文章编号: 1005-0523(1999)01-0064-08

转盘上单机排序问题的启发式算法*

徐平生[1], 俞文鮆[2]

(1. 华东交通大学 基础课部, 江西 南昌 330013; 2. 华东理工大学 应用数学所, 上海 200237)

摘要: 对于带有转盘的单机排序问题 $T1$⒀给出了一个启发式算法,该算法具有多项式时间 $O(n^2)$,且性能比为 $1+2/n$⒀

关 键 词: 时间表; 加工全长; 启发式算法; 性能比

中图分类号: O 224 **文献标识码**: A

0 引 言

以自动化流水线的某些布局为背景,我们讨论一类重进车间(reentrant shops)的作业问题⒀

设在一个以顺时针运转的转盘上装有一个运输工具 M_0,转盘周围依次有一个入口(储料点)及 m 台机器 $M_1, M_2, \cdots, M_m$⒀设在入口有 n 个工件,由 M_0 运至 M_1 加工,运转时间为 t_0⒀加工完成后再由 M_0 运至 M_2 加工,运转时间为 $t_1, \cdots$,这样依次在 $M_2, \cdots, M_m$ 上加工完成后最终由 M_0 运回入口,运转时间为 t_m,工件 j 在 M_i 上的工时是已知的,又设 M_0 每次至多运送一个工件,$M_i (i=1,2,\cdots,m)$ 在同一时间只能加工一个工件,M_i 处允许工件无限制缓冲存放⒀问题是如何合理安排工件的加工顺序和转盘的运转,使加工全长(即最后一个完工工件的完工时间)达到最小⒀我们把这一时间表问题简记为 T_m⒀

文献[1]已证明问题 $T1$ 是强 NP 困难的⒀也就是说即使加工机器数为 1,转盘上的流水作业问题也是强 NP 困难的⒀从而进一步的研究课题应该是寻找具有良好性能的近似算法⒀

本文只讨论问题 $T1$,我们根据对问题 $T1$ 的分析,指出以下(1)~(3):

1) 对于每个工件 j 依次均有三个 操作,分别是工件 j 由 M_0 从入口运至 M_1 处,在 M_1 上加工、完工后运回至入口,分别记为 $O_1(j)$、$O_2(j)$、$O_3(j)$,其中在 M_0 上操作二次⒀

2) 相邻的 $O_1(i)$ 和 $O_1(j)$ 之间有一个转移时间;同样地 $O_3(i)$ 和 $O_3(j)$ 之间也有一个转移时间⒀

3) 任何 $O_1(j)$ 的"加工"时间均相同,设为 t_0;任何 $O_3(j)$ 的"加工"时间均相同,设为 t_1;同时,每个 $O_2(j)$ 的加工时间设为 $p_j (j=1,2,\cdots,n)$⒀

本文给出了问题 $T1$ 的一个启发式算法,该算法具有多项式时间复杂度,且最坏情形的性

收稿日期: 1998-05-29; **修订日期**: 1998-11-18

基金项目: 国家自然科学基金资助项目

作者简介: 徐平生(1964-),男,江西波阳人,华东交通大学基础课部讲师⒀

能比为 $1+\frac{2}{n}$⒀

1　$T1$ 的时间表及其性质

这一节我们先对问题 $T1$ 的时间表进行描述,然后给出时间表的一些性质⒀我们记:

$$T = t_0 + t_1,$$

$$A = \{j \mid p_j \geqslant T, j = 1, 2, \cdots, n\}, B = \{j \mid p_j < T, j = 1, 2, \cdots, n\}⒀$$

$S_i(j)$、$C_i(j)$ 分别表示操作 $O_i(j)$($i=1, 2, 3$;　$j=1, 2, \cdots, n$) 的开工时间及完工时间,如下关系成立

$$C_1(j) = S_1(j) + t_0, C_2(j) = S_2(j) + p_j, C_3(j) = S_3(j) + t_1 \qquad (1)$$

