

Petri 网共享子网合成及其在系统设计中的应用^{*})

夏传良^{1,2} 徐进²

(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)¹

(山东建筑工程学院计算机科学与技术系 济南 250014)²

摘要 针对柔性制造系统的设计和分析,提出了经由 Petri 网共享子网构成合成网的解决方案;研究了 Petri 网共享子网合成的动态性质保持问题,给出了合成网保持活性、有界性的一组充分条件;对一个柔性制造系统进行了设计和分析。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,并特别适合于柔性制造系统的设计,具有一定的实用价值。

关键词 Petri 网,合成,有界性,活性,系统设计

Synthesis of Petri Nets Shared Subnet and its Application in System Design

XIA Chuan-Liang^{1,2} XU Jin²

(Department of Computer Science, Academy of Mathematics and System Sciences, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080)¹

(Department of Computer Science and Technology, Shandong Institute of Architecture and Engineering, Jinan 250014)²

Abstract A scheme is obtained using synthesis of Petri nets shared subnet, according to design and analysis of flexible manufacturing system. Dynamic property preservations of the synthesis net have been investigated. A group of sufficient conditions of liveness preservation, boundedness preservation are presented. A flexible manufacturing system has been designed and analyzed. These results are useful for studying the static and dynamic properties of Petri nets and analyzing properties for large complex system. The synthesis method is especially fit for flexible manufacturing system design and practical to use in reality.

Keywords Petri nets, Synthesis, Boundedness, Liveness, System design

1 引言

在系统设计中,合成操作是一个非常普遍、非常基本的问题。适用的合成技术对系统(特别是柔性制造系统)的设计和验证都是十分关键的。系统合成可以达到共享资源和同步操作的目的。对系统的设计和验证需要一整套完整的理论和方法。针对离散事件系统已有一些理论结果和研究方法,如 CSP、CCS、Petri 网以及形式语言自动机等。其中 Petri 网作为一种分析和模拟系统的有效工具,已在实际中得到广泛应用。如计算机系统、分布式并行处理系统、柔性制造系统等。Petri 网侧重于系统的物理结构描述,有对结构和行为的统一考虑,对系统的表达能力强,并已形成严格的体系,因此为系统的设计和分析提供了一种有效的方法。但是,当建模的系统大而且复杂时,就会由于状态空间爆炸而带来系统分析上的高复杂性。有一种重要的方法用来降低大系统建模分析的复杂度,这就是系统的合成操作。合成操作就是把相对小的 Petri 网系统组合成一个大的 Petri 网系统,通过大系统保持小系统的某些性质(如活性、有界性等),而得到大系统相应的性质,从而达到利用小系统来研究大系统的目的。

Petri 网的组合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,在 DES 领域合成与控制已非常普遍^[1]; Morin^[2]指出,同步操作是一大类并发系统进行合成操作的基石。关于按路径自动配置进行合成的问题,文[3]给出了一

种有效的解决方案。文[4]给出了一种控制行为系统的合成方法,该系统用模块信号网建模;Chao^[5]提出了一种编结技术(Knitting Technique),可用于对比非对称选择网更一般的 Petri 网进行共享合成,并保持活性、有界性和可回复性。文[6]引入了一组模块网,这种网由一些不同级别的小网组成,它们通过共享变迁来达到同步的目的;文[7]提出了一种 ST-网的概念,在很多情况下,建模问题可由这种 ST-网来解决;文[8]给出了 EN-系统模块合成的方法;文[9]提出了库所组合一个 F-健全网(F-robust net)和一个非干扰网(non-disturbing net)保持活性的方法。这些工作均针对 Petri 网合成和网性质分析。

上述工作虽然给出了一些合成方法,但对合成条件的判定一般都比较困难,并且一般不适用于柔性制造系统的设计和验证。为了较好地描述这类系统,参考了大量相关工作与有关 Petri 网合成方面的文献并做精心研究,提出了共享子网合成网。

本文研究 Petri 网共享子网合成对参与合成 Petri 网性质的继承关系,给出了 4 种子网;提出了共享子网合成 Petri 网保持有界性、活性的一组充分条件。按照这些条件进行共享子网合成,得到共享子网合成网。只要参与合成的各网都是有界的、活的,则其共享子网合成网就是有界的、活的。共享子网合成技术可以实现多个系统的共享子系统合成,既可以实现合成系统的资源共享,减少公共资源(特别是非消耗资

