第 39 卷 第 9 期 自 动 化 学 报 Vol. 39, No. 9
2013 年 9 月 ACTA AUTOMATICA SINICA September, 2013

一种改进型的 S⁴PR 网活性条件

傅健丰[1] 董利达[2] 徐姗姗[1] 朱 丹[1] 朱承丞[1]

摘 要 研究了顺序资源共享分配系统的建模模型 S^{4}PR (Systems of sequential systems with shared resources) 网的活性问题. 已有的研究成果表明, 一个 S^{4}PR 网在所有信标都满足 max, max′ 或 max″-controlled 时能保持活性, 但现有的活性条件对信标的限制严格且不适用于某些网系统, 本文提出了一类名为 max*-controlled 的改进型条件, 并证明了当一个 S^{4}PR 网的所有信标都满足 max*-controlled 条件时, 网系统能保持活性. 与现有的其他条件相比, 新的活性条件更加宽松, 为设计更高允许度的死锁预防或者活性保持监控器提供了理论支撑.

关键词 Petri 网, S^{4}PR 网, 活性条件, 信标

引用格式 傅健丰, 董利达, 徐姗姗, 朱丹, 朱承丞. 一种改进型的 S^{4}PR 网活性条件. 自动化学报, 2013, **39**(9): 1439−1446

DOI 10.3724/SP.J.1004.2013.01439

An Improved Liveness Condition for S⁴PR Nets

FU Jian-Feng[1] DONG Li-Da[2] XU Shan-Shan[1] ZHU Dan[1] ZHU Cheng-Cheng[1]

Abstract This paper studies the liveness problem for S^{4}PR (systems of sequential systems with shared resources) nets, a class of Petri net models of flexible manufacturing systems. Current research indicates that an S^{4}PR net is live if all its siphons are max, max′, or max″-controlled. However, these conditions tend to be overly restrictive and are not available to some net systems. This paper presents an improved condition called max*-controlled condition and proves that an S^{4}PR net is live if all its siphons are max*-controlled. Compared with the preceding ones, this new condition is more general and can be a theoretical support for designing deadlock prevention or liveness-enforcing supervisor which is more permissive on system behavior.

Key words Petri net, S^{4}PR net, liveness condition, siphon

Citation Fu Jian-Feng, Dong Li-Da, Xu Shan-Shan, Zhu Dan, Zhu Cheng-Cheng. An improved liveness condition for S^{4}PR nets. *Acta Automatica Sinica*, 2013, **39**(9): 1439−1446

柔性制造系统 (Flexible manufacturing system, FMS) 被广泛应用于当今工业生产领域. 它是由若干顺序并发的工作流程和一系列有限的资源所组成. 资源的无序竞争会导致死锁[1]. 当系统陷入死锁时, 系统中的工作流程互相等待彼此占有的资源并且无法继续往下执行, 系统的性能将急剧恶化[2]. 因此, 有效的死锁控制策略是必不可少的.

Petri 网是柔性制造系统的主要建模工具之一. 信标是 Petri 网中的一类重要结构, 不充分标识的信标将会导致系统死锁[3−4]. 因此, 有效的信标控制算法是死锁控制策略的重要内容[5].

Ezpeleta 等提出了一类简单顺序资源共享分配系统模型 — S^{3}PR 网, 并证明了其保持活性的充分必要条件是所有信标不会变空[6]. 为了对更加复杂的制造系统进行有效建模, 研究者们提出了一系列新的网模型, 其中 S^{4}PR 网[7] (S^{3}PGR^2[8], S^{4}R[9] 与 S^{4}PR 相同) 以其完善的结构特性和良好的建模能力得到广泛的应用和研究. Abdallah 和 Elmaraghy 提出了一类使 S^{4}PR 网保持活性的充分必要条件: 所有信标满足 max-controlled[9]. Park 和 Reveliotis 也提出了一类使 S^{4}PR 网保持活性的充分必要条件: 网系统中不存在特定 DMS (Deadly marked siphon)[8]. 然而, Chao 证明了 max-controlled 条件和 DMS 条件都只是充分条件, 而不是充分必要条件. 在此基础上, 他提出了一类名为 max′-controlled 的新的活性条件, 并证明了当一个 S^{4}PR 网系统中所有的信标都是 max′-controlled 时, 能保持活性[10]. Liu 等拓展了 max′-controlled 条件, 提出了 max″-controlled 的概念[11]. 据笔者所知, 学术界还没有找到能使 S^{4}PR 网保持活性的充分必要条件.

收稿日期 2012-03-30 录用日期 2012-10-25
Manuscript received March 30, 2012; accepted October 25, 2012
国家自然科学基金 (61071062), 浙江省自然科学基金 (Y12F02030) 资助
Supported by National Natural Science Foundation of China (61071062) and Provincial Natural Science Foundation of Zhejiang (Y12F02030)
本文责任编委 赵千川
Recommended by Associate Editor ZHAO Qian-Chuan
1. 浙江大学信息与电子工程学系电子电路与信息系统研究所 杭州 310027 2. 杭州师范大学杭州国际服务工程学院 杭州 310012
1. Institute of Electronic Circuit and Information System, Department of Information Science and Electronic Engineering, Zhejiang University, Hangzhou 310027 2. Hangzhou Institute of Service Engineering, Hangzhou Normal University, Hangzhou 310012

现有的活性条件仍然对信标限制严格, 基于这些条件设计的信标控制器将会导致受控系统行为允许度低下.

本文提出了一类改进型的活性条件 — max*-controlled 条件, 并证明了当一个 S^4PR 网的所有信标都满足 max*-controlled 时, 网系统能保持活性.

与现有的其他条件相比, max*-controlled 条件有效拓宽了信标受控的限制. 将此条件应用于基于 MIP (Mixed integer programming) 技术的 DMS 寻找, 可有效减少必须控制的 DMS 数量, 简化死锁预防或活性保持监控器结构, 进而减少控制器的计算工作量, 并提高系统行为允许度. 因此, max*-controlled 条件能为设计更高允许度的死锁预防或活性保持监控器提供理论支撑.

1 基本知识

1.1 Petri 网的概念

一个 Petri 网系统可定义为[12]: $PN = (P, T, F, W, M_0)$, 其中 $P = \{p_1, \cdots, p_n\}$ 是一个有限库所集; $T = \{t_1, \cdots, t_m\}$ 是一个有限变迁集; 且满足 $P \cap T = \emptyset$, $P \cup T \neq \emptyset$; $F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$ 表示库所和变迁之间的有向连接弧, $W: F \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \cdots\}$ 表示连接弧的权重, $M_0: P \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \cdots\}$ 是库所的初始标识. 一个 Petri 网 $N = (P, T, F, W)$ 若加上任意标识, 就成为了一个 Petri 网系统. 因此, 一个 Petri 网系统 $PN = (P, T, F, W, M_0)$ 也可表示为其网结构 N 与其初始标识 M_0 的二元组, 即 $PN = (N, M_0)$.