设 S 为问题 $T1$ 的一个可行的时间表,它由工件的加工顺序和转盘的运转两部分构成⒀

关于工件的加工顺序,因为操作 $O_1(j)$(或 $O_3(j)$) 的"加工"时间为常数,显然我们可以要求操作 $O_1(j)$(或 $O_3(j)$) 的顺序与工件在 M_1 上的加工顺序是一致的⒀这不影响对应时间表的加工全长,所以可设工件顺序 $\sigma=(\sigma(1), \sigma(2), \cdots, \sigma(n))$,简称工件序⒀

关于转盘 M_0 的运转,为叙述方便,我们记 M_0 完成操作 $O_3(\sigma(j-1))$ 到达 M_1 处的最早时间为 $E_{\sigma(j)}$,有

$$E_{\sigma(j)} = \begin{cases} t_0 & j = 1 \\ S_3(\sigma(j-1)) + T & j \neq 1 \end{cases}$$

我们给出 M_0 对工件 $\sigma(j)$ 的如下 3 种基本运转方式:

1) M_0 不需等待,即当 $C_2(\sigma(j)) \leqslant E_{\sigma(j)}$ 时,M_0 不需要等待(见图 1(a)),记为 $M_0(1)$;此时有,$S_3(\sigma(j)) = E_{\sigma(j)}$;

2) M_0 有等待,即当 $C_2(\sigma(j)) > E_{\sigma(j)}$ 时,M_0 等待工件 $\sigma(j)$ 在 M_1 上完工后将其运回入口(见图 1(b)),记为 $M_0(2)$;此时有,$S_3(\sigma(j)) = C_2(\sigma(j))$;

3) M_0 不等待,即当 $C_2(\sigma(j)) > E_{\sigma(j)}$ 时,M_0 继续做其他工件的第 1 操作 k 次,使得 $\min\{k \mid kT + E_{\sigma(j)} \geqslant C_2(\sigma(j))\}$,再将工件 $\sigma(j)$ 运回入口(见图 1(c)),记为 $M_0(3)$;此时有,$S_3(\sigma(j)) = kT + E_{\sigma(j)}$⒀

这里需要补充说明的是,对 $M_0(2)$,如果等待时间不小于 T 且在入口处尚有未加工工件,则应将 M_0 转至入口将未加工工件送至 M_1 处待加工,直到等待时间小于 T⒀

当然,在给定工件序 σ 的条件下,我们可以用 $S_i(j)$($i=1,2,3$;$j=1,2,\cdots,n$) 来描述 $T1$ 的时间表,对于一个可行的时间表 S,应满足条件:

$$S_1(\sigma(1)) \geqslant 0, S_1(\sigma(j)) \geqslant S_1(\sigma(j-1)) + T \quad (j = 2, \cdots, n) \qquad (2)$$

$$S_2(\sigma(1)) \geqslant t_0, S_2(\sigma(j)) \geqslant \max[C_1(\sigma(j)), C_2(\sigma(j-1))] \qquad (3)$$

$$(j = 2, \cdots, n)$$

$$S_3(\sigma(j)) \geqslant \max[C_2(\sigma(j)), E_{\sigma(j)}] \ (j = 2, \cdots, n) \qquad (4)$$

另外,相邻 $O_1(i)$ 的和 $O_3(j)$ 的开工时间还应满足下面的关系:

a. 若 $O_1(i) \leqslant O_3(j)$,则有 $S_3(j) \geqslant S_1(i) + t_0$;

