

知识化制造环境下航空发动机装配线调度及自重构

万晓琴^{1,2} 严洪森^{1,2} 汪 峰^{1,2}

摘 要 航空发动机装配工序数量多、工序间装配约束复杂。当产品需求变化时,人工调整存在响应速度慢、装配效率低等问题。以最小化产品完工成本、工序提前期惩罚成本及班组重构成本加权和为目标,建立了航空发动机装配线调度和装配班组自重构优化模型。提出一种新的基于工序局部最优排序的分解算法,将调度问题分解为单个装配组上工序顺序优化问题。设计了一种工序后向插入搜索策略。最后提出装配线调度及自重构集成优化算法。通过数值试验,验证了模型与算法的有效性。

关键词 知识化制造, 航空发动机, 自重构, 装配作业车间调度

引用格式 万晓琴, 严洪森, 汪峰. 知识化制造环境下航空发动机装配线调度及自重构. 自动化学报, 2015, 41(1): 136–146

DOI 10.16383/j.aas.2015.c131094

Scheduling and Self-reconfiguration of an Aircraft Engine Assembly Line in Knowledgeable Manufacturing

WAN Xiao-Qin^{1,2} YAN Hong-Sen^{1,2} WANG Zheng^{1,2}

Abstract Aircraft engine is assembled by plenty of assembly operations that have complex precedence constraints. When demand changes, manual adjustment cannot respond in time and make assembly efficiency low. To take aim at minimizing the total weighted sum of product completion time cost, the earliness penalty of operations, and the self-reconfiguration cost of teams and groups, an optimization model of aircraft engine assembly line scheduling and self-reconfiguration is constructed. A decomposition algorithm based on local optimal sequencing is proposed and the scheduling problem is decomposed into single machine operations sequencing problem. A local backward inserting search strategy is designed. An integrated optimization algorithm for assembly job shop scheduling (AJSS) and self-reconfiguration is developed. Numerical experiments validate the effectiveness of the proposed model and algorithm.

Key words Knowledgeable manufacturing, aircraft engine, self-reconfiguration, assembly job shop scheduling (AJSS)

Citation Wan Xiao-Qin, Yan Hong-Sen, Wang Zheng. Scheduling and self-reconfiguration of an aircraft engine assembly line in knowledgeable manufacturing. *Acta Automatica Sinica*, 2015, 41(1): 136–146

知识化制造系统 (Knowledgeable manufacturing system, KMS) 是一种新的制造理念,用于解决现有制造模式中存在的模式单一、缺乏灵活性、不能满足制造企业需求的多样性以及重复研发等问题^[1]。KMS 具备自适应、自进化、自重构等特点,它们是分别针对环境“缓变”、系统“自变”和环境“剧变”而提出的。本文研究的自重构是知识化制造框架下的一个重要组成部分,致力于解决在需求波动情况下,如何对生产工艺路线、生产能力分配、生产与采购计划、生产调度方案、物料配送方案、生产管理系

统的结构等进行全局性的重构,使剧变后的需求能够得到正确和及时的满足,同时保证完成上述重构的成本最小。近年来对 KMS 自重构的研究主要集中在系统管理和控制软件层面上^[2–3],较少涉及对制造单元内重构的研究。通常,不同制造单元间存在本质差别,对其重构的研究应具体问题具体分析^[4–5]。

航空发动机由一组存在复杂约束关系的零件和部组件按照树状工艺图加工、装配而成。这种同时包括加工和装配的作业调度问题被称为装配作业车间调度问题 (Assembly job shop scheduling problem, AJSSP)^[6–8]。目前关于 AJSSP 的解决方法分为三类: 1) 基于规则的调度: Adam 等^[9] 针对 AJSSP 提出相对剩余工序数和相对剩余加工时间规则。Philipoom 等^[10] 提出一组工件重要性比率规则,针对三种不同产品结构分别对不同分派规则进行了比较。Reeza 等^[11–12] 提出工序同步 (Operation synchronization date, OSD)、工序交付期优先规则,并且与剩余总工作量 (Total work remaining, TWKR) 规则结合,在装配车间调度中表现良好。

收稿日期 2013-12-02 录用日期 2014-05-15

Manuscript received December 2, 2013; accepted May 15, 2014

国家自然科学基金 (60934008) 资助

Supported by National Natural Science Foundation of China (60934008)

本文责任编辑 赵千川

Recommended by Associate Editor ZHAO Qian-Chuan

1. 东南大学自动化学院 南京 210096 2. 东南大学复杂工程系统测量与控制教育部重点实验室 南京 210096

1. School of Automation, Southeast University, Nanjing 210096
2. Key Laboratory of Measurement and Control of Complex Systems of Engineering of Ministry Education, Southeast University, Nanjing 210096