给定一个网中的节点 $x \in P \cup T$ 和节点集合 X, x 的前置集定义为 ${}^\bullet x = \{y \in P \cup T | (y, x) \in F\}$, 后置集定义为 $x^\bullet = \{y \in P \cup T | (x, y) \in F\}$. 此外, ${}^\bullet X = \cup_{x \in X} {}^\bullet x$ 且 $X^\bullet = \cup_{x \in X} x^\bullet$.

给定一个 Petri 网 $N = (P, T, F, W)$, 如果 $\forall x \in P \cup T$, ${}^\bullet x \cap x^\bullet = \emptyset$, 则称 N 是一个纯网; 如果 $\forall t \in T$, $|{}^\bullet t| = |t^\bullet| = 1$, 则称 N 是一个状态机. 对一个纯网而言, 它的网结构可以由 $|P| \times |T|$ 的关联矩阵 $[N]$ 唯一指定, 其中 $[N](p, t) = W(t, p) - W(p, t)$. 一个 P- 半流 $\boldsymbol{Y}$ 是一个 $|P|$ 维向量满足: $\forall p \in P$, $\boldsymbol{Y}(p) \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \cdots\}$ 且 $\boldsymbol{Y}^{\mathrm{T}}[N] = \boldsymbol{0}^{\mathrm{T}}$. $\|\boldsymbol{Y}\| = \{p \in P | Y(p) \neq 0\}$ 表示 $\boldsymbol{Y}$ 的支集. 如果不存在其他的 P- 半流 $\boldsymbol{Y}'$ 满足 $\|\boldsymbol{Y}'\| \subseteq \|\boldsymbol{Y}\|$, 则称 $\boldsymbol{Y}$ 是一个极小 P- 半流.

N 的标识是一个映射 $M: P \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \cdots\}$. 弧 (p, t) 在 M 下是状态使能的, 当且仅当 $M(p) \geq W(p, t)$. 变迁 $t \in T$ 在标识 M 下是状态使能的, 当且仅当 $\forall p \in {}^\bullet t$, $M(p) \geq W(p, t)$. 一个状态使能的标识是能够激发的, 激发后的标识由下式决定: $M'(p) = M(p) - W(p, t) + W(t, p)$, $\forall p \in P$, 记为: $M[t\rangle M'$. $\sigma = t_1 t_2 \cdots t_k$ 表示变迁序列, 满足 $M_0[t_1\rangle M_1[t_2\rangle \cdots [t_k\rangle M_k$, 即 $M_0[\sigma\rangle M_k$. 在 Petri 网 N 中, 用 $R(N, M)$ 表示从 M 出发的所有可达标识集. 对网系统 (N, M_0) 的任意 P- 半流 $\boldsymbol{Y}$, 有 $M_1^{\mathrm{T}} \cdot \boldsymbol{Y} = M_2^{\mathrm{T}} \cdot \boldsymbol{Y}$, 其中 M_1, $M_2 \in R(N, M_0)$.

给定一个 Petri 网系统 (N, M_0). 对于变迁 $t \in T$, 如果 $\forall M \in R(N, M_0)$, 都 $\exists M' \in R(N, M)$, 使得 $M'[t >$, 则称变迁为活的; 变迁 $t \in T$ 是标识 M 下的死变迁当且仅当不存在 $M' \in R(N, M)$ 使得 $M'[t >$. $M \in R(N, M_0)$ 是一个全局死锁当不存在 $t \in T: M[t >$; 如果每个 $t \in T$ 都是活的, 则称 (N, M_0) 是活的网系统.

给定一个 Petri 网 $N = (P, T, F, W)$ 和集合 $S \subseteq P$, $S \neq \emptyset$. S 是一个信标当且仅当 ${}^\bullet S \subseteq S^\bullet$. 一个信标是极小的当且仅当不存在其他信标是 S 的子集; 一个信标是极大的当且仅当 S 不是其他信标的子集. 一个不含任何 P- 不变量支集的极小信标是严格极小信标, 记为 SMS.

对一个 N 的有序节点集合 $Z = \{n_1, n_2, \cdots, n_k\}$, 当且仅当 $\forall i \in \{1, 2, \cdots, k-1\}$, $n_{i+1} \in n_i{}^\bullet$ 时, 称它是一条路径. 如果 $\forall i, j \in \{1, 2, \cdots, k-1\}$, $n_i \neq n_j$, $n_1 = n_k$, 则称 Z 为环.

1.2 S^4PR 网的定义

定义 1[8]**.** 一个好标识的 S^4PR 网 (N, M_0) 是一个标识的 Petri 网 $PN = (P, T, F, W, M_0)$, 满足以下条件:

1) $P = P_A \cup P^0 \cup P_R$, a) $P_A = \cup_{i=1}^{n} P_{A_i}$ 称为工作库所, 其中 $\forall i, j \in \{1, \cdots, n\}$, $i \neq j$, $P_{A_i} \neq \emptyset$ 且 $P_{A_i} \cap P_{Aj} = \emptyset$; b) $P^0 = \cup_{i=1}^{n} \{p_i^0\}$ 称为空闲库所; c) $P_R = \cup_{i=1}^{n} P_{R_i} = \{r_1, r_2, \cdots, r_m\}$ 称为资源库所.

2) $T = \cup_{i=1}^{n} T_i$, $T_i \neq \emptyset$, $\forall j \neq i$, $T_i \cap T_j = \emptyset$.

3) $W = W_A \cup W_R$, 其中 $W_A: ((P_A \cup P^0) \times T) \cup (T \times (P_A \cup P^0)) \rightarrow \{0, 1\}$, 且 $\forall j \neq i$, W_A: $((P_{Aj} \cup \{p_j^0\} \times T_i) \cup (T_i \times (P_{Aj} \cup \{p_j^0\})) \rightarrow \{0\}$, W_R: $(P_R \times T) \cup (T \times P_R) \rightarrow \{0, 1, 2, 3, \cdots\}$.

4) 由 $P_{A_i} \cup \{p_i^0\} \cup T_i$ 组成的子网 N_i 是一个强连通的状态机, N_i 中的每个环都包含库所 p_i^0.

5) $\forall r \in P_R$, 存在一个极小 P- 半流 $\boldsymbol{Y}_r$ 满足: $\|\boldsymbol{Y}_r\| \cap P_R = \{r\}$, $\|\boldsymbol{Y}_r\| \cap P^0 = \emptyset$ 且 $\boldsymbol{Y}_r(r) = 1$. 此外, $P_A = \cup_{r \in P_R} (\|\boldsymbol{Y}_r\| \setminus P_R)$.

6) N 是一个强连通的纯网.

7) $\forall p \in P_A$, $M_0(p) = 0$; $\forall p_i^0 \in P^0$, $M_0(p_i^0) \geq 1$; $\forall r \in P_R$, $M_0(r) \geq \max_{p \in \|\boldsymbol{Y}_r\|} \boldsymbol{Y}_r(p)$.

定义 2[5]**.** 给定一个 S^4PR 网的信标 $S = S_A \cup S_R$, 其中, $S_R = S \cap P_R$, $S_A = S \setminus S_R$. 对 $r \in P_R$, $H(r) = \|\boldsymbol{Y}_r\| \setminus \{r\}$ 表示使用资源 r 的工作库所, 称

为 r 的持有者. $[S]=(\cup_{r\in S_R}H(r))\backslash S$ 称为 S 的补集.

