

Petri 网的 PP 型子网精细化操作性质分析及应用^{*})

夏传良

(中国科学院数学与系统科学研究院计算机科学研究室 北京 100080)

摘要 针对工厂用车间中的若干台机器加工某些部件等这一类业务处理问题,提出了用 Petri 网精细化操作解决问题的方案。定义了一种 PP-型子网,用这种子网分别对 Petri 网系统中的某些库所进行细化,得到更细致、更精确的 Petri 网系统。研究了 Petri 网精细化操作的动态性质保持问题,给出这种精细化操作保持活性、有界性、可回复性和公平性的充要条件;本文的结果可为 Petri 网系统静态和动态性质的考察提供有效途径,为 Petri 网复杂大系统的分析提供重要手段,并特别适合于一类业务系统的描述和处理,具有一定的实用价值。

关键词 Petri 网,精细化操作,活性,有界性,可回复性,公平性

The Analysis and Application of a PP Type Petri Net's Subnet Refinement

XIA Chuan-Liang

(Department of Computer Science, Academy of Mathematics and System Sciences, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080)

Abstract A scheme is obtained using a kind of Petri net refinement, according to process of some factory using several machines of a workshop to produce some parts. A PP-type subnet is defined. A refinement Petri net is obtained through using the kind of subnet to replace some places of the ordinary Petri net. Dynamic properties have been investigated. The sufficient and necessary conditions of liveness preservation, boundedness preservation, reversibility preservation and fairness preservation are presented. These results are useful for studying the static and dynamic properties of Petri nets, analyzing properties for large complex system. The refinement method is practical to use in reality.

Keywords Petri nets, Refinement, Liveness, Boundedness, Reversibility, Fairness

1 引论

在日常生活中经常遇到某些工厂或单位,用某个车间或中介机构为它们生产某些部件或提供某些服务的问题。合理的调度车间中若干台机器的操作流程或安排好服务过程中的各个环节,可以做到共享资源、节省资金的目的。又如,团体或个人向某一个房产中介机构申请租赁或购买住房,只要操作得当,也可达到共享资源和节省资金的目的,总之,这类业务处理过程在日常生活中比比皆是,具有一定的普遍性。有必要对这类系统进行研究和管理。为建立和管理好这类系统,需要一整套完整的建模、分析的理论和方法。针对这类系统的并发、异步等特征已有一些理论结果和研究方法,像 CSP^[1,2], CCS^[3,4], Petri 网以及形式语言自动机^[5]等。尽管 CSP, CCS 具有较好的模拟能力和分析演算能力,但它们如同形式语言自动机一样,其处理是针对系统运行机制的,没有反映系统物理结构信息,不便于系统结构设计和处理;又 CSP 和 CCS 所刻画的并发是交互式语义,而非真并发语义。Petri 网是刻画真并发语义的一种有效工具, Petri 网侧重于系统的物理结构描述和性质分析,有对结构与行为的统一考虑,对系统的表达能力强,并已形成严格的体系。使用这一形式化体系有很多优点。首先,它有精确的定义,同其它许多非形式化的框图技术相比,避免了模糊性、不确定性和矛盾性。其次,这种形式化体系可以用来反思过程^[15]。比如能够建立特定模式,也促成了很多分析技术(如分析性能的和验证逻辑性质的技术)的使用。多年来, Carl Adam Petri 提出的模型已被人们以多种不同的方式进行了扩展,因而才能以更加容易理

解的方式对复杂过程进行建模。本文就以 Petri 网作为上述业务过程处理系统的建模、分析工具;考虑到一次性建模的复杂性,用 Petri 网先建立系统的粗略模型,然后再对其进行精细化得到系统的细致、精确模型。

对复杂业务处理过程建模时,精细化的描述方法通常是绝对必要的。只有通过把主过程分解为更小的子过程,才能化简过程的复杂性,其实就是分而治之的策略。子过程的识别还有一个重要优点,它使我们能够重用先定义的过程。如果某子过程重复出现多次,则只要重用它的定义即可。子过程的重用经常使复杂系统的建模更加快速^[15]。

