

信标基底的可选择性在制造系统死锁控制中的应用

刘慧霞^{1,2†}, 吴维敏¹, 苏宏业¹, 丁红²

(1. 浙江大学 智能系统与控制研究所, 浙江 杭州 310027; 2. 鲁东大学 信息与电气工程学院, 山东 烟台 264025)

摘要: 本文基于Petri网模型, 讨论柔性制造系统的死锁控制问题. 为了建立结构简单的Petri网控制器, 本文在以前的工作中提出了信标基底的概念. 信标基底是一组满足特定条件的严格极小信标集合. 本文证明基于不同的信标基底, 建立的受控系统其容许性能也不同. 而容许性是评价死锁控制策略优劣的重要标准之一. 故如何选择信标基底, 提高受控系统的容许性能是值得研究的问题. 本文讨论了使受控系统容许性能大大提高的信标基底的选择条件. 基于该条件, 为柔性制造系统建立有效的死锁控制策略. 最后, 通过两个例子解释该条件和策略.

关键词: 柔性制造系统; Petri网; 死锁控制; 信标基底

中图分类号: TP278 **文献标识码:** A

Application of selection of siphon basis to deadlock control of manufacturing systems

LIU Hui-xia^{1,2†}, WU Wei-min¹, SU Hong-ye¹, DING Hong²

(1. Institute of Cyber-Systems and Control, Zhejiang University, Hangzhou Zhejiang 310027, China;

2. School of Information and Electrical Engineering, Ludong University, Yantai Shandong 264025, China)

Abstract: Deadlock control problem of flexible manufacturing systems is addressed based on Petri net models. The concept of siphon basis has been proposed to obtain a Petri net controller with small size in our previous work. Siphon basis is a set of strict minimal siphons satisfying some specific conditions. However, it is verified that the performances of controlled Petri nets based on different siphon basis are different in this paper. As is well known, behavior permissiveness is one of the most important criteria in evaluating the performance of controlled Petri nets. It is significant to address how to select siphon basis to improve the performance of controlled Petri nets. The condition under which the performance of Petri net controllers can be largely improved is explored. Based on the condition, an efficient deadlock control policy for flexible manufacturing systems is established. Finally, two examples are provided to demonstrate the proposed condition and policy.

Key words: flexible manufacturing systems; Petri nets; deadlock control; siphon basis

1 引言(Introduction)

本文主要讨论柔性制造系统 (flexible manufacturing systems, FMSs) 的死锁控制问题. FMS是由计算机数控机床和物料传输系统构成、能高效生产中小批量产品的计算机控制系统. FMS资源高度共享, 如果缺乏合理的控制策略, 系统就会发生死锁, 造成生产停滞, 给企业生产带来不必要的损失^[1-3]. 目前大多数的死锁控制策略都是利用Petri网对FMS进行建模^[4]. 基于Petri网, 有3种死锁控制方法: 死锁检测与恢复^[5-6]、死锁避免^[7-8]、死锁预防^[9-16]. 本文主要考虑死锁预防策略.

目前大多数死锁预防策略都是利用Petri网结构表征系统死锁, 通过控制这些死锁结构来预防死锁^[8-9]. 常用的表征系统死锁的Petri网结构是信标(siphon)^[9-10, 13, 16-17]. 信标控制是对每一个可能空的信标添加控制库所和相关弧, 以保证受控系统的活性. 信标控制是建立死锁控制策略的有效手段. 对一类常用的柔性制造系统, 文献[9]用一类特殊的Petri网S³PR (systems of simple sequential processes with resources, S³PR) 对其进行建模, 然后用S³PR中空信标来表征系统死锁. 通过对每个可能空的严格极小信标(strict minimal siphons, SMSs) 添加控制库所和相关弧, 文

收稿日期: 2015-11-15; 录用日期: 2016-08-05.

†通信作者. E-mail: huixialiu@126.com; Tel.: +86 15153579969.

本文责任编辑: 赵千川.

国家自然科学基金项目(61304052, 61374066, 61134007), 中国博士后科学基金第55批面上项目(2014M551741)资助.

Supported by National Natural Science Foundation of China (61304052, 61374066, 61134007) and China Post-Doctoral Science Foundation on the 55th Grant Program (2014M551741).

献[9]为 S^3PR 建立了一种死锁预防策略. 文献[10, 13]推广了上述方法. 另一类表征系统死锁的Petri网结构特征是资源变迁回路. 文献[8]提出了资源变迁回路的概念, 并利用资源变迁回路对不含中心资源的 S^3PR 建立了性能最优的死锁避免策略. 基于资源变迁回路, 文献[14, 15]提出了变迁覆盖的概念, 对 S^3PR 建立结构简单、性能良好的死锁预防策略. 基于SMS, 文献[16]提出了信标基底的概念, 为 S^3PR 建立了另一种性能良好的死锁预防策略, 并大大降低了控制器的结构复杂性.

信标基底是由一组SMS组成且满足如下条件的集合: 对任何一个不在信标基底的SMS S , 都能找到该基底的一个子集 Ξ_S (称为 S 对应的相关信标子集), 使 Ξ_S 的基数不超过 S 所包含的资源总容量同时 Ξ_S 中所有SMS的信标补集能覆盖 S 的信标补集. 通过对信标基底中每个SMS添加控制库所和相关弧, 对 S^3PR 建立了一种结构简单性能良好的死锁预防策略. 但信标基底是不唯一的, 本文证明了基于不同的信标基底建立的死锁预防策略其容许性能不同. 如何选择信标基底, 大大提高受控系统的容许性能, 是本文研究的重点. 通过考虑不同的SMS包含的公共资源库所容量, 提出了信标基底的一种选择方法, 以此提高受控系统的性能. 在此基础上, 建立了一种结构简单、性能良好的死锁预防策略.