图 1 给出了一个好标识的 S^{4}PR 网 (N,M_0) 示例, 其中 $P^0=\{p_5,p_6\}$, $P_A=\{p_1,p_2,p_3,p_4\}$, $P_R=\{r_1,r_2\}$. $S=\{p_2,p_4,r_1,r_2\}$ 是唯一的一个极小信标. 对资源库所而言, $H(r_1)=\{p_1,p_4\}$, $H(r_2)=\{p_2,p_3\}$ 且 $[S]=\{p_1,p_3\}$.

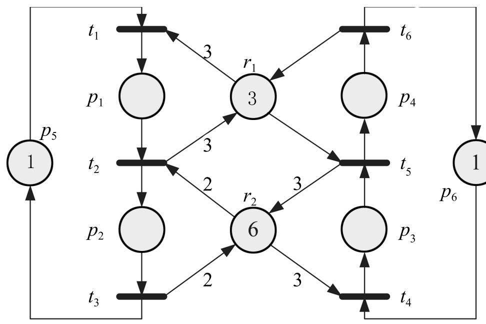

图 1　一个好标识的 S^{4}PR 网 (N,M_0)

Fig. 1　A well-marked S^{4}PR net (N,M_0)

2　现有的 S^{4}PR 网的活性条件

本节首先回顾已有的 S^{4}PR 网活性条件.

定义 3[9]**.** 给定一个 Petri 网 (N,M_0) 的信标 S, 当 $\exists p\in S$ 满足 $M(p)\geq\max_{t\in p^\bullet}W(p,t)$ 时, 称 S 在 $M\in R(N,M_0)$ 下是 max-marked 的. 如果 $\forall M\in R(N,M_0)$ 都满足 S 在 M 下是 max-marked 的, 则称 S 是 max-controlled 的.

定理 1[9]**.** 给定一个 S^{4}PR 网 (N,M_0), 当且仅当所有信标都是 max-controlled 时, 它是活的.

注意到定理 1 给出了一个 S^{4}PR 网保持活性的充分必要条件, 而 Chao 在文献 [10] 中指出这仅是一个充分非必要条件, 并进一步提出了 max′-controlled 的概念, 之后 Zhong 等在文献 [13] 中给出了其正式定义.

定义 4[13]**.** 给定一个 Petri 网 (N,M_0) 的信标 S, 当 $\exists p\in S_A$ 满足 $M(p)\geq 1$ 或 $\exists r\in S_R$ 满足 $M(r)\geq\max_{t\in r^\bullet\cap[S]^\bullet}W(r,t)$ 时, 称 S 在 $M\in R(N,M_0)$ 下是 max′-marked 的. 如果 $\forall M\in R(N,M_0)$ 都满足 S 在 M 下是 max′-marked 的, 则称 S 是 max′-controlled 的.

定理 2[10]**.** 给定一个 S^{4}PR 网 (N,M_0), 当所有信标都是 max′-controlled 时, 它是活的.

定理 2 表明, 原先被误认为是充分必要条件的 max-controlled 条件可以进一步扩展. 而定理 2 提出的 max′-controlled 条件仍然不是充分必要的活性保持条件. 在 max′-controlled 条件的基础上, Liu 等提出了 max″-controlled 条件[11].

定义 5[11]**.** 给定一个 S^{4}PR 网 (N,M_0) 的信标 S, 当 S 在 $M\in R(N,M_0)$ 下满足以下至少一个条件时, 称 S 是 max″-marked 的:

1) M 是一个初始标识;

2) $\exists p\in S_A$, $M(p)\geq 1$;

3) $\exists r\in S_R$, 如果 $\exists t\in T'$, 则有:

$$\min\sum_{t\in T'}\alpha_t\cdot W(t,r)+M(r)\geq\max_{t'\in r^\bullet\cap[S]^\bullet}W(r,t')$$

其中, $T'=\{t|t\in{}^\bullet r\cap[S]^\bullet, r'\in{}^\bullet t\cap P_R, M(r')\geq W(r',t),\ p\in{}^\bullet t\cap P_A, M(p)\geq 1\}$, α_t 表示在 M 下变迁 t 可以被激发的次数. $\min\sum_{t\in T'}\alpha_t\cdot W(t,r)$ 可以通过求解以下的 MIP 问题得到:

$$\min\sum_{t\in T'}\alpha_t\cdot W(t,r)$$

$$p\in{}^\bullet t\cap P_A,\ \ M(p)\geq 1,\ \ t_x\in p^\bullet\cap T'$$

$$\sum\alpha_{t_x}\leq M(p)$$

$$r'\in{}^\bullet t\cap P_R,\ \ t_y\in r'^\bullet\cap T'$$

$$\sum\alpha_{t_y}\cdot W(r',t_y)\leq M(r')$$

$$t\in{}^\bullet r\cap[S]^\bullet$$

$$\min\left\{\frac{M(r')-\sum\alpha_{t_y}\cdot W(r',t_y)}{W(r',t)}, M(p)-\sum\alpha_{t_x}\right\}<1,$$

$$\alpha_t\in\{0,1,2,3,\cdots\}$$

如果 $\forall M\in R(N,M_0)$, S 在 M 下是 max″-marked 的, 则称 S 是 max″-controlled 的.

定理 3[11]**.** 给定一个 S^{4}PR 网 (N,M_0), 当所有信标都是 max″-controlled 时, 它是活的.

虽然 max″-controlled 条件在 max′-controlled 条件的基础上有了进一步改进, 但仍然要求信标满足较为严格的限制条件. 图 2 可以说明这一点. 如图 2 所示, 网系统 (N,M_0) 有唯一的 SMS$S=\{p_2,p_5,p_7,r_2,r_3\}$, 其中, $[S]=\{p_1,p_3,p_4,p_6\}$, $r_2{}^\bullet\cap[S]^\bullet=\{t_9\}$, $r_3{}^\bullet\cap[S]^\bullet=\{t_2,t_6\}$, ${}^\bullet r_2\cap[S]^\bullet=\{t_2,t_6\}$, ${}^\bullet r_3\cap[S]^\bullet=\{t_9\}$. 由于 $M(r_2)=0$ 且 $M(r_3)=1<W(r_3,t_2)=2$, 可知 S 是非 max-controlled 和非 max′-controlled 的; 由于对资源库所 r_2 和 r_3, 都有 $T'=\emptyset$, 可知 S 是非 max″-controlled 的. 但通过可达性分析可知, 网系统是活的, 因此 max″-controlled 条件不再适用于这类网模型, 不能用于分析其活性问题.