b. 若 $O_3(j) \leqslant O_1(i)$,则有 $S_1(i) \geqslant S_3(j) + t_1$⒀

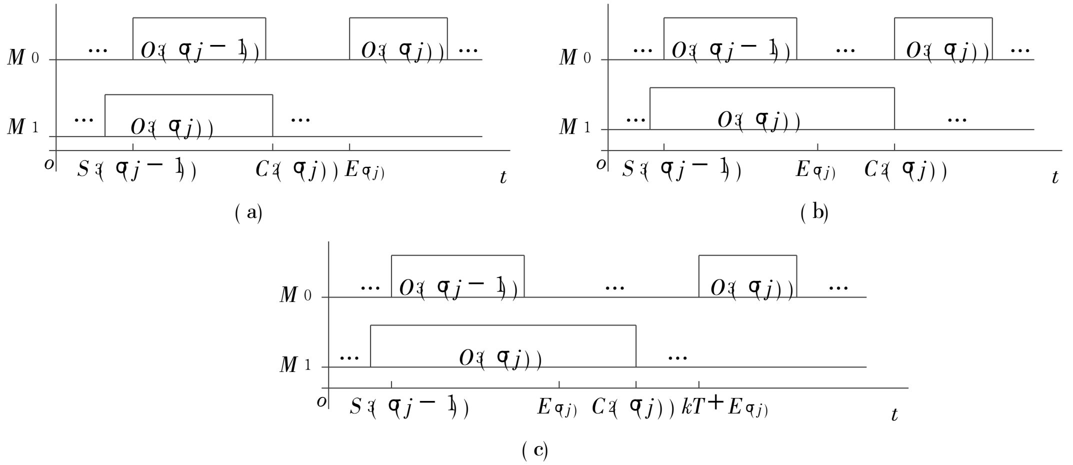

图1 M_0的3种基本运转方式

其中 $x \leqslant y$，表示 x 为 y 的紧前工序。

下面给出问题 $T1$ 的一些性质：

定理1 对于问题 $T1$，若 $|A| \geqslant 1$，则存在最优时间表 S^*，使 $\sigma^*(1) \in A$。

证明 假设 $\sigma(1) \notin A$，我们不妨设 $\sigma(k) \in A\ (1 < k \leqslant n)$，而 $\sigma(i) \in B\ (i < k)$，因为 $p_{\sigma(i)} < T\ (i < k)$，$p_{\sigma(k)} \geqslant T$，所以将 $\sigma(k)$ 前移至 $\sigma(1)$，既不会破坏 S 的可行性，也不会增加其加工全长，故有 $\sigma^*(1) \in A$。证毕

定理2 对于问题 $T1$ 的给定的工件序 σ，只需考虑转盘 M_0 的三种基本运转方式。

证明 我们不妨设 $\sigma = (1, 2, \cdots, n)$，记 $\delta = S_3(i) - E_i$，分情况讨论如下：

1) 若 $C_2(i) \leqslant E_i$，则只要将操作 $O_3(i)$ 左移 δ 个单位；显然这样的移动既不会破坏 S 的可行性，也不会增加其加工全长（见图2(a)），这时即表明 M_0 对工件 i 采用 $M_0(1)$ 方式；

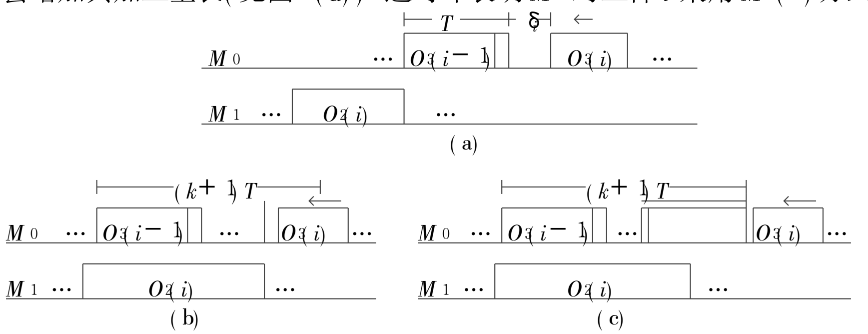

图2 左移$O_3(i)$的甘特图

2) 若 $\begin{cases} C_2(i) > E_i + (k-1)T \\ C_2(i) \leqslant E_i + kT \end{cases} \quad (k \geqslant 1)$

则当 $\delta < kT$ 时，只要将操作 $O_3(i)$ 左移 $(S_3(i) - C_2(i))$ 个单位（见图2(b)）；当 $\delta \geqslant kT$ 时，只要将操作 $O_3(i)$ 左移 $(\delta - kT)$ 个单位（见图2(c)）。显然，这样的移动既不破坏 S 的可行性，也不会增加其加工全长，这时即表明 M_0 对工件 i 采用 $M_0(2)$ 或 $M_0(3)$ 方式。

