第 23 卷 第 6 期　　自 动 化 学 报　　Vol. 23, No. 6
1997 年 11 月　　ACTA AUTOMATICA SINICA　　Nov., 1997

一类 FMS 的最佳活 Petri 网模型的综合1)

邢科义　李俊民　　胡保生
（西安电子科技大学应用数学系　西安　710071）（西安交通大学系统工程研究所　西安　710049）

摘　要　利用 Petri 网为一类柔性制造系统建模，并讨论避免系统死锁问题. 通过 Petri 网模型的结构分析，证明了系统产生死锁的一个充分必要条件. 给出了避免死锁的最佳控制器，它可以通过给系统的 Petri 网模型增加一些新的位置与相应的弧来实现. 从而导出了这类制造系统的最佳活 Petri 网模型.

关键词　柔性制造系统，Petri 网，避免死锁控制.

1　引言

在柔性制造系统(FMS)中，各种工件的加工过程是并行进行的，这些并行加工过程竞相利用有限的系统资源. 如不加限制，这种竞争关系可能会导致系统死锁，使某些加工过程永远不会进行完毕. 在 FMS 中，死锁是应首先解决的问题. 文[1－3]对一类 FMS 进行 Petri 网建模，其中文[1,2]给出了避免死锁的充分性算法，文[3]给出了避免死锁的最优控制策略. 文[4]则对更大一类 FMS 的 Petri 网模型给出了一个保守的避免死锁的控制策略. 本文考虑与文[4]相同的一类 FMS，用 Petri 网为系统建模，给出系统死锁的充分必要条件，提出一个避免死锁的最优控制策略. 这一策略可以通过在 Petri 网模型上增加一些(控制)位置和相应的弧来实现. 从而给出了系统活的 Petri 网模型的综合方法.

2　加工系统的 Petri 网模型

Petri 网是一个三元组 $G=(P,T,F)$，其中 P 为位置集，T 为变迁集，$F\subseteq(P\times T)\cup(T\times P)$ 为弧集. 有关 *Petri* 网的定义及运行规则等，请参阅文[5]. 设 $x\in P\cup T$，令 $^{\cdot}x=\{y\in P\cup T\mid(y,x)\in F\}$，$x^{\cdot}=\{y\in P\cup T\mid(x,y)\in F\}$. 具有初始标识 m_0 的二元对 (G,m_0) 称为标记 *Petri* 网. 如果 $m(p)\geqslant 1,\forall\ p\in{}^{\cdot}t$，记作 $m[t>$，称变迁 $t\in T$ 在标识 m 下使能. 在 m 下引发 t 后产生新的标识 m'，记作 $m[t>m'$. 用 $R(G,m_0)$ 表示 m_0 可达标识之集. 设 $X\subseteq P$，$m\in R(G,m_0)$，令 $m(X)=\sum_{p\in X}m(p)$. 如果在 $R(G,m)$ 中不存在使 t 使能的标识，称变迁 t 在标识 m 下是死的. 如果在每个 $m\in R(G,m_0)$ 下，t 都不是活的，称 t 是死的. 如果每个变迁都是活的，称标记网 (G,m_0) 是活的.

本文讨论的 FMS 是具有 n 种资源 $r_1,\cdots,r_n$，能加工 k 种工件的制造系统. 工件的一

1)国家自然科学基金和西安交通大学机械制造系统工程国家重点实验室基金资助课题.
收稿日期　1995-07-13

种加工过程是由一系列操作组成；一种工件可以有几种加工过程；每个操作就是资源的一次利用. 假设每个操作仅利用一个资源，工件的加工过程可用 Petri 网建模，即用一个位置代表一次操作，用变迁的引发表示前一操作的结束、后一操作的开始. 用位置 p_0^i 存放要加工或加工完的第 i 种工件. 故第 i 种工件的加工 Petri 网是一个强连通状态机 $N_i=(P_i\cup\{p_0^i\},T_i,F_i)$，其中 $P_i\neq\varnothing$是操作位置集，$p_0^i\notin P_i$，N_i 的每个有向圈都包含 p_0^i.