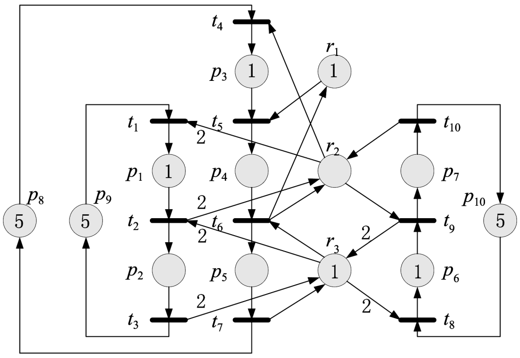

图 2 一个活的 S^4PR 网, $S=\{p_2,p_4,p_6,p_7,p_8\}$ 为非 max、max′ 及 max″-controlled 但满足 max*-controlled 条件

Fig. 2 A live S^4PR net with $S=\{p_2,p_4,p_6,p_7,p_8\}$ being non-max, non-max′, and non-max″-controlled but max*-controlled

3 Max*-controlled 条件

基于上节末尾总结所得的问题, 本文提出了一类改进的活性条件以拓宽原有条件的限制.

定义 6. 给定一个 S^4PR 网 (N,M_0) 的信标 S, 当 S 在 $M\in R(N,M_0)$ 下满足以下至少一个条件时, 称 S 是 max*-marked 的:

1) $\exists p\in S_A$, $M(p)\geq 1$;

2) $\exists r\in S_R$, $M(r)\geq \max_{t\in r^\bullet\cap[S]^\bullet}W(r,t)$;

3) $\exists p\in[S]$, $\hat{T}\neq\emptyset$, 其中 $\hat{T}=\{t\in p^\bullet|\forall p'\in {}^\bullet t,\ M(p')\geq W(p',t)\}$.

如果 $\forall M\in R(N,M_0)$, S 在 M 下是 max*-marked 的, 则称 S 是 max*-controlled 的.

定义 6 给出了 max*-controlled 条件的定义. 以图 2 为例, 注意到对信标 $S=\{p_2,p_5,p_7,r_2,r_3\}$, 有 $p_3\in[S]$, $t_5\in {p_3}^\bullet\subseteq[S]^\bullet$ 且 $\forall p'\in {}^\bullet t_5$, $M(p')\geq W(p',t_5)$, 因此 $\hat{T}\neq\emptyset$, S 满足定义 6, 在当前标识下是 max*-marked 的. 对网系统的所有可达标识分析可知, $\forall M\in R(N,M_0)$, S 在 M 下都是 max*-marked 的, 因此 S 是 max*-controlled 的.

与 max″-controlled 条件 (定义 5) 相比, max*-controlled 条件 (定义 6) 更加宽泛. 实际上, 定义 5 的条件 3) 包含了其条件 1); 当对 $r\in S_R$, $T'=\emptyset$ 时, 定义 5 的条件 3) 变成 $M(r)\geq\max_{t\in r^\bullet\cap[S]^\bullet}W(r,t)$, 与定义 6 的条件 2) 相同; 当 $T'\neq\emptyset$ 时, 定义 5 的条件 3) 要求 $\exists t\in T'$ 可以激发并满足 $\min\sum_{t\in T'}\alpha_t\cdot W(t,r)+M(r)\geq\max_{t'\in r^\bullet\cap[S]^\bullet}W(r,t')$, 其中 $T'\subseteq {}^\bullet r\cap[S]^\bullet$, 定义 6 的条件 3) 则说明, 只需要 $\hat{T}\neq\emptyset$, 即 $\exists t\in[S]^\bullet$ 可以激发即可. 由于 $T'\subseteq {}^\bullet r\cap[S]^\bullet\subseteq[S]^\bullet$, 可知定义 6 的条件 3) 包含定义 5 的条件 3). 综上分析可知, max*-controlled 条件是 max″-controlled 条件的扩展. 同时, 由于不需要求解 MIP 问题, 判断一个信标是否 max*-controlled 比判断其是否 max″-controlled 更为高效.

以下将证明: 给定一个好标识的 S^4PR 网, 当它的所有信标都满足 max*-controlled 时, 能保持活性.

引理 1[10]**.** 给定一个好标识的 S^4PR 网 (N,M_0), $M\in R(N,M_0)$ 且 $t\in T$ 是 M 下的一个死变迁, 则存在 $M'\in R(N,M)$ 和两个子集 J, $H\in I_N$ (I_N 表示 N_i 的索引集) 满足 $I_N=J\cup H$, $I_N=\{1,2,\cdots,n\}$, $J\cap H=\emptyset$, $J\neq\emptyset$, 且: 1) $\forall h\in H$, $M'(p_h^0)=M_0(p_h^0)$; 2) $\forall j\in J$, $M'(p_j^0)<M_0(p_j^0)$, 且 $\Omega=\{p^\bullet|p\in P_A, M'(p)>0\}$ 是死变迁集.

引理 2. 给定一个好标识的 S^4PR 网 (N,M_0), $\forall r\in P_R$, $\forall p\in H(r)$, 如果 $\exists t\in {}^\bullet p$ 且 $t\notin r^\bullet$, 则 ${}^\bullet t\cap P_A\neq\emptyset$ 且 ${}^\bullet t\cap P_A\subseteq H(r)$.

证明. (反证) 假设 ${}^\bullet t\cap(P_A\cup P^0)=\{q\}$ 且 $q\notin H(r)$ (由定义 1 条件 4) 可知 q 唯一). 根据定义 1 条件 5), 对资源库所 $r\in P_R$, 存在一个唯一的极小 P- 半流 $\boldsymbol{Y}_r$ 满足: $p\in\|\boldsymbol{Y}_r\|$, $q\notin\|\boldsymbol{Y}_r\|$. 因此 $\boldsymbol{Y}_r(p)>0$, $\boldsymbol{Y}_r(q)=0$. 不妨设 p 和 q 所处的流程子网为 N_i, $p_i^0\in N_i\cap P^0$, $t'\in {}^\bullet q$. 根据定义 1 条件 4), 存在一条无环路径 $\pi=(p_i^0,\cdots,t')$, 而根据定义 1 条件 7) 可知在 M_0 下可以依次激发路径 $\pi=(p_i^0,\cdots,t')$ 上的变迁[8], 可以得到 $M_1\in R(N,M_0)$ 满足: $M_1(q)=1$, $\forall p'\in P_A\backslash\{q\}$, $M_1(p')=0$. 设 $M_1[t>M_2$, 可知: $M_1(p)=0$, $M_1(q)>0$, $M_2(p)>0$, $M_2(q)=0$, $M_1(r)=M_2(r)$ (由 $t\notin r^\bullet$ 可得), $\forall p'\in H(r)\backslash\{p,q\}$, $M_1(p')=M_2(p')$. 根据 P- 半流的定义, 有 $M_1^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r=M_2^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r$. 根据以上条件推导下式:

$$
\begin{aligned}
&M_1^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r-M_2^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r=\\
&\quad\sum_{p\in P}M_1(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)-\sum_{p\in P}M_2(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)=\\
&\quad\sum_{p\in\|\boldsymbol{Y}_r\|}M_1(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)-\sum_{p\in\|\boldsymbol{Y}_r\|}M_2(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)=\\
&\quad M_1(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)+M_1(q)\cdot\boldsymbol{Y}_r(q)-\\
&\quad M_2(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)-M_2(q)\cdot\boldsymbol{Y}_r(q)=\\
&\quad -M_2(p)\cdot\boldsymbol{Y}_r(p)
\end{aligned}
$$

