

# 求解存在运输空间约束多单元协作 调度问题的拍卖算法

曾程宽<sup>†</sup>, 刘士新

(东北大学 信息科学与工程学院, 沈阳 110004)

**摘要:** 针对存在运输空间约束的多单元协作调度问题, 提出合理的运输模式, 建立非线性整数规划模型, 对问题进行描述. 通过拍卖的方式, 将设备资源和运输资源分配给每一个工件, 得到问题的可行解, 并基于改进的(非)连通图对可行解进一步优化. 通过拍卖方式, 可以恰当地针对不同时间段的资源进行价值评估, 从而提高资源的利用率, 减少总的生产时间. 拍卖过程分为两部分: 车辆资源拍卖和设备资源拍卖. 在整个拍卖过程中, 车辆和设备分别扮演拍卖者, 每个工件扮演竞拍者. 通过对比实验, 验证了所提出运输模式的合理性以及算法的有效性.

**关键词:** 多单元协作调度; 运输空间约束; 合理的运输模式; 拍卖机制; 改进(非)连通图

中图分类号: TP301.6

文献标志码: A

## Auction-based cooperation mechanism for cell part scheduling with transportation capacity constraint

ZENG Cheng-kuan<sup>†</sup>, LIU Shi-xin

(College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China)

**Abstract:** For the cell part scheduling (CPS) problem with transportation capacity constraint, an integer nonlinear programming (INLP) model is formulated to allocate the machines and automated guided vehicles (AGVs), and to schedule all parts. A reasonable transportation mode is presented, and an auction-based heuristic approach is proposed to solve the problem. An improved disjunctive graph model is developed to optimize the feasible solutions obtained by using auction-based approach. The auction consists of two aspects: Auction for AGV and auction for machine. Auctions can be used to evaluate the value of resources in different periods of time properly, so as to improve the utilization of resources and reduce the total production time. In both auctions, AGVs and machines act as auctioneers respectively, and parts act as bidders. Numerical experiments are conducted to test the auction-based approach and improved disjunctive graph model. The results demonstrate the effectiveness of proposed auction-based approach and improved disjunctive graph model, also indicate the influence of the capacity of AGV on scheduling parts.

**Keywords:** cell part scheduling; transportation capacity constraint; reasonable transportation mode; auction-based cooperation mechanism; improved disjunctive graph model

## 0 引言

单元生产系统依照产品的相似度, 对产品进行按族分类, 适用于中小批量且生产复杂度较高的生产情景. 单元生产系统的主要优势在于减少生产准备时间、生产过程占用的库存以及原料处理费用等<sup>[1]</sup>. 依照单元的数量, 单元生产调度问题分为单个单元调度和多单元协同调度. 在多单元协作调度问题中, 不同单元之间的运输是一个至关重要的因素, 多用自动导

引小车或是小型机器人作为运输媒介<sup>[2-6]</sup>.

针对运输媒介的处理, 大体可分为3类: 1) 运输媒介(小车)数量不受限制, 每辆小车每次只能同时运送单个工件; 2) 小车数量受到限制, 每辆小车每次只能同时运送单个工件; 3) 小车数量受到限制, 每辆小车能够同时运送多个工件<sup>[7-12]</sup>. 在现有关于每辆小车每次只能同时运送单个工件的研究中, 文献[2]考虑不同单元之间运输, 且运输小车数量不受约束下的多

收稿日期: 2017-09-19; 修回日期: 2018-01-31.

基金项目: 国家重点研发计划项目(2017YFB0306401); 国家自然科学基金项目(71621061, 71702028, 61573089); 博士后面上基金项目(2017M621154).

责任编委: 刘民.

作者简介: 曾程宽(1988—), 男, 讲师, 博士, 从事生产优化调度及其应用的研究; 刘士新(1968—), 男, 教授, 博士生导师, 从事钢铁生产优化等研究.

<sup>†</sup>通讯作者. E-mail: 956721427@qq.com.

单元协作调度问题,提出分割搜索算法进行求解.文献[3]考虑不同单元之间运输和设备生产准备时间的多单元协作调度问题,分别以单目标和多目标对问题进行建模,并分别运用标量化方法、加权求和法、E-约束方法以及圆锥曲线的数值方法进行求解.文献[8]将文献[2]的研究进行延伸,针对每个单元只有一辆小车的多单元协作调度问题,提出基于邻域搜索的两阶段遗传算法进行求解.当每辆小车能够同时运送多个工件时,调度问题将变得更加复杂.在现有针对多单元协作调度的成果中,仅有文献[12]针对小车能够同时运送多个工件的情形进行了研究.然而,文献[12]假设每辆小车只能在其起始出发点装载工件,在运输过程中不允许装载任何工件,这势必产生大量的空载现象,造成运输资源的浪费.本文针对这一点,提出在任何时间小车均可以装载工件的假设,这将节省大量的运输资源和时间.

针对本文提出的新假设,相对于以前的研究,会出现很多新的难点,包括:对于特定的某个工件,指定的车辆在当前状态下何时去装载,直接移向特定的工件还是先完成当前车辆上已有工件的卸载;当前车辆上存在多个工件准备卸载时,如何确定顺序;同理,多个工件等待同一辆小车装载,如何确定顺序.这些新的难点将直接影响最终的调度结果.为此,本文寻找一个合理的机制针对所提出的问题进行求解.

针对上述提出的难点,如何提高设备与车辆之间的搭配是解决问题的关键所在,而合理搭配的基础是对设备和车辆资源的价值进行恰当评估,进而实现对资源的合理分配.本文将基于拍卖机制设计优化算法进行求解.拍卖机制能够很好地针对不同时段的资源进行价值评估,拍卖机制已在生产调度领域得到了广泛的应用<sup>[13-18]</sup>.文献[16]建立了以拍卖为基础的完全分布式制造系统,基于动态规划提出最优排序理论招标建设算法并进行求解.文献[17]针对一个新的分布式多代理系统,运用基于拍卖的协商方法,解决多个竞争项目之间的资源冲突和分配多种不同类型的共享资源问题.文献[18]提出基于拉格朗日松弛的拍卖方法,用于求解并行机调度问题.文献[1]基于拍卖机制设计优化算法,成功地求解了多单元协作调度问题.

本文根据所提出问题的特征,建立非线性整数规划模型,设计基于拍卖的两阶段优化算法,分别针对车辆和设备资源进行合理评估,在此基础上,基于改进的Disjunctive graph model(非连通图)优化得到可行解,最终揭示出运输空间约束对多单元协作调度的

影响以及本文所提出的运输模式的现实必要性.