于是，对于给定的工件序 σ 只需考虑 M_0 的三种基本运转方式。 证毕

定理3 对于问题 $T1$ 的给定工件序 σ 若存在某个工件 $\sigma(k)$ 在 M_1 上完工前等待 M_1 处

加工的工件数等于 $n-k$,则对工件 $\sigma(i)\,(i\geqslant k)\,M_0$ 不需考虑采用 $M_0(3)$ 方式⒀

证明　对 $\sigma(i)\,(i\geqslant k)$,根据条件易得,

$$S_2(\sigma(i+1))=C_2(\sigma(i))$$

即保证 $\sigma(k)$ 后的工件在 M_1 上连续加工,这时只需取 $S_3(\sigma(i))=\max[E_{\sigma(i)},C_2(\sigma(i))]$,表明对 $\sigma(i)\,(i\geqslant k)$ 不需考虑采用 $M_0(3)$ 方式⒀　　　证毕

定理 4　对于问题 $T1$ 的任一可行时间表 S,有

$$C_{\max}[S]\geqslant T+\sum_{j=1}^{n}p_j$$

其中 $C_{\max}[S]$表示对应于 S 的加工全长⒀

证明　设工件序为 σ则有 $S_2(\sigma(1))\geqslant t_0$,从而有,

$$C_2(\sigma(n))\geqslant S_2(\sigma(1))+\sum_{j=1}^{n}p_j\geqslant t_0+\sum_{j=1}^{n}p_j$$

于是,$C_{\max}[S]=C_3(\sigma(n))=S_3(\sigma(n))+t_1\geqslant C_2(\sigma(n))+t_1$

即,$C_{\max}[S]\geqslant T+\sum_{j=1}^{n}p_j$⒀　　　证毕

定理 5　对于问题 $T1$ 的任一可行时间表 S,有

$$C_{\max}[S]\geqslant nT+\max_{1\leqslant j\leqslant n}\{p_j\}$$

证明　设工件序为 σ记 $p_{\sigma(k)}=\max\limits_{1\leqslant j\leqslant n}\{p_j\}$,由式(2)可得,

$$S_1(\sigma(k))\geqslant(k-1)T$$

由式(3)可得,$S_2(\sigma(k))\geqslant C_1(\sigma(k))\geqslant t_0+(k-1)T$

而,$C_2(\sigma(k))=S_2(\sigma(k))+p_{\sigma(k)}\geqslant t_0+(k-1)T+p_{\sigma(k)}$

又由式(4)可得,$S_3(\sigma(k))\geqslant C_2(\sigma(k))\geqslant t_0+(k-1)T+p_{\sigma(k)}$

从而,$C_3(\sigma(k))=S_3(\sigma(k))+t_1\geqslant kT+p_{\sigma(k)}$

由于工件 $\sigma(k)$ 后有$(n-k)$个工件至少需时$(n-k)T$,于是

$$C_{\max}[S]=C_3(\sigma(n))\geqslant C_3(\sigma(k))+(n-k)T\geqslant nT+p_{\sigma(k)}$$

即,$C_{\max}[S]\geqslant nT+\max\limits_{1\leqslant j\leqslant n}\{p_j\}$,证毕

由定理 4、定理 5 可得问题 $T1$ 的一个下界为:

$$LB=\max\left(T+\sum_{j=1}^{n}p_j,\ nT+\max_{1\leqslant j\leqslant n}\{p_j\}\right)\tag{5}$$

3　$T1$ 的一个可解情形

下面的定理 6 给出了问题 $T1$ 的一个可解情形⒀

定理 6　若$\sum\limits_{j=1}^{n}P_j\geqslant(n+\lceil p_{\max}/T\rceil)T$,则存在寻找最优时间表 S^* 的 $O(n^2)$ 算法,且有

$$C_{\max}[S^*]=T+\sum_{j=1}^{n}p_j$$

这里,$p_{\max}=\max\limits_{1\leqslant j\leqslant n}\{p_j\}$,$\lceil X\rceil$表示向上取整⒀

