

柔性制造系统中多路径条件下的死锁避免 第二部分：控制策略

伍乃骐

(汕头大学科学研究院, 515063)

摘要 在第一部分推导出的面向资源的着色 Petri 的基础上讨论 FMS 中多路径条件下的死锁避免控制策略问题, 给出了无死锁运行的充要条件及其相应的控制策略. 该控制策略保证系统无死锁, 同时又能使系统中有尽可能多的工件, 从而提高资源的利用率. 此控制策略可作为实时控制嵌入调度系统中.

关键词 柔性制造系统(FMS), 死锁避免, Petri 网

1 引言

和其他离散事件系统一样, 在 FMS 中死锁是一种必须避免的状态. 由于问题的困难性, 起初只是建立模型以分析死锁的存在性^[1~4], 为系统设计提供帮助. 接着, 人们试图为系统综合一个活的 Petri 网, 让系统按照模型运行^[5~7]. 这实质上是一种静态的预防死锁的方法, 通常这样的方法是比较保守的. 在文[8]和[9]中提出了实时的死锁避免问题, 且各自给出了算法. 文[8]的算法是一种预报算法, 要实现完全避免死锁, 须进行大量运算而不可接受. 而文[9]的算法也只是充分条件.

FMS 中避免死锁的难点在于既要完全避免死锁又要使系统中有尽可能多的工件, 以提高资源利用率, 从而提高生产率. 为此, 文[10]和[11]中用一种面向资源的着色 Petri 网建模, 从而第一次获得了问题的充要条件. 但是, 与文[8]和[9]一样, 文[10]和[11]中的结论都是基于每一种工件只有唯一的一条加工路径的前提下获得的, 而没有考虑 FMS 的多路径特性.

多路径的存在使得问题进一步复杂化. 一方面, 多路径可产生新的加工回路, 增加了出现死锁的可能性. 另一方面, 由于某些工序可选择不同的机床加工, 有时又可能避开某些死锁的发生. 也就是说, 在多路径的条件下文[10]和[11]中获得的结论已不再是充要条件, 必须进一步研究, 找出新的条件及其对应的控制策略.

在第一部分文[12]中, 我们已对具有路径选择柔性的系统进行了建模, 给出了适合于讨论死锁控制的面向资源的着色 Petri 网 (CROPN). 本文我们将利用这一模型推出系统无死锁运行的充要条件.

2 基本概念

在我们讨论无死锁运行的充要条件之前, 先讨论本文中要用到的一些基本概念. 下面是有关受控 CROPN 的定义.

定义 1 CROPN 中的一个转换 t 称之为受控的, 如果当按照 CROPN 的使能和引发规则

该转换既是过程使能的又是资源使能的,但此转换是否能引发还要由一个控制策略决定.

在某一控制策略下,一个受控转换 t 在控制的意义下是可引发的,我们说 t 是控制使能的.一个受控转换只有在过程、资源和控制同时使能时才可引发.

定义 2 一个 CROPN 称之为受控 CROPN,如果网中至少有一个转换 t 是受控的.

由于 PPC 的重要作用,在进一步讨论之前,先给出有关 PPC 的活性的概念.

定义 3 Petri 网的一个转换 t 称之为活的,如果不管达到什么标识 M ,总可以通过某一引发序列而使 t 再次引发.

定义 4 CROPN 中的一个 PPC 是活的,如果该 PPC 上的所有的转换都是活的.

由于死锁总是发生在 PPC 中,且系统死锁与不活的是等价的,因此我们只要讨论各 PPC 的活性就行了.我们还需要在标识 M 下 CROPN 中一个 PPC 所具有的空位数的概念.令 P_i 是 CROPN 中的一个位置子集, $K(P_i) = \sum_{p_j \in P_i} K(p_j)$, $p_j \in P_i$, 为位置集合 P_i 的容量, $K(v_i) = \sum_{p_j \in v_i} K(p_j)$, $p_j \in v_i$, 为 PPC v_i 的容量.