## 1 存在运输空间约束的多单元协作调度问题

在多单元生产系统中包含若干个单元,对于不同种类的设备,每种设备仅有一台.每个工件的加工路线事先给定.每台设备同时只能加工一个工件.工件在不同单元的设备之间移动需要小车运输,在同一单元内设备之间的移动忽略不计.本文将装载和卸载工件均视为运输任务,对于任意一道工序,装载过程为工序在当前设备完成加工后,转移到小车上准备运送到下一工序所需设备处;卸载过程为小车将当前工序运送到下一工序所需设备处,将其转移到设备上准备开始加工.假设所有运输小车的容积均为 $n$ ,即每辆小车最多可以同时(装载)运送 $n$ 个工件. $p_{ij}$ 表示第 $i$ 个工件第 $j$ 道工序的加工时间, $t_{kk'}$ 表示工件在设备 $k$ 与设备 $k'$ 之间的转移时间. $S_{ij}(C_{ij})$ 、 $UL_{ij}(DL_{ij})$ 、 $P_v$ 为需要决策的变量, $S_{ij}(C_{ij})$ 表示第 $i$ 个工件第 $j$ 道工序的开始(结束)加工时间, $UL_{ij}(DL_{ij})$ 表示第 $i$ 个工件第 $j$ 道工序的装载(卸载)时间, $P_v$ 表示运输小车 $v$ 装卸工序的总数.以最小化完工时间为目标函数,给出数学模型如下:

$$\min \max\{C_{ij}\}. \quad (1)$$

$$C_{ij} = S_{ij} + p_{ij}, \forall i, j. \quad (2)$$

$$DL_{ij} \geq UL_{ij} + \sum_{k=1}^K \sum_{k'=1}^K \alpha_{i(j-1)k} \alpha_{ijk'} t_{kk'}, \forall i, j. \quad (3)$$

$$\alpha_{ijk} \alpha_{i'j'k'} (S_{ij} - C_{i'j'}) (S_{i'j'} - C_{ij}) \leq 0, \\ \forall i, i', j, j', k, k'. \quad (4)$$

$$\sum_{v=1}^V x_{ijv} = 1, \text{ If } \beta_{ij} = 1, \forall i, j. \quad (5)$$

$$\sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^J x_{ijv} = P_v, \text{ If } \beta_{ij} = 1, \forall v. \quad (6)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{v=1}^V \sum_{p=1}^{P_v} y_{ijvp} = 1, \\ \sum_{v=1}^V \sum_{p=1}^{P_v} x_{ijv} |y_{ijvp}| = 1, \\ \sum_{v=1}^V \sum_{p=1}^{P_v} y_{ijvp} = -1, \\ \sum_{v=1}^V \sum_{p=1}^{P_v} x_{ijv} |y_{ijvp}| = 1; \\ \sum_{p_1=1}^{P_v} \sum_{p_2=1}^{P_v} y_{ijvp_1} y_{ijvp_2} = -1, p_1 \neq p_2; \end{array} \right. \text{ or} \quad (7)$$

$$\text{If } \beta_{ij} = 1, \forall i, j, v.$$

$$\sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^J |y_{ijvp}| = 1, \text{ If } \beta_{ij} = 1, \forall v, p. \quad (8)$$

$$\sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^J \sum_{p=1}^{p_n} y_{ijvp} \leq N, p_n = 1, 2, \dots, p_v, \quad (9)$$

If  $\beta_{ij} = 1, \forall v.$

$$\sum_{p=1}^{p_n} y_{ijvp} \geq 0, p_n = 1, 2, \dots, p_v, \quad (10)$$

If  $\beta_{ij} = 1, \forall i, j, v.$

$$\begin{cases} |y_{ijvp}y_{i'j'v(p+1)}|(DL_{ij} - DL_{i'j'}) \leq 0, \text{ or} \\ |y_{ijvp}y_{i'j'v(p+1)}|(DL_{ij} - UL_{i'j'}) \leq 0, \text{ or} \\ |y_{ijvp}y_{i'j'v(p+1)}|(UL_{ij} - DL_{i'j'}) \leq 0, \text{ or} \\ |y_{ijvp}y_{i'j'v(p+1)}|(UL_{ij} - UL_{i'j'}) \leq 0, \end{cases} \quad (11)$$

$\forall i, i', j, j', v, p.$

$$\alpha_{ijk} = \begin{cases} 1, \text{ 如果第}i\text{个工件第}j\text{道工序} \\ \text{需要在设备}k\text{上加工;} \\ 0, \text{ 否则.} \end{cases} \quad (12)$$

$$\beta_{ij} = \begin{cases} 1, \text{ 如果第}i\text{个工件第}j\text{道工序} \\ \text{需要被运输;} \\ 0, \text{ 否则.} \end{cases} \quad (13)$$

$$x_{ijv} = \begin{cases} 1, \text{ 如果第}i\text{个工件第}j\text{道工序} \\ \text{被小车}v\text{运输;} \\ 0, \text{ 否则.} \end{cases} \quad (14)$$

$$y_{ijvp} = \begin{cases} 1, \text{ 如果第}i\text{个工件第}j\text{道工序} \\ \text{的装载被小车}v\text{视为} \\ \text{其第}p\text{个运输任务;} \\ -1, \text{ 如果第}i\text{个工件第}j\text{道工序} \\ \text{的卸载被小车}v\text{视为} \\ \text{其第}p\text{个运输任务.} \end{cases} \quad (15)$$

其中: 式(1)表示最小化总体完工时间; 式(2)表示一旦某道工序开始加工, 直到当前工序完成前不能停止; 式(3)针对需要进行运输的工序, 给出其装载与卸

载在时间上的关系; 式(4)确保每台设备同时只能加工一个工件; 式(5)确保每道工序只能被一辆小车装载(卸)载; 式(6)表示统计每辆小车最终装卸工序的数量; 式(7)确保每个工件的装载与卸载, 其负责运送小车均视为运输任务, 并在运送过程中对应一个位置(顺序)点; 式(8)限制每个小车运送过程中的每个位置点只能对应唯一的运输任务: 装载或是卸载某道工序; 式(9)保证在任何时刻, 小车上装载的工件数量不能大于其最大容积; 式(10)确保对于每个需要小车运输的工序, 在时间上只有完成装载后才能进行卸载; 式(11)给出了同一辆小车上相邻两个运输任务在时间上的关系; 式(12)和(13)为描述工件的基本信息, 包括需要的设备以及是否需要被运输; 式(14)为确定运输每个工件的具体车辆; 式(15)与(8)相对应, 表示小车每个位置点上装载或是卸载某道工序, 为了便于模型的表达与计算, 表示装载时取值为1, 卸载时取值为-1.

## 2 车辆资源拍卖

为了将带有运输空间约束的多单元协作调度问题转化为拍卖问题, 本文将调度问题中的关键因素与拍卖中的关键环节进行映射. 各个单元里的设备和小车被视为拍卖者, 各个工件(工序)被视为买家, 小车和设备相对应的运送和加工工件的资源被视为拍卖的商品. 每个卖家的目标均为自己的商品以最高价卖出, 而每个买家追求通过最小的花费购买到自己需要的资源. 通过买家之间的竞价竞争, 卖家能够更好地针对商品(资源)进行评估, 从而进行合理的分配, 卖给需求最大的买家. 拍卖过程分为两个部分: 运输资源拍卖和设备资源拍卖. 首先, 通过一个小型算例描述运输资源如何进行拍卖. 算例的基本信息如下: 假设共有3个单元, 只有一辆小车, 出发点在单元1, 小车的容积为2, 各个工序的加工时间、不同设备之间的转移时间以及各单元的构成信息如表1所示, 其中  $M_3 : 3$  表示工件1的第一道工序  $O_{11}$  需要在设备3上进行加工, 加工时长为3.