2 预备知识(Preliminaries)

2.1 Petri网(Petri nets)

定义 1^[4] 普通Petri网是一个三元组 $N = (P, T, F)$, 其中 P 与 T 是两个不相交的非空有限集. P 是库所集, T 是变迁集, $F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$ 是有向弧集. 给定一个Petri网 $N = (P, T, F)$ 以及一个顶点 $x \in P \cup T$, x 的前置集定义为 $\cdot x = \{y \in P \cup T | (y, x) \in F\}$, 后置集定义为 $x \cdot = \{y \in P \cup T | (x, y) \in F\}$. 如果Petri网中的每一个变迁都只有一个输入和输出位置, 即 $\forall t \in T, |t \cdot| = |\cdot t| = 1$, 则称该Petri网为状态机.

定义 2^[4] N 的一个状态或者标识是指一个映射 $M : P \rightarrow \mathbb{N}$, 其中 $\mathbb{N} = \{0, 1, 2, \dots\}$. 给定库所 $p \in P$ 与标识 M , $M(p)$ 指在 M 下, p 所包含的token的个数. 令 $S \subseteq P$ 是一个库所集, 用 $M(S)$ 表示在 M 下, S 中所有库所包含的token个数的总和, 即 $M(S) = \sum_{p \in S} M(p)$. 称有初始标识 M_0 的Petri网 N 为标识Petri网或者简称为网, 记为 (N, M_0) . 本文用 $\sum_{p \in P} M(p)p$ 表示向量 M .

定义 3^[4] 称变迁 $t \in T$ 在 M 下是使能的, 如果 $\forall p \in \cdot t, M(p) > 0$, 记为 $M[t >]$. 使能变迁 t 在 M 下是可以引发的, 得到一个新标识 M' , 记为 $M[t > M']$,

其中: $M'(p) = M(p) - 1, \forall p \in \cdot t \setminus t \cdot$; $M'(p) = M(p) + 1, \forall p \in t \cdot \setminus \cdot t$; $M'(p) = M(p), \forall p \in P - \{\cdot t \setminus t \cdot, t \cdot \setminus \cdot t\}$. 称变迁序列 $\alpha = t_1 t_2 \dots t_k$ 在 M 下是可行的, 如果存在 $M_i[t_i > M_{i+1}]$, 这里 $t_i \in T, i \in \mathbb{N}_k = \{1, 2, \dots, k\}, M_1 = M$. 称 M_i 是由 M 出发得到的一个可达标识. 令 $R(N, M_0)$ 表示所有从 M_0 出发得到的 N 的可达标识组成的集合.

定义 4^[4] 如果 $\forall M \in R(N, M_0), \exists M' \in R(N, M)$ 使得 $M'[t >]$ 成立, 则称变迁 t 是活的. 如果所有的变迁都是活的, 则称网 (N, M_0) 是活的. 如果从 M 出发没有可达标识使 t 使能, 则称变迁 t 在 M 下是死的.

定义 5^[4] N 的关联矩阵 $[N]$ 定义如下:

$$[N](P \times T) = \begin{cases} -1, & p \in \cdot t \setminus t \cdot, \\ 1, & p \in t \cdot \setminus \cdot t, \\ 0, & \text{其他.} \end{cases}$$

定义 6^[4] 令 $I : P \rightarrow \mathbb{N}$ 是一个非零 P -向量, 如果 $I \neq 0$ 且 $I^T[N] = 0^T$, 则称 I 是一个 P -不变量, 同时称 $\|I\| = \{p \in P | I(p) \neq 0\}$ 为 I 的支撑集. 令 $S \subseteq P$ 是一个非空库所集, 如果 S 的输入变迁也是 S 的输出变迁, 即 $\cdot S \subseteq S \cdot$, 则称 S 是一个信标. 如果一个信标不包含其它信标作为其真子集, 则称该信标为极小信标. 如果一个极小信标不包含任何 P -不变量作为其真子集, 则称该极小信标为严格的. 为叙述方便, 将严格极小信标记为SMS.

令 Π 表示Petri网中所有SMS组成的集合.

定义 7^[4] 设两个Petri网 $N_i = (P_i, T_i, F_i), i \in \mathbb{N}_2$, 如果 $P_1 \cap P_2 \neq \emptyset$ 或 $T_1 \cap T_2 \neq \emptyset$, 则 N_1, N_2 可通过公共元素进行复合, 得到新的Petri网 $N_1 \otimes N_2 = (P, T, F)$, 其中: $P = P_1 \cup P_2, T = T_1 \cup T_2, F = F_1 \cup F_2, N_1 \otimes N_2$ 称为 N_1 与 N_2 的复合. 称两个标识Petri网 $(N_i, M_{0i}) = (P_i, T_i, F_i, M_{0i})$ 是兼容的, 如果 $\forall p \in P_1 \cap P_2, M_{01}(p) = M_{02}(p), i \in \mathbb{N}_2$. 两个兼容标识Petri网 (N_1, M_{01}) 与 (N_2, M_{02}) 的复合是一个标识Petri网 $(N_1, M_{01}) \otimes (N_2, M_{02}) = (P, T, F, M_0)$, 其中: $(P, T, F) = N_1 \otimes N_2; M_0(p) = M_{0i}(p), \forall p \in P_i, i \in \mathbb{N}_2$.

定义 8^[4] Petri网 $N = (P, T, F)$ 是一个有向图, 它的顶点集由库所集和变迁集构成. N 中的路径是指由顶点和弧组成的交替序列 $c = (x_0, e_1, x_1, e_2, x_2, \dots, x_{q-1}, e_q, x_q)$, 其中: $x_i \in P \cup T, e_k = (x_{k-1}, x_k) \in F$, 称 q 为路径 c 的长度, x_0 与 x_q 称为 c 的端点. 端点重合的路径称为回路. 如果回路除了端点之外, 其他顶点都不重合, 这样的回路称为基本回路.

2.2 $S^3PR(S^3PR)$

定义 9^[9] S^3PR 是满足如下条件的一个普通Petri网 $N = (P \cup P_0 \cup P_R, T, F)$:

1) $P \cup P_0 \cup P_R$ 满足如下条件: 1.1) $P = \bigcup_{i=1}^k P_i$ 是一类操作库所集, 其中 $P_i \cap P_j = \emptyset, i \neq j$; 1.2) $P_0 = \{p_{10}, p_{20}, \dots, p_{k0}\}$ 是闲置库所集, $k > 0$; 1.3) $P_R = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 是资源库所集, $n > 0$.