^{*}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。

源,如机器人、工具等)的占用,从而达到节省系统资源的目的,同时可以实现同步操作,解决系统的调度优化问题。

本文的结构如下:第2节给出了相关的基本概念、符号;第3节研究共享子网合成网的有界性、活性保持问题;第4节对两个柔性制造系统进行共享子网合成。最后总结全文。

2 基本定义和符号

关于 Petri 网的基本概念和术语,可参见文[10~12],这里只引入与本文相关的少数几个概念。

定义 1 设 $N=(P, T; F)$ 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 $\forall p \in \cdot t : M(p) \geq W(p, t)$, 记作 $M \llbracket T \gg$

(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 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 $\forall M \in R(M_0), \exists M' \in R(M), M' \llbracket t \gg$;

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

(3) Σ 是有界的, 当且仅当 \exists 整数 $k; \forall p \in P, \forall M \in R(M_0), M(p) \leq k$;

定义 3 设 $N=(P, T; F)$ 和 $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 是两个 Petri 网, 称 N_0 是 N 的子网, 是指满足:

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

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

针对柔性制造系统的设计, 给出 4 种类型的子网, 简单示例如图 1。

定义 4 设 $N=(P, T; F)$ 是一个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 是 N 的一个子网, 称 N_0 是 N 的一个 I 型子网, 是指满足:

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

(2) 令 $T'_0 = T_0 - \{t_u, t_v\}, \cdot T'_0 \cup T'_0 \cdot \subseteq P_0$ 且 $\cdot t_u \in P - P_0, t_u \cdot \in P - P_0, \{t_u\} \neq \emptyset, \{t_v\} \neq \emptyset$ 。

定义 5 设 $N=(P, T; F)$ 是一个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 是 N 的一个子网, 称 N_0 为 N 的一个 II 型子网, 是指满足:

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

(2) 令 $P'_0 = P_0 - \{p_x, p_y\}, \cdot P'_0 \cup P'_0 \cdot \subseteq T_0$ 且 $\cdot p_x \in T - T_0, p_x \cdot \in T - T_0, \{p_x\} \neq \emptyset, \{p_y\} \neq \emptyset$ 。

定义 6 设 $N=(P, T; F)$ 是一个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 是 N 的一个子网, 称 N_0 是 N 的一个 III 型子网, 是指满足:

(1) $T'_0 = T_0 - \{t_u\}, \cdot T'_0 \cup T'_0 \cdot \subseteq P_0$ 且 $\cdot t_u \in P - P_0, \{t_u\} \neq \emptyset$;

(2) $P'_0 = P_0 - \{p_y\}, \cdot P'_0 \cup P'_0 \cdot \subseteq T_0$ 且 $p_y \cdot \in T - T_0, \{p_y\} \neq \emptyset$ 。

定义 7 设 $N=(P, T; F)$ 是一个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 是 N 的一个子网, 称 N_0 是 N 的一个 IV 型子网, 是指满足:

(1) $P'_0 = P_0 - \{p_x\}, \cdot P'_0 \cup P'_0 \cdot \subseteq T_0$ 且 $p_x \in T - T_0, \{p_x\} \neq \emptyset$;

(2) $T'_0 = T_0 - \{t_v\}, \cdot T'_0 \cup T'_0 \cdot \subseteq P_0$ 且 $t_v \cdot \in P - P_0, \{t_v\} \neq \emptyset$ 。