根据各个工件及设备的信息, 所有工序均需要运输才能转移到所需的设备上加工, 转移信息如表2所示.

表1 演示算例基本信息

工件	工序加工时间			设备之间的转移时间			各单元构成		
1	$M_3 : 3$	$M_2 : 3$	$M_4 : 6$	0	2	3	单元1	单元2	单元3
2	$M_1 : 8$	$M_3 : 4$	$M_4 : 7$	2	0	4	$M_1, M_2$	$M_3$	$M_4$
3	$M_2 : 5$	$M_4 : 4$	$M_1 : 4$	3	4	0	工件1	工件2	工件3

表2 工序在各单元之间的转移

工件	移动路线		
1	1→2	2→1	1→3
2	2→1	1→2	2→3
3	3→1	1→3	3→1

表2中,1→2表示工序 $O_{11}$ 需要从单元1转移至单元2才能进行加工.在0时刻,小车直接装载工序 $O_{11}$ ,然后从单元1出发.此时工序 $O_{21}$ 和 $O_{31}$ 将分别竞标小车在时间段0~1和0~2的运输资源.根据两个竞标情况,小车将决定移向哪个单元.本文将每个时间点运输资源的基本价格设定为1,当有多于1个竞标者参与竞标时,每增加1人,价格增长 $1^{[1]}$ .因此,对于小车的运输资源在时间点0、1、2的价格分别为2、2、1.工序 $O_{21}$ 和 $O_{31}$ 的暂时竞标收益为4和5.但是,当小车移至单元2时,它能够在装载工序 $O_{21}$ 的同时卸载工序 $O_{11}$ ,释放已占用的运输资源,这也将被视为小车(卖家)的一种收益.本文规定,释放占用运输资源的收益的计算方式为:时间点的基本价格乘以在单元之间转移的时间.这里移向单元2可以获得价值为2的释放运输资源收益,因此,工序 $O_{21}$ 和 $O_{31}$ 的最终竞标收益为6和5.小车将移至单元2去装载 $O_{21}$ 并同时卸载 $O_{11}$ .小车于时间点2到达单元2, $O_{31}$ 仍将竞标小车的运输资源,此时小车需要决策下一步的行动,移向单元3去装载 $O_{31}$ 或是返回单元1去卸载 $O_{21}$ .根据上述拍卖原则,移向单元3和单元1的收益分别为4和2,小车将从单元2移向单元3去装载 $O_{31}$ ,并于时间点6到达.当小车到达单元3时, $O_{11}$ 已完成在单元1内设备上的加工,工序 $O_{12}$ 在时间点6

将竞标小车的运输资源.由于此时运输小车已处于满载状态,无法响应任何的竞标,当前运载的 $O_{31}$ 和 $O_{21}$ 具有相同的目标单元1,小车只能移向单元1去卸载,并于时间点9时到达.至此,小车的行走路线以及行程中车内的剩余容积如表3所示. $C_1$ 表示单元1,时间节点则显示了车辆到达每个单元的时间点.

表3 车辆的状态信息

行走路线	$C_1$	$C_2$	$C_3$	$C_1$
时间节点	0	2	6	9
剩余空间	1	1	0	2

如上所示,小车将继续移向单元2去装载 $O_{12}$ ,于时间点11达到;然后,于时间点13返回至单元1,卸载 $O_{12}$ ,并等待至时间点14装载 $O_{32}$ .在上述过程中,不存在工序加工在设备上的冲突,故暂时忽略针对设备的拍卖过程.小车的完整行车路线如表4所示.所有工件的最终完工时间为42,具体信息如表5所示.整个调度方案的甘特图如图1所示.

表4 车辆最终状态信息

行走路线	$C_1$	$C_2$	$C_3$	$C_1$	$C_2$	$C_1$	$C_1$	$C_3$	$C_1$	$C_3$	$C_2$	$C_1$	$C_2$	$C_3$
时间节点	0	2	6	9	11	13	14	17	20	23	27	29	31	35
剩余空间	1	1	0	2	1	2	1	2	0	0	1	0	1	2

表5 工序在各台设备上的加工情况

工件	$M_1$	$M_2$	$M_3$	$M_4$
1		14~17	2~5	23~29
2	9~17		27~31	35~42
3	29~33	9~14		17~21

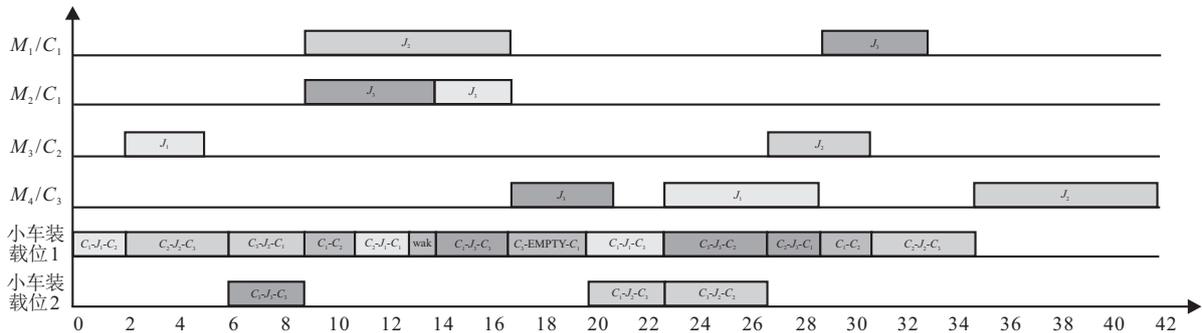


图1 调度方案甘特图

上面所描述的拍卖过程中,仅有一辆小车.如果同时有两辆或两辆以上的小车,则工件可以同时向它们进行竞标.如果当前仅有一个竞标者,则竞标者将根据各个卖家(小车)的估价选择一个价格最低的;如果同时存在多个竞标者,则竞标者之间竞标的时间段往往会发生冲突,这种情况下,将根据每

个竞标者向不同卖家提供的竞标内容,列出所有竞标内容的组合.如果存在多个组合结果都能满足所有竞标者,则选取总收益最大的一个;如果不存在能够满足所有竞标者的组合,则选取一个可以满足最多数量竞标者的组合,并把结果通知竞标成功的竞标者.这样做的目的是尽可能减少不同竞标者之间的

冲突,保证拍卖者的收益,使资源得到有效的利用.

### 3 设备资源拍卖

在调度过程中如何针对设备资源通过拍卖进行分配也是求解本问题的关键. 本文采用文献[1]中的拍卖方法. 拍卖过程包括4个环节:竞标构建、价格估计、竞标二次修改和宣布中标者. 该方法的核心思想详见文献[1].

1) 竞标构建. 当前设备开始拍卖前,将要拍卖的时间段通知所有的工件. 设置参数 $t$ ,从当前时间点开始计算,包含(连续) $t$ 个时间段的时间段将被公开进行拍卖. 例如 $t = 10$ ,当前时间点为12,则时间段12~21将被公开进行拍卖. 各工件根据自身当前的加工状态,计算是否可能需要设备拍卖的时间段内的加工资源. 如果需要,则工件将参与竞标自身需要的时间段. 当所有工件完成竞标后,卖家(设备)将根据竞标的具体情况评估拍卖时间段内每个时间点的价格.