2) $T = \bigcup_{i=1}^k T_i$ 是变迁集, 其中 $T_i \cap T_j = \emptyset, i \neq j$.

3) $\forall i \in \mathbb{N}_k$, 由 $P_i \cup \{p_{i0}\}$ 与 T_i 生成的子网 N_i 是强连通状态机, 且每一个 N_i 都包含 p_{i0} .

4) $\forall p \in P, \forall t_1 \in \cdot p, \forall t_2 \in p \cdot, \cdot t_1 \cap P_R = t_2 \cdot \cap P_R = \{r\}$. 记作 $\mathfrak{R}(p) = r$, 称操作库所 p 需求资源 r .

5) $\forall r \in P_R, \cdot \cdot r \cap P = r \cdot \cdot \cap P \neq \emptyset; \cdot r \cap r \cdot = \emptyset; \cdot (P_0) \cap P_R = (P_0) \cdot \cdot \cap P_R = \emptyset$.

标识 S^3PR 是指满足如下条件的 S^3PR : $\forall p_0 \in P_0, M_0(p_0) \geq 1; \forall p \in P, M_0(p) = 0; \forall r \in P_R, M_0(r) \geq 1$, 其中 $M_0(r)$ 是指资源 r 的容量. 记标识 S^3PR 为 $(N, M_0) = (P \cup P_0 \cup P_R, T, F, M_0)$. 令 $t \in T$, ${}^{(p)}t$ 与 $t^{(p)}$ 分别表示 t 的输入和输出操作(或者闲置)库所, ${}^{(r)}t$ 与 $t^{(r)}$ 分别表示 t 的输入与输出资源库所. 这个概念可以扩展到集合上. 例如, 令 $Y \subset T$, 则 ${}^{(p)}Y = \bigcup_{t \in Y} {}^{(p)}t, Y^{(p)} = \bigcup_{t \in Y} t^{(p)}, {}^{(r)}Y = \bigcup_{t \in Y} {}^{(r)}t, Y^{(r)} = \bigcup_{t \in Y} t^{(r)}$. 只有过程和资源同时使能的变迁才可以引发.

给定资源 $r \in P_R, H(r) = \cdot \cdot r \cap P$ 称为 r 的持有集. 这个概念可以推广到集合上. 例如, 设 $\Psi \subseteq P_R$ 是一个非空资源集, $H(\Psi) = \bigcup_{r \in \Psi} H(r)$. 令 S 是一个 SMS, $S_R = S \cap P_R$, 称 $C[S] = H(S_R) \setminus S$ 为 S 的补集.

令 $N = (P \cup P_0 \cup P_R, T, F)$ 是 $S^3PR, x, y \in P \cup T$. 如果在 N 中存在从 x 到 y 的长度大于 1、且不包含 $P_0 \cup P_R$ 中库所的路径, 则称在 N 中 x 在 y 的前面, 记作 $x < y$. x 不在 y 的前面, 记作 $x \not< y$. 令 $Z \subseteq (P \cup T)$, 如果 $\forall z \in Z$, 使得 $x < z$, 则称 x 在 Z 的前面, 记作 $x < Z$. 反之, 如果 $\forall z \in Z$, 使得 $x \not< z$, 称 x 不在 Z 的前面, 记作 $x \not< Z$.

2.3 信标基底(Siphon basis)

定义 10^[16] 令 $\Xi \subseteq \Pi$ 是标识 $S^3PR(N, M_0)$ 中的一个 SMS 子集. 如果 Ξ 满足如下性质: $\forall S \in \Pi \setminus \Xi$, 存在 $\Xi_S \subseteq \Xi$ 使得

$$1) C[S] \subseteq \bigcup_{S' \in \Xi_S} C[S'];$$

$$2) M_0(S_R) > |\Xi_S|, \text{ 其中 } |\Xi_S| \text{ 表示 } \Xi_S \text{ 的基数.}$$

则称 Ξ 是 (N, M_0) 的一个信标基底, Ξ_S 称为 S 的相关信标子集.

2.4 活性控制器(Live controllers)

定义 11^[16] 设 Ξ 是标识 $S^3PR(N, M_0)$ 中的一个信标基底, 称满足如下条件的 Petri 网 $(P_\Xi, T_\Xi, F_\Xi, M_{\Xi 0})$ 为基于 Ξ 的 Petri 网控制器, 记作 $(C_\Xi, M_{\Xi 0})$.

$$1) P_\Xi = \{p_S, S \in \Xi | p_S \text{ 是对应 } S \text{ 的控制库所}\};$$

$$2) F_\Xi = F_{\Xi 1} \cup F_{\Xi 2} \cup F_{\Xi 3}, \text{ 其中:}$$

$$F_{\Xi 1} = \bigcup_{S \in \Xi} \{(p_S, t) | t \in \cdot X, t < X\},$$

$$X = \bigcup_{S \in \Xi} C[S],$$

$$F_{\Xi 2} = \{(t, p_S) | t \in C[S] \cdot, t \notin C[S]\},$$

$$F_{\Xi 3} = \{(t, p_S) | t \notin C[S], \exists t_1 \in ({}^{(p)}t) \cdot, t_1 < C[S]\};$$

$$3) T_\Xi = \bigcup_{S \in \Xi} (p_S \cdot \cup \cdot p_S);$$

4) $M_{\Xi 0}(p_S) = M_0(S_R) - \xi_S$, 其中 ξ_S 是介于 1 与 $M_0(S_R) - 1$ 之间的正整数, 称为控制深度变量.

定义 12^[16] 设标识 $S^3PR(N, M_0) = (P \cup P_0 \cup P_R, T, F, M_0), \Xi$ 是其信标基底, $(C_\Xi, M_{\Xi 0})$ 是基于 Ξ 的 Petri 网控制器. 称 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0}) = (N, M_0) \otimes (C_\Xi, M_{\Xi 0}) = (P \cup P_0 \cup P_R \cup P_\Xi, T, F \cup F_\Xi, M_{C_\Xi 0})$ 是基于 Ξ 的受控网, 其中 $M_{C_\Xi 0}(p) = M_0(p), \forall p \in P \cup P_0 \cup P_R; M_{C_\Xi 0}(p) = M_{\Xi 0}(p), \forall p \in P_\Xi$.

