DOI: 10.3901/JME.2013.12.183

具有后成组约束的两阶段柔性流水作业计划 制订的启发式算法*

黎展滔 陈庆新 毛宁

(广东工业大学广东省计算机集成制造系统重点实验室 广州 510006)

摘要: 提出一类考虑后成组约束的、工件批量到达的两阶段柔性流水车间调度问题, 并且在每阶段都是由非同等并行机构成, 在对后成组约束进行定义和数学描述的基础上, 进一步建立两阶段柔性流水车间调度问题的优化模型。通过对该类调度问题的分析, 得到一条调度优势准则(定理 1), 并且根据定理 1, 设计一种基于组合调度规则的启发式算法以及该类调度问题的算例生成方法。为验证算法和比较评估调度规则的性能, 对算例采用基于文献所提出的 12 种组合调度规则和启发式算法进行仿真调度, 对调度结果的分析表明, 算法的有效性和启发式算法调度规则在求解所提出的两阶段柔性流水调度问题的优越性能。

关键词: 启发式算法 柔性流水车间 后成组约束

中图分类号: F406

Heuristic Algorithm for Two-stage Flexible Flow Shop Scheduling with Tail Group Constraint

LI Zhantao CHEN Qingxin MAO Ning

(Key Laboratory of Computer Integrated Manufacturing System of Guangdong Province,
Guangdong University of Technology, Guangzhou 510006)

Abstract: Two-stage flexible flow shop scheduling problem with task tail group constraint and releasing in batch is proposed, where the two stages are made up of unrelated machines. Based on defining two-stage flexible flow shop with tail group constraint and giving its mathematical description systematically, the optimization model of the two-stage flexible flow shop scheduling is put forward. Through analyzing of this kind of problem, a rule of advantage scheduling (theorem 1) is proved. According to theorem 1, a new heuristic method based on combinatorial dispatching rule, is designed. In order to validate the method and compare and evaluate the new heuristic, a simulation method is presented, and then twelve dispatching rules based on the literatures and heuristic are adopted in the scheduling simulation. Simulation results indicate that the heuristic method is effective and heuristic outperforms the other twelve dispatching rules with respect to the two-stage flexible flow shop scheduling problem proposed.

Key words: Heuristic Flexible flow shop Tail group constraint

0 前言

柔性流水车间(Flexible flow shop, FFS)调度问题在离散制造行业中普遍存在, 对其进行研究具有重要理论意义和工程实用价值, 因此吸引着越来越多的人对其进行研究。经典的柔性流水车间问题可

描述如下: 有 s 类处理机, 第 j 类有 s_j 个同等并行机, 每个作业有 s 道工序, 每道工序需要在每类同等并行机中的一个处理机上加工, 且每个作业的加工顺序相同。对于经典的柔性流水车间调度问题已经有许多的研究成果了^[1-5]。然而, 经典的柔性流水车间调度问题对实际调度问题做了较大的简化, 例如, 所有零件在零时刻到达; 机器都是同等并行机, 并且调度的性能指标一般为最大完工时间最少。在实际生产环境中调度环境要复杂多, 出于理论研究

* 国家自然科学基金(51175094)、广东省部产学研结合(2010A090200054)和广东省教育部产学研结合示范基地(2010B091101007)资助项目。
20120609 收到初稿, 20121208 收到修改稿

和工程实际的需要,研究者提出了各种 FFS 调度问题模型并研究了其相应的算法,如考虑工件带到达时间^[6-8]、考虑工件加工时间不确定^[9-10]、考虑机器为非同等并行机^[11-12]等 FFS 调度问题。然而,目前针对带成组约束的 FFS 调度问题的研究成果并不多,其中文献[13]考虑两阶段的柔性流水车间调度问题,其中工件在第一阶段具有成组约束;文献[14]考虑了混杂的二阶段流水作业问题,其中第一阶段由 m 台并行机组成,第二阶段由一台批处理机组成,并以最少化最大完工时间为研究目标;文献[15]以模具电极加工作为研究背景,考虑了具有数控加工(Computer numerical control, CNC)和电火花(Electrical discharge machining, EDM)两道工序且后工序带有成组特征的柔性流水车间调度问题进行了研究,以最少化电极总拖期量为目标,提出了一种启发式算法;文献[16]考虑了带成组的 FFS 调度问题,以最少化总的完工时间和为目标,通过试验设计比较分析了三种启发式算法(LN-PT-S、LN-PT-M、PT-LN-S)的性能。事实上,带成组约束的柔性流水车间调度问题普遍存在于离散制造行业,例如工件的热处理、模具行业中的电火花等,本文根据出现成组约束的位置不同把该类问题分为三种子类问题:前成组约束、后成组约束和中成组约束柔性流水车间。

为此,本文提出一类考虑工件带到达时间具有后成组约束,并且每阶段都是由非同等并行机构成的两阶段柔性流水车间调度问题。本文研究的车间调度问题与上面所提到的关于成组约束的柔性流水车间调度问题不同点在于:文献[13]考虑的是前成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题,而本文考虑的是后成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题;文献[16]考虑的是每阶段都是同等并行机,文献[15]考虑的是两阶段机器都是同等并行机,文献[14]考虑的是第一阶段是同等并行机,第二阶段是一台批处理机,而本文考虑的是两阶段都是非同等并行机;文献[14、16]假设所有工件在零时刻到达车间,而本文考虑的是工件分批到达车间;文献[16]考虑的是每阶段工件的加工都具有成组约束,而本文考虑的是工件只在第二阶段的加工需要成组约束。

通过上面分析,可知本文研究的带后成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题是对现有相关领域的调度问题的一种扩展,如果用现有的一些算法求解本文的问题,求解效果可能不太好甚至有些算法还不适用于求解该类问题。为此,本文的主要工作