2) 价格估计. 同拍卖运输资源一样,每个时间点运输资源的基本价格设定为1,当有多于1个竞标者参与竞标时,每增加1人,价格增长1,将根据竞标的人数给出每个时间点的最终价格. 例如,现有3个竞标者A、B、C,公开拍卖竞标的时间段为1~4, A、B、C各自竞标的时间段分别为2~4、1~3和3~4. 于是,根据时间段内各个时间点被竞标的情况,时间点1的价格为1,时间点2和时间点4的价格为3,时间点3的价格为4.

3) 竞标二次修改. 卖家完成拍卖时间段内时间点的价格评估后,将价格信息通知所有参与竞标的工件. 各个参与竞标的工件将根据卖家提供的价格信息重新竞标时间段,以自身花费最小为目标.

4) 宣布中标者. 卖家将根据各个竞标者最终的竞标信息宣布中标者. 如果所有竞标者之间竞标的时间段均存在冲突,则卖家将选择竞价最高的竞标者作为中标者;若存在能同时满足多个竞标者的情况,则选择一个总价最高的组合,组合中包含的竞标者均为中标者.

### 4 基于改进(非)连通图的可行解优化

通过上文的车辆拍卖和设备拍卖,带有运输空间约束的多单元协作调度问题将会得到质量较高的可行解. 下面将通过改进非连通图(Disjunctive graph model)来优化已得到的可行解.

非连通图已广泛地用于求解作业车间(Job shop)调度问题<sup>[5-7,9]</sup>. 文献[9]将非连通图扩展,用于求解存在运输的作业车间调度问题. 通过非连通图中的方向选择,使之成为连通图,可代表所对应问题的可行调度方案. 图2为存在运输下的作业车间调度问题的非连通图和与之对应的连通图. 从开始点通向结束点的最长路径称为关键路径,代表着全部工件的完工时间 make-span. 关键路径上的工序被称为关键工序,包括设备工序和运输工序. 关键路径上的相邻工序如果在同一设备上上进行加工或是被同一辆小车运送,则这些相邻的工序将组成一个关键块.

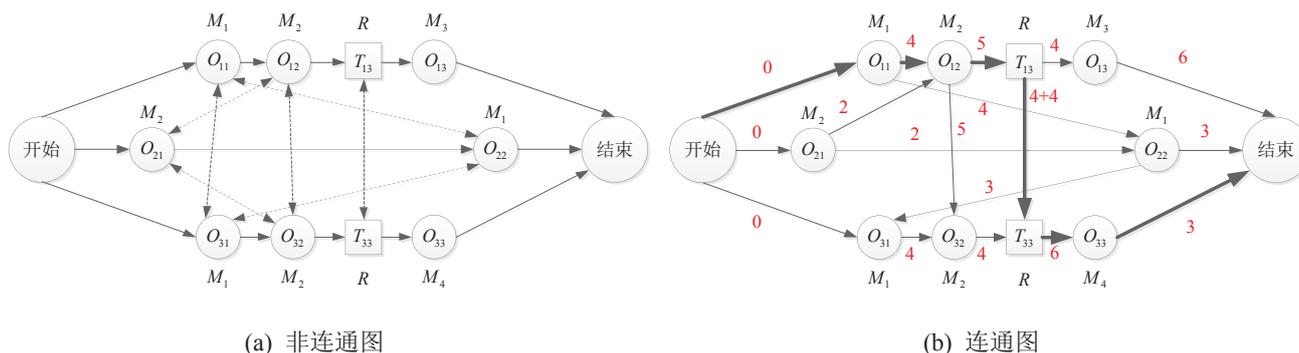


图2 存在运输的作业车间调度问题的(非)连通图

基于可以代表调度问题可行解的连通图、关键路径、关键工序和关键块等概念,存在如下重要性质:

**性质1** 若 $S$ 为一连通图代表的可行解,则其 make-span 值为  $C_{\max}(S)$ , 关键路径为  $P$ .  $S'$  为另一连通图,其 make-span 值为  $C_{\max}(S')$ . 若  $C_{\max}(S') < C_{\max}(S)$ , 则在  $S'$  中,至少存在一个关键块,其中两个关键工序的加工顺序与  $S$  中的相反.

自文献[19]提出以来,非连通图一直作为求解 Job shop 问题最有效的方法,尤其针对大规模问题. 对于给定的任何一个可行解,通过非连通图能够迅速找到其关键路径,并通过交换关键块内关键工序的位置,短时间内迅速提升解的质量,从而达到优化的效果.

对于以往的存在运输的作业车间调度问题,小车

的容积均为1,意味着当小车装载着一个工件,接下来必须马上去卸载当前的工件,只有这样才能继续去装载其他的工件.然而,对于本文提出的问题,小车的容积大于1,小车装载一个工件后,若尚未处于满载状态,则下一步可能会去卸载当前工件,或是去装载其他工件,这一点在现有的(非)连通图中无法表示.同理,当小车移向设备时,在(非)连通图中无法区分是去装载或是卸载工件.

针对上述问题,本文将已有(非)连通图中描述运输任务的环节拆分成两个部分:装载工件和卸载工件.在得到改进新式(非)连通图后,图2可表示成图3形式.其 $T_{13}$ 被分成 $L_{13}$ 和 $U_{13}$ ,分别表示装载和卸载工序 $O_{13}$ .