对每种资源 r 设置一个位置，仍记为 r. 用 R 记所有资源位置之集. 当操作 $p\in P_i$ 利用资源 r 时，增加弧(r,t)，$t\in{}^{\bullet}p$ 和(t,r)，$t\in p^{\bullet}$，则系统的 Petri 网模型为 $G=(P\cup P_0\cup R,T,F)$，其中 $P=\bigcup_{i=1}^{k}P_i$，$P_0=\{p_0^1,p_0^2,\cdots,p_0^k\}$，$T=\bigcup_{i=1}^{k}T_i$（$k$ 为工件种类个数），F 为所有弧之集.

例 1. 在具有 5 种资源 $r_1,r_2,\cdots,r_5$，加工两种工件的系统中，第一种工件的加工资源序为 $r_1r_2r_1r_2$ 或 $r_1r_3r_4r_2$，第二种工件的资源序为 $r_5r_4r_3$. 则两种工件的加工 Petri 网与系统的 Petri 网模型可由图 1(a)，(b)，(c)分别表示.

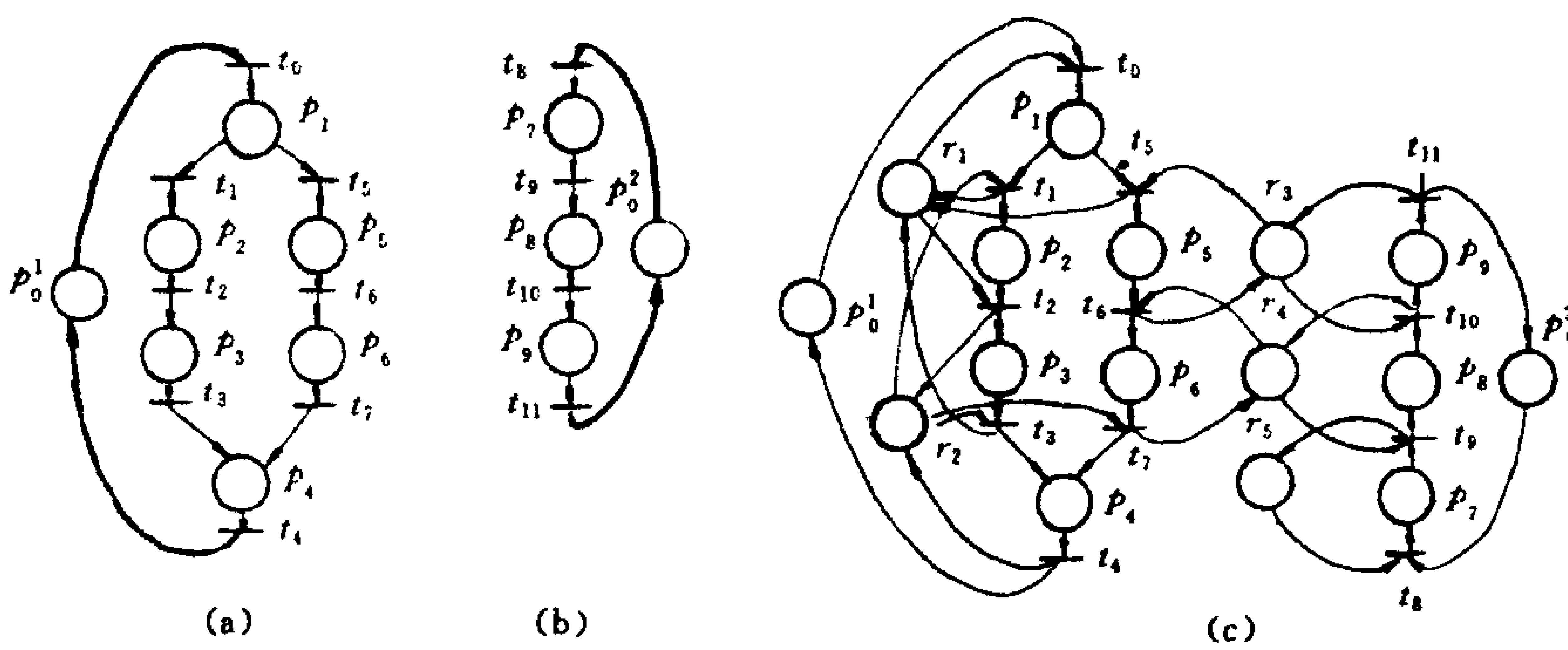

图 1　(a)，(b)为两种工件加工过程 Petri 网，(c)为简单加工系统 Petri 网

设系统 Petri 网具有可行的初始标识 m_0，即当 $p\in P_0\cup R$ 时，$m_0(p)\geqslant 1$；当 $p\in P$ 时，$m_0(p)=0$. 为方便计，用${}^{(p)}t$，${}^{(r)}t$，$t^{(p)}$和 $t^{(r)}$分别表示${}^{\bullet}t\cap P$，${}^{\bullet}t\cap R$，$t^{\bullet}\cap P$ 和 $t^{\bullet}\cap R$. 这些记号可扩展到集 $X\subseteq T$ 上，如${}^{(r)}X=\bigcup_{t\in X}{}^{(r)}t$ 等.