是提出一类考虑工件带到达时间而且具有后成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题,给出了基于规则的启发式调度算法,并通过大量算例仿真运行对算法进行了验证和分析。

“后成组约束的两阶段柔性流水车间调度”的概念在本文中提出,下面先给出其定义。

定义 1 后成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题可描述如下:给定一个任务集 $O=\{O_1, O_2, \dots, O_i, O_n\}$ 及其每个任务包括的工件组 $J_i=\{J_{1,i}, J_{2,i}, \dots, J_{m,i}\}$ 和两个加工单元 E_1, E_2 , 其中每个加工单元都是由若干台非同等并行机构成 $M_{v,1}, M_{v,2}$, 每个任务 O_i 都要先后经过这两个加工单元中任一台机器加工,每个工件组 J_i 在经过第二个加工单元时需要成组加工,即同一工件组下的工件不能分在第二个加工单元的不同机器上加工,要确定所有工件在各机器上的加工开始时间和加工完成时间,使得某个性能指标达到最优。为了便于下面对该问题的描述,用字符“FF2_{GT2}”表示带后成组约束的两阶段柔性流水车间调度问题,其中“FF2”表示两阶段柔性流水车间,“GT2”表示成组约束出现在第二阶段。

1 数学模型

1.1 问题描述

本文研究的是任务具有到达时间的两阶段柔性流水车间调度问题,其中任务在第二阶段的加具有成组约束并且每阶段都是由非同等并行机构成。假设有 A、B 两类工件,其中 A 类工件有 n 个, B 类工件有 q 个; A 类工件成批等间隔到达车间, A 类工件 A_i 在每个加工单元的到达时间为 R_{id} , B 类工件在零时刻可以加工,每个 B 类工件用 B_j 表示; A 类工件要经过两道工序的加工, B 类工件只需要经过第二道工序的加工,其中在加工第二道工序的时候 A 类工件具有成组约束并且需要与 B 类工件协同加工,即在加工第二道工序时每个 B 类工件需要与其对应的若干个 A 类工件协同加工;并且 A 类工件在加工第二道工序过程中具有串行加工的特点,即在第二道工序加工过程中同时只能有一个 A 类工件与其对应的 B 类工件协同加工;第一道工序需要在加工单元 E_1 上加工,第二道工序需要在加工单元 E_2 上加工,其中加工单元 E_1 和 E_2 分别由 m_1 和 m_2 台非同等并行机构成,加工单元间具有无限缓冲的能力;一台机器在同一时间只能加工一个工件;工件在加工过程中遵循不可抢占特性,即若工件在一台机器上加工,必须加工完毕后,才能进入下一道工序的

加工; 如何安排 A 类工件在两个加工单元的加工顺序使得 B 类工件的总误工最少。用 Graham 的三元组来描述这样一类问题: $FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | \sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 。

1.2 数学模型

决策变量如下。

$$Y_{jk2,B} = \begin{cases} 1 & H_{B_j} \text{ 安排在机器 } M_{k2} \text{ 上加工} \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

$$X_{ikd,A} = \begin{cases} 1 & \text{工件 } A_i \text{ 安排在机器 } M_{kd} \text{ 上加工} \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

问题 $FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | \sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 的数学模型如下

$$t_{f,\min} = \sum_{j=1}^q t_{j,D} \quad (1)$$

$$\text{s.t. } t_{j,D} = \max(0, T_{j2,B} - t_j) \quad (2)$$

$$T_{j2,B} = \max(T_{ij2,A}) \quad (3)$$

$$t_{j2,B} = \min(t_{ij2,A}) \quad (4)$$

$$H_{j,B} = \{A_{ij}\} \quad (5)$$

$$t_{i2,r} = T_{ij1,A} \quad (6)$$

$$t_{ij1,A} \geq t_{i1,r} \quad (7)$$

$$t_{ij2,A} \geq t_{ij1,A} + t_{ijk1,p} \quad (8)$$

$$\sum_{k=1}^{m_d} X_{ikd,A} = 1 \quad (9)$$

$$\sum_{k=1}^{m_2} Y_{jk2,B} = 1 \quad (10)$$

式中 $t_{j,D}$ ——工件 B_j 的误工时间, $j=1,2, \dots, q$

m_d ——加工单元 d 的机器数量, $d=1,2$

M_{kd} ——加工单元 d 中第 k 台机器

$t_{id,r}$ ——第 i 个 A 类工件在第 d 个加工单元的到达时间

$T_{j2,B}$ ——B 类工件 B_j 在第二道序的完工时间

$t_{j2,B}$ ——B 类工件 B_j 在第二道序的开始加工时间

A_{ij} ——B 类工件 B_j 在第二道序加工时需要 A 类工件协同加工的第 i 个工件

$t_{ijkd,p}$ ——工件 A_{ij} 在加工单元 d 第 k 台机器上的加工时间

$T_{ijd,A}$ ——需要与 B_j 工件协同加工的第 i 个 A 类工件在加工单元 d 上加工的完成时间

t_j ——B 类工件 B_j 的交货期

$t_{jd,A}$ ——需要与 B_j 工件协同加工的第 i 个 A 类工件在加工单元 d 上加工的开始加工时间

$H_{j,B}$ ——B 类工件 B_j 在第二道工序需要 A 类工件协同加工的工件集

$h_{j,B}$ —— $H_{j,B}$ 工件集的数量

式(1)表示问题的目标函数, 总拖期量最少; 式(2)表示工件 B_j 的拖期量; 式(3)表示工件 B_j 在第二道工序的完工时间等于需要与 B_j 协同加工的 A 类工件中最后一个工件的完工时间; 式(4)表示 B_j 在第二道工序的开始加工时间等于需要与 B_j 协同加工的 A 类工件中第一个工件在第二道序的开始加工时间; 式(5)表示 A 类工件在第二道序需要成组加工的工件集; 式(6)表示 A 类工件在第二阶段的可开始加工时间等于该工件在第一阶段的完工时间; 式(7)表示 A 类工件在第一阶段的开始加工时间不能早于其到达车间的时间; 式(8)表示 A 类工件必须先加工完第一道序才能加工下一道序; 式(9)表示机器同一时间只能加工一个工件; 式(10)表示每组 A 类工件在第二道序需要成组加工。