令 Ξ 是 $S^3PR(N, M_0)$ 的一个信标基底, $S \in \Pi \setminus \Xi$. 令 $\mathfrak{S} = \{p \in C[S] | \exists S_1, S_2 \in \Xi, S_1 \neq S_2, (H(\mathfrak{R}(p)) \cap C[S_1] \cap C[S_2]) \neq \emptyset, \vartheta = \{\mathfrak{R}(p) | p \in \mathfrak{S}\}, K_S = \sum_{r \in \vartheta} M_0(r)$.

由定义 11 知, Ξ 中每个 SMS 在受控网的任何可达标识下都是非空的. 同时, 不在 Ξ 中的每个 SMS S' 的非空性由 ξ_S 决定. 而 ξ_S 的值由下列整数线性规划(integer linear programming, ILP)决定:

$$\min \sum_{S \in \Xi} \xi_S, \tag{1}$$

$$\text{s.t. } 1 \leq \xi_S \leq M_0(S_R) - 1,$$

$$\sum_{S \in \Xi_{S'}} \xi_S \geq \sum_{S \in \Xi_{S'}} M_0(S_R) - M_0(S'_R) - K_{S'} + 1,$$

其中 $\Xi_{S'}$ 是 S' 的相关信标子集.

由 ILP(1) 知, 在 ξ_S 的约束下 S' 在 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ 的所有可达标识下是非空的. 这意味着对 S' 添加了一个隐形控制库所, 其控制深度变量为 1. 同时, ξ_S 的值越小, 说明对受控网 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ 的约束越小, 从而其可达标识越多, 也就意味着 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ 的容许性能越高. 这里, 容许性能的高低是由可达标识的数量决定的, 容许性能高(低)是指可达标识多(少).

定理 1^[16] 令 Ξ 是标识 $S^3PR(N, M_0)$ 的一个信标基底, $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ 是基于 Ξ 的受控网, 则 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ 是活的.

3 基于信标基底可选择性的死锁预防 (Deadlock prevention based on selective condition of siphon basis)

3.1 选择条件(Selective condition)

文献[16]指出, 信标基底在 S^3PR 中是不唯一的. 下面本文通过一个例子说明基于不同的信标基底得到的受控网其容许性能是不同的.

例 1 如图1所示标识 $S^3PR(N, M_0)$ 有3个SMS: $S_1 = \{p_{12}, p_{23}, r_1, r_2\}$, $S_2 = \{p_{13}, p_{22}, r_2, r_3\}$, $S_3 = \{p_{13}, p_{23}, r_1, r_2, r_3\}$. 令 $\Xi_1 = \{S_1, S_2\}$, $\Xi_2 = \{S_2, S_3\}$, 则 Ξ_1 与 Ξ_2 是 (N, M_0) 的两个信标基底.

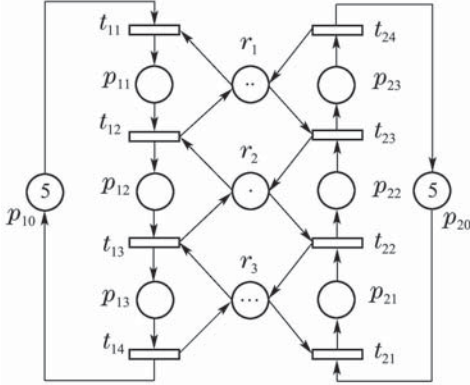


图1 标识 $S^3PR(N, M_0)$

Fig. 1 A marked $S^3PR(N, M_0)$

分别计算基于 Ξ_1 与 Ξ_2 的Petri网控制器如下: 根据定义11, 对 S_1, S_2 分别添加控制库所 p_{S1}, p_{S2} , 对应的控制深度变量分别设为 ξ_{S1}, ξ_{S2} . 由ILP(1)计算得出 $\xi_{S1} = 1, \xi_{S2} = 1$. 同时得到活的受控网 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 如图2所示. 同理, 得到基于 Ξ_2 的受控网 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 如图3所示.

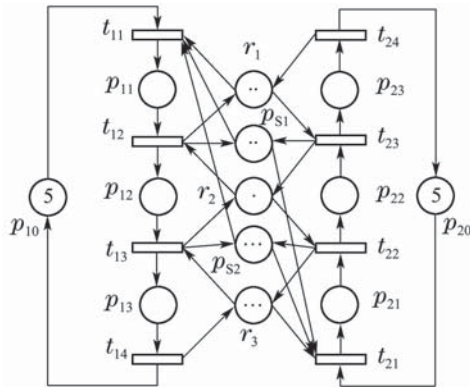


图2 基于 Ξ_1 的受控网 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$

Fig. 2 Controlled Petri net $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ based on Ξ_1

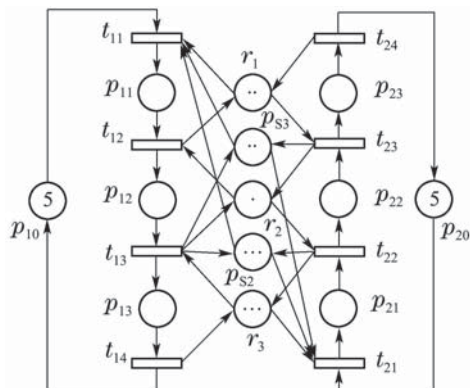


图3 基于 Ξ_2 的受控网 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$

Fig. 3 Controlled Petri net $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ based on Ξ_2

经计算知, 在 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 中共有103个可达标识, 而 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 中共有90个可达标识. 从而可以断言: $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 的容许性能要优于 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的容许性能.

由例1可以验证, 基于不同的信标基底, 得到的受控系统其容许性能不同. 如何选择信标基底, 使得到的受控网容许性能更优呢?