3　系统死锁的条件

设 $m\in R(G,m_0)$，用 $D(m)$表示在 m 下所有使 $m({}^{(p)}t)\geqslant 1$ 的死变迁 t 的集合. 则 $D(m)\cap{}^{\bullet}P_0=\varnothing$.

定理 1. 设$(G,m_0)=(P\cup P_0\cup R,T,F,m_0)$是系统标识 Petri 网模型，$m\in R(G,m_0)$. 如果 $D(m)\neq\varnothing$，则存在非空集 $D\subseteq D(m)\backslash({}^{\bullet}P_0\cup P_0^{\bullet})$，使得${}^{(r)}D=D^{(r)}$，$({}^{(p)}D)^{\bullet}\subseteq D$，而且 $m({}^{(p)}D)=m_0({}^{(r)}D)$.

证明. 设 $r\in{}^{(r)}D(m)$，则存在 $t\in D(m)$使得${}^{(r)}t=r$，故 $m(r)=0$. 令 $T_1=\{t\in T\,|\,m({}^{(p)}t)\geqslant 1,\ t^{(r)}=r\}$，则 $m({}^{(p)}T_1)=m_0(r)$，$T_1\subseteq D(m)$；否则必有 $t_i\in T_1$，$m'\in R(G,m)$使得 $m'[t_i>m''$. 故 $m''(r)=1$，$m''[t>$，矛盾. 由 $t_i\in T_1\neq\varnothing$知 $r=t_i^{(r)}\in D(m)^{(r)}$，故${}^{(r)}D(m)\subseteq D(m)^{(r)}$.

由 $D(m)\neq\varnothing$ 得 $D_1\triangleq D(m)\backslash P_0^{\bullet}\neq\varnothing$. 当${}^{(r)}D_1=D_1{}^{(r)}$时取 $D=D_1$. 现设${}^{(r)}D_1\neq D_1{}^{(r)}$，任取 $r\in D_1^{(r)}\backslash{}^{(r)}D_1$，令 $D_2=D_1\backslash\{t\in D_1\,|\,t^{(r)}=r\}$，则 $D_2\neq\varnothing$. 当${}^{(r)}D_2\neq D_2^{(r)}$ 时，再重复以上过

程. 因资源有限，则存在有限非空集列 $D_k \subset D_{k-1} \subset \cdots \subset D_1 \subset D(m)$，使得 $D_i \neq \varnothing$，${}^{(r)}D_k = D_k^{(r)}$. 取 $D=D_k$，由 $D(m)$ 的定义，有 $m({}^{(p)}D(m) \cap {}^{(p)}({}^{\cdot}r)) = m_0(r)$，$\forall\, r \in {}^{(r)}D(m)$. 设 $r \in {}^{(r)}D = D^{(r)}$，$t \in D(m)$，$t^{(r)} = r$，则 $t\in D$，$m({}^{(p)}D) = m_0({}^{(r)}D)$.

现证 $({}^{(p)}D)^{\cdot} \subseteq D$. 设 $t\in D$，当 $|({}^{(p)}t)^{\cdot}|=1$ 时，$({}^{(p)}t)^{\cdot}=t\in D$. 设 $|({}^{(p)}t)^{\cdot}|\geq 2$，$t^{(r)}=r$，$t_1\neq t$，$t_1\in({}^{(p)}t)^{\cdot}$，则 $t_1\in D(m)$；否则，有 $m'\in R(G,m)$，使得 $m'[t_1>m''$，$m''(r)=1$. 故有 $t'\in D$，${}^{(r)}t'=r$，$m''[t'>$，矛盾. 由 $t_1\in D(m)$ 得 $m({}^{(r)}t_1)=0$. 设 ${}^{(r)}t_1=r_1$，则存在 $t_2\in D(m)$，$t_2^{(r)}=r_1$，${}^{(r)}t_2=r_2$，而且 $m({}^{(p)}D(m)\cap{}^{(p)}({}^{\cdot}r_2))=m_0(r_2)$. 类似地，存在 $t_3\in D(m)$，$t_3^{(r)}=r_2$，${}^{(r)}t_3=r_3$ 使得 $m({}^{(p)}D(m)\cap{}^{(p)}({}^{\cdot}r_3))=m_0(r_3)$，…. 重复分析，得 $D(m)$ 中的变迁列 $t_1,t_2,\cdots$，使得 $t_{i+1}^{(r)}=r_i$，${}^{(r)}t_i=r_i$，$m({}^{(p)}D(m)\cap{}^{(p)}({}^{\cdot}r_i))=m_0(r_i)$. 则存在整数 $k,l,k>l,r_k=r_l$. 于是 $r_i\in{}^{(r)}D(m)\cap D(m)^{(r)}$，$t_i\in D$. 故 $({}^{(p)}D)^{\cdot}\subseteq D$.