1.3 模型理论分析

定理 1: 假设有一调度方案 ζ 不能满足工件在第一阶段总完工时间最少的目标, 设 $\Delta t_{jk2,B} = \sum_{i=1}^{h_{j,B}} \max(0, t_{ij2,A} - T_{(i-1)j2,A})$, 其中 $T_{0j2,A}$ 表示安排在机器 M_{k2} 上前一个 B 类工件的完工时间, 如果 $j=1$, 则 $T_{012,A} = 0$, 则有以下结论。

(1) 如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} = 0$, 其中, q_{k2} 表示在第二阶段第 k 台机器上加工 B 类工件的数量, 对于调度方案 ζ , 则不能通过调整 A 类工件在第一阶段的加工顺序, 而只能调整 B 类工件的加工顺序才能优化目标函数。

(2) 如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} > 0$, 其中, q_{k2} 表示 B 类工件在第二阶段第 k 台机器上加工的工件数量, 对于调度方案 ζ , 则可以通过调整 A 类工件在第一阶段的加工顺序来优化目标函数。如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} > t_{j,D}$, 则有可能通过调整 A 类工件在第一阶段的加工顺序得到问题 $FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | \sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 最优解。

证明: 按照调度方案 ζ , A 类工件与 B 类工件在第二阶段机器 M_{k2} 上的调度情况如图 1 所示, 其

图1 工件在第二阶段机器 M_{k2} 上的调度

□: 同一组内 A 类工件在机器上加工的间断时间 ■: 表示 B 类工件在机器上加工的间断时间

如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} = 0$, 表明调度方案 ζ 使得 A

类工件和 B 类工件在第二阶段的机器上都是连续加工。很明显在这种情况下, 不可能通过移动同组中 A 类工件来缩短 B 类工件的完工时间, 只能通过调度 B 类工件在机器间的加工顺序才有可能缩短 B 类工件的完工时间。所以结论(1)得证。

对于结论(2), 讨论 $\sum_{j=1}^q t_{j,D} > 0$ 情况。如果

$\sum_{j=1}^q t_{j,D} = 0$, 表明所有工件都在交货期前完成加工, 即使可以优化了每个工件的完工期, 但对于本文的研究目标已经没有意义。如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} > 0$, 表

明在第二阶段的机器中至少存在一台机器在加工过程中有空闲等待时间段。如图 1 中以工件 B_{j+1} 被安排到机器 M_{k2} 上加工为例, 如果把 $H_{j,B}$ 的工件集在第二阶段的开始加工时间向左移动, 即提前 $H_{(j+1),B}$ 的工件集在第一阶段的完成时间, 使得工件在第二阶段能够连续加工, 减小机器的空闲等待时间

$\Delta t_{(j+1)k2,B}$, 则 B_{j+1} 的完工时间减小, 从而使 $\sum_{j=1}^q t_{j,B}$ 减小。很明显, 只要 $H_{(j+1),B}$ 的工件集满足

$$T_{(i-1)(j+1)2,A} \leq T_{i(j+1),A} \leq C_{(i-1)(j+1)2,A} + \Delta t_{i(j+1)k2,A}$$

必然使得 $t_{(j+1),B}$ 减少, 其中 $\Delta t_{i(j+1)k2,A}$ 表示 $H_{(j+1),B}$ 工件集中 A 类工件 i 与其前一个工件在机器 M_{k2} 上的空闲时间, 并且 $\sum_{i=1}^{h_{(j+1),B}} \Delta t_{i(j+1)k2,A} = \Delta t_{(j+1)k2,B}$ 。

又因为调度方案 ζ 不能最小化工件在第一阶段的总完工时间, 所以对于工件在第一阶段的加工, 必然能找到一个调度方案 α 使得工件在第一阶段的总完工时间小于调度方案 ζ , 即 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B}$ 变小,

中 H_{iB_j} 表示工件集 $H_{j,B}$ 中第 i 个 A 类工件。

□ 同一组内 A 类工件在机器上加工的间断时间

■ B 类工件在机器上加工的间断时间

目标函数得到了优化。如果 $\sum_{k=1}^{m_2} \sum_{j=1}^{q_{k2}} \Delta t_{jk2,B} > \sum_{j=1}^q t_{j,D}$,

则有可能通过调整 A 类工件在第一阶段的加工顺序使得所有工件不拖期, 从而得到

FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 问题的最优解。结论(2)得证, 定理 1 证毕。

2 启发式算法

针对经典 FFS 问题, 文献[17]已经证明该问题是 NP(Non-deterministic Polynomial)难的, 根据复杂理论, FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 问题也是 NP 难的。