文献[16]给出了信标基底的计算方法. 给定一个SMS子集 Ξ , 首先利用文献[16]中算法1保证 Ξ 满足定义10的条件1). 如果 Ξ 不满足定义10中条件2), 则利用文献[16]中算法2的方法替换 Ξ 中的一个SMS. 通过迭代, 最终计算出一个信标基底. 替换过程如下: $\forall S \notin \Xi$, 假设在 Ξ 中不存在 S 的满足定义10条件2)的相关信标子集, 则取 $\Xi_S \subseteq \Xi$, 并且满足 $C[S \subseteq \bigcup_{S' \in \Xi_S} C[S']]$. $\forall S' \in \Xi_S$, 令 $S'' = S \otimes S'$, $\Xi := (\Xi \setminus \{S'\}) \cup \{S''\}$.

根据上述信标基底的计算方法, 本文考虑如下两个信标基底. 设 Ξ_1 是 $S^3PR(N, M_0)$ 的一个信标基底, $\forall S_0, S_i \in \Xi_1$, 满足 $S_{0R} \cap S_{1R} \neq \emptyset$. 令 $S_2 = S_0 \otimes S_1$, $\Xi_2 = (\Xi_1 \setminus \{S_1\}) \cup \{S_2\}$, 即 Ξ_2 是通过替换 Ξ_1 中一个SMS得到的. 由文献[16]知, Ξ_2 也是 (N, M_0) 的一个信标基底. 下面讨论基于 Ξ_1 与 Ξ_2 得到的受控网的容许性能.

因为受控网的容许性能与控制深度变量有关, 且控制深度变量越小, 受控网的容许性能越高. 故本文取 $\min \sum_{S \in \Xi_i} \xi_S (i \in \mathbb{N}_2)$ 作为目标函数计算控制深度变量的值. 该目标函数值越小, 受控网容许性能越高.

对 Ξ_1 与 Ξ_2 中每个SMS添加控制库所, 设控制深度变量分别为 $\xi_{S1}, \xi_{S2}, \xi_S (S \in \Xi_1 \cap \Xi_2)$, 其中 ξ_{S1}, ξ_{S2} 与 ξ_S 分别为 S_1, S_2 和 S 的控制深度变量. 由ILP(1)知, 基于 Ξ_1 建立的活性受控网 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 的容许性能由下列整数线性规划决定(ILP1):

$$\min \sum_{S \in \Xi_1 \setminus \{S_1\}} \xi_S + \xi_{S1},$$

$$\text{s.t. } 1 \leq \xi_S \leq M_0(S_R) - 1, \tag{2}$$

$$1 \leq \xi_{S1} \leq M_0(S_{1R}) - 1, \tag{3}$$

$$\sum_{S \in \Xi_{1S'}} \xi_S \geq \sum_{S \in \Xi_{1S'}} M_0(S_R) - M_0(S'_R) - K_{1S'} + 1 \quad (S' \in \Pi \setminus (\Xi_1 \cup \Xi_2)), \tag{4}$$

$$\sum_{S \in \Xi_{S2}} \xi_S \geq \sum_{S \in \Xi_{S2}} M_0(S_R) - M_0(S_{2R}) - K_{S2} + 1, \tag{5}$$

其中: $S' \in \Pi \setminus \Xi_1$ 且 $\Xi_{1S'}$ 是 S' 在 Ξ_1 中的相关信标子集, Ξ_{S2} 是 S_2 在 Ξ_1 中的相关信标子集.

基于 Ξ_2 建立的活性受控网 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的容许性能由下列整数线性规划决定(ILP2):

$$\min \sum_{S \in \Xi_2 \setminus \{S_2\}} \xi_S + \xi_{S_2},$$

$$\text{s.t. } 1 \leq \xi_S \leq M_0(S_R) - 1, \quad (6)$$

$$1 \leq \xi_{S_2} \leq M_0(S_{2R}) - 1, \quad (7)$$

$$\sum_{S \in \Xi_{2S'}} \xi_S \geq \sum_{S \in \Xi_{2S'}} M_0(S_R) - M_0(S'_R) - K_{2S'} + 1 \quad (S' \in \Pi \setminus (\Xi_1 \cup \Xi_2)), \quad (8)$$

$$\xi_{S_2} \geq M_0(S_{2R}) - M_0(S_{1R}) + 1, \quad (9)$$

其中 $S' \in \Pi \setminus \Xi_2$ 且 $\Xi_{2S'}$ 是 S' 在 Ξ_2 中的相关信标子集.

若 $C[S'] \cap C[S_1] = \emptyset$, 此时 $S_1 \notin \Xi_{1S'}$. 因为 $C[S_1] \subseteq C[S_2]$, 故 $S_2 \notin \Xi_{2S'}$, 此时 $\Xi_{1S'} = \Xi_{2S'}$. 从而不等式约束(4)与(8)相同, 不影响ILP1与ILP2的目标函数值. 故本文只讨论满足 $C[S'] \cap C[S_1] \neq \emptyset$ 的 S' , 此时 $S_1 \in \Xi_{1S'}, S_2 \in \Xi_{2S'}$. 因为 $M_0(S_{2R}) - K_{2S'} \geq M_0(S_{1R}) - K_{1S'}$, 故不等式约束(4)约束的控制深度变量的值不超过不等式约束(8)约束的控制深度变量的值. 从而, 为比较 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 与 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 两个受控网的容许性能, 需要进一步考虑不等式约束(5)与(9).

定理 2 设 (N, M_0) 是一个标识 S^3PR , Ξ_1, Ξ_2 是 (N, M_0) 的两个信标基底, 其中 $\Xi_2 = (\Xi_1 \setminus \{S_1\}) \cup \{S_2\}$, $S_2 = S_0 \otimes S_1$, $S_0, S_1 \in \Xi_1$ 且满足 $S_{0R} \cap S_{1R} \neq \emptyset$. 对 Ξ_1, Ξ_2 中 SMS 分别添加控制库所, 得到 (N, M_0) 的两个受控网 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 与 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$. 如果

$$\sum_{S \in \Xi_{S_2}} M_0(S_R) - K_{S_2} \leq 2M_0(S_{2R}) - M_0(S_{1R}), \quad (10)$$

则 $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 的容许性能不低于 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的容许性能.