定义 5 定义 $S(P_i) = \sum_{p_j \in P_i} (K(p_j) - M(p_j))$, $p_j \in P_i$ 和 $S(v_i) = S(P(v_i))$ 分别为位置集合 P_i 和 PPC v_i 在标识 M 下所具有的空位数,其中 $P(v_i)$ 表示 v_i 上的位置集合.

定义 6 在一个 CROPN 中定义 $S(v_i) = K(v_i) - M(v_i)$ 为在标识 M 下 PPC v_i 的潜在可用空位数.

要注意的是, $S(v_i)$ 表示实有的空位数,而 $S(v_i)$ 则包含 v_i 中要离开和可能要离开的标记所占有的那些空位数.

在 CROPN 中,PPC 构成若干个关联子网,因而使得问题复杂化.下面我们将对不同的关联子网的情形分别进行讨论.在以后我们的讨论中,我们假设每个关联子网中都有标记,因为 p_0 中有足够的标记可以送到各关联子网中去.同时,为了讨论的简单起见,我们假设,除 p_0 以外, CROPN 中的所有其他位置的容量均为 1.

由于篇幅所限,在以后的讨论中,只对所获得的结论给出简要的带说明性的证明.

3 由一个 PPC 构成的子网

CROPN 中一种最简单的特殊关联子网就是由单个 PPC 构成的子网,图 1 给出了这样一个子网.图中的 CROPN 描述了两种工件竞争资源的情形,它们的加工路径分别是 $A_1 = \{u_1, u_2, u_3, (u_4, u_2)\}$ 和 $A_2 = \{u_3, u_2\}$, 其中有一个 PPC $v = \{u_2, t_{23}, u_3, t_{32}\}$. 其特点是没有其他的 PPC 和 v 有公共的位置和转换.

定义 7 Petri 网中的一个回路称之为有限回路,如果回路上的位置数和转换数都是有限的.

很显然, CROPN 中的任一个 PPC 都是有限回路,因为 FMS 中的资源和每种工件的工序数均是有限的.同时,由于 CROPN 的强联接性,任何 PPC 都不是孤立的.

定义 8 CROPN 中的一个转换 t 称之为关联子网 v^n 的一个输出(输入)转换,如果 t 不在 v^n 中,但 t 的输入(输出)位置在 v^n 中.

一个关联子网可能有多个输出(输入)转换,用 $T_o(v^n)$ ($T_I(v^n)$) 表示关联子网 v^n 的输出(输入)转换集合.类似地用 $T_o(v)$ 表示由单个 PPC v 所构成的子网的输出转换的集合.当我们讨论一个关联子网的死锁避免时,我们总假设所有的 $t \in T_o(v^n)$ 都是资源使能的,以后我们将

看到这一假设的合理性. 我们有下列的结论.

定理 1 在 CROPN 中, 由单个 PPC v 构成的子网是活的, 必须而且只须对任意可达的标识 M 有

$$S(v) = 1 \quad (1)$$

证明 必要性. 如果 $S(v) = 0$, 这意味着 v 中既无空位又无要离开的和可能要离开的标记. 因此, v 上的任何一个转换都不可能成为资源使能, 也就不可能引发. 这和 v 是活的这一结论相矛盾.

充分性. 按假设, v 中有标记, 如果 v 中有空位, 那么 v 上至少存在一个转换 t 是过程和资源同时使能的, 因而 t 可以引发. t 的引发又使得 v 上的另一个转换成为过程和资源使能. 这样不断下去可使 v 上所有的转换引发. 若 v 中没有空位, 由 $S(v) = 1$ 知, v 中必有要离开或可能要离开的标记, 此时可引发 $T_o(v)$ 的转换而向 v 中引入空位. 由此可知 v 是活的. 证毕.