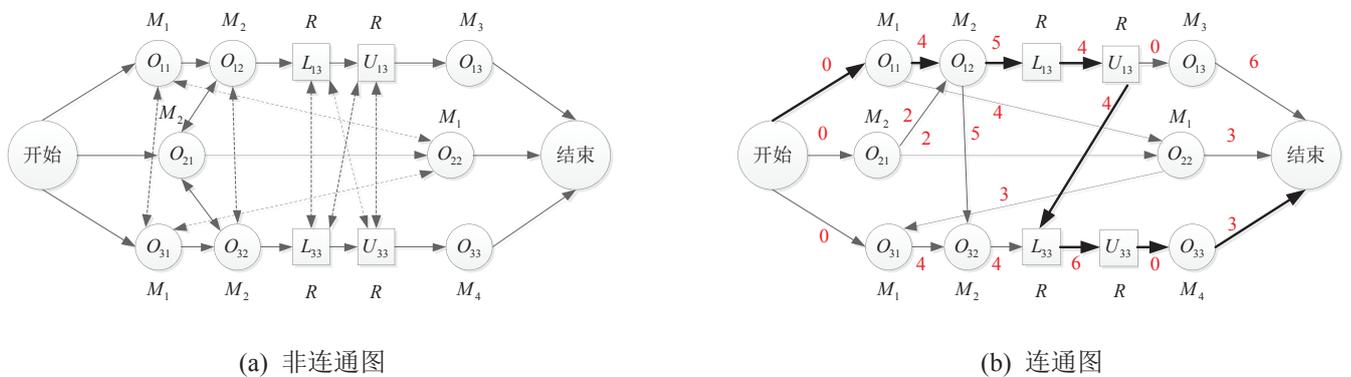


图3 改进后的(非)连通图

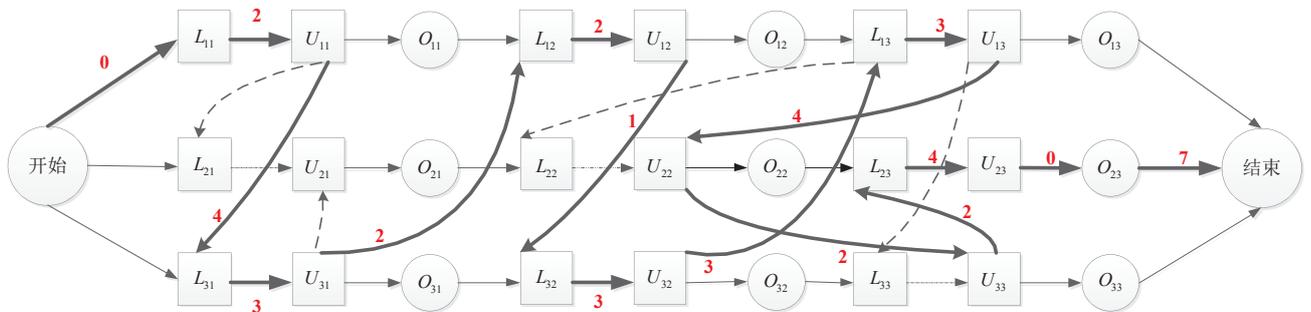


图4 图1调度方案对应的连通图

根据图4的调度方案,尝试改变关键路径上关键工序的顺序来进行优化,以减小 make-span 值.交换运输任务 $U_{22}$ 和 $U_{13}$ 的位置,它们对应的位置如表6中粗体文字所示.因此,时间点20以后的车辆运送的路径需要重新计算.按照车辆资源拍卖原则,得到新路径的信息如表7所示,对应的新调度方案的连通图与甘特图如图5和图6所示.其 make-span 值为41,与原有方案相比得到了提高.

综上所述,通过对运输和设备资源进行拍卖得到可行解,进而通过改进的(非)连通图进行优化.整个结构的流程如下.

图1甘特图描述的调度方案可以表示成图4所示.为了使得表述更加清晰,仅列出关键路径上工序的加工及运输时间(粗线部分).在图4中,单向虚线 $U_{11} \rightarrow L_{21}$ 表示卸载 $O_{11}$ 和装载 $O_{21}$ 能够在同一时刻完成;单向虚线 $L_{21} \rightarrow U_{21}$ 表示装载工序 $O_{21}$ 后不会立刻去卸载它;同理,单向线 $L_{31} \rightarrow U_{31}$ 表示装载 $O_{31}$ 后,紧接着将马上卸载它;单向线 $U_{11} \rightarrow L_{31}$ 表示卸载 $O_{11}$ 后,小车将装载 $O_{31}$ .对于改进的(非)连通图,上面表述的性质仍然适用,因为无论改进后的(非)连通图多么复杂,只有改变关键路径上的工序顺序才有可能减少整个调度的 make-span,否则已有的关键路径总会存在,因而现有的 make-span 也不会减小<sup>[20]</sup>.

表6 原有车辆调度信息

行走路线	$C_1$	$C_2$	$C_3$	$C_1$	$C_2$	$C_1$	$C_1$	$C_3$	$C_1$	$C_3$	$C_2$	$C_1$	$C_2$	$C_3$
时间节点	0	2	6	9	11	13	14	17	20	<b>23</b>	<b>27</b>	29	31	35
剩余空间	1	1	0	2	1	2	1	2	0	<b>0</b>	<b>1</b>	0	1	2

表7 新的车辆调度信息

行走路线	$C_1$	$C_2$	$C_3$	$C_1$	$C_2$	$C_1$	$C_1$	$C_3$	$C_1$	$C_2$	$C_3$	$C_2$	$C_3$	$C_1$
时间节点	0	2	6	9	11	13	14	17	20	22	26	30	34	37
剩余空间	1	1	0	2	1	2	1	2	0	1	1	0	1	2

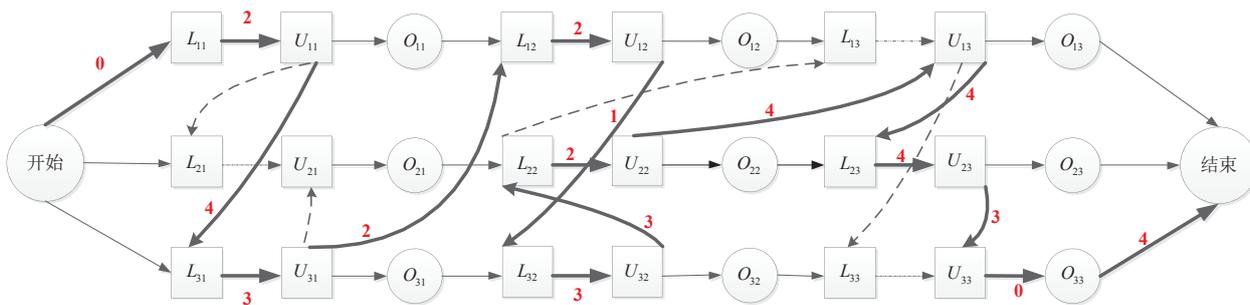


图5 交换关键工序后新的连通图

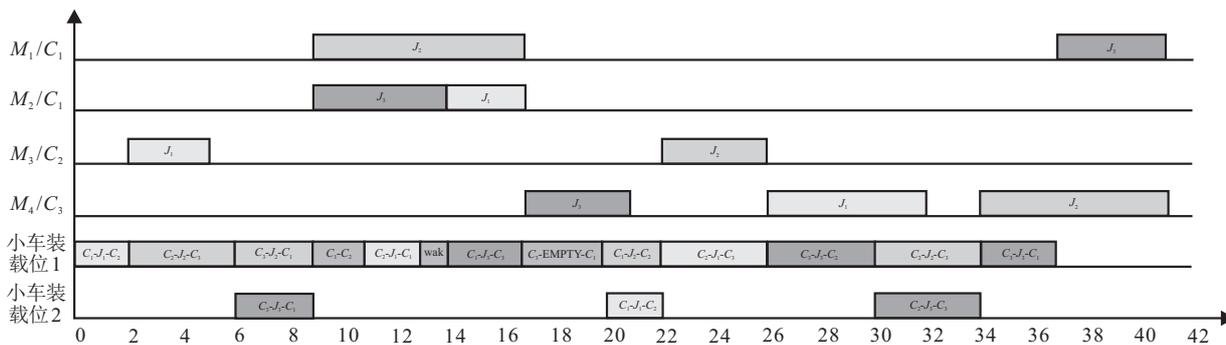


图6 新调度方案的甘特图

Step 1: 拍卖信息初始化. 设置最大迭代次数 GENNO, Iter = 1.