证 由前面分析可知, $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 与 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的性能分别由ILP1与ILP2的目标函数值决定. 而ILP1与ILP2的目标函数值由不等式约束(4)–(5)与不等式约束(8)–(9)决定, 此时在式(4)(8)中出现的 S' 满足 $C[S'] \cap C[S_1] \neq \emptyset$. 由前面分析知, 式(4)计算出控制深度变量的值不会超过(8)计算出的. 另一方面, 因 $\sum_{S \in \Xi_{S_2}} M_0(S_R) - K_{S_2} \leq 2M_0(S_{2R}) - M_0(S_{1R})$ 得

$$\sum_{S \in \Xi_{S_2}} M_0(S_R) - M_0(S_{2R}) - K_{S_2} \leq M_0(S_{2R}) - M_0(S_{1R}).$$

故约束(5)的右端不超过约束(9)的右端, 从而(5)计算出的控制深度变量也不会超过(9)计算出的控制深度变量的值. 故ILP1的目标函数值不超过ILP2的目标函数值. 因此结论成立. **证毕.**

条件(10)称为信标基底的选择条件.

因为 $S_2 = S_0 \otimes S_1$, 由文献[16]引理2知, $C[S_0] \cup C[S_1] \subseteq C[S_2]$, 从而 $\{S_1, S_2\} \subseteq \Xi_{S_2}$. 当 $\Xi_{S_2} = \{S_1, S_2\}$ 时, 有下面结论成立:

推论 1 令 $k = M_0(S_{0R} \cap S_{1R})$, $\Xi_{S_2} = \{S_1, S_2\}$,

定理2中其它条件不变. 则当

$$2k \leq M_0(S_{0R}) + K_{S_2} \quad (11)$$

时, $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 的容许性能不低于 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的容许性能.

证 因为 $S_2 = S_0 \otimes S_1$, 故

$$k = M_0(S_{0R} \cap S_{1R}) = M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R}) - M_0(S_{2R}).$$

结合 $2k \leq M_0(S_{0R}) + K_{S_2}$, 得到

$$2(M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R}) - M_0(S_{2R})) \leq M_0(S_{0R}) + K_{S_2},$$

即

$$M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R}) - M_0(S_{2R}) - K_{S_2} \leq M_0(S_{0R}) - (M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R}) - M_0(S_{2R})).$$

整理得到

$$M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R}) - K_{S_2} \leq 2M_0(S_{2R}) - M_0(S_{1R}).$$

因为 $\Xi_{S_2} = \{S_1, S_2\}$, 故 $\sum_{S \in \Xi_{S_2}} M_0(S_R) = M_0(S_{0R}) + M_0(S_{1R})$, 从而条件(10)成立. 由定理2知, 结论成立.

证毕.

在例1中, 因为 $C[S_3] = C[S_1] \cup C[S_2]$, 故 S_3 在 Ξ_1 中的相关信标子集为 $\Xi_{S_3} = \{S_1, S_2\}$. 而 $M_0(r_2) = 1$, $K_{S_3} = 0$, $M_0(S_{2R}) = 4$, 故 $2k = 2M_0(r_2) < M_0(S_{2R}) + K_{S_3}$. 根据推论1, $(N_{C\Xi_1}, M_{C\Xi_1})$ 的容许性能要优于 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 的容许性能.

另外很容易观察在图3所示 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 中, 控制库所 p_{S_2} 的添加是多余的, 即它在 $(N_{C\Xi_2}, M_{C\Xi_2})$ 中不起控制作用, 因为它的控制约束完全包含在 p_{S_3} 的控制约束中. 事实上, 在定理2提到的 Ξ_2 中, $S_0, S_2 \in \Xi_2$ 且 $C[S_0] \subseteq C[S_2]$. 故在ILP2中, S_0 不起作用. 从而在基于 Ξ_2 建立的受控网中 S_0 对应的控制库所不起作用. 故基于 Ξ_2 建立的受控网在性能上与 $\Xi_2 \setminus \{S_0\}$ 建立的受控网是相同的. 本文称 $\Xi_2 \setminus \{S_0\}$ 这样的信标基底为简化信标基底. 如例1中, 基于 $\Xi_2 = \{S_2, S_3\}$ 建立的受控网等同于基于 $\{S_3\}$ 建立的受控网. 本文后面考虑选择出的信标基底都是简化信标基底.

3.2 基于选择条件的死锁预防策略(Deadlock prevention policy based on selective condition)

基于定理2和推论1, 本文为柔性制造系统建立一种有效的死锁预防策略.

算法CSB 给定 $S^3PR(N, M_0)$.

第1步 根据文献[16]计算 (N, M_0) 的一个信标基底 Ξ , 记为 $\Xi = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$;

第2步 如果 $n = 1$, 进入第3步; 否则, 执行下列程序:

for $i = 1, i++; i < n$ do

Let $S' = S_i \otimes S_{i+1}$ and $k_i = M_0(S_{iR} \cap S_{i+1R})$;
 if $k_i \neq 0$ and $C[S'] = C[S_{iR}] \cup C[S_{i+1R}]$, then
 compute $K_{S'}$;
 if $2k_i \leq \min\{M_0(S_{iR}) + K_{S'}, M_0(S_{i+1R}) + K_{S'}\}$, then
 $\Xi = \Xi$;
 continue;
 else
 $S_i := S'$;
 $\Xi := \Xi \setminus \{S_{i+1}\}$;
 end if
 end if
 end for

第3步 输出 Ξ ;

第4步 根据定义11, 为 (N, M_0) 建立基于 Ξ 的Petri网控制器 $(C_\Xi, M_{\Xi 0})$.