令 $V(G)=\{D\subseteq T\setminus({}^{\cdot}P_0\cup P_0^{\cdot})\mid {}^{(r)}D=D^{(r)},({}^{(p)}D)^{\cdot}\subseteq D\}$.

在图 1(c)所示的 Petri 网中，$V(G)=\{D_1,D_2,D_3,D_4,D_5\}$，其中 $D_1=\{t_2,t_3\}$，$D_2=\{t_6,t_{10}\}$，$D_3=\{t_1,t_2,t_3,t_5,t_6,t_7,t_{10}\}$，$D_4=\{t_1,t_2,t_3,t_5,t_6,t_7\}$，$D_5=\{t_1,t_2,t_5,t_6,t_{10}\}$.

推论 1. 系统标记 Petri 网模型 (G,m_0) 是活的充要条件为 $m({}^{(p)}D)\leq m_0({}^{(r)}D)-1$，$\forall\, m\in R(G,m_0)$，$\forall\, D\in V(G)$.

设 $D\in V(G)$，令 $I(D)={}^{\cdot}({}^{(p)}D)\setminus D$，$H(D)={}^{\cdot}(D^{(p)}\setminus{}^{(p)}D)\cap D$. 称 $V_1=\{D_1,\cdots,D_n\}\subseteq V(G)$ 为 W 链；若 $\forall\, D_k\in V_1$，存在 $D_i,D_j\in V_1$，$t_i,t_j\in T$ 使得 $t_i\in D_i\cap I(D_k)$，$t_j\in I(D_j)\cap D_k$，并称 ${}^{(r)}I(D_1)\cap\cdots\cap{}^{(r)}I(D_n)$ 中的资源为关键资源.

4 避免系统死锁的 Petri 网控制器

考虑可能出现死锁的系统标记 Petri 网 (G,m_0). 这里要为系统设计一个控制器，以保证在受控系统中不会出现死锁. 由推论 1 知，必须使得对任何 $D\in V(G)$ 和任何可达标识 m 都有 $m({}^{(p)}D)\leq m_0({}^{(r)}D)-1$. 这是受控系统活的必要条件，但不是充分的. 当 $D_1,D_2\in V(G)$，$D_1\subseteq D_2$，${}^{(r)}D_1={}^{(r)}D_2$ 时，$m({}^{(p)}D_2)\leq m_0({}^{(r)}D_2)-1$ 意味着 $m({}^{(p)}D_1)\leq m_0({}^{(r)}D_1)-1$. 令 $V'=\{D_1\in V(G)\mid$存在 $D_2\in V(G),D_1\subset D_2,{}^{(r)}D_1={}^{(r)}D_2\}$. 如果 $D_0,D\in V(G)$，$D_0\subset D$，$(D\setminus D_0)^{(r)}\cap{}^{(r)}D_0=\varnothing$，则 $m({}^{(p)}D_0)\leq m_0({}^{(r)}D_0)-1$ 意味着 $m({}^{(p)}D)\leq m_0({}^{(r)}D)-1$. 令 $V''=\{D\in V(G)\mid$存在 $D_0\in V(G),D_0\subset D$，使得 $(D\setminus D_0)^{(r)}\cap{}^{(r)}D_0=\varnothing\}$，$\bar{V}(G)=V(G)\setminus(V'\cup V'')$.

情形 A. 每种关键资源至少有两个资源.