因为 $M_2(p)>0$, $Y_r(p)>0$, 因此 $M_1^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r-M_2^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r\neq 0$, 即 $M_1^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r\neq M_2^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r$, 与前提条件 $M_1^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r=M_2^{\rm T}\cdot\boldsymbol{Y}_r$ 矛盾, 因此 $q\in H(r)$ 成立. 根据定义 1 条件 5), $\|\boldsymbol{Y}_r\|\cap P^0=\emptyset$, 因此 $q\notin P^0$, $q\in P_A$, 即 ${}^\bullet t\cap P_A\neq\emptyset$ 且 ${}^\bullet t\cap P_A\subseteq H(r)$, 引理得证. □

引理 3. 给定一个好标识的 S^4PR 网 (N, M_0), $M \in R(N, M_0)$ 且 $t \in T$ 是 M 下的一个死变迁, 则存在一个信标 $S_I = S_{I,R} \cup S_{I,A}$ (S_I 非空), 其中 $S_{I,R} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet, M'(r) < W(r,t), p \in {}^\bullet t \cap P_A, M'(p) > 0\}$, $S_{I,A} = \{p \in H(r) | r \in S_{I,R}, M'(p) = 0\}$, $M' \in R(N, M)$ 且 M' 满足引理 1 条件.

证明. 实际上, $S_{I,R}$ 代表了一组资源库所 r 的集合, 对每个集合中的 r, 存在至少一条被禁止的弧 (r,t) 且 t 并没有被它的输入工作库所 p 所禁止, 即 (p,t) 是使能的; $S_{I,A}$ 代表了每个集合 $S_{I,R}$ 中的资源库所 r 的未标识使用者集合. 以下将证明 S_I 非空且是一个信标.

1) $S_I \neq \emptyset$. 由引理 1 可知, 在 M' 下 $\Omega = \{p^\bullet | p \in P_A, M'(p) > 0\}$ 是死变迁集. 因为 $M' \neq M_0$, 则 $\Omega \neq \emptyset$, 因此 $\exists t \in \Omega$ 满足: $p \in {}^\bullet t \cap P_A$, $M'(p) > 0$ 且 t 是死变迁, 这意味着 t 在 M' 下无法激发, 因此必然存在 $r \in {}^\bullet t \cap P_R$, $M'(r) < W(r,t)$, 否则 t 在 M' 下可以激发. 换言之, $\exists t \in r^\bullet$ 满足 $M'(r) < W(r,t)$ 且 $p \in {}^\bullet t \cap P_A$, $M'(p) > 0$, 从而 $r \in S_{I,R} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet, M'(r) < W(r,t), p \in {}^\bullet t \cap P_A, M'(p) > 0\}$, 有 $S_{I,R} \neq \emptyset$, 因而 $S_I \neq \emptyset$.

2) S_I 是一个信标. 取 $t' \in {}^\bullet S_I$, 考虑以下两种情况:

a) $t' \in {}^\bullet r$, $r \in S_{I,R}$: 根据定义 1 条件 4), 由 $P_{A_i} \cup \{p_i^0\} \cup T_i$ 组成的子网 N_i 是一个强连通的状态机, 不妨设 ${}^\bullet t' \cap P_A = \{q\}$. 由于 $q \in {}^\bullet({}^\bullet r)$, 根据定义 1 条件 5) 可知 q 是资源库所 r 的一个使用者, 即 $q \in H(r)$. 如果 $M'(q) = 0$, 由 $S_{I,A} = \{p \in H(r) | r \in S_{I,R}, M'(p) = 0\}$ 可知 $q \in S_{I,A}$, 从而 $t' \in q^\bullet \subseteq S_{I,A}^\bullet \subseteq S_I^\bullet$. 如果 $M'(q) > 0$, 根据引理 1, t' 是一个死变迁, 则必然存在某个资源库所 $r' \in {}^\bullet t' \cap P_R$ 满足 $M'(r') < W(r', t')$. 对 r' 而言, 有 $t' \in r'^\bullet$, $M'(r') < W(r', t')$ 且 $q \in {}^\bullet t' \cap P_A$, $M'(q) > 0$, 因此 $r' \in S_{I,R}$, 从而 $t' \in r'^\bullet \subseteq S_{I,R}^\bullet \subseteq S_I^\bullet$.

b) $t' \in {}^\bullet p$, $p \in S_{I,A}$: 设 $p \in H(r)$, 其中 $r \in S_{I,R}$ 是信标中的一个资源库所. 考虑两种不同情况: i) 如果 $t' \in S_{I,R}^\bullet$, 则 $t' \in S_I^\bullet$; ii) 如果 $t' \notin S_{I,R}^\bullet$, 设 ${}^\bullet t' \cap P_A = \{q\}$ (由引理 2 可知 ${}^\bullet t' \cap P_A \neq \emptyset$ 且由 S^4PR 网的流程子网 N_i 是一个状态机可知 q 唯一). 根据引理 2 可知 $q \in H(r)$. 如果 $M'(q) = 0$, 则根据 $S_{I,A} = \{p \in H(r) | r \in S_{I,R}, M'(p) = 0\}$ 可知 $q \in S_{I,A}$. 因此 $t' \in q^\bullet \subseteq S_{I,A}^\bullet \subseteq S_I^\bullet$. 如果 $M'(q) > 0$, 则必然存在 $r' \in {}^\bullet t' \cap P_R$ 满足 $M'(r') < W(r', t')$ (否则 t' 可以激发, 这与引理 1 矛盾). 注意到对资源库所 r', 有 $t' \in r'^\bullet$, $M'(r') < W(r', t')$ 和 $q \in {}^\bullet t' \cap P_A$, $M'(q) > 0$ 成立, 故 $r' \in S_{I,R}$. 故 $t' \in r'^\bullet \subseteq S_{I,R}^\bullet$, 与假设条件 $t' \notin S_{I,R}^\bullet$ 矛盾.

由 a) 和 b) 可知, $\forall t' \in {}^\bullet S_I$, 满足 $t' \in S_I^\bullet$, 因此 ${}^\bullet S_I \subseteq S_I^\bullet$, 故 S_I 是一个信标. □

引理 4. 给定一个好标识的 S^4PR 网 (N, M_0), $M \in R(N, M_0)$ 且 $t \in T$ 是 M 下的一个死变迁, 则存在一个信标 S 满足以下条件:

1) $S_R = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet \cap [S]^\bullet, M'(r) < W(r,t), p \in P_A \cap {}^\bullet t, M'(p) \geq 1\}$;

2) $S_A = \{p \in H(r) | r \in S_R, M'(p) = 0\}$;

3) $S = S_R \cup S_A$;

4) $[S] = (\cup_{r \in S_R} H(r)) \backslash S$.

其中, M' 满足引理 1 条件.

证明. 考虑引理 3 给出的信标 S_I. 执行以下的算法.

算法 1.

1) $i = 0$, $S_{0,R} = S_{I,R}$, $S_{0,A} = S_{I,A}$, $S_0 = S_I$, $[S_0] = [S_I]$.