根据文献[16]计算信标基底的方法, Ξ 中任意两个SMS与 S' 如果能进行 \otimes 运算, 则满足 $C[S \otimes S'] = C[S] \cup C[S']$. 故在第2步只考虑 $C[S'] = C[S_{iR}] \cup C[S_{i+1R}]$ 的情况. 从而第2步用到的选择条件是推论1给出的条件(11). 如果满足条件(11), 则基于 Ξ 建立的受控系统容许性能较好, 保留 Ξ . 否则, 则用 S' 替换 S_i , 保证受控系统的容许性能不降低, 同时添加的控制库所少一个, 即选择出的是简化信标基底. 从而, 第3步输出的基于 Ξ 建立的Petri网控制器 $(C_\Xi, M_{\Xi 0})$ 的容许性能大大提高, 结构规模进一步降低.

4 例子(Examples)

例2 如图4所示标识 $S^3PR(N, M_0)$ 有3个SMS $S_1 = \{r_2, r_3, r_4, p_6, p_8, p_{10}\}$, $S_2 = \{r_2, r_4, r_5, p_3, p_6, p_{10}\}$, $S_3 = \{r_2, r_3, r_4, r_5, p_6, p_{10}\}$.

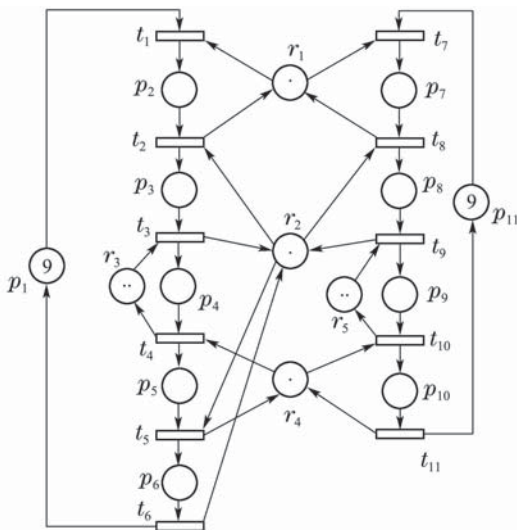


图4 标识 $S^3PR(N, M_0)$

Fig. 4 A marked $S^3PR(N, M_0)$

因为 $S_{1R} \cap S_{2R} = \{r_2, r_4\}$, 则 $k=2$, 根据算法CSB计算出信标基底 $\Xi = \{S_1, S_2\}$. 基于 Ξ , 对图4所示 (N, M_0) 建立Petri网控制器, 得到如图5所示受控网 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$. 该受控网可达标识数为192, 等同于对 (N, M_0) 中每一个SMS添加控制库所得到的受控网的可达标识数.

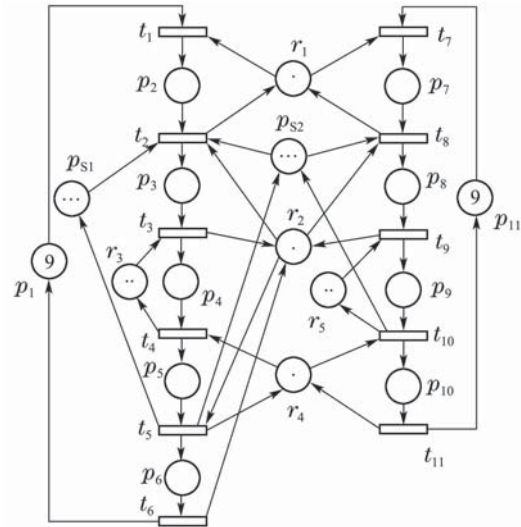


图5 基于 Ξ 的受控网 $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$

Fig. 5 Controlled Petri net $(N_{C_\Xi}, M_{C_\Xi 0})$ based on Ξ

例3 在图4中, 如果令 $M_0(r_2) = M_0(r_4) = 2$, $M_0(r_3) = M_0(r_5) = 1$, r_1 的初始标识不变. 根据算法CSB, 计算得到信标基底 $\Xi' = \{S_3\}$. 基于 Ξ' , 得到如图6所示受控网 $(N_{C_{\Xi'}}, M_{C_{\Xi'} 0})$, 共有648个可达标识, 等同于对 (N, M_0) 中每一个SMS添加控制库所得到的受控网的可达标识数. 如果以 $\{S_1, S_2\}$ 为信标基底构建受控网, 共得到633个可达标识.

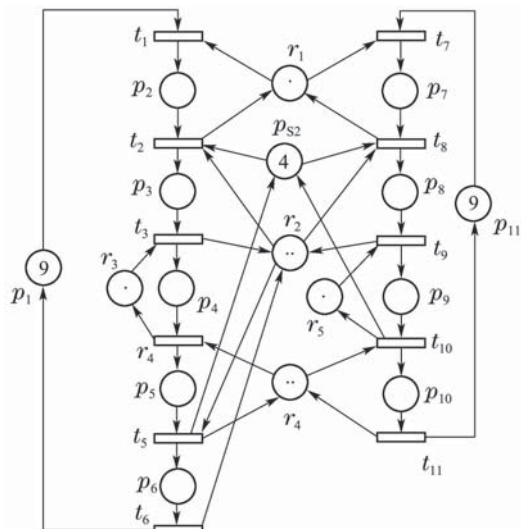


图6 基于 Ξ' 的受控网 $(N_{C_{\Xi'}}, M_{C_{\Xi'} 0})$

Fig. 6 Controlled Petri net $(N_{C_{\Xi'}}, M_{C_{\Xi'} 0})$ based on Ξ'

图4所示 (N, M_0) 有唯一的1个基本信标^[13], 即 $\Pi = \{S_1, S_2, S_3\}$. 根据文献[13], 对每个 S_i 添加1个控制

库所, $i \in \mathbb{N}_3$, 得到如图 7 所示受控网 $(N_{C\Pi}, M_{C\Pi0})$. 该受控网共有 564 个可达标识.

很明显, $(N_{C\varepsilon'}, M_{C\varepsilon'0})$ 与 $(N_{C\Pi}, M_{C\Pi0})$ 相比, 其结构更简单, 容许性能更优.