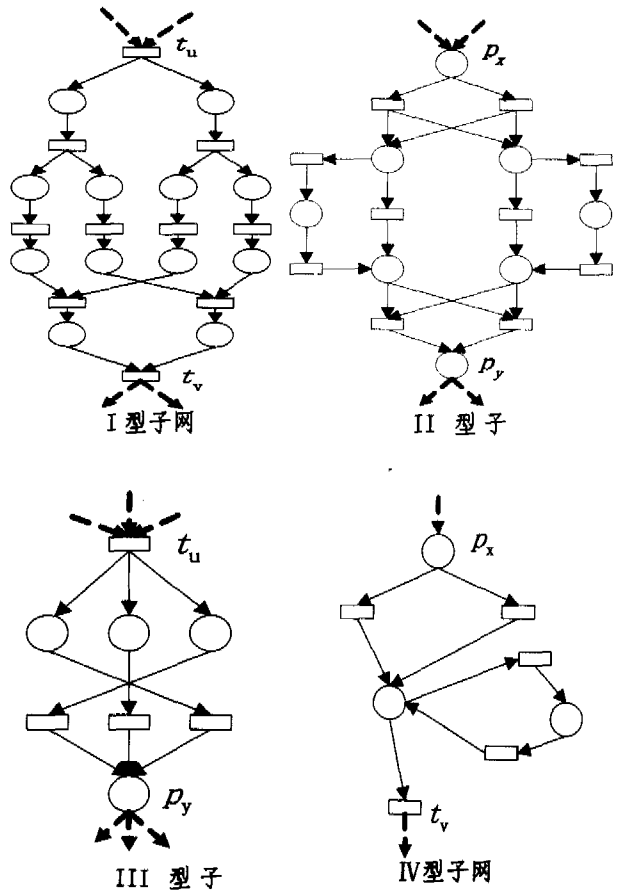


图 1

注: I 型子网的特点是除 t_u, t_v 外, 子网中的其它结点均不与子网外的其余结点相连;

II 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;

III 型子网的特点是除 t_u, p_y 外, 子网中的其它结点均不与子网外的其余结点相连;

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

定义 8 设 $N_i=(P_i, T_i; F_i) (i=0, 1, 2)$ 是三个 Petri 网, 称 N_0 为 N_1 和 N_2 的共享子网, 是指 N_0 满足:

(1) $P_0 \subseteq P_1 \cap P_2, T_0 \subseteq T_1 \cap T_2$ 且 $P_0 \neq \emptyset, T_0 \neq \emptyset$;

(2) $F_0 \subseteq F_1 \cap F_2 \cap ((P_0 \times T_0) \cup (T_0 \times P_0))$ 。

定义 9 设 $N_i=(P_i, T_i; F_i) (i=0, 1, 2)$ 是两个 Petri 网, $N_0=(P_0, T_0; F_0)$ 为 N_1 和 N_2 的共享子网, 称 N 为 N_1, N_2 的共享子网合成网, 是指 $N=(P, T; F)$ 满足:

(1) $P=(P_1 - P_0) \cup P_0 \cup (P_2 - P_0)$;

(2) $T=(T_1 - T_0) \cup T_0 \cup (T_2 - T_0)$;

(3) $F=(F_1 - F_0) \cup F_0 \cup (F_2 - F_0)$ 。

定义 10 设 $\Sigma_i=(N_i, M_{i0}) (i=1, 2)$ 是两个 Petri 网系统, 称 Σ 为 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网合成 Petri 网系统, 是指 $\Sigma=(N, M_0)$ 满足:

(1) N 是 $N_i (i=1, 2)$ 的共享子网合成网;

(2) $\forall p \in P_0, M_{10}(p) = M_{20}(p), M_0$ 定义如下:

$$M_0(p) = \begin{cases} M_{10}(p) & \forall p \in P_1 \\ M_{20}(p) & \forall p \in P_2 \end{cases}$$

3 共享子网合成 Petri 网有界性、活性的保持性

定理 3.1 设 $\Sigma_i = (N_i, M_{i0}) (i=1, 2)$ 是两个有界的、活的 Petri 网系统, 其共享子网合成网系统为 $\Sigma = (N, M_0)$, $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网是一个 I 型子网, 则 Σ 是有界的、活的。