2) do {

$i = i + 1$;

$S_{i,R} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet \cap [S_{i-1}]^\bullet,\ M'(r) < W(r,t),\ p \in P_A \cap {}^\bullet t,\ M'(p) \geq 1\}$;

$S_{i,A} = \{p \in H(r) | r \in S_{i,R},\ M'(p) = 0\}$;

$S_i = S_{i,R} \cup S_{i,A}$;

$[S_i] = (\cup_{r \in S_{i,R}} H(r)) \backslash S_i$;

} while($S_i \neq S_{i-1}$);

3) $S_R = S_{i,R}$, $S_A = S_{i,A}$, $S = S_i$, $[S] = [S_i]$.

由 S_I 是一个有限集合可知, 算法 1 能在 k 步内执行结束, 其中 $k \in \{1, 2, 3, \cdots\}$. 算法 1 结束后, 根据循环的终止条件可知最终有 $S = S_k = S_{k-1}$ 成立, 进而 $[S] = [S_k] = [S_{k-1}]$, 且 $S_R = S_{k,R} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet \cap [S_{k-1}]^\bullet, M'(r) < W(r,t), p \in P_A \cap {}^\bullet t, M'(p) \geq 1\} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet \cap [S]^\bullet, M'(r) < W(r,t), p \in P_A \cap {}^\bullet t, M'(p) \geq 1\}$ 可知条件 1) 成立. 因为 $S_A = S_{k,A}$, $S = S_k$ 和 $[S] = [S_k]$, 故条件 2) ∼ 4) 成立.

以下将证明 S 非空且 S 是一个信标.

1) $S \neq \emptyset$. 不妨假设 $S = \emptyset$, 则 $S = S_k = S_{k-1} = \emptyset$ 且 $S_{k-1,R} = \emptyset$. 根据引理 3, $S_0 = S_I \neq \emptyset$, 因此算法 1 中的迭代执行至少一次, 这意味着 $k \geq 1$. 如果 $k = 1$, 那么有 $S_k = S_{k-1} = S_1 = S_0 = \emptyset$, 与假设 $S_0 = S_I \neq \emptyset$ 矛盾, 因此 $k \geq 2$. 如果 $S_{k-2} = \emptyset$, 则有 $S_{k-1} = S_{k-2} = \emptyset$, 这意味着算法 1 能在小于等于 $k-1$ 步中结束, 这与假设条件矛盾, 因此 $S_{k-2} \neq \emptyset$, 进而有 $[S_{k-2}] \neq \emptyset$. 根据算法 1, $[S_{k-2}] \neq \emptyset$ 表明 $\exists p \in [S_{k-2}]$, $M'(p) \geq 1$. 由引理 1, $\forall t \in p^\bullet$, t 是死的. 因此必然存在 $r' \in P_R \cap {}^\bullet t$ 满足 $M'(r') < W(r', t)$. 现在, 已知有 $t \in r'^\bullet \cap [S_{k-2}]^\bullet$, $M'(r') < W(r', t)$, $p \in {}^\bullet t \cap P_A$ 和 $M'(p) \geq 1$ 成立. 根据算法 1 可知, $r' \in S_{k-1,R}$. 这一结论与假设的 $S_{k-1,R} = \emptyset$ 矛盾. 最终可得 $S \neq \emptyset$.

2) S 是一个信标. 取 $t' \in {}^\bullet S$, 考虑以下两种情况:

a) $t' \in {}^\bullet r$, $r \in S_R$: 设 ${}^\bullet t' \cap P_A = \{q\}$. 如果 $M'(q) = 0$, 由于 $q \in {}^\bullet({}^\bullet r)$, 可知 q 是资源库所 r 的一个使用者, 因而从条件 2) 可以推知 $q \in S_A$, 这意味着 $t' \in q^\bullet \subseteq S_A^\bullet \subseteq S^\bullet$. 如果 $M'(q) \neq 0$, 则根据条件 4) 有 $q \in [S]$. 由引理 1, t' 是一个死变迁, 则必然存在 $' \in {}^\bullet t'$ 满足 $M'(r') < W(r', t')$. 注意到对资源库所 r', 有 $t' \in r'^\bullet \cap q^\bullet \subseteq r'^\bullet \cap [S]^\bullet$ 和 $M'(r') < W(r', t')$ 成立, 因此根据条件 1) 可知 $r' \in S_R$, 进而 $t' \in r'^\bullet \subseteq S_R^\bullet \subseteq S^\bullet$.

b) $t' \in {}^\bullet p$, $p \in S_A$: 设 $p \in H(r)$, 其中 $r \in S_R$ 是信标中的一个资源库所. 考虑两种不同情况: i) 如果 $t' \in S_R^\bullet$, 则 $t' \in S^\bullet$. ii) 如果 $t' \notin S_R^\bullet$, 设 ${}^\bullet t' \cap P_A = \{q\}$ (由引理 2 可知 ${}^\bullet t' \cap P_A \neq \emptyset$ 且由 S^{4}PR 网的流程子网 N_i 是一个状态机可知 q 唯一). 由引理 2 可知 $q \in H(r)$. 如果 $M'(q) = 0$, 则根据条件 2) 可知 $q \in S_A$. 因此 $t' \in q^\bullet \subseteq {S_A}^\bullet \subseteq S^\bullet$. 如果 $M'(q) > 0$, 则由条件 4) 可知 $q \in [S]$, 且必然存在 $r' \in P_R$ 满足弧 (r', t') 是被禁止的 (否则 t' 可以被激发, 这与引理 1 矛盾). 注意到对资源库所 r', 有 $t' \in r'^\bullet \cap [S]^\bullet$, $M'(r') < (r', t')$ 和 $M'(q) > 0$ 成立, 根据条件 1) 可得 $r' \in S_R$. 因此 $t' \in r'^\bullet \subseteq S_R^\bullet$, 与条件 $t' \notin S_R^\bullet$ 矛盾.

综上, $\forall t \in {}^\bullet S$, $t \in S^\bullet$ 成立, 因此 S 是一个信标. 综上可知 S 是一个满足给定条件 1) ∼ 4) 的信标. □

以图 3 为例说明算法 1. 如图 3 所示, 网系统处于死锁状态, 当前状态 M' 是由初始状态 $M_0 = p_9 + p_{10} + p_{11} + p_{12} + 5r_1 + 3r_2 + 2r_3 + 2r_4 + 2r_5$ 分别激发 t_1, t_4, t_7 和 t_{10} 一次得到, 且是一个满足引理 1 的标识状态. 根据引理 3, $S_{I,R} = \{r_1, r_2, r_3, r_4\}$, $S_{I,A} = \{p_2, p_4, p_6, p_8\}$, $S_I = \{r_1, r_2, r_3, r_4, p_2, p_4, p_6, p_8\}$, $[S_I] = \{p_1, p_3, p_5\}$. 初始化 $S_0 = S_I = \{r_1, r_2, r_3, r_4, p_2, p_4, p_6, p_8\}$. 由 $S_{1,R} = \{r \in P_R | \exists t \in r^\bullet \cap [S_0]^\bullet, M'(r) < W(r, t), p \in P_A \cap {}^\bullet t, M'(p) \geq 1\}$, 可以得到 $S_{1,R} = \{r_1, r_2, r_3\}$ (由 ${r_4}^\bullet \cap [S_0]^\bullet = \emptyset$, $r_4 \notin S_{1,R}$ 可得). 此外, $S_{1,A} = \{p_2, p_4, p_6\}$, $S_1 = \{r_1, r_2, r_3, p_2, p_4, p_6\}$, $[S_1] = \{p_1, p_3\}$. 同理有 $S_{2,R} = \{r_1, r_2\}$ (由 $r_3^\bullet \cap [S_1]^\bullet = \{t_5\}$, $M'(r_3) = 1 = W(r_3, t_5)$, $r_3 \notin S_{1,R}$ 可得), $S_{2,A} = \{p_2, p_4\}$, $S_2 = \{r_1, r_2, p_2, p_4\}$, $[S_2] = \{p_1, p_3\}$. 最终可以得到 $S = S_3 = S_2 = \{r_1, r_2, p_2, p_4\}$, 此时算法 1 结束.