Petri 网的精细化设计思想一直为理论界和工程界所关注,已有大量的工作。Brauserd^[6]根据精细化后所保持的性质的不同,将精细化操作技术分为两类:一类是保持行为性质(如活性和有界性)的精细化操作;二是保持语义等价的精细化操作。如文[16,17]中的精细化操作技术大多属于第一类。文[7]对多种精细化操作进行了研究,给出了保持自动机、标识图,自由选择网、非对称选择网、守恒性、相容性、有界性和可重复性等条件;文[8]基于一般随机 Petri 网,提出了一种逐步建立可靠性模型的方法,先建立模型,然后根据有关条件再进行精细化;文[9]按照逐步精细化的操作方法,模拟和实现整个制造系统(MS);文[10]给出了一种基于规则的精细化操作,用于保持系统的安全性;文[11]研究了对某些变迁和库所进行精细化操作后的 Petri 网的公平性保持问题;文[12]对工作流网进行了保持正确性的精细化操作;S. Peucker 在文[13]中关于一个简单 Petri 网子类(Elementary Petri nets)引入了一种变迁精细化操作,随后又将这种概念推广到一个更

^{*})国家自然科学基金(60073013),国家重点基础研究发展规划(1998030416)和中国科学院管理、决策与信息系统开放实验室(MADIS)资助。

夏传良 讲师,博士,主要研究领域为 Petri 网、算法设计与分析、计算机网络与通信。

大的 Petri 网子类 (Algebraic Petri nets), 最后在文 [14] 中用这种变迁精细化操作作为一个寻找赋权标识图的最小跨度树的复杂算法的正确性给出了一个新的、明确易懂的证明; …… 这些工作均针对 Petri 网精细化操作和网性质的分析。

上述工作虽然给出了一些精细化操作方法, 但对精细化条件的判定一般都比较困难, 并且一般不适合描述上述业务过程处理系统。为了较好地描述这类系统, 参考了大量相关工作与有关 Petri 网精细化操作方面的文献并作精心研究, 提出了一种子网和相应的精细化操作。

本文提出了一种 PP-型子网和 PP-型子网精细化操作。为了研究这种精细化操作的动态性质保持问题, 又提出了 PP-型闭网的概念。给出了精细化后的目标网保持活性、有界性、可回复性和公平性的充分必要条件。按照有关条件对原网进行精细化操作, 得到精细化后的目标网, 只要原网和相应的 PP-型闭网都是活的、有界、可回复的和公平的, 则其目标网就是活的、有界、可回复的和公平的。这对于 Petri 网复杂大系统的分析具有重要的指导意义, 并特别适合于类业务过程的描述和处理。值得一提的是本文给出的 Petri 网精细化描述模型绝不仅仅可用来描述和处理“某工厂用某车间的若干台机器为其生产某些部件”问题的具体过程, 可覆盖更大的问题类。

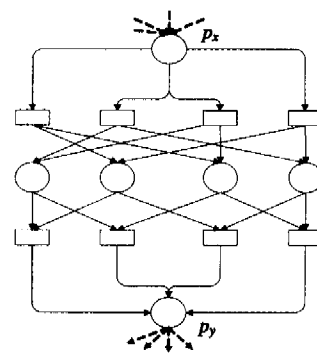
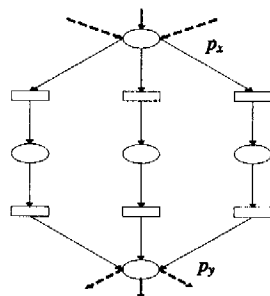
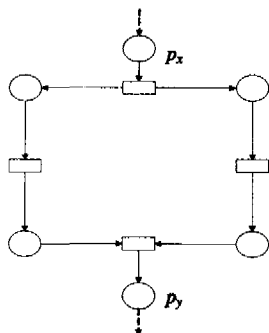
本文第 2 节给出了相关的基本概念、符号; 第 3 节研究了 PP-型子网精细化操作对活性、有界性、可回复性和公平性的保持性问题; 第 4 节对一个工厂用一个车间中的两台机器生产两种部件的具体过程进行描述和处理; 最后总结全文。