证明: (1) 先证明 Σ 的活性。因为 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网是一个 I 型子网, 由定义 4, 根据 I 型子网的特点, 可知 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 关于 T_0 显然有相同的可引发序列, 不妨设为 $t_u, t_i, t_j, \dots, t_v$ 。由于 $\Sigma_1 = (N_1, M_{10}), \Sigma_2 = (N_2, M_{20})$ 是两个活的 Petri 网系统, 所以 $\exists M_{10}' \in R(M_{10})$, 使得 $M_{10}'[t_u >$; $\exists M_{20}' \in R(M_{20})$, 使得 $M_{20}'[t_u >$ 。根据定义 10, 在 $\Sigma = (N, M_0)$ 中, $M_0[t_u >$; 而在 Σ_1 中, $M_{10}'[t_u > M_{11}; M_{11}[t_i >$; 在 Σ_2 中, $M_{20}'[t_u > M_{21}, M_{21}[t_i >$ 。由定义 4 可知, $T_0 \supseteq P_0 \cup P_0'$, 且令 $T_0' = T_0 - \{t_u, t_v\}$, 有 $T_0' \cup T_0' \subseteq P_0$, 即 I 型子网中除了 t_u, t_v 外, 其余结点不与 N 中其它部分相连, 所以在 t_u 引发后 P_0 中的资源不会发生变化。即在 Σ 中, t_u 引发后, t_i 总能够使能。因此, 在 Σ 中, $\forall \sigma \in (T - \{t_i\})^*, M_0[\sigma > M_1, \exists M_2 \in R(M_1), M_2[t_i >$, 依次类推, $\dots, \forall \sigma' \in (T - \{t_v\})^*, M_0[\sigma' > M_p, \exists M_q \in R(M_p), M_q[t_v >$, 即 $\forall t \in T_0, t$ 是活的。以下证明如果 $\forall t \in T_0, t$ 是活的, 则 Σ 是活的。采用反证法, 若 Σ 不活, 则 $\exists t_x \in T - T_0, \exists M_1 \in R(M_0), \forall M_2 \in R(M_1), \neg M_2[t_x >$ 。不妨设 $t_x \in T_1 - T_0$, 由于 $\forall t \in T_0, t$ 是活的, 则 $\exists t_y \in T_0, \exists M_3 \in R(M_1), M_3[t_y >$, 且当 $p \in P_1 - P_0$ 时, $M_3(p) = M_{11}(p)$; 当 $p \in P_0$ 时, 由定义 10 知, 仍有 $M_3(p) = M_{11}(p)$, 其中 $M_{11} \in R(M_{10})$ 。在这种情况下, $\forall M \in R(M_3), \neg M[t_x >$, 即在 Σ_1 中, $\forall M_{12} \in R(M_{11}), M_{11} \in R(M_{10}), \neg M_{12}[t_x >$, 则 Σ_1 不活, 矛盾, 所以 Σ 是活的。

(2) 再证明 Σ 的有界性。因为 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 是有界的 Petri 网系统, 根据定义 2, 对于 Σ_1 , 存在整数 $k_1 > 0, \forall p_1 \in P_1, \forall M_{11} \in R(M_{10})$, 使得 $M_{11}(p_1) \leq k_1$; 对于 Σ_2, \exists 整数 $k_2 > 0, \forall p_2 \in P_2, \forall M_{21} \in R(M_{20})$, 使得 $M_{21}(p_2) \leq k_2$; 对于 $\Sigma, \forall p \in P$, 则 $p \in P_1 - P_0$ 或 $p \in P_2 - P_0$ 或 $p \in P_0$ 。若 $p \in P_1 - P_0$, 则在 Σ 中, $\forall M_1 \in R(M_0)$, 则 $\exists M_{11}' \in R(M_{10})$, 使得 $M_1(p) = M_{11}'(p) \leq k_1$ 。同理, 对于 $p \in P_2 - P_0, \exists M_{21}' \in R(M_{20})$, 使得 $M_1(p) = M_{21}'(p) \leq k_2$; 若 $p \in P_0, \forall M_1 \in R(M_0)$, 由定义 10 得, $M_1(p) \leq \min(k_1, k_2)$; 取 $k = \max(k_1, k_2)$, 则 $\forall p \in P, \forall M_1 \in R(M_0), \exists$ 整数 k , 使得 $M_1(p) \leq k$, 因此 Σ 有界。

由(1), (2)可知 Σ 是有界的、活的。

定理 3.2 设 $\Sigma_i = (N_i, M_{i0}) (i=1, 2)$ 是两个有界的、活的 Petri 网系统, 其共享子网合成网系统为 $\Sigma = (N, M_0)$, $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网是一个 II 型子网。若 $\forall t \in \{t | t \in p_y\}, p_y$ 为 II 型子网的最后一个结点, t 是活的, 则 Σ 是有界的、活的。