对于 NP 难问题来说, 基于规则的启发式算法仍然是目前最广泛应用的有效调度算法。在过去 40 余年中, 所提出的优先调度规则已有上百种, 其中, 1977 年 PANWALKER 等归纳了 8 个基本的原则: 优先选择加工时间最短(Shortest processing time, SPT)的工件、优先选择加工时间最长(Longest processing time, LPT)的工件、先来先服务(First come first served, FCFS)原则、优先选择余下加工时间最长(Most work remaining, MWKR)的工件、优先选择立即可以被加工(First available, FA)的工件、优先选择余下加工时间最短(Least work remaining, LWKR)的工件、优先选择余下工序数最多(Most operation remaining, MOPNR)的工件、随机地挑选一个工件^[18]。往后提出的许多启发式算法都是基于 PANWALKER 归纳的 8 个基本原则的一种扩展, GUPTA^[19]针对具有两阶段并且在第二阶段只有一台机器的 FF2 调度问题提出一种基于 LPT 算法的启发式算法; SHAUKAT 等^[20]针对每阶段都有平行机的 FFS 调度问题提出一种启发式算法, 并且把该方法与 CDS(Campbell-Dudek-Simth)算法、PAM(Palmer)算法和 NEH(Nawaz-Ensore-Ham)算法进行比较来说明该算法的有效性; 文献[21]考虑了工件带到达

时间的 FF2 调度问题, 提出了一种启发式算法, 并对该算法进行最坏情况分析。然而, 由于调度规则的性能好坏与求解问题的模型及优化目标密切相关的, 所以多数研究者一般是对已有调度规则进行改良, 然后选用改良后的调度规则与自己提出的调度规则, 采用模拟试验的方法, 对具体问题进行仿真求解, 通过对结果的分析来评价调度规则应用于具体调度问题的性能。对于基于交货期或者延期时间优化目标来说, 文献[22]指出目前有效的规则有最早交货期 (Earliest due date, EDD)、SPT、LPT、Johnson、CDS 和 Palmer。文献[23]指出, 由一些简单调度规则按一定方式构成的组合规则有时比简单规则更有效, 性能更佳。基于该文献的启发, 本文提出一种基于 EDD 和 LPT 新的组合规则的启发式算法来求解本文的调度问题, 记为 EL。

下面研究如何构建 EL 算法。把

FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 问题分解为两个子问题:

安排 A 类工件在第一道序的加工顺序(问题 I)和安排 B 类工件和需要成组加工的 A 类工件在第二道序的加工顺序(问题 II)。问题 II 是一个成组调度问题, 文献[16]指出针对成组调度问题的求解分为两步: 第一步根据某个性能指标确定成组间的加工顺序; 第二步再根据该指标确定组内工件的加工顺序。于是, 根据该文献的求解思想, 针对问题 II, 首先根据 EDD 规则对 B 类工件进行排序, 然后依据 ECT 规则把 B 类工件安排到第二道序的机器上, 最后根据每组内 A 类工件在第二阶段的 LPT 规则进行排序。对于问题 I, 根据每个 A 类工件的交货期和 A 类工件在第二阶段的加工顺序, 计算出每个 A 类工件在第二阶段的最晚开始时间(A 类工件在第二阶段的最晚开始时间等于该工件在第一阶段的最晚完工时间), 根据定理 1, 可知尽量使得工件在第二阶段的机器上连续加工可得到更优的目标函数值, 所以按照 A 类工件在第二阶段最晚开始时间递增顺序确定 A 类工件在第一阶段的加工顺序, 然后按照 ECT 规则把 A 类工件安排到第一道序的机器上。于是, 得到求解 FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 问题的启发式算法 EL。

EL 算法步骤如下。

步骤(1): B 类工件按照交货期 t_j 不减排序得到 B 类工件在第二阶段的加工顺序 G_S 。

步骤(2): 针对 G_S 中的每个 B 类工件, 根据式(11), 计算每个工件在第二阶段每台机器上的相对

加工时间 $t'_{jk2,p}$ 。最后根据使工件尽早完工的原则, 安排 G_S 中的工件到第二阶段的机器上。

$$t'_{jk2,p} = \sum_{i=1}^{h_{j,B}} t_{ijk2,p}, j=1,2,\dots,q \quad k=1,2,\dots,m_2 \quad (11)$$

步骤(3): 根据 LPT 规则安排 $H_{j,B}$ 中 A 类工件的加工顺序 L_{B_j} 。 $j = j + 1$ 。

步骤(4): 对 L_{B_j} 中的每个工件, 根据式(12), 计算每个工件在第二阶段的最晚开始加工时间 $t_{Aij,max}^2$, 即工件在第一阶段的最晚完工时间 $T_{Aij,max}^1$ 。

$$T_{Aij,max}^1 = t_{Aij,max}^2 = t_j - \sum_{i=1}^{h_{j,B}} t_{ijk2,p} \quad (12)$$

步骤(5): 判断 j 与 q 是否相等, 如果是, 则转到步骤(6), 否则转到步骤(3)。

步骤(6): 通过上面的步骤得到 A 类工件在第一阶段的最晚完工时间, 然后根据 A 类工件在第一阶段的最晚完工时间不减排序得到 A 类工件在第一阶段的加工顺序 L_A^1 。

步骤(7): 根据使工件尽早完工原则, 安排 L_A^1 的工件到第一阶段的机器上。

3 算例仿真及结果分析

3.1 算例设计

由于在现有的文献中难于找到针对本类调度问题的测试数据集, 所以本文拟采用文献[16]中, RASARATNAM 给出的调度规则评估模拟算例的生成方法产生本文的测试数据集。在该方法中, RASARATNAM 取用了分割试验法的思想设计了仿真试验。通过查阅大量相关的文献, 并且结合本文研究的问题, 总结出影响算法性能的影响因子如下: 工件到达时间、交货期、成组数量、组内工件数量、工件加工时间和机器数量。每个因子的设置, 如表 1 所示。工件等间隔成批到达, 每批的到达间隔 $g=2$; 成组数量 q 分小、中、大规模, 对应的数值分别为 10、30、50; 每组包括的工件数量 $h_{j,B}$ 从区间[1,10]的均匀离散分布中产生; 工件在两阶段的加工工时 $t_{ijkd,p}$ 从区间为[2,50]的均匀分布中产生; 每阶段的机器数(m_1, m_2)分别为三组数据: (5,8)、(4,3)、(3,6)。

