

一类 Petri 网—— S^4R 的死锁预防策略

朱 森

(西安电子科技大学机电工程学院 西安 710071)

摘 要 S^4R 网作为一种特殊的 Petri 网子类,与 S^3PR 网相比可以建模更为复杂的、拥有多个并行加工进程的资源分配系统。针对 S^4R 网提出了一种综合的死锁预防策略。利用 MIP 检验由 S^4R 网建模的柔性制造系统的活性,在新的信标控制概念的基础上对需要控制的系统进行控制。再利用 MIP 检验受控网系统的活性,进一步控制不活的网系统。避免了对一些网不必要的控制以及一些网过于保守的控制,得到许可行为较多的控制器。

关键词 Petri 网,柔性制造系统, S^4R ,死锁预防

中图法分类号 TP278 **文献标识码** A

On Deadlock Prevention of a Subclass of Petri Nets—— S^4R

ZHU Sen

(School of Mechano-electronic Engineering, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

Abstract As a special subclass of Petri nets, S^4R can model resource allocation systems with multiple processed that are more complex than S^3PR . This paper proposed a deadlock prevention policy for S^4R . First, checked the liveness of a flexible manufacturing system modeled by S^4R by using MIP. Then designed a supervisor for the system if it is not live, which is based on a new concept of siphon control. Again, checked the liveness of the controlled system by using MIP. If the controlled system is not live, it will be further controlled. This policy can avoid some constraints that are not necessary. Usually a liveness-enforcing supervisor with more permissive can be obtained by the proposed policy.

Keywords Petri net, Flexible manufacturing system, S^4R , Deadlock prevention

柔性制造系统(FMS, Flexible Manufacturing System)中有限资源的共享利用会导致死锁。死锁使得整个系统的加工不能顺利完成,必须通过控制手段来解决。Petri 网由于具有并发性、随机性,适宜描述离散事件系统,因此被广泛地应用于资源分配系统的死锁分析与控制^[1-9,11]。在普通网中,信标一旦被清空,将永远不再被标记,从而导致系统出现死锁^[1]。通过添加控制库所使得网系统中没有信标被清空,就不会出现死锁。根据 P -不变式控制策略,只要给系统中的每个严格极小信标添加控制库所^[2,4],使得控制库所与其相应的信标构成 P -不变式,便在网系统的整个推进过程中信标就不会引起死锁。一般网中由于存在权值大于 1 的有向弧,其控制较普通网复杂得多。一般网中一个未充分标记的信标可以引起死锁。Barkaoui^[5]等人定义了信标的最大标记性质,使得该问题的解决有了突破。Li 和 Zhou^[4]提出的基本信标的概念可以扩展到一般网的死锁预防策略^[7,8],使得一个网系统需要添加的控制库所数目大大减少,然而添加的控制库所比较保守,限制了网的许可行为。

S^4R 网作为一种特殊的 Petri 网子类,与 S^3PR 网相比可以建模更为复杂的、拥有多个并行加工进程的资源分配系统。由于不同的工序可以申请不同类型的多个资源,故 S^4R 网有着重要的研究意义。对所建模的柔性制造系统,由于有限资

源的共享利用,推进不当很容易使系统产生死锁,而死锁的出现往往会带来不必要的损失或灾难性的后果,解决系统的死锁成为一个必要问题。本文针对 S^4R 网提出了一种综合的死锁预防策略。首先利用 MIP 判断网的活性,如果网自活,不进行处理,避免了对已经活的网进行不必要的控制;如果网不活,计算其所有的严格极小信标,然后分别进行控制。最后利用 MIP 判断网的活性,如果控制后网为活的,不进行处理;如果控制后网不活,再利用 Park 和 Reveliotis^[3]提出的方法进行控制。Park 和 Reveliotis 的方法可以保证活性,然而过于保守。我们在引入 $\max$ -controlled 信标的基础上给出约束更小的控制器设计方法。该策略可以避免一些网的控制过于保守,只有在无法保证活性的情况下才进行保守控制。

1 S^4R 网及其活性

定义 1^[6] 令 $\mathbb{N}_m = \{1, 2, \dots, m\}$ 。一个 S^4R 网为一个无自环的一般网 $N = (P, T, F, W)$, 这里