2 基本定义和符号

只引入与本文相关的少数几个基本概念。

定义 2.1 设 $N=(P, T; F, W)$ 是一个 Petri 网, $\Sigma=(N, M_0)$ 是一个 Petri 网系统, $M \in R(M_0)$,

(1) 变迁 $t \in T$ 称为在 M 下使能, 当且仅当对 $\forall p \in P; M$



PP-型子网的特点是除 p_x, p_y 外, 子网中的其它结点均不与子网外的其余结点相连。

定义 2.7 设 $N=(P, T; F, W)$ 是一个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0, W_0)$ 是 N 的一个子网, 若满足:

(1) $P_0 \cup T_0 \subseteq P$;

(2) 令 $P_0' = P_0 - \{p_x, p_y\}$, $P_0' \cup P_0'' \subseteq T_0$ 且 $p_x \in T - T_0, p_y \in T - T_0$;

则称 N_0 为 N 的一个 PP-型子网。

定义 2.8 PP-型子网精细化操作 $Re f_{PP}(\tilde{p}, N_{PP})$: 将 Petri 网 $N=(P, T; F, W)$ 中的变迁 \tilde{p} 精细化为一个 PP-型子网 $N_{PP}=(P_{PP}, T_{PP}; F_{PP}, W_{PP})$ (即用 PP-型子网 $N_{PP}=(P_{PP}, T_{PP}; F_{PP}, W_{PP})$ 来替换 \tilde{p}), 得到 Petri 网 $N'=(P', T'; F', W')$ 其中

$(p) \geq W(p, t)$, 记作 $M[t >]$;

(2) 若 t 是在 M 下使能的, 则 t 可以引发, 其结果把 M 转化为 M'

$$M'(p) = \begin{cases} M(p) - W(p, t) & p \in \cdot t \\ M(p) + W(t, p) & p \in t \cdot \\ M(p) - W(p, t) + W(t, p) & p \in \cdot t \cap t \cdot \\ M(p) & \text{其它} \end{cases}$$

定义 2.2 设 $\Sigma=(N, M_0)$ 是一个 Petri 网系统。

(1) 变迁 $t \in T$ 是活的, 当且仅当 $\forall M \in R(M_0), \exists M' \in R(M), M[t >]$;

(2) Σ 是活的, 当且仅当 $\forall t \in T, t$ 是活的。

定义 2.3 设 $\Sigma=(N, M_0)$ 是一个 Petri 网系统。

(1) 库所 $p \in P$ 是有界的, 当且仅当存在常数 $k > 0$, 使得 $M(p) \leq k, \forall M \in R(M_0)$;

(2) Σ 是有界的, 当且仅当 $\forall p \in P, p$ 是有界的。

定义 2.4 设 $\Sigma=(N, M_0)$ 是一个 Petri 网系统。 Σ 是可回复的, 当且仅当 $M_0 \in R(M), \forall M \in R(M_0)$ 。

定义 2.5^[19] 设 $\Sigma=(N, M_0)$ 是一个 Petri 网系统。

(1) 变迁 t_1 和 t_2 处于公平关系, 当且仅当 $\exists k > 0, \forall M \in R(M_0), \forall \sigma \in T^*: M[\sigma >] \wedge \#(t_i/\sigma) = 0 \rightarrow \#(t_j/\sigma) < k, i, j \in \{1, 2\}, i \neq j$ 。

(2) 如果任意两个变迁都处于公平关系, 则称 $\Sigma=(N, M_0)$ 为公平 Petri 网系统。

定义 2.6 设 $N=(P, T; F, W)$ 和 $N_0=(P_0, T_0; F_0, W_0)$ 是两个 Petri 网, 若满足:

(1) $P_0 \subset P, T_0 \subset T$ 且 $P_0 \neq \emptyset, T_0 \neq \emptyset$;