Step 2: 判断当前是否存在工件准备加工或是装载. 如果工件准备在设备上加工, 则转 Step 3; 如果工件准备被装载, 则转 Step 5; 如果不存在工件, 则判断下个时间点工件的状态, 重复 Step 2.

Step 3: 当前工件向所需设备发出竞标信息, 如果设备响应则转 Step 4; 否则, 工件在下一时间点继续向设备发出竞标信息, 重复 Step 3.

Step 4: 设备资源开始竞拍, 直至宣布某个或某些工件为中标者, 本次拍卖结束, 更新工件和设备信息, 转至 Step 7.

Step 5: 当前工件向所有小车发出竞标信息, 若有小车响应, 则转 Step 6; 否则, 工件在下一时刻继续向小车发出竞标信息, 重复 Step 5.

Step 6: 运输小车开始当前拍卖, 工件最终将选择价格最低的一辆小车, 或是几个工件以组合的方式同时竞标成功, 更新小车和工件的状态, 返回 Step 2.

Step 7: 如果所有工件均完成调度, 则转 Step 8, 否则返回 Step 2.

Step 8: 基于改进的(非)连通图, 改变关键路径中关键块内工序的位置, 得到新的调度方案. 若得到的新方案好于现有方案, 则用新方案更新现有方案, Iter = Iter + 1, 转入 Step 9.

Step 9: 如果 Iter > GENNO, 则整个算法结束, 否则返回 Step 8.

### 5 实验结果与比较

为了测试本文算法的性能, 选用标准的作业车间 benchmark 算例进行测试, 算例 La01 ~ La40 来自文献 [21].

计算环境变量设置如下:

最大迭代次数 GENNO 为 150. 对于所有的算例, 假设有 3 个单元, 工件和设备将尽可能地平均分配到各个单元, 每个单元有一辆运输小车, 工件在不同单元之间的转移时间为 30.

首先, 使用 Lingo 基于前文中提出的模型针对算例进行求解. 即使对于小规模算例, 在计算 4 个小时之后仍不能得到可行解, 说明 Lingo 不适合求解此类问题, 也表明了此问题的复杂性.

然后, 利用本文提出的联合改进(非)连通图的拍卖算法求解算例, 结果如表 8 中第 1 列数据所示. 10×5 表示算例中包含 10 个工件, 每个工件均含有 5 道工序. 表 8 中的信息为不同规模算例在不同运输模式、不同算法以及不同车辆容积下, 工件的完工时间 make-span 值. 若工件数量为 20, 则车辆的容积为 4, 此时, 车辆容积与工件数量的比例即为 20%, 每组算例的测试均在 100 s 内完成.

为了分析车辆容量对调度完工时间的影响, 通过表 8 中第 1 列结果, 以 100% 比例下得到的 make-span 值为基准, 计算同规模算例在不同车辆容量下完工时间 make-span 值与之的偏差, 并分别计算不同规模的均值, 结果如表 9 所示, 其计算方法为

表8 不同运输模式、不同算法、不同小车容积下的完工时间

算例	规模	小车容积与工件数量的比例/%					
		10	20	30	50	80	100
La01	10×5	881/1 096/1 021	759/781/808	755/777/802	750/770/796	748/768/796	743/764/787
La02	10×5	1 017/1 249/1 187	890/927/945	884/916/939	879/908/936	875/903/936	873/901/925
La03	10×5	899/1 090/1 045	787/828/836	782/813/832	780/805/826	779/799/826	777/797/819
La04	10×5	895/1 072/1 031	779/822/835	774/811/830	770/804/824	764/795/824	763/789/820
La05	10×5	716/865/827	624/669/668	619/648/664	615/643/662	613/637/662	610/633/657
La06	15×5	1 226/1 515/1 433	1 045/1 071/1 127	1 037/1 062/1 122	1 033/1 057/1 119	1 030/1 051/1 119	1 028/1 045/1 116
La07	15×5	1 212/1 484/1 436	1 023/1 049/1 102	1 017/1 046/1 101	1 011/1 037/1 096	1 008/1 032/1 096	1 006/1 030/1 091
La08	15×5	1 151/1 406/1 396	1 016/1 053/1 096	1 010/1 046/1 092	1 003/1 039/1 089	995/1 039/1 089	988/1 037/1 083
La09	15×5	1 197/1 459/1 421	1 037/1 082/1 121	1 029/1 078/1 117	1 022/1 074/1 113	1 015/1 068/1 113	1 011/1 065/1 109
La10	15×5	1 187/1 423/1 436	1 041/1 064/1 134	1 029/1 053/1 130	1 023/1 044/1 128	1 016/1 040/1 128	1 012/1 036/1 121
La11	20×5	1 565/1 860/1 889	1 356/1 416/1 488	1 341/1 403/1 485	1 338/1 388/1 483	1 334/1 385/1 483	1 333/1 378/1 479
La12	20×5	1 306/1 613/1 552	1 152/1 183/1 267	1 146/1 174/1 263	1 132/1 169/1 260	1 130/1 160/1 260	1 127/1 155/1 257
La13	20×5	1 402/1 773/1 688	1 235/1 255/1 342	1 227/1 243/1 339	1 218/1 238/1 335	1 209/1 233/1 335	1 206/1 230/1 330
La14	20×5	1 502/1 868/1 808	1 321/1 412/1 442	1 315/1 400/1 439	1 311/1 388/1 436	1 304/1 383/1 436	1 300/1 381/1 431
La15	20×5	1 686/2 021/2 013	1 431/1 492/1 565	1 423/1 479/1 562	1 417/1 473/1 558	1 408/1 470/1 558	1 401/1 466/1 555
La16	10×10	1 484/1 787/1 813	1 324/1 345/1 451	1 316/1 331/1 448	1 304/1 324/1 446	1 299/1 316/1 446	1 292/1 310/1 440
La17	10×10	1 220/1 479/1 496	1 058/1 094/1 162	1 050/1 077/1 158	1 047/1 072/1 155	1 042/1 071/1 155	1 036/1 060/1 152
La18	10×10	1 375/1 696/1 663	1 197/1 275/1 312	1 195/1 270/1 308	1 191/1 253/1 304	1 186/1 248/1 304	1 182/1 246/1 301
La19	10×10	1 343/1 670/1 684	1 149/1 198/1 252	1 143/1 182/1 248	1 134/1 178/1 244	1 131/1 178/1 244	1 126/1 172/1 238
La20	10×10	1 394/1 699/1 708	1 202/1 298/1 315	1 192/1 280/1 309	1 192/1 273/1 306	1 190/1 269/1 306	1 189/1 265/1 298
La21	15×10	1 617/1 918/1 923	1 403/1 433/1 548	1 398/1 425/1 544	1 396/1 416/1 542	1 388/1 407/1 542	1 385/1 404/1 536
La22	15×10	1 550/1 871/1 876	1 362/1 462/1 502	1 356/1 447/1 498	1 352/1 428/1 496	1 349/1 419/1 496	1 346/1 416/1 488
La23	15×10	1 537/1 870/1 881	1 356/1 458/1 489	1 350/1 453/1 484	1 349/1 432/1 483	1 347/1 430/1 483	1 344/1 427/1 477
La24	15×10	1 509/1 802/1 828	1 338/1 412/1 476	1 334/1 392/1 473	1 331/1 385/1 471	1 330/1 382/1 471	1 327/1 375/1 466
La25	15×10	1 536/1 903/1 844	1 345/1 398/1 482	1 340/1 386/1 478	1 331/1 375/1 475	1 324/1 368/1 475	1 320/1 362/1 471
La26	20×10	1 799/2 203/2 141	1 568/1 652/1 713	1 564/1 639/1 708	1 558/1 618/1 704	1 550/1 617/1 704	1 543/1 614/1 701
La27	20×10	1 976/2 359/2 358	1 667/1 696/1 849	1 661/1 691/1 845	1 659/1 689/1 843	1 653/1 688/1 843	1 650/1 686/1 840
La28	20×10	1 871/2 272/2 295	1 627/1 674/1 778	1 619/1 670/1 775	1 612/1 666/1 771	1 608/1 659/1 771	1 602/1 654/1 765
La29	20×10	1 907/2 360/2 267	1 687/1 751/1 854	1 683/1 736/1 851	1 681/1 719/1 847	1 674/1 703/1 847	1 665/1 691/1 840
La30	20×10	2 000/2 523/2 364	1 736/1 849/1 902	1 731/1 829/1 896	1 724/1 807/1 893	1 716/1 773/1 893	1 705/1 752/1 888
La31	30×10	2 489/2 980/2 974	2 123/2 235/2 356	2 118/2 218/2 352	2 112/2 206/2 349	2 104/2 199/2 349	2 099/2 196/2 344
La32	30×10	2 672/3 256/3 286	2 258/2 367/2 488	2 253/2 358/2 486	2 251/2 334/2 482	2 246/2 327/2 482	2 243/2 313/2 478
La33	30×10	2 323/2 855/2 788	2 067/2 165/2 285	2 052/2 159/2 281	2 044/2 151/2 280	2 038/2 151/2 280	2 033/2 148/2 275
La34	30×10	2 476/3 057/2 987	2 107/2 194/2 342	2 103/2 186/2 339	2 099/2 179/2 335	2 094/2 175/2 335	2 090/2 170/2 328
La35	30×10	2 593/3 251/3 046	2 238/2 351/2 488	2 231/2 340/2 483	2 226/2 332/2 480	2 225/2 324/2 480	2 221/2 318/2 475
La36	15×15	2 266/3 469/2 812	1 883/2 076/2 185	1 880/2 064/2 182	1 876/2 061/2 178	1 872/2 057/2 178	1 869/2 054/2 172
La37	15×15	2 310/3 622/2 878	1 892/2 150/2 223	1 888/2 138/2 218	1 884/2 104/2 215	1 884/2 088/2 215	1 872/2 062/2 212
La38	15×15	2 169/3 346/2 695	1 795/2 013/2 123	1 781/2 001/2 120	1 772/1 994/2 118	1 773/1 991/2 118	1 770/1 986/2 114
La39	15×15	2 154/3 226/2 673	1 770/1 962/2 112	1 762/1 945/2 108	1 753/1 942/2 107	1 750/1 942/2 107	1 749/1 939/2 102
La40	15×15	2 120/3 209/2 668	1 775/2 058/2 098	1 762/2 027/2 094	1 756/1 992/2 092	1 744/1 945/2 092	1 726/1 920/2 083