1) $P = P^0 \cup P_A \cup P_R$ 使得 (i) $P_A = \bigcup_{i \in \mathbb{N}_m} P_{A_i}$, $P_{A_i} \neq \emptyset$, 对于所有 $i \neq j$, $P_{A_i} \cap P_{A_j} = \emptyset$; (ii) $P_R = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$, $n \in \mathbb{N}_n$; (iii) $P^0 = \bigcup_{i \in \mathbb{N}_m} \{p_i^0\}$; (iv) 在 P^0 , P_A 和 P_R 中的元素分别称为闲置库所、操作库所及资源库所; (v) 闲置库所的输出变迁称为源变迁;

到稿日期:2009-11-06 返修日期:2010-01-20 本文受国家自然科学基金课题(60773001),高等学校博士点基金课题(20070701013)资助。

朱 森(1968—),男,博士生,高级工程师,主要研究方向为舰艇 C^4ISR 系统、Petri 网理论及应用、仪器与测试技术,等, E-mail:lg_2005@163.com。

2) $T = \bigcup_{i \in \mathbb{N}_m} T_i, T_i \neq \emptyset$, 对于所有 $i \neq j, T_i \cap T_j = \emptyset$;

3) $\forall i \in \mathbb{N}_m$, 由 $P_{A_i} \cup \{p_i^0\} \cup T_i$ 生成的子网 N_i 是一个强连通的状态机, 使得每个环包含 p_i^0 ;

4) $\forall r \in P_R$, 存在一个唯一的最小 P -不变式 $I_r \in \mathbb{N}_n^{[P]}$ 使得 $\{r\} = ||I_r|| \cap P_R, P^0 \cap ||I_r|| = \emptyset, P_A \cap ||I_r|| \neq \emptyset$ 以及 $I_r(r) = 1$;

5) $P_A = \bigcup_{r \in P_R} (||I_r|| \setminus \{r\})$;

6) N 是一个强连通的纯网。

定义 2^[6] 令 $N = (P^0 \cup P_A \cup P_R, T, F, W)$, $N = \bigcirc_{i \in \mathbb{N}_m} N_i, N_i = (P_i^0 \cup P_{A_i} \cup P_{R_i}, T_i, F_i, W_i), i \in \mathbb{N}_m$, 是一个 S^4R 网。对于网 N , 初始标识 M_0 是合法的, 当

1) $\forall i \in \mathbb{N}_m, M_0(p_i^0) > 0$;

2) $\forall p \in P_A, M_0(p) = 0$;

3) $\forall r \in P_R, M_0(r) \geq \max_{p \in ||I_r||} I_r(p)$ 。

定义 3^[6] 令 Π 是一个 S^4R 网的所有严格极小信标的集合, $S \in \Pi$ 。为信标 S 添加的控制库所 V_S 满足: $V_S = \{t \in \text{Out}(S) \setminus \text{Out}(S)^*\}$ 和 $\text{In}(V_S) = \{t \in \text{Out}(S)^* \setminus \text{Out}(S)\}$ 。这里 $\text{Out}(S) = ||g|| \setminus S, g$ 是一个 P -不变式: $g = \sum_{r \in S} I_r, ||g|| = \bigcup_{r \in S} ||I_r|| (g > 0)$ 。

定义 4^[6] 网 $N^* = (P^0 \cup P_A \cup P_R \cup P_V, T, F^*, W^*, M_0^*)$ 为一个从 $N = (P^0 \cup P_A \cup P_R, T, F, W, M_0)$ 得到的扩展的 S^4R 网, 这里:

1) $P_V = \{V_S | S \in \Pi\}$ 为控制库所的集合, 与信标一一对应 ($V_S \leftrightarrow S$);

2) $F^* = F \cup \{\bigcup_{S \in \Pi} (V_S \times V_S) \cup (\text{In}(V_S) \times V_S)\}$;

3) $\forall V_S \in P_V, W^*(t, V_S) = W^*(V_S, t) = 1$, 以及 $\forall f \in F, W^*(f) = W(f)$;

4) $M_0^*: \forall p \in P_A \cup P^0 \cup P_R, M_0^*(p) = M_0(p)$ 。

定义 5^[12] 令 S 为初始标记良好的 S^4R 网 (N, M_0) 的一个信标。如果 $\exists p \in S \cap P_A$ 使得 $M(p) \geq 1$ 或者 $\exists r \in S \cap P_R$ 使得 $M(r) \geq \max_{r \in r^* \cap [S]^*} \{W(r, t)\}$, 则称 S 在 $M \in R(N, M_0)$ 下为 $\max'$ -marked。