证明 根据所给条件,立即可得 $|A|\geq 2$,我们记 $\alpha=|A|$,不妨设

$$p_1 \geq p_2 \geq \cdots \geq p_\alpha \geq T > p_{\alpha+1} \geq \cdots \geq p_n, p_{\max}=p_1,$$

下面先构造一个工件序 σ。

对 $i=1,2,\cdots,\alpha-1$,依次从 B 中按 p_j 自大到小找 $B_i \subset B$,使

$$\max\{|B_j| \mid \sum_{j=1}^{i}[p_j+p(B_j)] \geq (i+\beta_i)T\} \quad (6)$$

其中,$p(B_i)=\sum_{j\in B_i} p_j$, $\beta_i=\sum_{j=1}^{i}|B_j|$,$B_i$ 可以是空集。

若令 $B_\alpha = B\setminus\bigcup_{i=1}^{\alpha-1}B_i$,则 B_α 一定为空集,我们用反证法证之。

假设 B_α 非空,由式(6)可得

$$\sum_{j=1}^{\alpha-1}[p_j+p(B_j)] \geq (\alpha-1+\beta_{\alpha-1})T$$

但 $\sum_{j=1}^{\alpha-1}[p_j+p(B_j)]+p(B_\alpha) < (\alpha-1+\beta_{\alpha-1})T+|B_\alpha|T$ 于是 $\sum_{j=1}^{\alpha}[p_j+p(B_j)]=\sum_{j=1}^{\alpha-1}[p_j+p(B_j)]+p(B_\alpha)+p_\alpha<(n-1)T+p_\alpha$

由 $p_\alpha \leq p_{\max}$,可得

$$\sum_{j=1}^{n}p_j < (n-1+[p_{\max}/T])T$$

上式与定理所给条件矛盾,所以 $B_\alpha=\Phi$。

不妨设 $B_{k-1}\neq\Phi$, $\bigcup_{i=k}^{\alpha}B_i=\Phi(1\leq k\leq\alpha)$,取 $\sigma=(1,B_1,2,B_2,\cdots,B_{k-1},k,\cdots,\alpha)$

对于 $i<k+|B|$.

当 $1\leq q<k-1$ 时,$(q+1)\in A$,由式(6)可得

$$\sum_{j=1}^{q}[p_j+p(B_j)] < (q+\beta_q)T+T$$

由于 $p_{q+1}\leq p_1$,因此由上式可得

$$\sum_{j=1}^{q}[p_j+p(B_j)]+p_{q+1} < (q+\beta_q+1)T+[p_1/T]T$$

即

$$\sum_{j=1}^{q'}p_{\sigma(j)} < (q'+[p_1/T])T \quad (q'=q+\beta_q+1) \quad (7)$$

当 $\sigma(i)\in B_{q+1}$ 时,由 $p_{\sigma(i)}<T$ 及式(7)可得

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)} < (i+[p_1/T])T \quad (8)$$

由式(7)、(8)可得

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)} < (i+[p_1/T])T \quad (i<k+|B_1|) \quad (9)$$

根据定理的条件及式(9),存在 $l(k\leq l\leq\alpha)$,使

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)} < (i+[p_1/T])T \quad (i<\sigma^{-1}(l)) \quad (10)$$

但

$$\sum_{j=1}^{i} p_{\sigma(j)} \geqslant (i + [p_1/T]) T \quad (i \geqslant \sigma^{-1}(l)) \tag{11}$$

其中,$\sigma^{-1}(l)$ 表示工件 l 在 σ中的位置⒀

为此我们构造一个时间表 S^* 如下

1) $\sigma = (1, B_1, 2, \cdots, B_{k-1}, k, \cdots, l, \cdots, \alpha)$;

2) $S_1(\sigma(i)) = \begin{cases} (i-1)T, & i \leqslant \sigma^{-1}(l) \\ S_3(\sigma(i-2)) + t_1⒀ & i > \sigma^{-1}(l) \end{cases}$

$S_2(\sigma(i)) = t_0 + \sum_{j=1}^{i-1} p_{\sigma(j)} \quad (1 \leqslant i \leqslant n)$