现在我们来讨论 CROPN 中一个 PPC 被使能的概念. 令 $T(v)$ 为 PPC v 上的所有转换的集合, p_i 是转换 $t_i \in T(v)$ 的输入位置. 注意, p_i 一定在 v 上. 对于 v 上的每个 $t_i \in T(v)$, 如果位置 p_i 充满标记, 则 t_i 是过程使能的, 或者 p_i 中一些标记使能子网的输出转换集合 $T_o(v^n)$ 中的转换, 此时我们称 PPC v 为潜在的过程使能. 要指出的是, p_i 中使能 t_i 的标记可以是可能要离开 v 的标记. 如果 PPC v 中有空位, 或者有使能子网的输出转换集合 $T_o(v^n)$ 中的转换的标记, 我们说 PPC v 是潜在资源使能的.

定义 9 CROPN 中的一个 PPC 称之为使能的, 如果它既是潜在过程使能的又是潜在资源使能的.

一个使能的 PPC 上的所有转换要么是立即, 要么是某个使能 $T_o(v^n)$ 中的转换的标记离开后可序列地引发. 在一个由单个 PPC 构成的子网中, 该 PPC 上所有要离开的标记和可能要离开的标记均使能 $T_o(v)$ 中的转换. 因此我们有下列的推论.

推论 1 CROPN 中, 若由单个 PPC 构成的子网满足条件 (1), 那么该 PPC 是使能的.

由定理 1 我们很容易给出相应的控制策略.

定理 2 CROPN 中一个由单个 PPC v 构成的子网是无死锁的, 必须而且只须任何转换 $t \in T(v)$ 的引发将系统的标识由 M_1 变为 M_2 , 使得在 M_2 下 $S(v) = 1$.

根据定理 2, 对于单个 PPC 所构成的子网来说, 必须而且只须控制 $T(v)$ 中的转换.

4 由两个 PPC 构成的子网

对单个 PPC 构成的子网来说, 一旦条件 (1) 满足, 该 PPC 就是使能的. 但对于由两个 PPC 构成的子网结论不成立. 图 2 中的 CROPN 包含了一个由两个 PPC 构成的子网, 其描述的对象见文 [12] 中图 3 的说明. 它的两个 PPC 是: $v_1 = \{u_1, t_{12}, u_2, t_{21}\}$ 和 $v_2 = \{u_2, t_{23}, u_3, t_{32}\}$. 当

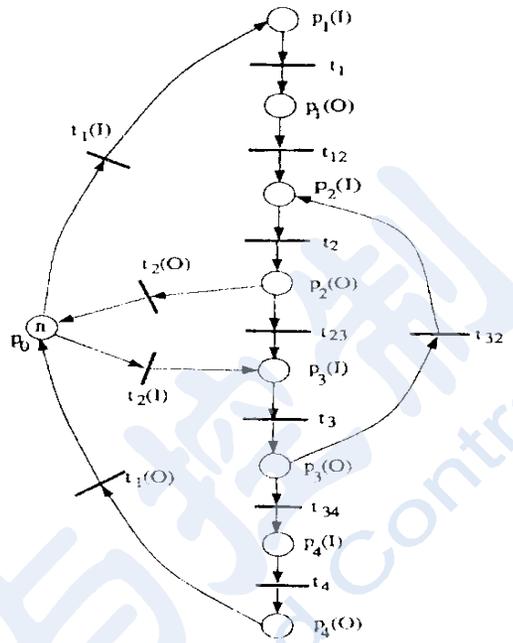


图 1 含有一个 PPC 构成的子网的 CROPN

子网中的每个位置都充满了标记(每个位置一个标记)时,设位置 $p_1(O)$ 和 $p_2(O)$ 中的标记代表工件类型 1, 而 $p_3(O)$ 中的位置代表工件类型 2. 由于 t_{21} 和 t_{23} 都是过程使能的, 所以 $S(v_1) = S(v_2) = 1$, 即对 v_1 和 v_2 条件(1)都满足. 但是, 很容易验证 v_1 和 v_2 都不是使能的, 因为它们都不是潜在资源使能的.