(2) $F_0 = F \cap ((P_0 \times T_0) \cup (T_0 \times P_0))$;

则称 N_0 是 N 的一个子网。

针对业务处理系统, 提出了一种子网——PP-型子网, 简单示例如下:

(1) $P' = (P - \{\tilde{p}\}) \cup P_{PP}$;

(2) $T' = T \cup T_{PP}$;

(3) $F' = F \cup \{(t, p_x) | t \in T \wedge t \in \tilde{p}\} \cup F_{PP} \cup \{(p_y, t) | t \in T \wedge t \in \tilde{p}\} - \{(t, \tilde{p}) | t \in T \wedge t \in \tilde{p}\} - \{(\tilde{p}, t) | t \in T \wedge t \in \tilde{p}\}$;

(4) $W'(x, y) =$

$$W'(x, y) = \begin{cases} W(x, y) & x, y \in \{PUT - \{\tilde{p}\}\} \text{ 且 } (x, y) \subseteq F; \\ W(t, \tilde{p}) & x = t, y = p_x, t \in \tilde{p} \text{ 且 } (t, p_x) \subseteq F'; \\ W(\tilde{p}, t) & x = p_y, y = t, t \in \tilde{p} \text{ 且 } (p_y, t) \subseteq F'; \\ W_{PP}(x, y) & x, y \in P_{PP} \cup T_{PP} \text{ 且 } (x, y) \subseteq F_{PP}; \end{cases}$$

(5) $M_0' = \begin{cases} [M_{(P \setminus \tilde{p})_0}^T, \theta_{PP}^T]^T & M_0(\tilde{p}) = 0 \\ [M_{(P \setminus \tilde{p})_0}^T, M_{0PP}^T]^T & M_0(\tilde{p}) > 0 \end{cases}$

(其中 $M_{(P \setminus \tilde{p})}$ 为 M 中去掉 \tilde{p} 所对应的分量以后的向量, θ_{PP} 是 M_{PP} 的零向量)

定义 2.9 PP-型闭网系统 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) : 为 N_{PP} 增加一个变迁 t_{PP} 和有向弧 $(p_y, t_{PP}), (t_{PP}, p_x)$ 且 $W(p_y, t_{PP}) = \sum_{t \in \bar{P}} W(p_y, t), W(t_{PP}, p_x) = \sum_{t \in \bar{P}} W(t, p_x)$ 得到 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 。

3 Petri 网的 PP 型子网精细化操作性质分析

定理 3.1 设 (N', M_0') 是 (N, M_0) 中经 PP-型子网精细化操作 $\text{Re } f_{PP}(\tilde{p}, N_{PP})$ 得到的 Petri 网系统, 如果 $\{p | (p \in P_{PP}) \wedge (M_{PP}(p) > 0)\} \subseteq \{p | (p \in P') \wedge (M'(p) > 0)\}$, 则 (N', M_0') 是活的充分必要条件是 (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是活的。

证明: (1) 先证明充分性。

根据定义 2.8, $M_0' = \begin{cases} [M_{(P \setminus \tilde{p})0}^T, \theta_{PP}^T]^T & M_0(\tilde{p}) = 0 \\ [M_{(P \setminus \tilde{p})0}^T, M_{0PP}^T]^T & M_0(\tilde{p}) > 0 \end{cases}$

在 (N', M_0') 中, $\forall t' \in T', \forall M' \in R(M_0')$, 则有 $t' \in T$ 或者 $t' \in T_{PP}$ 。不失一般性, 假设 $t' \in T, M' = [M_{(P \setminus \tilde{p})}^T, M_{PP}^T]^T, M \in R(M_0), M_{PP} \in R(M_{0PP})$ 。因为 (N, M_0) 是活的, 则 $\exists M \in R(M_0), \exists \bar{M} \in R(M)$ 使得 $\bar{M}[t' >]$ 。又因为 (N, M_0) 和 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是活的, 根据定义 2.8, $\exists \bar{M}' = [\bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})}^T, \bar{M}_{PP}^T]^T \in R(N', M')$, 使得 $\bar{M}'[t' >]$, 其中, $\bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})} \in R(M_{(P \setminus \tilde{p})})$, 其中 $M_{(P \setminus \tilde{p})}$ 为 M 中去掉 \tilde{p} 所对应的分量以后的向量。 $\bar{M}_{PP} \in R(N_{PP}, M_{PP})$ 。因此 t' 在 (N', M_0') 中是活的。所以由 t' 的任意性可知, (N', M_0') 是活的。