每组工件的交货期是人为指定, 指定方法通常为总负荷(Total work-content, TWK)方法, 即工件的交货期

$$t_i = t_{i,r} + c \sum_{j=1}^w t_{ij,p} \quad (13)$$

式中, c 称为宽裕度系数, $t_{i,r}$ 为工件到达时间, w 为工序数量, $t_{ij,p}$ 表示工件 i 在第 j 道工序的加工时间。在文献[24]中, 取 $c=4$ 和 $c=8$ 分别代表紧交货期和松交货期。然而, 由于按本算例的产生方法, 工件是成批到达, 并且每阶段的机器都是由非同等并行机构成, 工件批量的大小和安排在不同的机器上加工, 必然影响到工件的完工时间。为此, 将宽裕度系数设置为一个与批量大小相关的变值, $c' = h_{j,B}/k$, 其中 k 为调节交货期松紧程度的一个系数, 称之为交货期系数, $k=2$ 和 $k=4$ 分别代表松交货期和紧交货期的情况; 工件的加工时间取工件的平均加工时间。因此将工件的交货期取为

$$t_j = \min_{i \in H_{j,B}} (t_{i,r}) + \frac{h_{j,B}}{k} \left(\min_{i \in H_{j,B}} \frac{\sum_{k=1}^{m_1} t_{ijk1,p}}{m_1} + \sum_{i=1}^{h_{j,B}} \frac{\sum_{k=1}^{m_2} P_{ijk2,p}}{m_2} \right) \quad (14)$$

$$\begin{cases} k=2 & \text{松交货期情况} \\ k=4 & \text{紧交货期情况} \end{cases}$$

表 1 仿真实例中的影响因子

影响因子	影响因子水平	影响因子水平值
g	1	2
k	2	2 4
q	3	10 30 50
$h_{j,B}$	1	$U[1,10]$
$t_{ijkd,p}$	1	$U[2,50]$
(m_1, m_2)	3	(5,8) (4,3) (3,6)

3.2 对比算法的选取

本文拟选取几种目前有效的启发式规则与本文提出的启发式规则 EL 进行比较分析。在第 2 节中已经提过目前针对交货期或者延期时间为优化目标的 6 种有效调度规则(EDD、SPT、LPT、Johnson、CDS 和 Palmer), 本文基于这 6 种调度规则和文献[16]对于成组调度问题的求解思路, 得到求解

FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 调度问题的 12 种组合启发

式算法(规则 1-规则 2): Palmer-SPT、Palmer-LPT、Palmer-Johnson、CDS-SPT、CDS-LPT、CDS-Johnson、SPT-Palmer、LPT-Palmer、Johnson-Palmer、SPT-CDS、LPT-CDS 和 Johnson-CDS, 其中“规则 1”解决组间调度问题, “规则 2”解决组内工件间调度问题。然而, 这些经典算法都是针对 flow shop 调度问题提出的, 如果要把这些算法用在本文研究的调度问题上, 需要把两个加工单元虚拟为两台机器, 各个工件在这两台虚拟机器上的加工工时分别为 $t'_{ij1,p}$ 和 $t'_{ij2,p}$, 计算公式如式(15)、(16)所示。

$$t'_{ij1,p} = \frac{\sum_{k=1}^{m_1} t_{ijk1,p}}{m_1} \quad (15)$$

$$t'_{ij2,p} = \frac{\sum_{k=1}^{m_2} t_{ijk2,p}}{m_2} \quad (16)$$

3.3 仿真结果及分析

在模拟算例中, 将考虑待调度成组总数为 10、30 和 50 个三种情况, 每组工件的数量按前述方法产生。这些工件将成批投放到车间进行调度。在每一种成组总数的情况下, 仿真试验将考虑两种工件交货期系数($k=2$ 和 $k=4$)和三种机器数量情况下, 以较全面地评估 13 种调度规则对所提出的两阶段柔性流水作业调度问题在各种参数配置下的性能。按这样设计的仿真算例, 所生成的算例包含 18 种情况的参数配置。每一种参数的配置可表示为一个三元组: {成组总数, 交货期系数, 机器数量}。在每一种参数配置下, 进行动态调度直到所有工件调度完毕, 将每轮调度的工件延期时间累加, 即可得到每一种参数配置下仿真调度所对应的总延期时间 $t_{f,\min}$ 。按照 13 种调度规则, 在每一种参数配置下进行 10 次仿真试验取其平均数, 并且记录每次仿真的中央处理器运行时间。以上所有算法采用 Matlab 7.1 仿真软件, 并在中央处理器为 Intel Core2 2.16 GHz, 内存 1 GB 的计算机上进行仿真试验, 总延期时间的试验结果如表 2~4 所示。为了能够更直观地反映和对比各种情况, 把表 2~4 的试验结果转换为如图 2 所示的折线图。

表 2~4 中, 同一列的 13 个值在相同参数配置下, 按照 13 个调度规则进行仿真试验所得的工件总延期时间值, 其中最优值、次优值和第三优值分别标注为“***”、“**”和“*”, 并且把对应于这三个优值的调度规则定义为相应参数配置下的优良规则。仿真结果显示, LPT-CDS 规则在 1 种参数配置下属于优良规则; SPT-Pal 规则在 17 种参数配置下属于优良规则; SPT-CDS 规则和 EL 规则各在 18 种参数配置下属于优良规则(占所研究各种参数配置情况的 100%); 而其他规则在任何一种所研究的情况下都不属于优良规则。在优良规则中, EL 规则对于