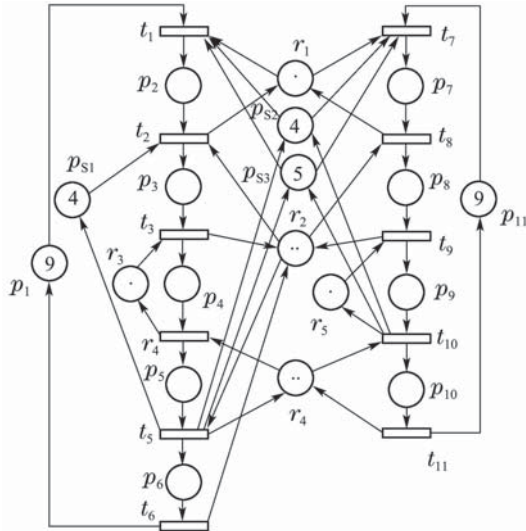


图 7 基于 Π 的受控网 $(N_{C\Pi}, M_{C\Pi0})$

Fig. 7 Controlled Petri net $(N_{C\Pi}, M_{C\Pi0})$ based on Π

5 结论(Conclusions)

本文基于信标基底, 研究了柔性制造系统死锁预防的问题. 基于信标基底可以为系统建立结构简单的Petri网控制器, 但是由于信标基底不唯一, 得到的受控系统的容许性能就有差异. 如何选择合适的信标基底, 提高受控系统的容许性能是本文讨论的重点. 通过讨论不同SMS之间公共资源的容量, 给出了信标基底的一种选择方法. 基于该方法, 为柔性制造系统建立了容许性能良好的Petri网控制器, 同时进一步降低了控制器的规模. 基于此方法, 如何为更复杂的柔性制造系统建立性能良好、结构简单的死锁控制策略是作者下一步的研究方向.

参考文献(References):

- [1] FANTI M, ZHOU M C. Deadlock control methods in automated manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2004, 34(1): 5 – 22.
- [2] LI Z W, WU N Q, ZHOU M C. Deadlock control of automated manufacturing systems based on Petri nets—a literature review [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part C: Applications and Reviews*, 2012, 42(4): 437 – 462.
- [3] XING K Y, HAN L B, ZHOU M C, et al. Deadlock-free genetic scheduling algorithm for automated manufacturing systems based on deadlock control policy [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part B: Cybernetics*, 2012, 42(3): 603 – 615.
- [4] MURATA T. Petri nets: properties, analysis, and applications [J]. *Proceedings of the IEEE*, 1989, 77(4): 541 – 580.
- [5] HUANG Y S, PAN Y L, SU P J. Transition-based deadlock detection and recovery policy for FMSs using graph technique [J]. *ACM Transactions on Embedded Computing Systems*, 2013, 12(1): 1 – 11.
- [6] ZHUANG Qiaoli, DAI Wenzhan, WANG Shouguang. Deadlock detection method using mixed integer programming for generalized Petri nets [J]. *Control Theory & Applications*, 2015, 32(3): 374 – 379.
(庄巧莉, 戴文战, 王寿光. 基于混合整数规划的一般Petri网死锁检测方法 [J]. *控制理论与应用*, 2015, 32(3): 374 – 379.)
- [7] WU N Q, ZHOU M C, LI Z W. Resource-oriented Petri net for deadlock avoidance in flexible assembly systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2008, 38(1): 56 – 69.
- [8] XING K Y, ZHOU M C, LIU H X, et al. Optimal Petri-net-based polynomial-complexity deadlock-avoidance policies for automated manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2009, 39(1): 188 – 199.
- [9] EZPELETA J, COLOM J M, MARTINEZ J. A Petri net based deadlock prevention policy for flexible manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Robotics and Automation*. 1995, 11(2): 173 – 184.
- [10] HUANG Y S, JENG M D, XIE X L, et al. Deadlock prevention policy based on Petri nets and siphons [J]. *International Journal of Production Research*. 2001, 39(2): 283 – 305.
- [11] HUANG B, ZHOU M C, ZHANG G X. Synthesis of Petri net supervisors for FMS via redundant constraint elimination [J]. *Automatica*, 2015, 61(3): 156 – 163.
- [12] HUANG B, ZHOU M C, ZHANG G X, et al. Lexicographic multi-objective integer programming for optimal and structurally minimal Petri net supervisors of automated manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics: Systems*, 2015, 45(11): 1459 – 1470.
- [13] LI Z W, ZHOU M C. Elementary siphons of Petri nets and their application to deadlock prevention in flexible manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2004, 34(1): 38 – 51.
- [14] LIU Huixia, XING Keyi, KANG Miaomiao. Transition cover-based deadlock control policy for manufacturing systems [J]. *Control Theory & Applications*, 2013, 30(4): 425 – 431.
(刘慧霞, 邢科义, 康苗苗. 基于变迁覆盖的制造系统死锁控制策略 [J]. *控制理论与应用*, 2013, 30(4): 425 – 431.)
- [15] LIU H X, XING K Y, ZHOU M C, et al. Transition cover-based design of Petri net controllers for automated manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics: Systems*, 2014, 44(2): 196 – 208.
- [16] LIU H X, XING K Y, WU W M, et al. Deadlock prevention for flexible manufacturing systems via controllable siphon basis of Petri nets [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics: Systems*, 2015, 45(3): 519 – 529.
- [17] XING K Y, ZHOU M C, WANG F, et al. Resource transition circuits and siphons for deadlock control of automated manufacturing systems [J]. *IEEE Transactions on Systems, Man, Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2011, 41(1): 74 – 84.

作者简介:

刘慧霞 (1979–), 女, 博士, 副教授, 主要研究方向为离散事件动态系统的控制和优化, E-mail: huixialiu@126.com;

吴维敏 (1970–), 男, 博士, 副教授, 主要研究方向为离散事件系统及其在制造系统、智能交通和物流自动化等领域的应用, E-mail: wmwu@iipc.zju.edu.cn;

苏宏业 (1969–), 男, 博士, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为控制理论与应用, E-mail: hysu@iipc.zju.edu.cn;

丁红 (1963–), 女, 硕士, 副教授, 主要研究方向为制造系统优化控制, E-mail: dinghongshuang@sina.com.