定义 1 设 (G,m_0) 是系统标记 Petri 网模型. 控制器 C 是一个标记 Petri 网 $C=(P_c,T,F_c,m_c)$，其中 $P_c=\{p_D\mid D\in\bar{V}(G)\}$，$F_c=\{(p_D,t)\mid t\in I(D),D\in\bar{V}(G)\}\cup\{(t,p_D)\mid t\in H(D),D\in\bar{V}(G)\}$，$m_c(p_D)=m_0({}^{(r)}D)-1$.

受控系统是 C 和 (G,m_0) 的合成网，记作 $(G_c,m_{co})=(P\cup P_0\cup R\cup P_c,T,F\cup F_c,m_{co})$，其中 $m_{co}(p)=m_0(p)$，$\forall\, p\in P\cup P_0\cup R$，$m_{co}(p)=m_c(p)$，$\forall\, p\in P_c$. 在 (G_c,m_{co}) 中，用 ${}^{(c)}t$ 和 $t^{(c)}$ 分别记 ${}^{\cdot}t\cap P_c$ 和 $t^{\cdot}\cap P_c$. 设 $m\in R(G_c,m_{co})$，令 $D_c(m)=\{t\in T\mid t$ 在 m 下是死的而且 $m({}^{(p)}t)\geq 1\}$.

引理 1. 设 $m\in R(G_c,m_{co})$，如果 $D_c(m)\neq\varnothing$，则存在 $t\in D_c(m)$，${}^{(r)}t=r$ 及 $p_D\in{}^{(c)}t$ 使得

$m(r)\geqslant 1, m(p_D)=0$.(证明从略)

定理 2. 设在系统 Petri 网(G,m_0)中,对每种关键 资源 $r, m_0(r)\geqslant 2$,则 C 是避免系统死锁的最优控制器,即 C 对(G,m_0)的限制是最小的. 从而(G_c,m_{co})是系统的最佳活的 Petri 网模型.

证明. 对每个 $D\in\overline{V}(G)$,限制${}^{(p)}D$ 中托肯数不超过 $m_0({}^{(r)}D)-1$ 是保证(G_c,m_{co})活的必要条件. 而 C 仅使这一必要条件成立,故若(G_c,m_{co})是活的,则 C 就是最小限制的避免死锁控制器. 因此这里仅需证明(G_c,m_{co})是活的.

设 $m\in R(G_c,m_{co})$使 $D_c(m)\neq\varnothing$,则由引理 1,存在 $t_1\in D_c(m)$及 $p_{D_1}\in{}^{(c)}t_1$ 使得 $m({}^{(r)}t_1)\geqslant 1$, $m(p_{D_1})=0$. 设${}^{(r)}t_1=r_1$,则 $m({}^{(p)}D_1)=m_0(D_1{}^{(r)})-1$, $S(r_1)=\{t\in D_1\mid {}^{(r)}t=r_1\}\neq\varnothing$. 注意 $t_1\notin D_1$,则可证明存在 $t_2\in S(r_1)$使得 $m({}^{(p)}t_2)\geqslant 1$;否则,在 $D_1\backslash(S(r_1)\cup S_1)$中有 $D\in V(G)$使得 $D\subseteq D_1$, $m({}^{(p)}D)=m_0({}^{(r)}D)$,其中 $S_1=\{t\in(I(D_1)^{(p)})^{\cdot}\mid t^{(r)}=r_1\}$,这是不可能的. 由 $m({}^{(p)}t_2)\geqslant 1, m({}^{(r)}t_2)=m(r_1)\geqslant 1$ 及 $t_2\in D_c(m)$知,有 $D_2\in\overline{V}(G)$使得 $t_2\in I(D_2)$, $m({}^{(p)}D_2)=m_0({}^{(r)}D_2)-1$. 类似从 t_1 和 D_1 导出 t_2 和 D_2,可从 t_2 和 D_2 导出 t_3 和 D_3,使得 $t_3\in I(D_3), m({}^{(p)}D_3)=m_0({}^{(r)}D_3)-1$. 重复分析得到 $\overline{V}(G)$的一个序列 $D_1,D_2,\cdots$,使得 $r_i={}^{(r)}t_i\in{}^{(r)}I(D_i), i=1,2,\cdots$. 则在 $D_1,D_2,\cdots$,中必存在 W 链,设为 $V_1=\{D_1,\cdots,D_k\}$, r_1 是关键资源,$m_0(r_1)\geqslant 2$,故存在 $u_1\in D_1$ 使得 $u_1^{(r)}=r_1$, $m({}^{(p)}u_1)\geqslant 1$, $u_1\in D_i$, $i=1,2,\cdots,k$, ${}^{(r)}u_1=r_2\in D_1^{(r)}\cap\cdots\cap D_k^{(r)}$, $m(r_2)=0$. 若$\forall\ u\in D_1$, $u^{(r)}=r_2$, $m({}^{(p)}u)>0$, 则 $u\in D_i$, $i=1,\cdots,k$. 因$\forall\ r\in D_1^{(r)}$, 存在资源列 $r_1,r_2,\cdots,r_l=r$ 和变迁列 $t_1,t_2,\cdots,t_l$ 使得 $r_i=t_i^{(r)}$, ${}^{(r)}t_i=r_{i+1}, m({}^{(p)}t_i)\geqslant 1$, 故 $D_1^{(r)}\subseteq D_2^{(r)}\cap\cdots D_l^{(r)}$, $\{t\in D_1\mid m({}^{(p)}t)\geqslant 1\}\subseteq D_2\cap\cdots D_l$. 同理,$D_i^{(r)}\subseteq D_1^{(r)}\cap\cdots\cap D_{i-1}^{(r)}\cap D_{i+1}^{(r)}\cap\cdots\cap D_l^{(r)}$, $\{t\in D_i\mid m({}^{(p)}t)\geqslant 1\}\subseteq D_1\cap\cdots\cap D_{i-1}\cap D_{i+1}\cap\cdots\cap D_l$. 但 $t_2\in D_1, t_2\in I(D_2)$, $m({}^{(p)}t_2)>0$, $t_2\notin D_2$, 矛盾表明 $D_c(m)=\varnothing$, (G_c,m_{co})是活的.