表9 不同小车容积下完工时间的偏差

算例	规模	小车容积与工件数量的比例/%				
		10	20	30	50	80
La01-05	10×5	17.08	1.96	1.29	0.75	0.36
La06-10	15×5	18.37	2.32	1.53	0.94	0.38
La11-15	20×5	17.08	2.02	1.35	0.76	0.28
La16-20	10×10	17.09	1.8	1.21	0.74	0.4
La21-25	15×10	15.28	1.22	0.83	0.55	0.24
La26-30	20×10	17.01	1.47	1.14	0.84	0.44
La31-35	30×10	17.44	1.01	0.67	0.43	0.2
La36-40	15×15	22.63	1.45	0.98	0.62	0.41

偏差 =

$$\frac{\text{当前 make-span 值} - 100\% \text{比例 make-span 值}}{100\% \text{比例 make-span 值}} \times 100\% \quad (16)$$

由表9可以看出,本文提出的算法能够成功求解不同比例下带有运输空间约束的多单元协作调度问题.当比例达到20%时进行算法分析,与文献[12]的运输模式及所提出的算法进行对比.运用本文提出的拍卖算法求解文献[12]中运输模式下的多单元协作调度问题,结果如表8中第2列所示;运用文献[12]

表 10 不同运输模式及不同算法下求得完工时间的偏差

算例	规模	小车容积与工件数量的比例 / %					
		10	20	30	50	80	100
La01-05	10×5	21.79 / 15.91	5 / 6.62	3.99 / 6.67	3.63 / 6.63	3.28 / 6.55	3.15 / 6.49
La06-10	15×5	21.99 / 19.27	3.04 / 8.1	3.18 / 8.59	3.13 / 8.9	3.29 / 9.3	3.34 / 9.42
La11-15	20×5	22.62 / 19.94	3.98 / 9.38	3.75 / 9.85	3.69 / 10.25	3.78 / 10.65	3.73 / 10.77
La16-20	10×10	22.32 / 22.73	4.75 / 9.48	4.16 / 9.75	3.96 / 9.99	4.02 / 10.17	3.92 / 10.37
La21-25	15×10	20.86 / 20.71	5.29 / 10.18	4.81 / 10.31	4.11 / 10.48	3.99 / 10.6	3.91 / 10.65
La26-30	20×10	22.64 / 19.62	4.06 / 9.78	3.71 / 9.89	3.22 / 10	2.93 / 10.23	2.87 / 10.67
La31-35	30×10	22.67 / 20.12	4.8 / 10.81	4.69 / 11.01	4.39 / 11.14	4.4 / 11.25	4.27 / 11.38
La36-40	15×15	53.05 / 24.58	12.56 / 17.87	12.16 / 18.21	11.66 / 18.5	11.1 / 18.59	10.87/18.94

中提出的算法求解本文提出运输模式下的多单元协作调度问题,结果如表8中第3列所示,并以表8中第1列数据为基准,分别计算与之偏差. 同样,分别计算不同规模的均值,如表10所示,计算方式同式(16).

由表10中第1列结果可以看到,本文提出的运输模式十分具有现实意义,尤其是对大规模算例. 对于两种不同的运输模式而言:当小车容积与工件数量比例为10%时,对于中小规模算例,完工时间make-span的差距在20%左右;当算例为大规模时,差距将达到53.05%. 当比例达到20%及以上时,对于中小规模算例,完工时间差距在4%左右;当算例为大规模时,差距将超过10%,最大达到12.56%. 说明不恰当的运输模式将在运输过程中浪费大量的时间.

由表10中第2列结果可以看出:当比例为10%时,文献[12]中的算法求得的结果与本文提出的拍卖算法求解效果差距在20%左右,最大差距可达24.58%;当比例达到20%及以上时,对于中小规模算例,差距在10%左右,对于大规模算例,差距尤为明显,最大可达18.94%. 通过对比,充分表明了本文所提出的拍卖算法对于求解此问题的有效性.