证明: (1) 先证明 Σ 的活性。类似于定理 4.1 相应部分的证明可得, $\forall t \in T_0, t$ 是活的。对 $\forall t' \in T - \{t | t \in p_y\}, p_y$ 为 II 型子网的最后一个结点 $- T_0$, 不妨设 $\forall t' \in T_1 - \{t | t \in p_y\}, p_y$ 为 II 型子网的最后一个结点 $- T_0$ 。由于 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 都是活的, M_{i0} 是 Σ_i 的标识。而对于 Σ , 由于 $\forall t \in \{t | t \in p_y\}, p_y$ 为 II 型子网的最后一个结点, t 是活的, 依定义 $\forall M_1 \in R(M_0)$, 存在变迁序列 $\sigma_1 \in T^*, M_1[\sigma_1 > M_2$, 使 M_2 在 Σ_1 上的限制为 M_{10} , 则存在 $\sigma_2 \in T_1^*, M_2[\sigma_2 > M_3, M_3[t' >$, 所以 t' 是活的。总之, $\forall t' \in T, t'$ 是活的, 所以 Σ 是活的。

(2) 再证明 Σ 的有界性。因为 $\Sigma_i (i=1, 2)$ 是两个活的、

有界的 Petri 网, 则 $\forall p \in P_i, p \cap T_i \neq \emptyset, i=1, 2$ 。依定义 10, $\forall M \in R(M_0)$,

$$M(p) \leq \begin{cases} \max_{M_{11} \in R(M_{10})} (M_{11}(p)) + \max_{M_{21} \in R(M_{20})} (M_{21}(p)) & p \in P_0 \\ \max_{M_{11} \in R(M_{10})} (M_{11}(p)) + \max_{M_{21} \in R(M_{20})} (M_{21}(p)) & p \in P_1 - P_0 \\ \max_{M_{21} \in R(M_{20})} (M_{21}(p)) + \max_{M_{11} \in R(M_{10})} (M_{11}(p)) & p \in P_2 - P_0 \end{cases}$$

又 $\exists K_i > 0, i=1, 2$ 使得 $\forall p \in P_1, \max_{M_{11} \in R(M_{10})} (M_{11}(p)) \leq K_1$; $\forall p \in P_2, \max_{M_{21} \in R(M_{20})} (M_{21}(p)) \leq K_2$ 。取 $K = K_1 + K_2$, 则 $\forall p \in P, \exists K > 0, \forall M \in R(M_0) : M(p) \leq k$, 即 Σ 是有界的。

因此由(1), (2)知, Σ 是有界的、活的。

类似于定理 3.1 和 3.2 的证明, 可得:

定理 3.3 设 $\Sigma_i = (N_i, M_{i0}) (i=1, 2)$ 是两个有界的、活的 Petri 网系统, 其共享子网合成网系统为 $\Sigma = (N, M_0)$, $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网是一个 III 型子网。若 $\forall t \in \{t | t \in p_y\}, p_y$ 为 III 型子网的最后一个结点, t 是活的, 则 Σ 是有界的、活的。

定理 3.4 设 $\Sigma_i = (N_i, M_{i0}) (i=1, 2)$ 是两个有界的、活的 Petri 网系统, 其共享子网合成网系统为 $\Sigma = (N, M_0)$, $\Sigma_i (i=1, 2)$ 的共享子网是一个 IV 型子网, 则 Σ 是有界的、活的。

4 应用

在实际应用中, 当两个不同的子网系统使用着部分相同性质的资源(如机器人、工具等), 且其中的变迁具有相近的引发时间或条件功能时, 即可实现共享子网合成。共享子网合成网的有界活性, 保证了经共享子网合成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 网共享(II 型)子网合成方法对两个柔性制造系统进行系统集成设计。

系统 1 包括两个过程: 工作站 WS_1 和 WS_2 工作站, 它们都用于装配。 WS_1 和 WS_2 共享机器人 R 。

系统 2 是一个制造中心, 用于零件制造。具体过程为: 原零件(未经加工的)先在机器 M_1 上加工, 然后在机器 M_2 上再加工。零件被机器人 R 固定在货板上, 再放置在机器 M_1 上。在 M_1 上加工完后, 机器人 R 从 M_1 上卸掉中间件, 并放入缓冲器 B 中。在 M_2 上的加工过程中, 中间件被 R 从缓冲器 B 中取出, 固定在 M_2 上加工。加工完后, R 卸下成品零件并返回货板。

在一般的共享机器人操作的系统中, 不考虑改变机器人本身的配置, 这里我们考虑一个更一般的情况。当机器人完成一个工种, 而要转去完成另一个工种时, 需要经过一些中间处理(比如清洁、润滑、更换相关配件等)。中间处理结束后, 再去执行另一工种。这样做的好处是, 一个机器人能完成尽可能多的相近工种。

