L(APN_1, M_0) = \text{pref}(((t_1 t_2) \acute{a} ((t_{11} \acute{a} t_{21} t_{22}) t_{12})) \times (t_{13} t_{14} \acute{a} t_{23}) t_{24} t_{15} t_{16} t_{3 \text{end}})$$

其中: \acute{a} 表示混排, pref 表示其任意前缀属于该网语言。显然, 这是前缀式语言, 即该变迁发生序列的任意前缀仍属于该网的语言。如果 $t_1 t_2 t_1 t_2 t_{11} \in L(APN_1, M_0)$, 则该变迁发生序列无法全面反映程序的动态行为, 因而是不完整和意义不大的。而相对应的时序 Ada 网的语言为

$$L(TAPN_1, M_0) = ((t_1 t_2) \acute{a} ((t_{11} \acute{a} t_{21} t_{22}) t_{12})) \times (t_{13} t_{14} \acute{a} t_{23}) t_{24} t_{15} t_{16} t_{3 \text{end}}$$

上式表明, 时序 Ada 网所能接受的语言不是前缀式语言, 因此它可完整地刻画程序运行的轨迹, 从而有助于对程序性质的分析。

5 结 语

本文根据 Ada 网的构造, 提出了时序 Ada 网的概念。时序 Ada 网通过时序逻辑公式, 可以很好地反映程序语句执行的公平性要求。Petri 网通过变迁发生所能表达的语句执行的原子性要求, 使得时序 Ada 网能有效地描述 Ada 任务程序的物理结构和系统要求, 为程序性质的分析和验证提供了有效的理论模型。在此基础上, 讨论了时序 Ada 网的语言性质, 得出一些有益的结论。这从另一个侧面体现了时序 Ada 网建模的有效性。

参考文献(References):

- [1] 布奇 G. Ada 软件工程[M]. 麦中凡, 梁南元译. 北京: 科学普及出版社, 1986.
- [2] Taylor R N. A general-purposed algorithm for analyzing concurrent programs[J]. Comm ACM, 1983, 5(5): 362-376.
- [3] Shatz S M, Cheng W K. A Petri net framework for automated static analysis of Ada task behavior[J]. J Syst Software, 1988, 8: 343-359.
- [4] Murata T, Shenker B, Shatz S M. Detection of Ada static deadlocks using Petri net invariants[J]. IEEE Trans Sof tware Eng, 1989, 15(3): 314-326.

力学补偿的效果是明显的; 修改的 PD 加前馈不可能达到 PD 加前馈的控制性能。在机器人末端加上 1 kg 负载后, 轨迹误差变大, 但变化的幅度较小, 这说明基于 PD 的轨迹跟踪算法对模型误差有一定的鲁棒性。按照前述分析, 增加 K_p 和 K_v 可使轨迹误差任意小, 但实验中发现, 进一步增大 K_p 和 K_v , 轨迹误差并没有明显变小, 3 种控制律情况基本一样。一个重要的原因是关节力矩的限制。

当 $k_{p1} = k_{p2} = 3\ 300$, $k_{v1} = k_{v2} = 250$ 时, 按 PD 控制跟踪计算出的力矩变化如图 3 所示。可以看出一些位置超过了电机最大力矩 20 N·m。

5 结 论

本文定义一种新的 Lyapunov 函数, 应用 Corless 关于指数收敛的理论, 对 3 种常用的基于 PD 的机器人轨迹跟踪算法的稳定性、鲁棒性和收敛速率作了分析和比较。实验研究表明, 基于 PD 的 3 种轨迹跟踪算法都有较好的跟踪性能, 增加反馈系数轨迹误差减小。但对一个实际的物理系统, 与理论分析有所差别, 轨迹误差不可能任意小, 它存在一个下界, 因为进一步增加反馈系数, 会导致关节力矩受限

和 高频 振 颤。力 矩 受 限 是 影 响 控 制 性 能 的 一 个 重 要 因 素, 这 是 设 计 高 级 控 制 算 法 时 应 考 虑 的 实 际 问 题。

参考文献(References):

- [1] Rocco P. Stability of PID control for industrial robot arms[J]. IEEE Trans Robot Automat, 1996, 12(4): 606-614.
- [2] Takegaki M, Arimoto S. A new feedback method for dynamic control of manipulators [J]. ASME Trans DDMC, 1981, 103: 119-125.
- [3] Koditschek D E. Natural motion for robot arms[A]. Proc IEEE Conf Decision Control [C]. Las Vegas, 1984. 733-735.
- [4] 陈启军. 宏-微机器人系统及其连续轨迹控制研究[D]. 上海: 同济大学, 1999.
- [5] Corless M. Guaranteed rates of exponential convergence for uncertain systems[J]. J Optim Theory Appl, 1990, 64(3): 481-494.
- [6] Paden B, Riedle B. A positive-real modification of a class of nonlinear controller for robot manipulators [A]. Proc American Control Conf [C]. Atlanta, 1988. 1782-1785.

(上接第 48 页)

- [7] Maniezzo V, Dorigo M, Colomi A. Algodesk: An experimental comparison of eight evolutionary heuristics applied to the quadratic assignment problem[J]. European J Oper Res, 1995, 81(1): 188-204.
- [8] Maniezzo V. Exact and approximate nondeterministic tree-search procedures for the quadratic assignment problem[J]. Infor J Comp, 1999, 11(4): 358-369.
- [9] Maniezzo V, Colomi A. Ant system applied to the quadratic assignment problem[J]. IEEE Trans Knowl

Data Eng, 1999, 11(5): 769-778.

- [10] Leguizamón G, Michalewicz Z. A new version of ant system for subset problems [A]. Proc Congr Evol Comp [C]. Darmstadt, 1999. 2: 1459-1464.
- [11] Douzono H, Hara S, Kawamoto S, et al. A clustering method using genetic algorithm and ant system [A]. Joint Conf Intell Syst [C]. Springerlag, 1998. 2: 407-410.

(上接第 52 页)

- [5] Suzuki I. Fundamental properties and application of temporal Petri nets[A]. Proc 9th Annu Conf Infor Sci Syst [C]. Baltimore: Johns Hopking Univ, 1985. 641-646.
- [6] Suzuki I, Lu H. Temporal Petri nets and their application to modeling and analysis of a handshake daisy chain arbiter[J]. IEEE Trans Comput, 1989, 38(5): 696-704.
- [7] Zurawski R. Verifying correctness of interfaces of design models on manufacturing systems using functional abstractions [J]. IEEE Trans Ind Electr, 1997, 44

(3): 307-320.

- [8] 蒋昌俊. 离散事件动态系统的 PN 机理论[M]. 北京: 科学出版社, 2000.
- [9] Shatz S M, Mai K, Black C. Design and implementation of a Petri net-based toolkit for Ada tasking analysis[J]. IEEE Trans Parallel Distr Syst, 1990, 1(4): 424-441.
- [10] Barkaoui K. Verification in concurrent programming with Petri nets structural techniques[A]. Proc 3rd Int IEEE High Assur Syst Eng Symp [C]. 1998. 124-133.