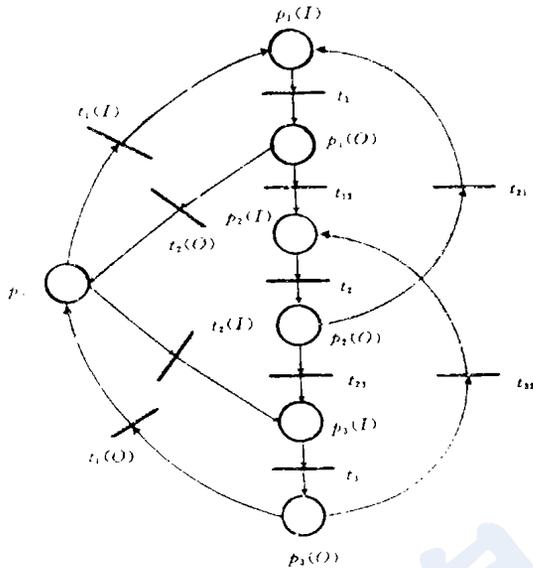


图2 含有由两个 PPC 构成的关联子网的 CROPN

由文[12]中的定义 16 可知, v_2 的两个 PPC 有公共的位置和转换. 图 2 中的 $p_2(I)$ 和 $p_2(O)$ 就是公共的位置, 而 t_2 则是公共的转换. 这些公共的位置由公共的转换所联接, 形成公共的位置链. 在此公共位置链上的第一个(最后一个)位置有属于不同 PPC 的两个输入(输出)转换, 我们称这些输入(输出)转换为回路间的输入(输出)转换(IIT 和 IOT), 并令 t_{ik} 表示不在 v^k 上的 IIT, t_{ik} 表示在 v^k 上的 IOT. 如图 2 中 t_{32} 就是不在 v_1 上的 IIT, 而 t_{21} 则是在 v_1 上的 IOT.

令 v^2 中的两个 PPC 分别为 v_1 和 v_2 , P_{12} 为其公共位置的集合, p_r 是公共位置链上的最后一个位置. 再令 $M(E(v^n))$ 表示在标识 M 下子网 v^n 中使能的 PPC 的个数.

引理 1 在一个标识为 M 的 CROPN 中, 如果对子网 v^2 来说 $M(E(v^2)) = 1$, 那么 $S(v_i) = 1, i = 1, 2$, 成立.

证明 不失一般性, 设 $M(E(v^2)) = 1$, 并设 v_1 是使能的. 这意味着 v_1 中有空位, 或者有使能 $T_o(v^2)$ 中的转换的标记. 这些标记是 v_1 的要离开的或可能要离开的标记, 因而 $S(v_1) = 1$. 另一方面, 如果 p_r 中有一个标记的话, 由于 v_1 是使能的, 这一标记必然是 v_2 的要离开的标记或可能要离开的标记. 而如果 p_r 中无标记, 则 v_2 有空位. 在两种情况下都有 $S(v_2) = 1$. 证毕.

由引理 1 得知, 当其中一个 PPC 被使能时, 条件(1)对两个 PPC 都成立. 这说明, 对 v^2 来说, 条件 $M(E(v^2)) = 1$ 比条件(1)强. 我们有下列结果.

定理 3 在 CROPN 中, 一个关联子网 v^2 是活的, 而且只须在任何可达的标识 M 下有

$$M(E(v^2)) = 1 \tag{2}$$

证明 必要性. 设 $M(E(v^2)) = 0$, 那么按假设 v^2 中有标记, 这就意味着 v^2 中没有空位, 并且也没有要离开和可能要离开此子网的标记, 因此任何引发序列都不能引入空位到 v^2 中. 也就是说, v^2 中所有的转换都是死的.

充分性. 当条件(2)对 v^2 成立时, 我们不妨设 v_1 是使能的, 这意味着 v_1 中有空位, 或者通过引发 $T_o(v^2)$ 中的某些转换可以引入空位到 v_1 中, 这样 v_1 中的转换就可序列地引发. 当有空位移到 v_1 和 v_2 的公共位置中时, v_2 可变为使能, 此时可以引发 v_2 中的转换. 这样循环往复, v^2 中所有的转换都是活的, 即 v^2 是活的.