于本文所提出的 FF2_{GT2} | R_i, m_1, m_2 | $\sum_{j=1}^q t_{j,D}$ 问题来

说, 其性能远优于其他三个调度规则, 而且随着仿真数据规模的扩大和当工件交货期设为较紧时, EL 规则的优越性更加明显。在其属于优良规则的 18 种参数配置中, 12 种参数配置下 EL 规则属于最优规则(占所研究各种参数配置情况的 67%), 4 种参数配置下 EL 规则属于次优规则(占有研究参数配置

情况的 22%), 2 种参数配置下 EL 规则属于第三优规则(占有研究参数配置情况的 11%)。此外, SPT-CDS 规则和 SPT-Pal 规则对于所研究的问题来说也是有效的调度规则, 并且对于小规模数量的仿真试验, SPT-CDS 规则表现得更好。然而, LPT-Pal 规则、Johnson-Pal 规则和 Johnson-CDS 规则表现较

差的性能, 不适用于在求解所研究的车间作业计划问题。从表 2~4 中, 还可以发现, 加工单元 E_1 的机器数量对于优良规则的性能敏感度较高, 即改变加工单元 E_1 的机器数量对于目标函数的值变动较大。

表 2 总延期时间对比($q=10$)

交货期系数 k		2			4		
机器数量(m_1, m_2)		(5,8)	(4,3)	(3,6)	(5,8)	(4,3)	(3,6)
启发式算法	SPT-CDS	41.252***	85.312***	44.886***	222.611***	290.481*	404.148*
	CDS-SPT	361.877	719.038	749.709	672.43	964.903	921.590
	CDS-LPT	369.191	684.127	810.628	653.169	1051.55	964.986
	CDS-Johnson	364.038	718.91	745.367	640.597	959.129	920.06
	Pal-SPT	345.853	570.335	774.021	609.697	872.012	832.074
	Pal-LPT	392.084	582.940	785.932	658.591	912.385	840.889
	Pal-Johnson	372.935	573.407	795.964	620.903	965.791	839.365
	EL	114.186**	123.509*	93.707**	233.577*	210.806***	253.084***
	SPT-Pal	115.729*	119.182**	105.594*	260.329	241.704**	287.347**
	LPT-Pal	851.039	1 128.387	1 388.605	1 177.458	1 462.043	2 092.504
	LPT-CDS	827.949	1 138.405	1 439.557	233.576**	1 456.617	2 040.492
	Johnson-CDS	434.111	809.492	808.269	810.743	1 098.826	1 060.353
	Johnson-Pal	460.081	839.009	823.177	794.423	1 148.049	1 079.392

表 3 总延期时间对比($q=30$)

交货期系数 k		2			4		
机器数量(m_1, m_2)		(5,8)	(4,3)	(3,6)	(5,8)	(4,3)	(3,6)
启发式算法	SPT-CDS	369.499**	934.577*	2 526.354*	5 853.56**	8 787.861*	11 573.82*
	CDS-SPT	4 538.304	7 521.606	10 185.3	6 970.164	9 073.714	12 363.99
	CDS-LPT	4 593.924	7 677.859	10 468.51	7 236.371	9 023.841	12 515.82
	CDS-Johnson	4 722.347	7 439.826	10 824.96	6 690.431	9 039.568	12 202.13
	Pal-SPT	4 006.891	6 962.756	10 157.26	7 589.215	9 607.719	13 363.84
	Pal-LPT	4 011.087	6 897.466	10 023.95	7 153.112	9 819.731	12 729.17
	Pal-Johnson	4 033.074	7 094.304	10 592.99	7 376.464	9 500.401	13 301.85
	*EL	348.092***	588.166***	1210.424**	2 951.93***	4 575.669***	7 496.174***
	SPT-Pal	383.469*	618.918**	1195.206***	3 026.531*	4 804.201**	7 712.079**
	LPT-Pal	9 915.392	13 235.06	18 941.93	12 449.65	16 319.62	21 513.6
	LPT-CDS	9 818.625	12961.9	18 817.79	12 429.59	15 982.04	21 565.23
	Johnson-CDS	4 880.921	7 961.462	11 105.01	7 514.666	9 847.198	13 039.64
	Johnson-Pal	5 056.357	8 103.365	11 055.88	7 669.112	9 759.104	13 038.25

表 4 总延期时间对比($q=50$)

交货期系数 k		2			4		
机器数量(m_1, m_2)		(5,8)	(4,3)	(3,6)	(5,8)	(4,3)	(3,6)
启发式算法	SPT-CDS	6 317.368*	13 018.6*	21 227.67*	20 659.79*	28 974.18*	41 548.05*
	CDS-SPT	18 976.09	22 584.44	22 351.85	23 079.42	30 300.23	44 220.87
	CDS-LPT	18 301.76	22 712.21	33 777.39	24 156.1	30 293.96	44 447.14
	CDS-Johnson	17 958.18	22 518.91	34 306.21	23 434.22	30 097.71	43 531.78
	Pal-SPT	18 007.24	22 441.63	34 071.17	23 051.44	30 183.39	43 988.01
	Pal-LPT	18 437.54	22 605.72	33 778.75	23 471.29	30 249.01	44 280.32
	Pal-Johnson	18 084.78	22 303.8	33 183.59	23 396.04	29 524.68	42 575.17
	*EL	2 234.795***	7 142.23***	14 653.89**	13 574.58***	19 139.04***	29 084.17***
	SPT-Pal	2 435.619**	7 189.609**	6 319.388***	13 822.26**	19 290.58**	29 349.61**
	LPT-Pal	31 768.17	40 227.41	56 198.63	36 432.09	47 046.74	65 721.8
	LPT-CDS	31 294.63	40 182.74	56 456.71	36 107.53	45 992.92	64 909.51
	Johnson-CDS	19 246.28	22 674.29	34 464.8	24 681.04	31 457.21	44 767.1
	Johnson-Pal	19 097.27	22 632.84	35 393.4	25 401.72	19 290.58	44 601.57