(2) 再证明必要性。

采用反证法。假设 $\forall M_0'' \in R(M_0')$, 由 (N', M_0') 中得到的 (N, M_0) 不活, 亦即 $\exists M \in R(M_0), \exists t \in T, \forall \bar{M} \in R(M)$ such that $\neg(\bar{M}[t >])$ 。

显然 $\forall \bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})} \in R(M_{(P \setminus \tilde{p})})$ 使得 $\neg(\bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})}[t >])$ 。因为 $M_{(P \setminus \tilde{p})0}$ 是 M_0' 在 (N, M_0) 的投影, 假设 $M_{(P \setminus \tilde{p})0}[\sigma > M_{(P \setminus \tilde{p})}[\bar{\sigma} > \bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})}, \sigma, \bar{\sigma} \in T$, 现在加入 (N_{PP}, M_{PP0}) 中的变迁 (或变迁步) σ_P , 得到 $\sigma', \sigma'' \in T''$ 。因为 (N', M_0') 是活的, 根据定义 2.8, $M_0'[\sigma' > \bar{M}'[\sigma'' > \bar{M}']$, 并且 $M_{(P \setminus \tilde{p})}$ 是 M' 在 (N, M_0) 投影, $\bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})}$ 是 \bar{M}' 在 (N, M) 上的投影, 所以对对应于 $M_{(P \setminus \tilde{p})}, \exists M'' \in R(M_0'')$, $\exists t' \in T'$ 使得对应于 $\forall \bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})} \in R(M_{(P \setminus \tilde{p})}), \forall M'' \in R(M''), \neg(\bar{M}_{(P \setminus \tilde{p})}[t' >]) \Rightarrow \neg(\bar{M}'[t' >])$, 所以 (N', M_0') 不活, 矛盾。因此 $\exists M_0'', M_0''' \in R(M_0')$, 使得从 (N', M_0'') 中经抽象化操作得到的 (N, M_0) 和从 (N', M_0''') 中经抽象化操作得到的 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是活的。因为 $\{p | (p \in P_{PP}) \wedge (M_{PP}(p) > 0)\} \subseteq \{p | (p \in P') \wedge (M'(p) > 0)\}$, 则从 (N', M_0') 中经精细化操作得到的 (N, M_0) 和 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是活的。

定理 3.2 设 (N', M_0') 是 (N, M_0) 中经 PP-型子网精细化操作 $\text{Re } f_{PP}(\tilde{p}, N_{PP})$ 得到的 Petri 网系统, 则 (N', M_0') 是有界的充分必要条件是 (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是有界的。

证明: (1) 先证明充分性。

因为 (N, M_0) 是有界的, 则 $\forall p \in P$, 存在正常数 k_1 使得 $M(p) \leq k_1, \forall M \in R(M_0)$ 。显然 $\forall p \in P - \{\tilde{p}\}, M_{(P \setminus \tilde{p})}(p) \leq k_1$, (其中 $M_{(P \setminus \tilde{p})}$ 为 M 中去掉 \tilde{p} 所对应的分量以后的向量)。因为 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 有界, 则 $\forall p \in P_{PP}$, 存在一个正常数 k_2 使得 $M_{PP}(p) \leq k_2, \forall M_{PP} \in R(M_{PP0})$ 。令 $k = k_1 + k_2$, 根据定义 2.8, $\forall p \in P', M'(p) = [M_{(P \setminus \tilde{p})}^T, M_{PP}^T]^T(p) \leq k, \forall M' \in R(M_0')$, 所以 (N', M_0') 有界。