从上面的讨论可知, 只有使能的 PPC 上的转换可以引发, 否则可能造成死锁. 特别是当空位在公共位置中时, 按照转换使能和引发规则, 两个 IIT 都可引发, 但只有引发使能的 PPC 上的 IIT 才能保证系统的活性. 也就是说引发顺序在这里起了关键的作用, 这也是获得充要条件

的关键.

5 由多个 PPC 构成的子网

对于由多个 PPC 构成的关联子网条件(2) 不包含条件(1). 我们来看图 3 的关联子网, 它是由三个 PPC 构成的: $v_1 = \{u_1, t_{12}, u_2, t_{21}\}$, $v_2 = \{u_2, t_{23}, u_3, t_{32}\}$ 和 $v_3 = \{u_3, t_{34}, u_4, t_{43}\}$. 设除 $p_3(I)$ 外所有位置都充满了标记(每个位置中一个标记), 并且 $p_2(O)$ 的标记只使能 t_{21} , $p_3(O)$ 中的标记使能 t_{32} 和 t_{34} 二者. 此时 v_2 和 v_3 都是潜在资源使能的, v_3 同时还是潜在过程使能的, 即 v_3 是使能的, 因此有 $M(E(v^n)) = 1$. 但很容易验证 $S(v^1) = 0$, 即对 v_1 条件(1) 不成立.

在一个关联子网 v^n 中, 公共的位置可以以任何复杂的方式分享, 并且在一个 PPC 上有多个 IOT. 因此, 当一个 PPC 为潜在过程使能时, 要求该 PPC 上的每一个 IOT 均为过程使能, 或者其输入位置为空, 或者输入位置中的标记为 v^n 的要离开的或可能要离开的标记. 因此, 这里有一个使能的 PPC 的存在性的问题.

引理 2^[11] 在 CROPN 的一个关联子网 v^n 中, 如果任何位置中的一个标记只使能一个转换, 那么在任何标识下该子网中至少存在一个潜在过程使能的 PPC.

引理 2 指的是一种工件只有一条路径的情况.

在多路径的条件下, 一个标记可能使能多个转换. 但在单路径下过程使能的转换在多路径下仍是过程使能的. 因此有下列推论.

推论 1 在 CROPN 的一个关联子网 v^n 中, 在任何可达标识 M 下至少存在一个潜在过程使能的 PPC.

一个潜在过程使能的 PPC 如有空位时就成为使能的 PPC. 因此, 在一个 v^n 中, 只要合理分布一定的空位, 就存在着使能的 PPC.

定理 4 CROPN 中的一个关联子网 v^n 是活的, 必须而且只须在任何可达的标识 M 下有

$$S(v_i) = 1, \text{ 对所有的 } v_i \quad (3)$$

和

$$M(E(v^n)) = 1 \quad (4)$$

证明 必要性. 如果(4)不成立, 那么 v^n 中没有那一个 PPC 上的转换可以引发, 因而 v^n 不是活的. 如果 v^n 中有一个 v 使得 $S(v) = 0$, 那么在任何引发顺序下都不可能有空位移入 v 中, v 中的任何转换都不可能引发, 因而 v 不是活的, v^n 也不是活的.

充分性. 不失一般性, 设 v^n 中的一个 PPC v_1 是使能的, 那么 v_1 上的转换可以引发. 当 v_1 中的空位移动到它和另一个 PPC (设为 v_2) 的公共位置中时, v_2 可以变为使能的, 那么 v_2 上的