图2 总延期时间对比

SC. SPT-CDS CS. CDS-SPT CL. CDS-LPT CJ. CDS-Johnson

PS. Pal-SPT PL. Pal-LPT PJ. Pal-Johnson SP. SPT-Pal LP. LPT-Pal

LC. LPT-CDS JC. Johnson-CDS JP. Johnson-Pal

表5给出了每个调度规则在不同规模和机器数量情况下的中央处理器平均运行时间,同样为了更直观地反映和对比各种情况,把表5的试验结果转换为如图3所示的折线图。结果显示,所有调度规则在各种参数配置下所耗的中央处理器运行时间都在可接收的范围内。并且从表5中,本文还发现一个有趣的现象:当 $m_1=5$, $m_2=8$ 时,随着 q 从10到30,大多数调度规则的中央处理器运行时间递增,但当 q 从30到50时,大多数调度规则的中央处理器运行时间减少,即当 $q=30$ 时,多数调度规则的中央处理器运行时间最大;当 $m_1=4$, $m_2=3$ 或者 $m_1=3$, $m_2=6$,随着 q 从10到30,多数调度规则的中央处理器运行时间反而减少,但当 q 从30到50时,大

多数调度规则的中央处理器运行时间又在递增,即当 $q=30$ 时,多数调度规则的中央处理器运行时间最少。针对这一现象,本文认为要对算法进行详细的分析后,才有可能解释得了这一现象,但是这已经超出本文研究的范围,所以本文暂不对这一现象进行解释。

(a) $m_1=5$, $m_2=8$ (b) $m_1=4$, $m_2=3$ (c) $m_1=3$, $m_2=6$

图3 调度规则CPU平均运行时间对比

SC. SPT-CDS CS. CDS-SPT CL. CDS-LPT CJ. CDS-Johnson

PS. Pal-SPT PL. Pal-LPT PJ. Pal-Johnson SP. SPT-Pal LP. LPT-Pal

LC. LPT-CDS JC. Johnson-CDS JP. Johnson-Pal

4 结论

(1) 在离散制造企业,尤其是在面向订单的离散型制造企业,普遍存在着具有成组约束的柔性流水车间调度问题,基于这一工程事实,提出了考虑任务具有后成组约束、批量到达的两阶段柔性流水车间作业计划问题,建立了相应的优化模型,并且给出了一条调度优势规则(定理1)。

(2) 提出了一种基于调度规则的启发式算法EL;设计了该类问题的仿真算例,对算例的仿真及结果分析表明了算法的有效性和EL调度规则在求解该类问题时的优越性能。

表 5 启发式算法的实例平均运行时间

机器数量(m_1, m_2)		(5,8)			(4,3)			(3,6)		
工件数 q		10	30	50	10	30	50	10	30	50
启发式算法	SPT-CDS	0.484	0.589	0.627	0.660	0.473	0.531	0.605	0.502	0.694
	CDS-SPT	0.541	0.698	0.617	0.613	0.489	0.518	0.649	0.526	0.585
	CDS-LPT	0.536	0.708	0.599	0.619	0.489	0.519	0.629	0.527	0.704
	CDS-Johnson	0.540	0.764	0.544	0.618	0.511	0.522	0.642	0.511	0.669
	Pal-SPT	0.527	0.493	0.672	0.630	0.474	0.535	0.616	0.519	0.647
	Pal-LPT	0.525	1.115	0.523	0.625	0.531	0.539	0.616	0.535	0.579
	Pal-Johnson	0.544	0.769	0.537	0.623	0.478	0.557	0.643	0.55	0.647
	EL	0.532	0.628	0.611	0.673	0.474	0.506	0.587	0.508	0.550
	SPT-Pal	0.501	0.618	0.601	0.686	0.462	0.519	0.570	0.519	0.587
	LPT-Pal	0.509	0.649	0.631	0.704	0.464	0.527	0.619	0.536	0.591
	LPT-CDS	0.499	0.631	0.702	0.731	0.487	0.509	0.613	0.590	0.529
	Johnson-CDS	0.515	0.688	0.786	0.742	0.482	0.523	0.643	0.564	0.599
	Johnson-Pal	0.528	0.686	0.663	0.688	0.474	0.528	0.609	0.569	0.558

(3) 本文的后续研究工作可以从以下几方面展开：由于调度规则的性能与具体的调度问题类型密切相关，因此 EL 调度规则对于其他 Flexible flow shop 调度问题的求解性能尚需要进一步的研究；把本文研究的调度问题推广到多阶段的柔性流水车间调度；对具有前成组约束和后成组约束的柔性流水车间调度问题进行研究，分别研究求解该两类问题的有效算法，为求解带成组约束的柔性流水车间调度问题提供一套完整的求解算法。