$S_3(\sigma(i)) = \begin{cases} t_0 + (i + [p_1/T])T, & i < \sigma^{-1}(l) \\ t_0 + \sum_{j=1}^{i} p_{\sigma(j)}, & i \geqslant \sigma^{-1}(l) \end{cases}$

我们需验证 S^* 的可行性⒀由式(6) 可得

$$\sum_{j=1}^{i} p_{\sigma(j)} \geqslant iT \quad (1 \leqslant i \leqslant n) \tag{12}$$

利用式(10) ~(12) 和式(1),易验证 $S_i(\sigma(j))$ 满足式(2) ~(4) 及相邻的 $O_1(i)$ 和 $O_3(j)$ 应满足的条件⒀

最后,我们有

$$C_3(\sigma(n)) = S_3(\sigma(n)) + t_1 = T + \sum_{j=1}^{n} p_j$$

即

$$C_{\max}[S^*] = T + \sum_{j=1}^{n} p_j$$

所以,由定理 4 知,S^* 为最优时间表;而关于算法复杂度的结论是显然的⒀证毕⒀

4　算法及性能比分析

根据问题 $T1$ 的一些性质及上一目给出的一个可解情形中最优时间表的构造,从寻找近优解的观点出发,我们希望有尽量多的 B 工件插入 A 工件之间加工,目的是利用前后 A 工件在 M_1 上的加工时间交互完成某些 B 工件的第一、第三操作,为此我们设计了问题 $T1$ 的一个启发式算法,记为 H 算法,下面给出 H 算法:

H 算法

1) 将 p_j 按不增序排列,设为 $p_1 \geqslant p_2 \geqslant \cdots \geqslant p_\alpha \geqslant T > p_{\alpha+1} \geqslant \cdots \geqslant p_n$;

2) 若 $\sum_{j=1}^{n} p_j \geqslant (n + [p_1/T])T$,则由定理 6 可得最优时间表;否则,转下一步;

3) 对 $i = 1, 2, \cdots, \alpha - 1$,依次从 B 中按 p_j 自大到小找 $B_i \subseteq B$,使式(6) 成立;

4) 若 $\bigcup_{i=1}^{\alpha-1} B_i = B$,则令 $B_\alpha = ●$否则,令 $B_\alpha = B \setminus \bigcup_{i=1}^{\alpha-1} B_i$;

5) 构造时间表 S_H

a. 工件序 $\sigma_H = (1, B_1, 2, B_2, \cdots, \alpha, B_\alpha)$⒀其中 $B_i (i = 1, 2, \cdots, \alpha)$ 内工件序任意;

b. 转盘 M_0 的运转方式，对 $j=1,2,\cdots,n$

若 $C_2(\sigma(j))\leqslant E_{\sigma(j)}$，则对工件 $\sigma(j)$ 采用 $M_0(1)$ 方式；

若 $C_2(\sigma(j))>E_{\sigma(j)}$ 且 $\sigma(j)$ 在 M_1 上完工前等待 M_1 上加工的工件数等于 $(n-j)$ 时，则对 $\sigma(j)$ 采用 $M_0(2)$ 方式；否则，对 $\sigma(j)$ 采用 $M_0(3)$ 方式；

6) 计算加工全长 $C_{\max}[S_H]$⒀

定义 对问题 $T1$ 的任一实例 I，设 $S_H(I)$ 为 H 算法所得时间表，$S^*(I)$ 为最优时间表，则性能比

$$\rho_H=\sup_I\{C_{\max}[S_H(I)]/C_{\max}[S^*(I)]\}$$

下面的定理表明，H 算法具有多项式时间且最坏情形性能比不大于 $1+2/n$⒀

定理 7 H 算法的计算复杂度为 $O(n^2)$，$\rho_H\leqslant 1+2/n$⒀

证明 关于算法复杂度的结论是显然的⒀下面分情况讨论算法的性能比⒀

1) 若 $|B_\alpha|>0$，即 B_α 非空，我们构造时间表 S'_H 如下

$$\sigma'_H=\sigma_H,$$

$$S_1(\sigma(i))=(i-1)T\quad(1\leqslant i\leqslant n),$$

$$S_2(\sigma(i))=\begin{cases}t_0+\sum_{j=1}^{i-1}p_{\sigma(j)}, & 1\leqslant i\leqslant\alpha+\beta_{\alpha-1}\\ t_0+(i+[p_1/T]-1)T, & \alpha+\beta_{\alpha-1}<i\leqslant n\end{cases}$$