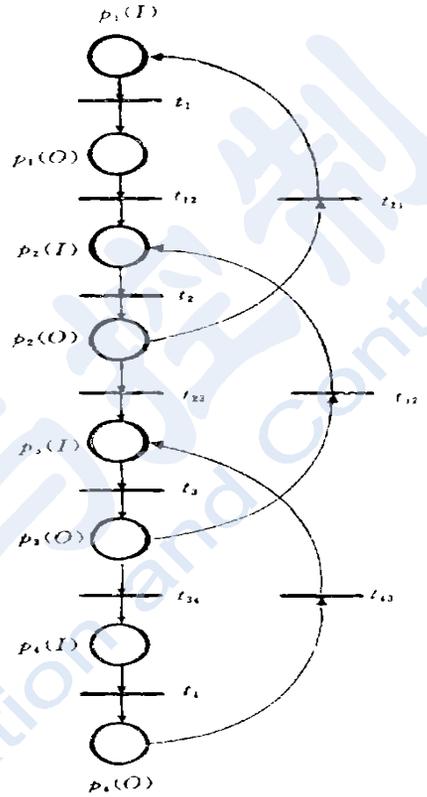


图 3 三个 PPC 构成的关联子网

转换可以引发. 如此下去, 可一个一个 PPC 引发. 由于 v^n 的强联接性和条件 (3), v^n 中的每一个 PPC 都有机会变成使能的, 因此每个 PPC 上的转换都可以引发. 这就是说 v^n 是活的. 证毕.

现在我们来考虑一种极端的情形, 即在某一标识 M 下, 如果每个 p_r 中的标记使能 p_r 的所有输出转换, 那么 v^n 中的所有 PPC 都是潜在过程使能的, 并且对所有的 PPC 条件 (3) 都满足. 此时, 很容易验证, 只须在 v^n 中的任何一个位置中有一个空位, v^n 就是活的. 这就是多路径产生的重要特性. 我们还看到, 当 (3) 和 (4) 满足时, v^n 中的 PPC 是一个接一个引发的, 正是这种合理的引发顺序保证了 v^n 的活性.

定义 10 CROPN 中的一个 PPC 称之为转换 t 的入口 PPC, 如果 t 不在该 PPC 上, 但 t 的输出位置在此 PPC 上.

一个转换 t 可能有多个入口 PPC, 我们用 $V_{en}(t)$ 表示 t 的入口 PPC 的集合. 我们有下列控制策略的结论.

定理 5 CROPN 中的一个关联子网 v^n 是无死锁的, 必须而且只须对每一个 $v_i \in V_{en}(t)$ 只有在 $S(v_i) \geq 2$ 时, 任何 $t \in TI(v^n)$ 和任何 v^n 中的 IIT 才可引发, 以及 t 引发后标识由 M 变为 M 时有 $M(E(v^n)) - 1$ 成立.

证明 由定理 4 可推得.

到此为止, 我们已讨论了一般的关联子网的控制问题, 给出了充要条件及控制策略. 这一控制策略可使系统内有尽可能多的工件, 从而提高资源的利用率.

6 整个 CROPN 的活性

讨论子网的活性时, 我们假设每个 v^n 的输出转换 $t \in T_o(v^n)$ 都是资源使能的, 现在我们来讨论其合理性. 注意到 $T_o(v^n)$ 中的一个转换要么是另一个关联子网的输入转换, 要么是位置 p_o 的输入转换. 由于 p_o 的输入转换总是资源使能, 我们只须证明在定理 5 的策略的控制下每一个关联子网的输入转换都是活的, 那么整个 CROPN 是活的.

引理 3^[11] 设 v^n 是 CROPN 中由 n 个 PPC 构成的关联子网, 如果在初始标识 M_o 下 v^n 中的空位数比定理 5 所要求的多, 那么所有 $TI(v^n)$ 中的转换都是活的.

由引理 3 知, $TI(v^n)$ 中的转换的活性取决于满足条件 (3) 和 (4) 所要求的空位数.

引理 4 在 CROPN 中一个含有 h 个机床单元的关联子网 v^n 中, 要满足条件 (3) 和 (4), 最多要求 h 个空位.

证明 在一个含有 h 个机床单元的关联子网 v^n 中最多只有 h 个公共的位置链. 如果每个机床单元的 Petri 网中都有一个空位, 那么 v^n 中所有的 PPC 中都有一个空位, 即条件 (3) 满足. 由推论 1, v^n 中至少有一个潜在过程使能的 PPC, 而该 PPC 中又有一个空位, 也就是说条件 (4) 也满足.

假设一个 CROPN 中有 k 个关联子网, 它们分别是 $v^n(1), \dots, v^n(k)$, 我们有下列的结果.

定理 6 一个受控的 CROPN 是活的, 如果系统施加了定理 5 的控制策略.