参 考 文 献

- [1] GUPTA J, KRÜGER K, LAUFF V, et al. Heuristics for hybrid flow shops with controllable processing times and assignable due dates [J]. Computer & Operations Research, 2002, 29(10): 1417-1439.
- [2] ALISANTOSO D, KHOO L, JIANG P. An immune algorithm approach to the scheduling of a flexible PCB flow shop [J]. Journal of Advanced Manufacturing Technology, 2003, 22(11-12): 819-827.
- [3] LIN H T, LIAO C J. A case study in a two-stage hybrid flow shop with setup time and dedicated machines [J]. International Journal of Production Economics, 2003, 86(2): 133-143.
- [4] WANG W, HUNSUCKER L J. An evaluation of the CDS heuristic in flow shops with multiple processors [J]. Journal of the Chinese Institute of industrial Engineers, 2003, 20(3): 295-304.
- [5] CHOI B C, LEE K. Two-stage proportionate flexible flow shop to minimize the makespan [J]. Journal of Combinatorial Optimization, 2013, 25(1): 123-134.
- [6] 陈田, 陈庆新, 毛宁. 具有两道工序的柔性同序加工车间任务投放策略[J]. 工业工程, 2010, 13(5): 69-74.
- CHEN Tian, CHEN Qingxin, MAO Ning. A simulation approach to job release for two-stage flexible flow shop [J]. Industrial Engineering Journal, 2010, 13(5): 69-74.
- [7] 王辉, 鲁习文. 工件到达时间的两阶段柔性流水作业的近似算法[J]. 运筹学学报, 2007, 11(3): 86-94.
- WANG Hui, LU Xiwen. Approximation algorithm for two-stage flexible flow shop scheduling subject to release dates [J]. OR Transactions, 2007, 11(3): 86-94.
- [8] KIANFAR K, GHOMI S, JADID A. Study of stochastic sequence-dependent flexible flow shop via developing a dispatching rule and a hybrid GA[J]. Engineering Applications of Artificial Intelligence, 2012, 25(3): 494-506.
- [9] 郭文静. 两阶段模糊柔性流水车间排序模型及算法[D]. 南京: 南京理工大学, 2006.
- GUO Wenjing. Algorithms for two-stage flexible flow shop scheduling with fuzzy processing times[D]. Nanjing: Nanjing University of Science & Technology, 2006.
- [10] CHOI S, WANG K. Flexible flow shop scheduling with stochastic processing times: A decomposition-based approach[J]. Computers & Industrial Engineering, 2012, 63(2): 362-373.
- [11] JUNGWATTANAKIT J, REODECHA M, CHAOVAL-ITWONGSE P, et al. A comparison of scheduling algorithms for flexible flow shop problem with unrelated parallel machines, setup times and dual criteria[J]. Computers & Operations Research, 2009, 36: 358-378.
- [12] CHEN Chunlung, CHEN Chuenlung. Bottleneck-based heuristics to minimize tardy jobs in a flexible flow line

- with unrelated parallel machines [J]. *International Journal of Production Research*, 2008, 46(22): 6415-6430.
- [13] 黎展滔, 陈庆新, 毛宁. 具有前成组约束的两阶段柔性流水车间的启发式算法研究[J]. *机械工程学报*, 2012, 48(22): 189-198.
- LI Zhantao, CHEN Qingxin, MAO Ning. Heuristic algorithms for two-stage flexible flow shop scheduling with head group constraint [J]. *Journal of Mechanical Engineering*, 2012, 48(22): 189-198.
- [14] 何龙敏, 孙世杰, 罗润梓. 带成组加工的二阶段柔性流水作业问题[J]. *工程数学学报*, 2008, 25(5): 829-842.
- HE Longmin, SUN Shijie, LUO Runzi. Two-stage flexible flowshop scheduling problems with a batch process on second stage[J]. *Chinese Journal of Engineering Mathematics*, 2008, 25(5): 829-842.
- [15] 孙吴胜. 一种兼顾 CNC 与 EDM 加工工序的模具电极调度启发式算法[J]. *工业工程*, 2008, 11(2): 58-61.
- SUN Wusheng. A heuristic algorithm for mould's electrode scheduling combined with process of CNC and EDM[J]. *Industrial Engineering Journal*, 2008, 11(2): 58-61.
- [16] RASARATNAM L, SARA C, ERIK H. Group scheduling in flexible flow shops[J]. *International Journal of Production Economics*, 2005, 96: 143-155.
- [17] LENSTRA J K, RINNOOY K, BRUCKER P. Complexity of machine scheduling problem [J]. *Ann. of Discrete Math*, 1997, 1: 343-362.
- [18] PANWALKER S S, ISKANDER W. A survey of scheduling rules[J]. *Operations Research*, 1977, 25(1): 45-61.
- [19] GUPTA J. Two-stage hybrid flowshop scheduling problem [J]. *Journal of the Operational Research Society*, 1988, 39(4): 359-364.
- [20] SHAUKAT A B, LUAN L L. Heuristics for scheduling in a flow shop with multiple processors[J]. *European Journal of Operational Research*, 1999, 113: 113-122.
- [21] SRISKANDARAJAH C, SETHI S P. Scheduling algorithm for flexible flowshops: Worst and average case performance[J]. *European Journal of Operational Research*, 1989, 43(2): 143-160.
- [22] 熊禾根, 李建军, 孔建益. 考虑工序相关性的动态 Job shop 调度问题启发式算法[J]. *机械工程学报*, 2006, 42(8): 50-55.
- XIONG Hegen, LI Jianjun, KONG Jianyi. Heuristic method for dynamic job shop scheduling problem with operation relativity[J]. *Chinese Journal of Mechanical Engineering*, 2006, 42(8): 50-55.
- [23] HOLTHAUS O. Design of efficient job shop scheduling rules[J]. *Computers & Industrial Engineering*, 1997, 33(1-2): 249-252.
- [24] HOLTHAUS O. Scheduling in job shops with machine breakdown: An experimental study[J]. *Computers & Industrial Engineering*, 1999, 36(1): 137-162.
-
- 作者简介: 黎展滔(通信作者), 男, 1983 年出生, 博士研究生。主要研究方向为智能车间调度、算法分析。
E-mail: lzt0@163.com
- 陈庆新, 男, 1963 年出生, 教授, 博士研究生导师。主要研究方向为模具制造系统的设计与运行控制、网络化制造系统、模具设计与工艺知识管理等制造业信息化。
E-mail: qxchen@gdut.edu.cn
- 毛宁, 女, 1962 年出生, 教授, 硕士研究生导师。主要研究方向为模具制造系统规划、生产运作管理、企业知识管理。
E-mail: maoning@gdut.edu.cn