(2) 再证明必要性。

采用反证法, 假设 (N, M_0) 无界, 则 $\exists p \in P, \forall k > 0, M$

$(p) > k$ 。根据定义 2.8, $\forall k > 0, M'(p) > k$ 。这与题设 (N', M_0') 有界矛盾。

定理 3.3 设 (N', M_0') 是 (N, M_0) 中经 PP-型子网精细化操作 $\text{Re } f_{PP}(\tilde{p}, N_{PP})$ 得到的 Petri 网系统, 如果 $\{p | (p \in P_{PP}) \wedge (M_{PP}(p) > 0)\} \subseteq \{p | (p \in P') \wedge (M'(p) > 0)\}$, 则 (N', M_0') 是可回复的充分必要条件是 (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是可回复的。

证明: (1) 先证明充分性。

$\forall M' \in R(M_0')$, 根据定义 2.8, $M_0' = [M_{(P \setminus \tilde{p})0}^T, M_{PP0}^T]^T, M' = [M_{(P \setminus \tilde{p})}^T, M_{PP}^T]^T$ 。因为 (N, M_0) 是可回复的, 则 $\forall M \in R(M_0), M_0 \in R(M)$ 。又因为 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 是可回复的, 则 $\forall M_{PP} \in R(M_{PP0}), M_{PP0} \in R(M_{PP})$ 。显然, $M_0' \in R(M')$, 因此 (N', M_0') 是可回复的。

(2) 再证明必要性。

采用反证法, 假设 (N, M_0) 不是可回复的, 则 $\exists M_1 \in R(N, M_0)$ 使得 $M_0 \notin R(N, M_1)$ 根据定义 2.8, $\exists M_1' = [M_{(P \setminus \tilde{p})1}^T, M_{PP1}^T]^T$, 使得 $M_0' \notin R(N', M_1')$ 。这与题设 (N', M_0') 是可回复的矛盾。因此 $\exists M_0'', M_0''' \in R(N', M_0')$ 使得从 (N', M_0'') 中经抽象化操作得到的 (N, M_0) 和从 (N', M_0''') 中经抽象化操作得到的 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是可回复的。因为 $\{p | (p \in P_{PP}) \wedge (M_{PP}(p) > 0)\} \subseteq \{p | (p \in P') \wedge (M'(p) > 0)\}$, 则从 (N', M_0') 中经精细化操作得到的 (N, M_0) 和 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是可回复的。

定理 3.4 设 (N', M_0') 是 (N, M_0) 中经 PP-型子网精细化操作 $\text{Re } f_{PP}(\tilde{p}, N_{PP})$ 得到的 Petri 网系统, 则 (N', M_0') 是公平的充分必要条件是 (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是公平的。

证明: (1) 先证必要性。

采用反证法。假设 (N, M_0) 不公平, 则存在 $t_1, t_2 \in T, t_1$ 和 t_2 处于不公平关系。这就意味着 $\forall k > 0, \exists \sigma \in T^*, \exists M \in R(M_0)$, 使得 $M[\sigma > \wedge \#(t_1/\sigma) = 0 \rightarrow \#(t_2/\sigma) \geq k, i, j \in \{1, 2\}, i \neq j$ 。根据定义 2.8 可知, $t_1, t_2 \in T', \forall k > 0, \exists \beta \in T'^*, \sigma$ 包含于 β , 并且, $\{\beta$ 中的变迁集合 $\} - \{\sigma$ 中的变迁集合 $\} \subseteq T_{PP}$, 以及, $\exists M' \in R(M_0')$, $M' = [M_{(P \setminus \tilde{p})}^T, M_{PP}^T]^T$ 其中 $M_{(P \setminus \tilde{p})}$ 为 M 中去掉 \tilde{p} 所对应的分量以后的向量, $M \in R(M_0), M_{PP} \in R(M_{PP0}) \cup \{\theta_{PP}\}$ (其中 θ_{PP} 是 M_{PP} 的零向量), 又因为 $T \cap T_{PP} = \emptyset$, 则有 $M'[\beta > \wedge \#(t_1/\beta) = 0 \rightarrow \#(t_2/\beta) \geq k, i, j \in \{1, 2\}, i \neq j$ 。从而 (N', M_0') 不公平, 矛盾! 因此, (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是公平的。