情形 B. 有关键资源 r, $m_0(r)=1$.

称 $D\in\overline{V}(G)$与 W 链$\{D_1,\cdots,D_l\}$无关,如果 $D\cap D_i=\varnothing$, ${}^{(r)}D\cap{}^{(r)}D_i=\varnothing$, $i=1,2,\cdots,l$. 于是 $\overline{V}(G)$可分为两部分,即 $\overline{V}_1=\{D\in\overline{V}(G)\mid D$ 与任何 W 链无关$\}$和 $\overline{V}_2=\overline{V}(G)\backslash\overline{V}_1$.

定义 2. 设(G,m_0)是系统标记 Petri 网模型,定义控制器 C'为一标记 Petri 网 $C'=(P_c,T,F_c,m_c)$,其中 $P_c=\{p_D\mid D\in\overline{V}(G\}$是控制位置集,$F_c=\{(p_D,t)\mid t\in I(D), D\in\overline{V}(G)\}\cup\{(t,p_D)\mid t\in H(D), D\in\overline{V}(G)\}$, $m_c(p_D)$定义为 (1)当 $D\in\overline{V}_1$ 时,$m_c(p_D)=m_0({}^{(r)}D)-1$,令 $L(D)=m_0({}^{(r)}D)$; (2)在 $\overline{V}_2$ 上,m_c 是递归定义的. 当 $D\in\overline{V}_2$ 不是 $\overline{V}_2$ 中两个元素的并时, $m_c(p_D)=L(D)-1$, $L(D)=m_0({}^{(r)}D)$. 当 $D=\bigcup_{i=1}^{l}D_i$, $D_i\in\overline{V}_2$, $l\geqslant 2$, $m_c(p_{D_i})$已有定义时,$m_c(p_D)=L(D)-1$, 其中 $L(D)=\overline{m}({}^{(p)}D)$, $\overline{m}$ 是(G,m_0)的一个使 $L(D)$取得最大值而满足 $\overline{m}({}^{(p)}D_i)\leqslant L(D_i)-1$ $(i=1,\cdots,l)$的可达标识.

受控系统是 C'和(G,m_0)的合成网$(G'_c,m'_{co})=(P\cup P_0\cup R\cup P_c,T,F\cup F_c,m'_{co})$,其中 $m'_{co}(p)=m_0(p)$, $\forall\ P\in P\cup P_0\cup R$, $m'_{co}(p)=m_c(p)$, $\forall\ p\in P_c$.

定理 3. 设(G,m_0)是系统标记 Petri 网模型,则(G'_c,m'_{co})是活的. 证明与定理 2 类似,从略.