定义 6^[12] 令 S 为良好初始标记的 S^4R 网 (N, M_0) 的一个信标。当 S 在任意状态下为 $\max'$ -marked, 则称 S 为 $\max'$ -controlled, 也就是, $\forall M \in R(N, M_0), \exists p \in S \cap P_A$ 使得 $M(p) \geq 1$ 或者 $\exists r \in S \cap P_R$ 使得 $M(r) \geq \max_{r \in r^* \cap [S]^*} \{W(r, t)\}$ 。

定理 1 令 N^* 为扩展的 S^4R 网, $\forall S \in \Pi$, 存在一个初始标识 M_0^* 使得 S 是 $\max'$ -controlled。

证明: 令 I_{V_S} 为一个 P -半流。 $I_{V_S}(V_S) = 1$, 如果 $p \in \text{Out}(S)$, 那么 $I_{V_S}(p) = 1$, 否则 $I_{V_S}(p) = 0$ 。

令 $\mu = \max_{p \in \text{Out}(S)} (g(p)) (\mu > 0)$ 。那么 $z = g - \mu I_{V_S}$ 为一个 P -半流: $\forall p \in S, z(p) > 0, \forall p \in \text{Out}(S), z(p) \leq 0$ 且 $z(V_S) = -\mu$ 。因为 $||z||^+ \subseteq S, ||z||^- \cap S = \emptyset, S$ 为 $\max'$ -controlled, 当 $\sum_{r \in S} z(r) M_0^*(r) - \mu M_0^*(V_S) > \sum_{r \in S} z(r) (\max_{r \in r^* \cap [S]^*} \{W(r, t)\} - 1)$ 。

定理 2^[3] 令 $N = (P, T, F, W, M_0)$ 是良好标记的 Petri 网。给定标识 $M \in R(N, M_0)$, 那么在 M 下的最大未被充分标记的信标 S 满足: (i) $S \cap (P_R \cup P_V) \neq \emptyset$, (ii) 每个在 $S \cap (P_R \cup P_V) \neq \emptyset$ 的库所在 M 下使一些变迁不使能。该信标 S 可表示为

$$S = \{p \in P | v_p = 0\}$$

式中, $v_p, p \in P$ 。通过混合整数规划求得

$$G(M) = \min_{p \in P} \sum v_p$$

$$\text{s. t. } f_p \geq \frac{M(p) - W(p, t) + 1}{SB(p)}, \forall W(p, t) > 0$$

$$f_p \geq v_p, \forall W(p, t) > 0$$

$$z_i \geq \sum_{p \in \text{In}(t)} f_p - |t| + 1, \forall t \in T, v_p \geq z_i, \forall W(t, p) > 0$$

$$\sum_{r \in P_R \cup P_V} v_r \leq |P_R \cup P_V| - 1$$

$$\sum_{i \in r^*} f_i - |r^*| + 1 \leq v_r, \forall r \in P_R \cup P_V$$

$$v_p, z_i, f_p \in \{0, 1\}, \forall p \in P, \forall t \in T$$

$$M = M_0 + [N]Y, M \geq 0, Y \geq 0$$

推论 1 令 $N = (P, T, F, W, M_0)$ 是良好标记的 Petri 网, 如果定理 2 给出的混合整数规划无解, 那么网 N 是活的。

2 C/D-RUN 策略

Park 和 Reveliotis^[3] 设计了一种多项式复杂度的死锁控制策略 C/D-RUN。该策略研究的系统分为资源集合 $R = \{r_i | i \in \mathbb{N}_n\}$ 和任务集合 $J = \{J_j | j \in \mathbb{N}_m\}$ 。每个资源 r_i 具有资源容量 $\hat{C}(r_i) \in \mathbb{N}^+$, 每一个任务 J_j 定义为一组加工工序的集合 $\{p_k | k \in \mathbb{N}_{\lambda_j}, \lambda_j \in \mathbb{N}^+\}$ 。任务中的每一个工序 p_k 需要一组资源, 可用一个 n 维向量 a_{p_k} 表示, 其中 $a_{p_k}[i] (i \in \mathbb{N}_n)$ 表示为了完成该工序需要的资源 r_i 的单位数。该策略将 S^4R 的活性需求表示为一组约束:

$$A_p \cdot M_p \leq f_p$$

式中, A_p 是关联矩阵, 每一行对应着工序库所的一个子集; f_p 表示资源库所的资源容量向量。

定义 7^[3] 令 $o_i \equiv O(r_i), O: R \rightarrow \mathbb{N}_n$ 是资源库所集合 R 上的偏序。给定 $p \in P_A$, 令 $\rho_p^{\max} = \max\{o_i | a_p[i] > 0, i \in \mathbb{N}_n\}$, $\rho_p^{\min} = \min\{o_i | a_p[i] > 0, i \in \mathbb{N}_n\}$, 同时令 $L_p = \{q | q \in (p^*)^* \cap P_A \wedge \rho_q^{\max} = \min_{v \in (p^*)^* \cap P_A} \rho_v^{\max}\}$, 若 $(p^*)^* \cap P^0 \neq \emptyset$, 则有 $L_p = \emptyset$ 。且有

1) 库所 $p \in P_A$ 的邻接集合 N_p 定义为

$$N_p = \{p\} \cup \{q | q \in \bigcup_{v \in L_p} N_v \wedge \rho_p^{\min} \leq \rho_q^{\max}\}$$

2) 对于 $p \in P_A$, 偏序 O 下调整的资源需求 $\hat{a}_p$ 定义为: 若 $o_i \geq \rho_p^{\min}, \hat{a}_p[i] = \max\{a_q[i] | q \in N_p\}$; 否则 $\hat{a}_p[i] = 0, \forall i \in \mathbb{N}_n$;

3) 该策略施加于系统的约束使得任何资源都不能对由 $\hat{a}_p[i]$ 调整的资源需求过度分配。

在一个 S^4R 中, 将没有后继加工需求的工序库所称为终止工序库所。C/D-RUN 策略实际上是根据定义 5, 按修正后的 $\hat{A}_p$ 对网模型进行控制。即通过对工序库所施加一组由控制库所实现的线性不等式约束, 使得受控系统不会包含死锁状态, 从而保证受控系统的活性。修正后的活性需求约束具有以下形式:

$$\hat{A}_p \cdot M_p \leq f_p$$

式中, 对应于工序库所 p 的 $\hat{A}_p$ 中的列向量是 $\hat{a}_p$, 向量 M_p 是标识 M 受限于工序库所的标识, f_p 是资源容量向量, 即 $f_p(i) = \hat{C}(r_i) (i \in \mathbb{N}_n)$ 。通过扩展 $\hat{A}_p$ 和 M_p , 可以得到

$$\hat{A} \cdot M \leq f_p$$

式中, $\hat{A}$ 是通过给 A_p 添加零列向量得到的, 这些添加的零列向量对应于闲置库所和资源库所; M 是 $R(N, M_0)$ 中的任意标识。

设 (N, M_0) 是 S^4R 网, 其中 $N = (P^0 \cup P_A \cup P_R, T, F, W)$ 。则按 C/D-RUN 策略添加控制库所后的网记为 CS^4R 。显然, CS^4R 的网结构依然属于 S^4R 类, 控制库所 V_i 可视为虚拟资源。

定理 3^[3] CS^4R 是活的。

3 死锁预防算法

本节基于前面论述, 给出一种综合的 S^4R 网的死锁预防策略。

算法 1 S^4R 网的死锁预防策略

输入: S^4R 网 (N, M_0)

输出: 活的 S^4R 网 (N^*, M_0^*)

根据定理 2 提供的 MIP 检测 N 是否包含最大未被充分标记信标
IF N 不包含最大未被充分标记信标

$N = N^*$

输出 (N^*, M_0^*)

ELSE 计算 N 的所有严格极小信标 Π

根据定义 3、定义 4 和定理 1 对 $S \in \Pi$ 设计控制库所

得到受控网 (N^1, M_0^1)

根据定理 2 提供的 MIP 检测 N^1 是否包含最大未被充分标记信标
IF N^1 不包含最大未被充分标记信标

$N^1 = N^*$

输出受控的 (N^*, M_0^*)

ELSE 利用 C/D RUN 策略对 (N, M_0) 进行控制, 得到受控的网系统

输出受控的 (N^*, M_0^*)

定理 4 算法 1 输出的 S^4R 网 (N^*, M_0^*) 是活的。

证明: 若 N 不包含最大未被充分标记信标, 由推论 1 知道该网是活的, 直接输出。若 N 包含最大未被充分标记信标, 对其进行控制, 得到 N^1 。若 N^1 不包含最大未被充分标记信标, 由推论 1 知道 N^1 是活的, 令 $N^1 = N^*$, 输出受控的 (N^*, M_0^*) 。所以 (N^*, M_0^*) 为活的。若 N^1 包含最大未被充分标记信标, 利用 C/D RUN 策略对 (N, M_0) 进行控制, 由定理 3 知道受控的网系统为活的。