证明 设在初始标识 M_o 下只有 p_o 中有标记, 所有其他的位置均为空, 那么一个含有 h 个机床单元的关联子网在 M_o 下含有 $2h$ 个空位. 结合引理 3 和 4 可知, 对所有的 $i = 1, 2, \dots, k$, 所有 $TI(v^n(i))$ 中的转换均是活的, 这意味着这个 CROPN 是活的. 证毕.

由定理 6 知, 定理 5 给出的条件就是整个 CROPN 无死锁的充要条件.

7 例子

本节我们用一个简单的例子来说明本文所得到的结果的应用。

图 4 给出了具有四台机床和三种工件的系统的 CROPN, 这三种工件的加工路径是: $A_1 = \{u_1, u_3, (u_4, u_1)\}$, $A_2 = \{u_3, u_1, (\{u_3, u_4, \}, \{u_2, u_1\})\}$, $A_3 = \{u_3, u_4, u_3, u_1\}$. 这一 CROPN 包含了 3 个 PPC: $v_1 = \{u_1, t_{12}, u_2, t_{21}\}$, $v_2 = \{u_1, t_{13}, u_3, t_{31}\}$ 和 $v_3 = \{u_3, t_{34}, u_4, t_{43}\}$. 这 3 个 PPC 构成了一个关联子网 v^3 , 子网的输入转换集合是 $T_I(v^3) = \{t_1(I), t_2(I)\}$. 在初始状态 M_0 下, p^0 中有 n 个标记(工件), 其他位置为空。

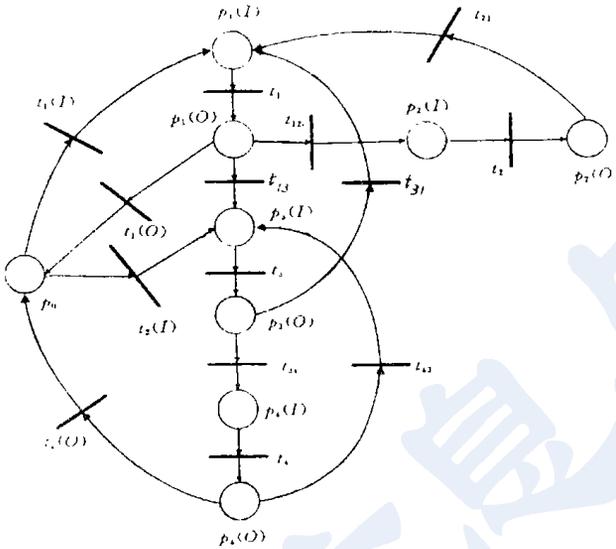


图 4 例子的 CROPN

按照定理 5 的控制策略, 在初始状态 M_0 下转换 $t_1(I)$ 和 $t_2(I)$ 都是过程、资源和控制使能的, 可以引发. 如果某些转换引发后, 只有位置 $p^3(I)$ 为空, 而子网中其他位置为满, 并且 $p^3(O)$ 中的标记代表工件类型 1, $p^1(O)$ 中的标记代表工件类型 2, 它使能转换 t_{12} 和 t_{13} , $p^4(O)$ 中的标记代表工件类型 3. 此时, 按定理 5, $t_1(I)$ 既不是资源使能, 也不是控制使能, $t_2(I)$ 不是控制使能, 尽管它既是过程使能, 又是资源使能的. 因此, 按控制策略这两个转换不能引发, 死锁可避免. 在此标识下, PPC v_1 和 v_2 都是使能的, 因此可在 t_{13} 和 t_{43} 中任选一个引发. 如果在上面的标识下 $p^4(O)$ 中的标记代表工件类型 1 并使能 $t_2(O)$, 那么, $t_2(I)$ 是控制使能的, 可以引发. 在这一控制下, 经过一定的时间, 子网中的工件加工完毕后将离开, $t_1(I)$ 和 $t_2(I)$ 可再引发.

从这一简单的例子中可看到本文给出的方法的应用, 它只要实时观察系统的状态, 就可作出决策, 完全避免死锁. 我们看到了方法的有效性.