例 2. 考虑图 1(c)所示的 Petri 网 G,取初始标识 $m_0(p)=5,\forall\ p\in R$, $m_0(p)=20$,

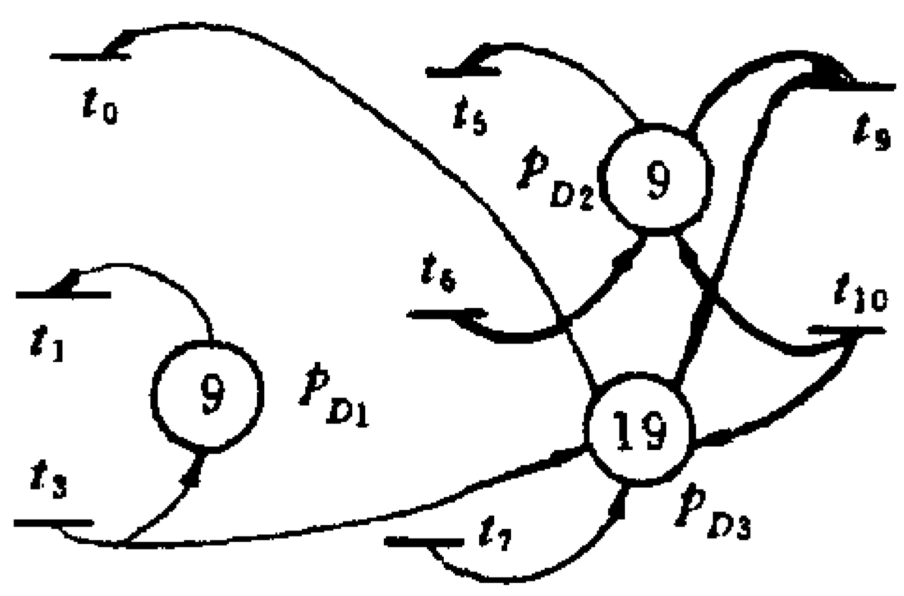

图 2 Petri 网控制器

$\forall\ p\in P$ 及 $m_0(p)=0$，$\forall\ p\in P$. $V(G)=\{D_1,\cdots,D_5\}$，$D_4\subset D_3$，${}^{(r)}D_3={}^{(r)}D_4$. $D_2\subset D_5$，$(D_5\backslash D_2)^{(r)}\cap{}^{(r)}D_2=\varnothing$，故 $\overline{V}(G)=\{D_1,D_2,D_3\}$，避免系统死锁的最佳控制器是如图 2 所示的标记 Petri 网.

5 结论

本文基于 Petri 网模型讨论在一类 FMS 中避免死锁的问题。给出了系统死锁的充分必要条件. 提出了一种基于 Petri 网模型综合避免系统死锁控制器的新方法. 所得到的控制器不仅保证了受控系统的活性，而且允许系统资源的极大利用. 这种控制器的另一特点是它可以通过给系统的 Petri 网模型增加一些控制位置和相应弧来实现，从而受控系统具有活的 Petri 网模型. 虽然综合控制器算法的复杂性与 $\overline{V}(G)$ 有关，但这种综合过程是离线进行的，而且仅进行一次，故复杂性问题并不是本文方法的障碍.

参 考 文 献

[1] Banaszak Z A, Krogh B. Deadlock avoidance in flexible manufacturing systems with concurrently competing process flows. *IEEE Trans. Robotics and Automation*, 1990, **6**(6):720—734.

[2] Hsieh F S, Chang S C. Dispatching-driven deadlock avoidance controller synthesis for FMS. *IEEE Trans. Robotics and Automation*, 1994, **10**(2):252—261.

[3] Xing K Y, Hu B S, Chen H X. Deadlock avoidance policy for FMS, in Petri nets in flexible and agile automation, M. C. Zhou(Ed), Boston: Kluwer Academic, 1995, 239—263.

[4] Ezpeleta J, Colom J M, Martinez J. A Petri net based deadlock prevention policy for flexible manufacturing systems. *IEEE Trans. Robotics and Automation*, 1995, **11**(2):173—184.

[5] Peterson J L. Petri 网理论与系统模拟，吴哲辉译. 徐州：中国矿业大学出版社，1989.