$$S_3(\sigma(i))=(i+[p_1/T])T+t_0,\quad(1\leqslant i\leqslant n)⒀$$

下面验证 S'_H 的可行性，式(2)显然成立，由式(6)可得

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)}\geqslant iT\quad(1\leqslant i\leqslant\alpha+\beta_{\alpha-1})\tag{13}$$

另一方面，同定理 6 证明，有

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)}<(i+[p_1/T])T,\quad(1\leqslant i\leqslant\alpha+\beta_{\alpha-1})\tag{14}$$

当 $i>\alpha+\beta_{\alpha-1}$ 时，由于 $p_{\sigma(i)}<T$，所以有

$$\sum_{j=1}^{i}p_{\sigma(j)}<(i+[p_1/T])T\quad(1\leqslant i\leqslant n)\tag{15}$$

由式(13)、(15)可得，

$$S_2(\sigma(i))\geqslant\max[C_1(\sigma(i)),C_2(\sigma(i-1))],$$

$$S_3(\sigma(i))\geqslant\max[C_2(\sigma(i)),E_{\sigma(i)}]⒀$$

所以 S'_H 为可行时间表，且

$$C_{\max}[S'_H]=S_3(\sigma(n))+t_1=(n+1+[p_1/T])T$$

从 S'_H 的构造可知，S'_H 将 S_H 的某些操作向右做了移动，显然有

$$C_{\max}[S_H]\leqslant C_{\max}[S'_H]$$

于是，$\dfrac{C_{\max}[S_H]}{C_{\max}[S^*]}\leqslant\dfrac{(n+1+[p_1/T])T}{LB}\leqslant\dfrac{nT+p_1}{LB}+\dfrac{2T}{LB}<1+\dfrac{2}{n}$⒀

2) 若 $|B_\alpha|=0$，即 B_α 为空集，我们构造时间表 S'_H 如下

$$\sigma'_H=\sigma_H$$

$$S_1(\sigma(i)) = (i-1)T \quad (1 \leqslant i \leqslant n)$$

$$S_2(\sigma(i)) = t_0 + \sum_{j=1}^{i-1} p_{\sigma(j)}, \quad (1 \leqslant i \leqslant n)$$

$$S_3(\sigma(i)) = (i + [p_1/T])T + t_0. \quad (1 \leqslant i \leqslant n)$$

注意到,$\sum_{j=1}^{n} p_j < (n + [p_1/T])T$,完全类似于(1) 中的证明,有

$$\frac{C_{\max}[S_H]}{C_{\max}[S^*]} \leqslant 1 + \frac{2}{n}.$$

综合(1)、(2) 可得,$\rho \leqslant 1 + 2/n$,证毕.

从定理 7 的证明中,我们还可得到

$$C_{\max}[S_H] - LB \leqslant 2T.$$

[参 考 文 献]

[1] 徐平生,俞文 . 转盘上流水作业问题[J]. 华东交通大学学报,1997,14(2):69~75

[2] C H Papadimitrion 主编. 组合最优化:算法和复杂性[M],刘振宏等译. 北京:清华大学出版社,1988

[3] 陈荣秋编著. 排序理论与方法[M]. 武汉:华中理工大学出版社,1987,132~138

An Heuristic Algorithm for One-machine Scheduling Problem with a Transportation Turntable

XU Ping-sheng　YU Wen-ci

(1. Dept. of Basic Courses, East china Jiaotong University, Nanchang 330013, China; 2. Institute of Applied Mathematics, East China Univerisity of Science and Technology, Shanghai 200237, China)

Abstract: An heuristic algorithm for the problem of one-machine with a transportation turntable is presented in this paper.

Key words: scheduling; makespan; heuristic; performance ratio