定理 4. 给定一个好标识的 S^{4}PR 网 (N, M_0), $M \in R(N, M_0)$ 且 $t \in T$ 是 M 下的一个死变迁. 则 $\exists M' \in R(N, M)$, $\exists S$ 是一个信标 (S 非空) 且在 M' 下是非 max*-marked 的.

证明. 考虑引理 1 中给出的 M' 和引理 4 中给出的信标 S, 由引理 4 可知, S 非空且是一个信标. 若 S 在 M' 下是非 max*-marked 的, 则 S 在 M' 下不满足定义 6 的三个条件, 即有: 1) $\forall p \in S_A$, $M'(p) = 0$; 2) $\forall r \in P_R$, $M'(r) < \max_{t \in r^\bullet \cap [S]^\bullet} W(r, t)$; 3) $\forall p \in [S]$, $\hat{T} = \emptyset$.

a) 根据引理 4 的条件 2), $\forall p \in S_A$, $M'(p) = 0$. 因此 S 不满足定义 6 条件 1).

b) 根据引理 4 的条件 1), $\forall r \in S_R$, $\exists t \in r^\bullet \cap [S]^\bullet$ 满足 $M'(r) < W(r, t)$, 则有 $M'(r) < \max_{t \in r^\bullet \cap [S]^\bullet} W(r, t)$. 因此 S 不满足定义 6 条件 2).

c) 如果 S 满足定义 6 的条件 3), 那么 $\exists p \in [S]$, $\exists t \in \hat{T}$ 满足 $\forall p' \in {}^\bullet t$, $M'(p') \geq W(p', t)$, 因此 t 在 M' 下可以被激发, 与引理 1 矛盾. 因此 S 不满足定义 6 条件 3).

综上所述, S 不满足定义 6, 因此可以得出结论: S 是一个在 M' 下非 max*-marked 的信标. □

注意到 Chao 在文献 [10] 的定理 2 的证明中提出 S_I 在 M' 下是非 max′-marked 的, 以此来得到最终的结论. 这一观点是错误的. 图 3 给出了一个反例. 如图 3 所示, $S_I = \{r_1, r_2, r_3, r_4, p_2, p_4, p_6, p_8\}$. 因为 ${r_4}^\bullet \cap [S_I]^\bullet = \emptyset$, $M'(r_4) \geq \max_{t \in r_4^\bullet \cap [S_I]^\bullet} W(r_4, t)$, 可知 S_I 在 M' 下是 max′-marked 和 max″-marked 的, 因此文献 [10] 的定理 2 证明过程存在缺陷. 文献 [11] 定理 3 的证明过程存

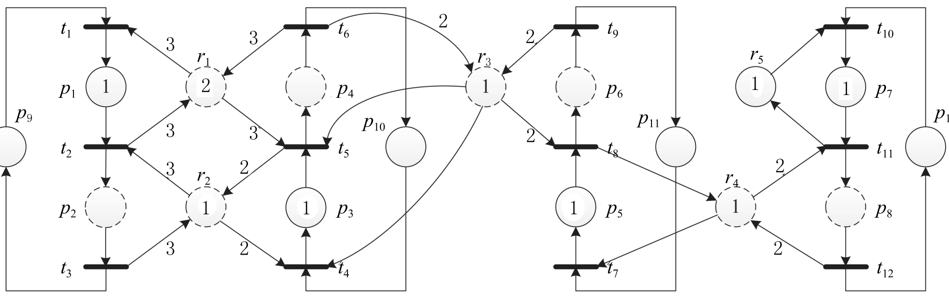

图 3 算法 1 示例图, 一个死锁的 S^{4}PR 网系统, 信标 $S_I = \{r_1, r_2, r_3, r_4, p_2, p_4, p_6, p_8\}$

Fig. 3 Illustration of Algorithm 1, a deadlocked S^{4}PR net system with a siphon $S_I = \{r_1, r_2, r_3, r_4, p_2, p_4, p_6, p_8\}$

在相同的问题. 本文引理 4 给出的信标 S 能用于这些有缺陷的证明.

定理 5. 给定一个好标识的 S^4PR 网 (N, M_0), 当所有信标都是 max*-controlled 时, 它是活的.

证明. (反证) 假设 (N, M_0) 不是活的, 则存在 $M \in R(N, M_0)$ 和 $t \in T$ 是 M 下的一个死变迁. 根据定理 4, $\exists M' \in R(N, M)$, $\exists S$ 是一个信标 (S 非空) 且在 M' 下是非 max*-marked 的, 这与所有信标都是 max*-controlled 的条件矛盾. 因此可以推知 (N, M_0) 是活的. $\square$

4 讨论与比较

现有的绝大多数基于 S^4PR 网信标控制的死锁预防策略是在 max-controlled 条件的基础上发展起来的[7, 9, 14−17]. Chao 证明了 max-controlled 条件并不是使 S^4PR 网保持活性的必要条件, 提出了 max′-controlled 条件. Liu 等扩展了 max′-controlled 条件, 提出了 max″-controlled 条件. 本文提出的 max*-controlled 条件是在原有条件上的进一步拓宽. max-controlled 条件要求信标的某个库所标识大于等于其所有输出弧的权重, 而在 max′-controlled 条件中则将所有输出弧替换为某些特定输出弧, 即 $M(r) \geq \max_{t\in r^\bullet \cap [S]^\bullet} W(r,t)$ 替代了 $M(r) \geq \max_{t\in r^\bullet} W(r,t)$; 这一限制在 max″-controlled 条件中更加放松, 只需资源库所 r 的现有标识加上最少可以归还给 r 的标识大于等于 $\max_{t\in r^\bullet \cap [S]^\bullet} W(r,t)$ 即可. 实际上, 所有这些条件都保证了至少有一个 r 的输出变迁是潜在可激发的.

本文提出的 max*-controlled 条件是在 max″-controlled 条件基础上的改进. 与 max″-controlled 条件相比, max*-controlled 条件更加宽泛. 如在 DMS 检测算法的应用中, 可使用本文提出的 max*-controlled 条件来代替 max、max′ 或者 max″-controlled 条件. 由于 max*-controlled 条件在以上所提到的 DMS 条件中是最为放松的, 因此若使用 max、max′ 或者 max″-controlled 条件来检测信标, 就有可能得到不必要控制的信标. 如图 2 中的信标 $S = \{p_2, p_4, p_6, p_7, p_8\}$, 若采用文献 [17] 中的算法 2 (基于 max-controlled 条件)、文献 [18] 中由式 (23) ~ (29) 定义的非 max′-controlled 信标检测算法或文献 [19] 中由定理 5 定义的 MIP 算法 (基于 max″-controlled 条件), 其必然会被检测到, 但实际上它却是满足 max*-controlled 条件的, 因此并不需要给它添加控制器. 冗余控制不但会对系统产生不必要的行为限制, 也会提高生产成本.