假定: 在输入处总有未加工的部件供应, 并且制造出的成品总能及时移走。

注: 在用 Petri 网描述柔性制造系统时, 每个过程被抽象为一个库所, 每个变迁表示一个过程的开始或(和)结束。

以下先给出系统 1 和系统 2 的 Petri 网系统模型, 然后再进行共享 II 型子网合成, 得到合成网系统模型。

图 2 给出了系统 1 的 Petri 网系统模型 $\Sigma_1 = (N_1, M_{10})$ 。

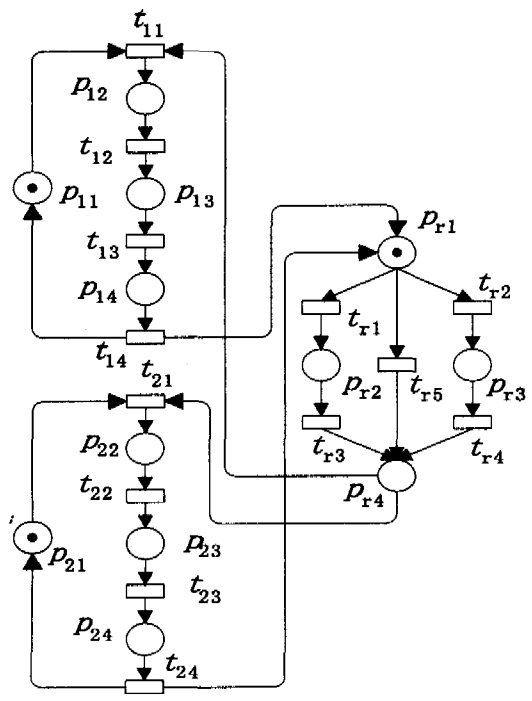


图2 系统1

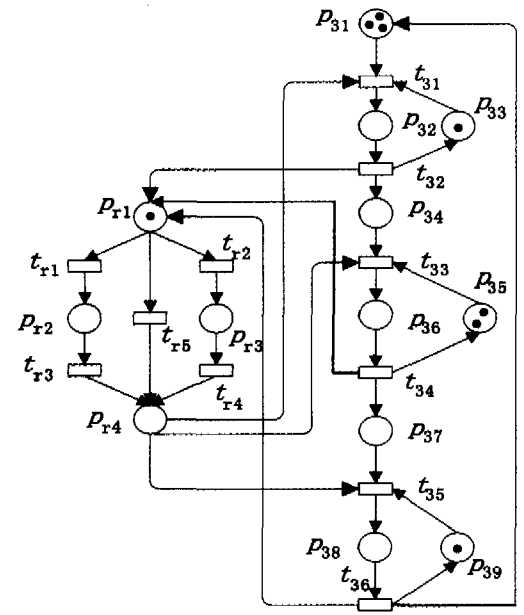


图3 系统2

其中,库所和变迁的含义如下:

- p_{11} : 工作站 WS_1 请求使用机器人 R ;
- p_{12} : WS_1 获得了机器人 R 的使用权;
- p_{13} : 在 WS_1 中第一步装配;
- p_{14} : 在 WS_1 中最后一步装配
- p_{21} : 工作站 WS_2 请求使用机器人 R ;
- p_{22} : WS_2 获得了机器人 R 的使用权;
- p_{23} : 在 WS_2 中第一步装配;
- p_{24} : 在 WS_2 中最后一步装配。
- p_{r1} : 机器人 R 可用;
- p_{r2} : 对机器人 R 进行清洁并加润滑油;
- p_{r3} : 为 R 更换有关配件;
- p_{r4} : 机器人 R 备用。
- t_{11} : 工作站 WS_1 开始获得机器人 R ;

- t_{12} : 在 WS_1 中开始第一步装配;
- t_{13} : 在 WS_1 中开始最后一步装配;
- t_{14} : 完成在 WS_1 中的装配;
- t_{21} : 工作站 WS_2 开始获得机器人 R ;
- t_{22} : 在 WS_2 中开始第一步装配;
- t_{23} : 在 WS_2 中开始最后一步装配;
- t_{24} : 完成在 WS_2 中的装配。
- t_{r1} : 开始清洁机器人 R 并润滑;
- t_{r2} : (为适应不同工种)开始为 R 更换有关配件;
- t_{r3} : 清洁、润滑 R 结束;
- t_{r4} : 为 R 更换配件结束;
- t_{r5} : 空操作(从一个工种到另一工种,机器人 R 不做任何改变,此选项为机器人常规共享使用的情况);