SYNTHESIS OF OPTIMAL LIVE PETRI NET MODELS FOR A CLASS OF FMS

XING KEYI LI JUNMING

(Dept. of Applied Mathematics, Xidian University, Xiàn 710071)

HU BAOSHENG

(Systems Engineering Institute, Xiàn Jiaotong University, Xiàn 710049)

Abstract In this paper, the Petri net model for a class of flexible manufacturing systems is constructed, and the deadlock problem in FMS is discussed. We prove a necessary and sufficient condition for liveness of system model and present and optimal deadlock avoidance controller which is a Petri net. The controlled closed-loop systems may be modeled by live Petri nets.

Key words FMS, Petri net, deadlock avoidance control.

邢科义 1957 年出生,1981 年毕业于西北大学,1994 年在西安交通大学获博士学位.现为西安电子科技大学副教授.研究方向为离散事件动态系统理论、Petri 网理论与应用.

李俊民 1965 年出生,1989 年在西安电子科技大学获硕士学位.现为西安交通大学博士研究生.主要研究方向为自适应控制、动态系统优化控制与智能控制.

胡保生 西安交通大学教授、博士生导师,机械制造系统工程国家重点实验室学术委员会主任,IEEE 高级会员,《Mathematical Review》评论员.

《自动化学报》征稿简则

一、《自动化学报》是中国自动化学会和中国科学院自动化所主办的全国性高级学术期刊,双月刊.在美国出版英译版,季刊.

二、本刊刊载自动化科学与技术领域的高水平理论性和应用性学术论文.内容包括:1.自动控制理论;2.系统理论与系统工程;3.自动化技术及其在国民经济各领域中的创造性应用;4.自动化系统计算机辅助技术;5.机器人与自动化;6.人工智能与智能控制;7.自动控制系统中的新概念、新原理、新方法、新设计;8.自动化学科领域的其它重要问题.

三、本刊以发表论文和短文为主,并不定期地发表综述文章、问题讨论、书刊评论、国内外学术活动信息等.

四、本刊不接受已在国内外期刊上发表(包括待发表)的稿件,但不排除已在国内外学术会议上发表或准备发表的优秀论文(对于此种情况,作者必须在稿件首页脚注说明).

五、稿件内容的正确性、真实性和可靠性由作者自行负责.

六、来稿一式三份寄北京中关村中国科学院自动化所《自动化学报》编辑部.邮编 100080.编辑部在收稿后一周内寄送回执.作者请自留底稿,稿件概不退还.稿件是否录用一般在半年内通知作者.

七、稿件刊登与否由本刊编委会最后审定,已被接受的稿件需严格按审查意见和《作者加工稿件须知》修改并一式两份寄编辑部.同时与编辑部签订版权协议.

八、编委会有权对来稿作适当文字删改或退请作者修改.文章发表后,按篇酌致稿酬,并赠送 30 本抽印本,在稿件的修改及联系过程中,如果不特殊说明,本刊只与第一作者联系.

九、来稿格式及要求:

1.来稿要求论点明确,论证严格,语言通顺,文字简练.一般定稿时论文尽量不超过 5000 字;短文不超过 3000 字;其它形式文章视具体内容由编辑部决定.

2.论文和短文的文章结构请参照本刊近期发表的文章格式,论文摘要限制在 200 字左右,其内容包括研究目的、方法、结果和结论等.文中非标准缩写词(中文或英文)须在首次出现时定义清楚,公式、图、表均须分别用阿拉伯数字全文统一编号.

3.计量单位一律采用国际单位,即 SI 单位.名词术语必须规范化、标准化,前后一致.外国人名、地名、书刊名称除已通用者外一律用原文.

4.参考文献按文中出现的先后次序排列.期刊的格式为:[编号]作者(姓在前,如 Wiener L N, Kalmn R E, Wang H 等).文章题目.期刊名(外文可根据国际惯例使用缩写词),年,卷号(期号):页码顺序编排.图书的格式为:[编号]作者(姓在前).书名.出版地点:出版者,年份,页码顺序编排.正文未引用的文献及未公开发表的文献不得列入参考文献栏目.

5.文末附英文摘要(内容与中文一致).摘要包括英文标题、作者姓名和工作单位、文章摘要、关键词.摘要一般不超过 250 个单词.

6.来稿请尽可能打印.打印稿请用四号字,行间空距不小于 7 毫米.手写稿件请用 20×20 标准稿纸正楷抄写,但其中外文部分必须打印,字体必须工整清晰.文中符号、大小写等必须清楚.