为了进一步阐明本文算法针对运输空间带有约束这一特征的有效性,现与文献[8]算法的求解结果进行比较. 文献[8]提出的算法为两阶段遗传算法,在小车的指派过程中,只考虑小车容积为1的情况,即小车最多同时只能装载1个工件. 因此,文献[8]的算法缺乏针对小车能够同时装载多个工件进行运送路径优化的机制. 测试针对中大规模,各自分别选取5组算例:La11~La15和La31~La35,得到的结果如表11所示.

同样,以表8中第1列结果为基准,计算表11中的结果与之偏差,并分别计算均值,如表12所示.

由表12的结果可以看出,对于中大规模的算例,两种算法求得结果的偏差分别高达13%~26%和

表 11 文献[8]算法求得的结果

算例	规模	小车容积与工件数量的比例 / %					
		10	20	30	50	80	100
La11	20×5	1963	1592	1581	1578	1554	1513
La12	20×5	1685	1348	1345	1336	1326	1274
La13	20×5	1723	1454	1435	1422	1407	1356
La14	20×5	1864	1538	1532	1517	1516	1502
La15	20×5	2123	1687	1684	1664	1620	1602
La31	30×10	3305	2583	2575	2556	2538	2526
La32	30×10	3512	2765	2751	2733	2726	2711
La33	30×10	3236	2644	2621	2608	2604	2596
La34	30×10	3365	2531	2514	2506	2498	2489
La35	30×10	3658	2812	2796	2790	2778	2756

表 12 文献[8]算法与本文算法求得结果之间的偏差

算例	规模	小车容积与工件数量的比例 / %					
		10	20	30	50	80	100
La11-15	20×5	25.47	17.29	17.41	17.17	16.31	13.77
La31-35	30×10	36.1	23.56	23.26	22.95	22.78	22.42

22%~37%. 随着算例规模的增大,差距必将更为明显. 因此,针对本文运输空间带有约束的生产情形,如果没有合理运送路径优化的机制,则将浪费大量的生产时间,这充分体现了路径优化对于求解本文所提出运输模式下的生产调度问题的重要性.

## 6 结论

本文针对带有运输空间约束的多单元协作调度问题,在提出合理运输模式的基础上,运用拍卖理论,通过拍卖的方式对设备和运输资源进行合理配置,迅速找到了问题的可行解,并基于改进的(非)连通图对所得到的可行解进一步优化. 最后,通过benchmark算例测试,并与已有的运输方式进行对比,验证了本文所提出的拍卖算法的有效性,以及在运输中采用合理运输模式的重要性.

## 参考文献(References)

- [1] Tang J F, Zeng C K, Pan Z D. Auction-based cooperation mechanism to parts scheduling for flexible job shop with inter-cells[J]. *Applied Soft Computing J*, 2016, 49: 590-602.
- [2] Tang J F, Wang X, Kaku I, et al. Optimization of parts scheduling in multiple cells considering intercell move using scatter search approach[J]. *J of Intelligent Manufacturing*, 2010, 21(4): 525-537.
- [3] Deliktas D, Torkul O, Ustun O. A flexible job shop cell scheduling with sequence-dependent family setup times and intercellular transportation times using conic scalarization method[J]. *Int Trans in Operational Research*, 2017.
- [4] Elmi A, Solimanpur M, Topaloglu S. A simulated annealing algorithm for the job shop cell scheduling problem with intercellular moves and reentrant parts[J]. *Computers and Industrial Engineering*, 2011, 61(1): 171-178.
- [5] Lacomme P, Larabi M, Tchernev N. Job-shop based framework for simultaneous scheduling of machines and automated guided vehicles[J]. *Int J of Production Economics*, 2013, 143(1): 24-34.
- [6] Delgoshaei A, Ali A. An applicable method for scheduling temporary and skilled-workers in dynamic cellular manufacturing systems using hybrid ant colony optimization and tabu search algorithms[J]. *J of Industrial and Production Engineering*, 2017, 34(6): 425-449.
- [7] Zeng C K, Tang J F, Yan C J. Scheduling of no buffer job shop cells with blocking constraints and automated guided vehicles[J]. *Applied Soft Computing J*, 2014, 24: 1033-1046.
- [8] Zeng C K, Tang J F, Yan C J. Job-shop cell-scheduling problem with inter-cell moves and automated guided vehicles[J]. *J of Intelligent Manufacturing*, 2015, 26(5): 845-859.
- [9] Hurink J, Knust S. Tabu search algorithms for job-shop problems with a single transport robot[J]. *European J of Operational Research*, 2005, 162(1): 99-111.
- [10] Lin S W, Ying K C, Lu C C, et al. Applying multi-start simulated annealing to schedule a flowline manufacturing cell with sequence dependent family setup times[J]. *Int J of Production Economics*, 2011, 130(2): 246-254.
- [11] Ren Q D E J, Wang Y P. A new hybrid genetic algorithm for job shop scheduling problem[J]. *Computers & Operations Research*, 2012, 39(10): 2291-2299.
- [12] Tian Y N, Li D N, Zhou P Y, et al. Coordinated scheduling of intercell production and inter-cell transportation in the equipment manufacturing industry[J]. *Engineering Optimization*, 2016, 48(12): 2046-2063.
- [13] Dewan P, Joshi S. Auction-based distributed scheduling in a dynamic job shop environment[J]. *Int J of Production Research*, 2002, 40(5): 1173-1191.
- [14] Shaw M J. A distributed knowledge-based approach to flexible automation: the contractnet framework[J]. *Int J of Flexible Manufacturing Systems*, 1988, 1(1): 85-104.
- [15] Siwamogsatham T, Saygin C. Auction-based distributed scheduling and control scheme for flexible manufacturing systems[J]. *Int J of Production Research*, 2004, 42(3): 547-572.
- [16] Veeramani D, Wang K J. Bid construction scheme for job flow time reduction in auction-based fully-distributed manufacturing systems[J]. *Int J of Advanced Manufacturing Technology*, 2006, 28(5/6): 541-550.
- [17] Adhau S, Mittal M L, Mittal A. A multi-agent system for distributed multi-project scheduling: An auction-based negotiation approach[J]. *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, 2012, 25(8): 1738-1751.
- [18] Attanasio A, Ghiani G, Grandinetti L, et al. Auction algorithms for decentralized parallel machine scheduling[J]. *Parallel Computing*, 2006, 32(9): 701-709.
- [19] Nowicki E, Smutnicki C. A fast taboo search algorithm for the job shop problem[J]. *Management Science*, 1996, 42(6): 797-813.
- [20] Laarhoven P J M V, Lenstra J K. Job shop scheduling by simulated annealing[J]. *Operations Research*, 1992, 40(1): 113-125.
- [21] Lawrence S. Supplement to resource constrained project scheduling: An experimental investigation of heuristic scheduling techniques[D]. Pittsburgh: GSIA, Carnegie Mellon University, PA, 1984.

(责任编辑: 李君玲)