图3给出了系统2的Petri网系统模型 $\Sigma_2 = (N_2, M_{20})$ 。其中,部分库所和变迁的含义如下:
 p_{31} : 货板可用,原零件(未经加工)可用;
 p_{32} : 用机器 M_1 加工货板上的原零件;
 p_{33} : 机器 M_1 可用;
 p_{34} : 中间件可用;
 p_{35} : 缓冲器 B 可用;
 p_{36} : 将中间件放入缓冲器 B ;
 p_{37} : 中间件可用;
 p_{38} : 在 M_2 上加工完成,机器人 R 卸下成品零件,并返回货板;

- p_{39} : 机器 M_2 可用。
- t_{31} : 开始执行 p_{32} ;
- t_{32} : 完成 p_{32} , 开始执行 p_{34} ;
- t_{33} : 完成 p_{34} , 开始执行 p_{36} ;
- t_{34} : 完成 p_{36} , 开始执行 p_{37} ;
- t_{35} : 完成 p_{37} , 开始执行 p_{38} ;
- t_{36} : 完成 p_{38} 。

因为系统1和系统2都包含II型子网 N_r (由 $\{p_{r1}, p_{r2}, p_{r3}, p_{r4}, t_{r1}, t_{r2}, t_{r3}, t_{r4}\}$ 生成),为节省资源(机器人),可对系统1和系统2进行共享II型子网合成,得到合成网系统 $\Sigma = (N, M_0)$ (图4)。

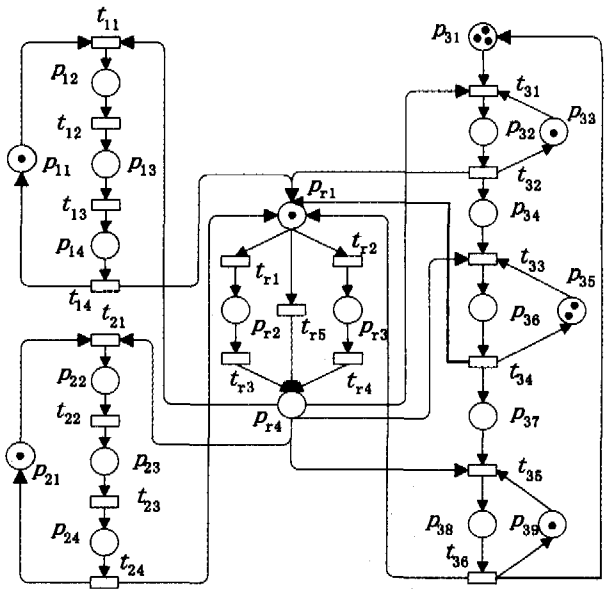


图4 合成网系

由图 2 和图 3 易知,系统 1: $\Sigma_1 = (N_1, M_{10})$ 和系统 2: $\Sigma_2 = (N_2, M_{20})$ 都是有界的、活的。又因为 Σ_1 和 Σ_2 的共享 II 型子网合成满足定理 3.2 的条件,所以由定理 3.2 得,合成网系统 $\Sigma = (N, M_0)$ 是有界的、活的。

结束语 本文讨论了 Petri 网的共享子网合成性质继承关系及其在系统设计中的应用,其主要贡献在于,针对柔性制造系统的设计和分析问题,提出了经由 Petri 网共享子网构成共享子网合成网的解决方案,提出了共享子网合成网保持有界性、活性的充分条件,按这些条件对有界的、活的 Petri 网两网进行共享子网合成,可得到有界的、活的共享子网合成网。实施 Petri 网的共享子网合成,可以实现合成网系统的资源共享和同步操作,解决系统的调度优化问题。文中通过对两个柔性制造系统的共享子网合成分析,进一步展示了该方法的实际价值。下一步要研究的工作是给出更为广泛的条件,来研究 Petri 网共享子网合成的其它性质(如公平性等)的保持问题。