4 死锁预防实例

图 1 所示的网 (N, M_0) 是 S^4R 网, 其中 $P^0 = \{p_7, p_{11}\}$; 工序库所 $P_{A1} = \{p_1, p_2, p_3, p_4, p_5, p_6\}$, $P_{A2} = \{p_8, p_9, p_{10}\}$; 资源库所的集合 $P_{R1} = \{p_{12}, p_{13}, p_{14}, p_{15}\}$, $P_{R2} = \{p_{12}, p_{13}, p_{14}\}$; $M_0(p_7) = M_0(p_{11}) = 10$, $M_0(p_{12}) = 2$, $M_0(p_{13}) = M_0(p_{14}) = 3$, $M_0(p_{15}) = 1$ 。

该网系统含有 4 个资源, 它们确定了 4 个极小 P -半流: $I_{p_{12}} = 2p_1 + p_{10} + p_{12}$, $I_{p_{13}} = p_2 + p_5 + p_8 + 2p_9 + p_{13}$, $I_{p_{14}} = p_3 + p_6 + p_8 + p_{14}$, $I_{p_{15}} = p_4 + p_{15}$ 。

应用算法 1 对该网系统进行分析。根据定理 2 提供的 MIP 检测 N , 可以得到一个最大未被充分标记信标 $S_{\max} = \{p_2, p_3, p_4, p_5, p_6, p_9, p_{10}, p_{12}, p_{13}, p_{14}\}$ 。由推论 1 知网系统不活。计算其所有的严格极小信标, 可以得到 $S_1 = \{p_2, p_5, p_{10}, p_{12}, p_{13}\}$, $S_2 = \{p_3, p_6, p_9, p_{13}, p_{14}\}$, $S_3 = \{p_3, p_6, p_{10}, p_{12}, p_{13}, p_{14}\}$, $S_4 = \{p_2, p_5, p_9, p_{13}\}$ 。

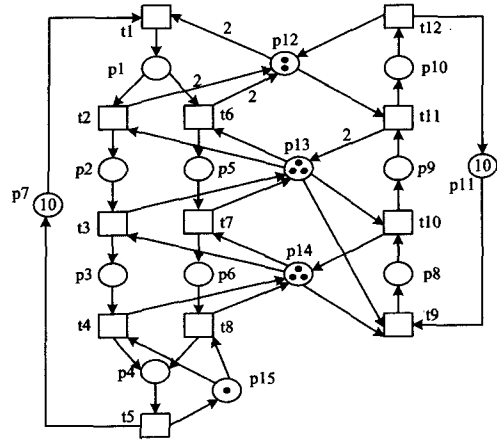


图 1 S^4R 网模型 (N, M_0)

根据定义 3 和定义 4 以及定理 1 对该网的所有严格极小信标设计控制库所。以 $S_1 = \{p_2, p_5, p_{10}, p_{12}, p_{13}\}$ 为例进行分析, 可以得到

$$g_{S_1} = I_{p_{12}} + I_{p_{13}} = 2p_1 + p_2 + p_5 + p_8 + 2p_9 + p_{10} + p_{12} + p_{13}$$

$$Out(S_1) = ||g|| \setminus S_1 = \{p_1, p_8, p_9\}$$

$$\cdot Out(S_1) = \{t_1, t_9, t_{10}\}, Out(S_1) \cdot = \{t_2, t_6, t_{10}, t_{11}\}$$

$$V_{S_1} = \{t \in \cdot Out(S_1) \setminus Out(S_1) \cdot\} = \{t_1, t_9\}$$

$$\cdot V_{S_1} = \{t \in Out(S) \cdot \setminus \cdot Out(S)\} = \{t_2, t_6, t_{11}\}$$

$$M_0(V_{S_1}) = 1, I_{V_{S_1}} = V_{S_1} + p_1 + p_8 + p_9$$

同理可以得到 S_2, S_3 和 S_4 的控制库所。最后可以得到受控的网系统 (N^1, M_0^1) , 如表 1 所列。

表 1 (N, M_0) 的 4 个控制库所的信息

控制库所	前置集	后置集	初始标识
V_{S_1}	t_2, t_6, t_{11}	t_1, t_9	2
V_{S_2}	t_3, t_7, t_{10}	t_2, t_6, t_9	2
V_{S_3}	t_3, t_7, t_{11}	t_1, t_9	3
V_{S_4}	t_{10}	t_9	2