遗憾的是, max*-controlled 条件仍然不是使一个 S^4PR 网保持活性的充分必要条件. 寻找 S^4PR 网的充分必要的活性保持条件仍然是一个未解的难题, 这是将来研究的目标.

5 总结与展望

本文提出了一种更宽泛, 对信标限制更小的新型的 S^4PR 网活性条件 — max*-controlled 条件, 并证明了当一个 S^4PR 网的所有信标都是 max*-controlled 时, 该网系统能保持活性. 如何将新的活性条件应用于信标控制器的设计是未来研究的方向.

References

1 Fanti M P, Zhou M. Deadlock control methods in automated manufacturing systems. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part A: Systems and Humans*, 2004, **34**(1): 5−22

2 Huang Y S, Pan Y L. Enhancement of an efficient liveness-enforcing supervisor for flexible manufacture systems. *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 2010, **48**(5−8): 725−737

3 Chao D Y. Minimal strict siphons extraction for S^3PMR. *Journal of the Chinese Institute of Engineers*, 2010, **33**(7): 995−1004

4 Hu H S, Li Z W. Synthesis of liveness enforcing supervisor for automated manufacturing systems using insufficiently marked siphons. *Journal of Intelligent Manufacturing*, 2010, **21**(4): 555−567

5 Li Z W, Zhou M C. *Deadlock Resolution in Automated Manufacturing Systems: A Novel Petri Net Approach*. New York: Springer, 2009

6 Ezpeleta J, Colom J M, Martinez J. A Petri net based deadlock prevention policy for flexible manufacturing systems. *IEEE Transactions on Robotics and Automation*, 1995, **11**(2): 173−184

7 Li Z, Zhang J, Zhao M. Liveness-enforcing supervisor design for a class of generalised Petri net models of flexible manufacturing systems. *IET Control Theory and Applications*, 2007, **1**(4): 955−967

8 Park J, Reveliotis S A. Deadlock avoidance in sequential resource allocation systems with multiple resource acquisitions and flexible routings. *IEEE Transactions on Automatic Control*, 2001, **46**(10): 1572−1583

9 Abdallah I B, Elmaraghy H A. Deadlock prevention and avoidance in FMS: a Petri net based approach. *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 1998, **14**(10): 704−715

10 Chao D Y. Max′-controlled siphons for liveness of S^3PGR^2. *IET Control Theory and Applications*, 2007, **1**(4): 933−936

11 Liu G, Li Z, Zhong C. New controllability condition for siphons in a class of generalised Petri nets. *IET Control Theory and Applications*, 2010, **4**(5): 854−864

12 Murata T. Petri nets: properties, analysis and applications. *Proceedings of the IEEE*, 1989, **77**(4): 541−580

13 Zhong C F, Li Z W. Self-liveness of a class of Petri net models for flexible manufacturing systems. *IET Control Theory and Applications*, 2010, **4**(3): 403−410

14 Zhong C F, Li Z W. A deadlock prevention approach for flexible manufacturing systems without complete siphon enumeration of their Petri net models. *Engineering with Computers*, 2009, **25**(3): 269−278

15 Li Z W, Zhou M C, Wu N Q. A survey and comparison of Petri net-based deadlock prevention policies for flexible manufacturing systems. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C: Applications and Reviews*, 2008, **38**(2): 173−188

16 Zhao M, Hou Y F, Liu D. Liveness-enforcing supervisors synthesis for a class of generalised Petri nets based on two-stage deadlock control and mathematical programming. *International Journal of Control*, 2010, **83**(10): 2053−2066

17 Zhao M, Li Z W, Hu H S. Suboptimal liveness-enforcing supervisor design for a class of generalised Petri nets using partial siphon enumeration and mathematical programming. *International Journal of Systems Science*, 2010, **41**(9): 1013−1026

18 Shih Y Y, Chao D Y, Chiu C C. A new MIP test for S^3PGR^2. In: Proceedings of the 16th ISPE International Conference on Concurrent Engineering. New York: Springer, 2009. 41−52

19 Liu G, Li Z. General mixed integer programming-based liveness test for system of sequential systems with shared resources nets. *IET Control Theory and Applications*, 2010, **4**(12): 2867−2878

傅健丰 分别于 2009 年和 2012 年获浙江大学学士学位和硕士学位. 主要研究方向为 S^4PR 网的活性条件及其控制器设计. E-mail: moworld@126.com

(**FU Jian-Feng** Received his bachelor and master degrees from Zhejiang University in 2009 and 2012, respectively. His research interest covers liveness conditions and supervisor design of S^4PR nets.)

董利达 杭州师范大学杭州国际服务工程学院副教授. 分别于 1993 年和 1996 年获南京理工大学学士和硕士学位; 2003 年获浙江大学博士学位. 主要研究方向为 Petri 网理论及其离散事件系统, 无线传感器网络. 本文通信作者.
E-mail: lddong2002@163.com

(**DONG Li-Da** Associate professor at Hangzhou Institute of Service Engineering, Hangzhou Normal University. He received his bachelor and master degrees from Nanjing University of Science and Technology in 1993 and 1996, respectively, and his Ph. D. degree from Zhejiang University in 2003. His research interest covers Petri net theory and discrete event system (DES), and wireless sensor network. Corresponding author of this paper.)

徐姗姗 解放军陆军军官学院讲师. 2003 年获中国人民解放军理工大学学士学位, 2012 年获浙江大学硕士学位. 主要研究方向为 Petri 网, 复杂系统建模.
E-mail: shanshanxu1981@gmail.com

(**XU Shan-Shan** Lecturer at Army Officer Academy, PLA. She received her bachelor degree from PLA University of Science and Technology in 2003, and her master degree from Zhejiang University in 2012. Her research interest covers Petri net and complex system modeling.)

朱 丹 浙江大学信息与电子工程学系硕士研究生. 2010 年获重庆大学学士学位. 主要研究方向为 S^4PR 网及其活性保持监控器设计.
E-mail: shirzd004@163.com

(**ZHU Dan** Master student in the Department of Information Science and Electronic Engineering, Zhejiang University. She received her bachelor degree from Chongqing University in 2010. Her research interest covers S^4PR nets and their liveness enforcing supervisor design.)

朱承丞 浙江大学信息与电子工程学系硕士研究生. 2011 年获南京理工大学学士学位. 主要研究方向为 Petri 网理论及其离散事件系统.
E-mail: zhu_chengcheng@yahoo.cn

(**ZHU Cheng-Cheng** Master student in the Department of Information Science and Electronic Engineering, Zhejiang University. He received his bachelor degree from Nanjing University of Science and Technology in 2011. His research interest covers Petri net theory and discrete event system (DES).)