参 考 文 献

- Bednarczyk M A, Bernardinello L, et al. Modular system development with pullbacks [J]. In: Proc. the 24th International Conference on Application and Theory of Petri Nets. Eindhoven, The Netherlands, 2003. 140~160
- Morin R. Decompositions of asynchronous systems [J]. In: Proc. CONCUR'98, LNCS 1466, 1998. 549~564
- Badouel E, Darondeau P H. The synthesis of Petri nets from path-automatic specifications. Information and Computation, 2004, 193; 117~135
- Juhás G, Lorenz R, et al. Synthesis of Controlled with Modules of Signal Nets. In: Proc. the 25th International Conference on Application and Theory of Petri Nets. Bologna, Italy, 2004. 238~257
- Chao D Y. Petri net synthesis and synchronization using knitting technique. Journal of Information Science and Engineering, 1999, 15; 543~568
- Mäkelä M. Model checking safety properties in modular high-level nets [J]. In: Proc. the 24th International Conference on Application and Theory of Petri Nets. Eindhoven, The Netherlands, 2003. 201~219
- van Hee K, Sidorova N, et al. Soundness and separability of workflow nets in the stepwise refinement [J]. In: Proc. the 24th International Conference on Application and Theory of Petri Nets. Eindhoven, The Netherlands, 2003. 337~356
- Bernardinello L, Ferigato C, et al. Towards modular synthesis of EN systems [J]. In: Caillaud B, et al. eds. Synthesis and Control of Discrete Event Systems, Kluwer Academic Publishers, 2002. 102~113
- Souissi Y. On liveness preservation by composition of nets via a set of places [J]. I; Rozenberg G. ed. LNCS 483, New York; Springer-Verlag, 1990. 457~470
- Murata T. Petri nets: properties, analysis, and applications. Proc. IEEE, 1989, 77(4); 541~580
- Peterson J L. Petri net theory and the modeling of systems. Englewood Cliffs. New York; Prentice-Hall, Inc, 1981
- Resig W. Petri nets. EATCE Monographs on Theoretical Computer Science. Vol. 4, New York; Springer-Verlag, 1985
- Huitema C. Teredo; Tunneling IPv6 over UDP through NATs. Internet-Draft draft-huitema-v6ops-teredo-05, Apr. 2005
- Davies E, Krishnan S. IPv6 Transition/Co-existence Security Considerations. Internet-Draft draft-savola-v6ops-security-overview-03, Oct. 2004
- Savola P, Patel C. Security Considerations for 6to4. IETF RFC 3964, Dec. 2004
- Srisuresh P, Tsirtsis G. DNS extensions to Network Address Translators (DNS-ALG). IETF RFC 2694, Sep. 1999
- Okazaki S, Desai A. NAT-PT Security Considerations. Internet-Draft draft-okazaki-v6ops-natpt-security-00, Jun. 2003
- Park S D. Scalable mNAT-PT Solution. Internet-Draft draft-park-scalable-multi-natpt-0, May 2003
- Eastlake D. Domain Name Security Extensions. IETF RFC 2535, Mar. 1999
- Durand A. Issues with NAT-PT DNS ALG in RFC2766. Internet-Draft draft-durand-v6ops-natpt-dns-alg-issues-00, Jan. 2003
- Van Der Pol R. Issues when translating between IPv4 and IPv6. Internet-Draft draft-vanderpol-v6ops-translation-issues-00, Jan. 2003
- Aura T. Mobile IPv6 Security. In: Proc. of Security Protocols, 10th International Workshop, Cambridge, UK, 2002
- Kempf J. Mobile IPv6 Security. Wireless Personal Communication, 2004, 29; 389~414
- Mankin A, Patil B. Threat Models introduced by Mobile IPv6 and Requirements for Security in Mobile IPv6. Internet-Draft draft-ietf-mobileip-mip6-scrty-reqts-02, Nov. 2001
- Sun Q, Mu L. Security Issues in Dynamic Home Agent Address Discovery. Internet-Draft draft-sun-mip6-dhaadsecurity-00, Nov. 2004
- Nikander P, Harkins D. Threat Models introduced by Mobile IPv6 and Requirements for Security in Mobile IPv6. Internet-Draft draft-team-mobileip-mip6-sec-reqts-00, Jul. 2001
- Bound J. Dual Stack IPv6 Dominant Transition Mechanism (DSTM). Internet-Draft draft-bound-dstm-exp-02, Feb. 2005
- Savola P. A View on IPv6 Transition Architecture. Internet-Draft draft-savola-v6ops-transarch-03, Jan. 2004
- Carpenter B, Moore K. Connection of IPv6 Domains via IPv4 Clouds. IETF RFC 3056, Feb. 2001

(上接第 11 页)