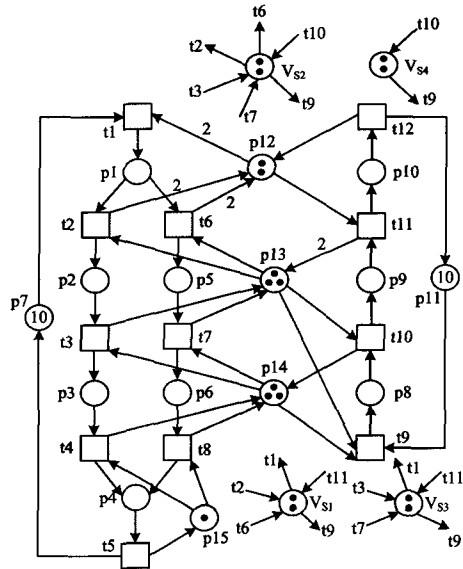


图 2 受控的网系统 (N^*, M_0^*)

根据定理 2 提供的 MIP 检测 N^1 , 可以知道它不包含最大未被充分标记信标, 由推论 1 知网系统活。最后输出如图 2 所示的受控系统 (N^*, M_0^*) , 许可行为可达 978 个 (原网系统 (N, M_0) 的最大许可行为可达 1036 个状态), 而由文献 [6] 中的策略得到的许可行为有 568 个状态。

结束语 作为 Petri 网的一种结构对象,信标与 Petri 网的死锁密切相关。在一个 Petri 网中,未被充分标记的信标意味着在系统进程推进的过程中会产生死锁,从而使系统丧失活性,进而需要对其进行控制。本文在引入 $\max'$ -controlled 信标的基础上给出约束更小的控制器设计方法。

结合前人研究的基础提出了一种针对 S^4R 网的死锁预防策略。首先通过 MIP 检测一个网系统是否活。如果系统不活,则对其进行控制,否则不进行处理。对系统进行控制时,要求解所有的严格极小信标,然后分别进行控制。由于不把输出弧前移,因此可以得到许可行为较多的活性 Petri 控制器。

参考文献

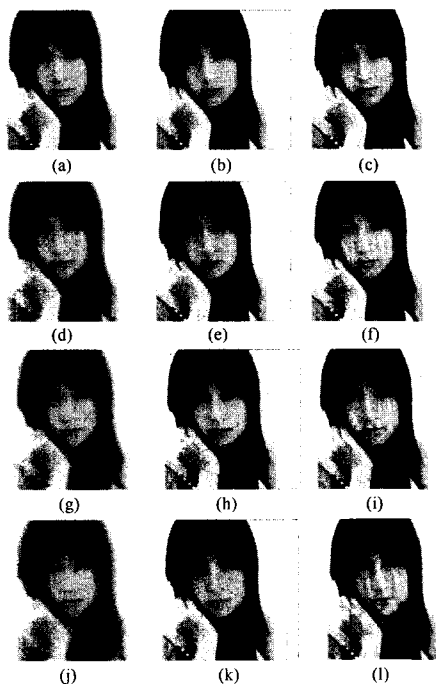
- [1] Murata T. Petri nets: properties, analysis, and applications[J]. Proceedings of the IEEE, 1989, 77(4): 541-580
- [2] Giua A, Seatzu C. Liveness enforcing supervisors for railway networks using ES^2PR Petri nets[C]// Proceedings 6th International Workshop on Discrete Event Systems, WODES'02. USA: IEEE Computer Society, 2002: 55-60
- [3] Park J, Reveliotis S A. Deadlock avoidance in sequential resource allocation systems with multiple resource acquisitions and flexible routings[J]. IEEE Transactions on Automatic Control, 2001, 46(10): 1572-1583
- [4] Li Zhiwu, Zhou Mengchu. Elementary siphons of Petri nets and their application to deadlock prevention for flexible manu-

ring systems[J]. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, 2004, 34(1): 38-51