8 结论

FMS 中多路径条件下的死锁避免问题是一个非常复杂的问题. 本文在 CROPN 模型的基础上满意地解决了这个问题, 获得了问题的充要条件及相应的控制策略, 它使得系统无死锁的同时允许系统中有尽可能多的工件, 以提高资源利用率. 所给出的方法简单易行, 可用于实时控制.

在本文的讨论中, 为简单起见我们假设每个位置的容量为 1. 但文中的所有结论适用于任何有限的容量的情形. 即文中的假设并不是所得结论的限制.

在实质上, 本文是讨论着色 Petri 网的控制问题, 这是一个新的研究问题.

参 考 文 献

- 1 Alla H, Ladet P, Martinez J, Silva. Modeling and Validation of Complex Systems by Colored Petri Nets: Application to an FMS. Lecture Notes in Computer Science, 1985, 188
- 2 Narahari Y, Viswanadham N. A Petri net Approach to Modeling and Analysis of FMS. Annals of Operation Research 1985, 3: 449 ~ 472
- 3 Beck C L, Krogh B H. Models for Simulation and Discrete Control of Manufacturing Systems. in Proc. 1986 IEEE Conf. Robotics and Automation, 1986: 305 ~ 310
- 4 Kamath M, Viswanadham N. Application of Petri net Based Model in the Modeling and Analysis of Flexible Manufacturing Systems. in Proc. 1986 IEEE Conf. Robotics and Automation, 1986: 312 ~ 316
- 5 Zhou M, DiCesare F. A Petri net Design Method for Automated Manufacturing Systems with Shared Resources. In Proc. 1990 IEEE Conf. Robotics and Automation, 1990: 526 ~ 531
- 6 Zhou M, DiCesare F. Parallel and Sequential Mutual Exclusions for Petri Net Modeling of Manufacturing Systems with Shared Resources. IEEE Transactions on Robotics and Automation, 1991, 7(4): 515 ~ 527
- 7 Zhou M, DiCesare F, A A Desrochers. A Hybrid Methodology for Synthesis of Petri net Models for Manufacturing Systems. IEEE Transactions on Robotics and Automation, 1992, 8(3): 350 ~ 3612
- 8 Viswanadham N, Narahari Y, T L Johnson. Deadlock Prevention and Deadlock Avoidance in Flexible Manufacturing System using Petri net Models. IEEE Transactions on Robotics and Automation, 1990, 66: 713 ~ 723
- 9 Banaszak Z A, Krogh B H. Deadlock Avoidance in Flexible Manufacturing Systems with Concurrently Competing Process Flows. IEEE Transactions on Robotics and Automation, 1990, 6(6): 724 ~ 734
- 10 伍乃骐. 柔性制造系统无死锁运行的充要条件, 第一部分: 资源竞争过程的建模. 信息与控制, 1995, 24(5)
- 11 伍乃骐. 柔性制造系统无死锁运行的充要条件, 第二部分: 资源动态分配规则. 信息与控制, 1995, 24(6): 343 ~ 355
- 12 伍乃骐. 柔性制造系统中多路径条件下的死锁避免. 第一部分: 系统建模. 信息与控制, 1997, 26(6): 401 ~ 408

DEADLOCK AVOIDANCE IN FLEXIBLE MANUFACTURING SYSTEMS WITH MULTIROUTING PART II: THE CONTROL POLICY

WU Naiqi

(Science Center Shantou University, Shantou 515063)

Abstract Using the CROPN developed in Part I, we discuss the problem of deadlock avoidance in FMS with multirouting for each part type in this paper. The necessary and sufficient conditions for deadlock-free operation and corresponding control policy are presented. This control policy allows as many parts as possible in the system, while the deadlock is totally avoided. This control policy can be embedded into a real-time scheduling system.

Key words flexible manufacturing system (FMS) deadlock avoidance petri net

作者简介

伍乃骐, 男, 博士, 副教授. 研究领域为离散事件系统, 柔性制造系统和 petri 网等.