(2) 关于充分性, 由于 (N, M_0) 与 (\bar{N}_{PP}, M_{PP0}) 都是公平的, 不难推出 (N', M_0') 也是公平的, 否则同可以用反证法导出矛盾。

4 应用

在实际应用中, 对比较复杂的且具有层次的过程进行描述和处理时, 精细化操作方法通常是绝对必要的。精细化操作对活性和有界性的保持性, 保证了经精细化操作后得到的网系统的正常运行。

以下将应用本文中刚才给出的 Petri 网精细化操作方法为一个工厂用一个车间中的两台机器生产两种不同部件的系统建模。

工厂准备好两种原材料后, 用一个车间中的两台机器为其生产两种不同部件。原材料 1 和原材料 2 分别在机器 1 和机器 2 上同时加工得到两种中间件, 这两种中间件分成

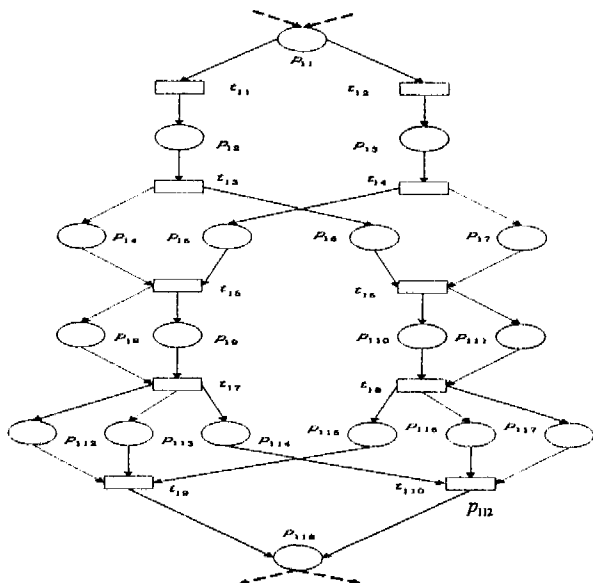


图2 PP-型子网 N_{PP}

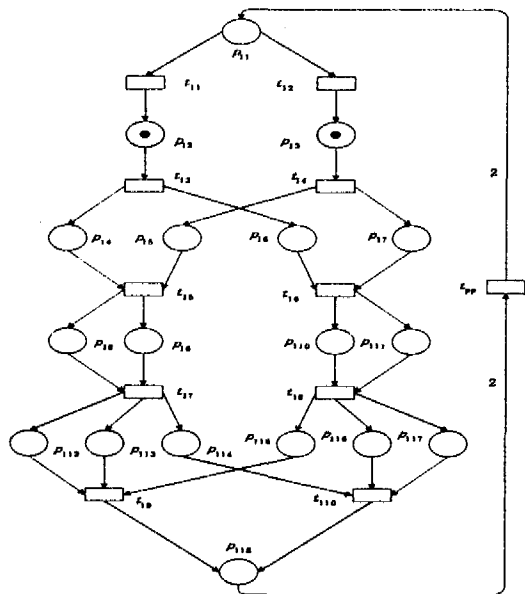


图3 PP-型闭网系统 $\Sigma = (\bar{N}_{PP}, M_{PP0})$

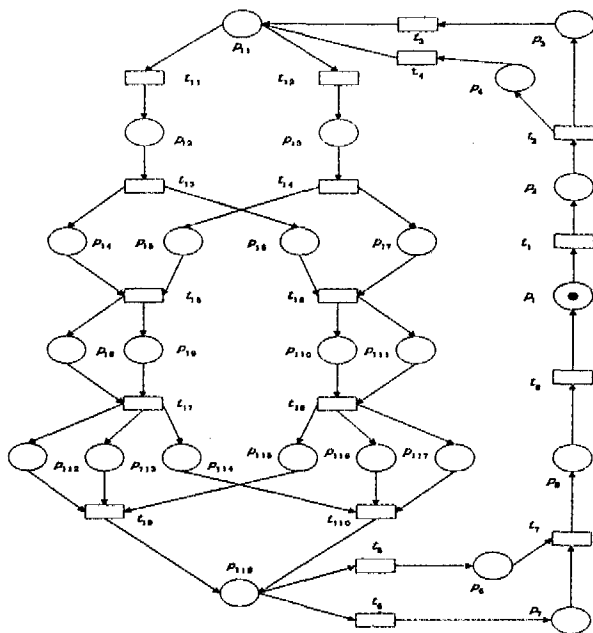


图4 一步精细化后的 Petri 网系统 $\Sigma' = (N', M_0')$

下一步的研究工作是进一步推广精细化操作满足动态性质的保持性条件,并研究精细化操作对其它性质的保持性问题。

参考文献

- 1 Hcare C A R. Communicating sequential process. Communications of the ACM,1978,21(8): 666~677
- 2 Taubner D. Finite representation of CCS and TCSP programs by automata and Petri nets. LNCS,1990,369
- 3 Milner R. A calculus of communicating systems [J]. LNCS, 1980,92
- 4 Goltz U. On representing CCS programs by finite Petri nets. In Mathematical Foundations of Computer Science. LNCS,1988,324
- 5 Casavant T L, J G. A communicating finite automata approach to modeling distributed computation and its application to distributed decision-making. IEEE Trans, Computers, 1990, 39(5), 542~558
- 6 Brauer W, Gold B, Vogler W. A survey of behavior and equivalence preserving refinement of Petri nets. Lecture Notes in Computer Science, 1990, 483 : 1~46
- 7 Huang H, Cheung T Y, Mak W M. Structure and behavior preservation by Petri-net-based refinements in system design. Theoretical Computer Science, 2004, 328, 245~269