- [5] Barkaoui K, Pradat-Peyre J F. On liveness and controlled siphons in Petri nets[C]// Proceedings 17th International Conference on Applications and Theory of Petri Nets, LNCS 1091. London: Springer-Verlag, 1996: 57-72
- [6] Abdallah I B, ElMaraghy H A. Deadlock prevention and avoidance in FMS: a Petri net based approach[J]. International Journal Manufacturing Technology, 1998, 14(10): 704-715
- [7] Li Zhiwu, Zhang Jian, Zhao Mi. Liveness-enforcing supervisor design for a class of generalized Petri net models of flexible manufacturing systems[J]. IET Control Theory and Applications, 2007, 1(4): 955-967
- [8] Li Zhiwu, Zhou Mengchu. Control of elementary and dependent siphons in Petri nets and their application [J]. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, 2008, 38(1): 133-148
- [9] 闫明明, 李志武, 钟春富. S^4PR 网的一种死锁预防策略[J]. 西安电子科技大学学报, 2008, 35(2): 330-333
- [10] 王安荣, 李志武. 基本信标计算的一种快速算法[J]. 西安电子科技大学学报, 2008, 35(4): 632-638
- [11] Li Zhiwu, Zhou Mengchu, Wu Naiqi. A survey and comparison of Petri net-based deadlock prevention policies for flexible manufacturing systems[J]. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, 2008, 38(2): 173-188
- [12] Zhong Chunfu, Li Zhiwu. On self-liveness of a class of Petri net models for flexible manufacturing systems[J]. IET Control Theory and Application, 2009 (has been accepted)

(上接第 262 页)

影响在宏观上是具有一定均匀特征的。



(a), (d), (g), (j) 分别为 N 等于 15, 25, 35, 50 时的模糊图像; (b), (e), (h), (k) 分别为 $N=15, 25, 35, 50$ 时本文算法的恢复结果; (c), (f), (i), (l) 分别为 $N=15, 25, 35, 50$ 时维纳滤波的恢复结果

图 3 模糊图像恢复结果

结束语 本文针对匀速直线运动造成的图像模糊,提出了基于 Z 变换及模糊加权均值滤波算法的运动模糊图像恢复算法,并对算法进行了严格的数学推导及描述。该算法把 Z 变换引入到模糊图像恢复中来;把差分方程转化为简单的代

数方程求解,使恢复问题得到最大程度的简化。针对算法容易出现噪声累积现象,在恢复过程中加入模糊加权滤波算子,以进一步改善复原图像的质量。最后的仿真结果验证了本文算法的正确性、有效性及快速性;与维纳滤波恢复算法进行的比较结果表明了本文算法的稳健性和优越性。运动模糊是运动图像采集过程中一种常见现象,因此,算法在图像处理、运动目标检测等相关领域有着重要的理论及实际应用价值。

参考文献

- [1] 韩超阳. 旋转运动模糊图像复原及电子稳像技术研究[D]. 上海: 上海交通大学, 2008, 16-41
- [2] 洪汉玉, 张天序. 非零边界旋转运动模糊图像的恢复算法[J]. 中国图象图形学报, 2004, 9(3): 265-274
- [3] 孟庆浩, 周荣彪. 复合帧运动模糊图像复原方法研究[J]. 计算机工程, 2006, 32(13): 187-189
- [4] 邱慧, 于起峰. 基于 Z 变换的匀速直线运动模糊图像的快速恢复[J]. 光学技术, 2005, 31(6): 884-889
- [5] 邱慧, 丁晓华, 于起峰. 基于 Z 变换匀速旋转运动模糊图像的快速恢复[J]. 光电工程, 2006, 33(4): 89-92
- [6] Li J, Li M H, Zheng Y, et al. Fast measurement of human face and disposal of measured points[C]// Proceeding of First International Multi-Symposiums on Computer and Computational Sciences, IMSCCS'06. IEEE Computer Society, 2006(1): 796-798
- [7] 陈大力, 薛定宇, 高道祥. 图像混合噪声的模糊加权均值滤波算法[J]. 仿真系统仿真学报, 2007, 19(3): 527-530
- [8] 明英, 蒋晶珏. 基于柯西分布的视频图像序列背景建模和运动目标检测[J]. 光学学报, 2008, 28(3): 587-592
- [9] Cai J, Yang J S, Ding R T. Fuzzy weighted average filter [J]. Chinese Journal of image and graphics, 2000, 5(1): 52-56
- [10] Li J, Chen Z C. Research on the Fuzzy weighted average filter algorithm in surface measurement[J]. Computer Engineering and Applications, 2004, 16: 65-66, 103