- 8 Betous-Almeida C, Kanoun K. Construction and stepwise refinement of dependability models. Performance Evaluation, 2004, 56; 277~306
- 9 Nketsa A, Valette B. Rapid and modular prototyping-based Petri nets and distributed simulation for manufacturing systems. Applied Mathematics and Computation, 2001, 120; 265~278
- 10 Padberg J, Gajewsky M, Ermel C. Rule-based refinement of high-level nets preserving safety properties. Science of Computer Programming 2001, 40; 97~118
- 11 Völzer H. Refinement-Robust fairness. L. Brim, et al. eds. CONCUR, LNCS 2421, 2002. 547~562
- 12 van Hee K, Sidorova N, et al. Soundness and separability of workflow nets in the stepwise refinement. In: Proc. the 24th Intl. Conf. on Application and Theory of Petri Nets. Eindhoven, The Netherlands, 2003. 337~356
- 13 Peuker S. Property preserving transition refinement with concurrent runs; An example. In: Intl. Conf. on Application of Concurrency to System Design, IEEE Computer Society, 2001. 77~86
- 14 Peuker S. Transition refinement for deriving a distributed minimum weight spanning tree algorithm. In: Proc. the 23rd Intl. Conf. on Application and Theory of Petri Nets. Adelaide, Australia, 2002. 374~393
- 15 Aalst W van der, van Hee K. Workflow Management: Models, Methods and Systems. Originally Published by the MIT Press, 2002
- 16 Suzuki I, Murata T. A method for stepwise refinement and abstraction of Petri nets. J Comput System Sci., 1983, 27; 51~76
- 17 Valette R. Analysis of Petri nets by stepwise refinements. J Comput System Sci., 1979, 18; 35~46
- 18 陆维明. 论活网中冻结标志的意义. 中国科学(A辑), 1998, 31(7); 776~784
- 19 吴哲辉. 有界 Petri 网的活性和公平性的分析和实现. 计算机学报, 1989, 12(4); 267~278