Thiagarajan 等^[13] 将 TWKR 规则与工序提前期/拖期单位成本相结合, 在关于产品提前期、拖期和流水时间的性能指标中表现较优; 2) 基于启发式调度算法: 谢志强等^[14-15] 针对复杂产品工序间存在零等待约束调度问题, 提出在加工过程中引入虚拟工序和将具有紧密衔接约束条件的工序组进行统一联动的综合调度算法. 王林平等^[16] 描述了多产品加工装配综合作业调度问题, 设计了一种满足装配约束的遗传算法. Wong 等^[17] 以最小化完工时间为目标, 将 AJSSP 与批量流结合, 重点研究了如何分批, 对工序间的加工顺序及装配顺序未做研究. Cummings 等^[18] 提出了一种启发式算法. 该算法运行时间较短, 适用于大规模问题, 但算法精度不够高. Pathumnakkul 等^[19] 考虑了工序提前期惩罚, 对工序排列顺序进行理论分析. 文中所提出的算法效率高, 解剪度高, 但只针对准时生产; 3) 基于软件系统的仿真: Terekhov 等^[20] 针对带有库存约束的两台机器装配调度问题建立混合整数规划模型, 用 CPLEX 软件对模型进行求解. Maboudian 等^[21] 建立两阶段装配流水车间调度模型, 用 Lingo 软件求解. 装配线重构^[22] 是通过改变系统的结构, 从而调整系统的功能和装配能力, 以适应产品品种和数量的变化. 当市场需求变化时简单地对产品调度方案进行调整无法实现生产能力的提升, 必须对装配线进行重构, 而重构必然影响到调度的解. 在制定重构方案时, 需要确定各装配班的装配能力, 而装配能力又与产品工序的指派与装配时间有关. 因此, 装配线重构与调度是相互关联的, 目前关于装配线重构的研究主要集中在可重构装配线系统建模、调度^[23], 而没有考虑将装配线生产资源重构与调度集成优化.

本文以装配组为基本的装配单元, 研究了多产品 AJSSP 及班组重构问题. 当产品结构及数量需求发生变化时, 将装配线班组配置与产品调度协同优化. 提出了工序局部最优排序的分解算法, 优化各工序的加工装配顺序, 输出较好的调度方案, 快速响应当前的生产需求.

1 航空发动机装配线调度及自重构模型

1.1 问题描述

航空发动机的装配流程如图 1 所示, 要依次经过一次装配(部装、传装、总装)、工厂试车、分解洗涤、故障检验、二次装配(部装、传装、总装)、检验试车等阶段. 当发动机完成检验试车后, 若发动机试车情况符合相关技术标准, 该台发动机顺利完成装配; 否则, 发动机需要重新进入分解洗涤等操作. 本文对航空发动机装配线作适当简化, 假设每台发动机检验试车情况符合相关技术标准, 即只经过一次

工厂阶段装配和二次检验阶段装配, 且两次装配之间工厂试车、分解洗涤、故障检验时间已知.

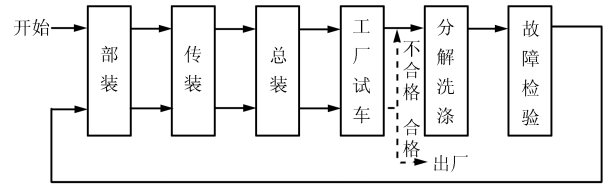


图 1 航空发动机装配流程

Fig. 1 Assembly process for aircraft engine

航空发动机装配生产线中配备总装班、传装班、加力班、机匣班等装配班. 为了增加产能, 装配班中会有多个并行组, 组内配备一定数量的装配工人和专用工具及设备. 航空发动机是由一组存在约束关系的零件和部组件按照树状工艺图装配而成复杂产品, 为简化问题分析, 将由同一装配班所能加工装配的一个工序或多个连续的工序合并为一个工序, 零件、部组件则经由一串前后约束的大工序来完成加工或装配, 且所有子工序完成后才能进行父工序的加工或装配. 为了便于表述, 统一定义零件、部组件为装配件, 将加工、装配操作统称为装配.

本文以某航空发动机装配生产线为背景, 该装配线配备 G 种装配班, 每个装配班内包含 b_l 个装配组, 共装配 N 台航空发动机, 每台发动机包含 K_i 道工序. 当航空发动机种类及数量需求发生变化时, 以最小化总加权费用为目标, 对航空发动机调度方案及各装配班中装配组数量进行集成优化.

1.2 数学模型

参数及变量定义如下:

N 为需要装配的发动机总数; i, j 为发动机标号, $i, j = 1, 2, \dots, N$; δ 为装配次数; G 为装配班的总数; l, l' 为装配班的编号, $l, l' = 1, 2, \dots, G$; b_l 为第 l 个装配班包含的装配组数目; T_i 为第 i 台发动机的工厂试车、分解洗涤、故障检验的时间; $O_{i\delta k}$ 为第 i 台发动机在第 δ 个装配阶段内编号为 k 的工序; $O_{i\delta \bar{k}}$ 为 $O_{i\delta k}$ 的父工序, 若 $O_{i\delta \bar{k}}$ 为产品的最后一道装配工序, 为了便于数学表达, 给该工序设置一个虚拟父工序, 虚拟父工序的开始时间等于 $O_{i\delta \bar{k}}$ 的完工时间; $\pi_{i\delta k}$ 为 $O_{i\delta k}$ 所在的装配班编号, $\pi_{i\delta k} \in \{1, \dots, l, \dots, G\}$; $\varepsilon_{\pi_{i\delta k}}$ 为 $O_{i\delta k}$ 所在的编号为 $\pi_{i\delta k}$ 的装配班内的装配组编号, $\varepsilon_{\pi_{i\delta k}} \in \{1, \dots, b_{\pi_{i\delta k}}\}$; $S_{i\delta k}$ 为 $O_{i\delta k}$ 的开始时间; $C_{i\delta k}$ 为 $O_{i\delta k}$ 的完工时间; $t_{i\delta k}$ 为 $O_{i\delta k}$ 的装配时间; C_i 为第 i 台发动机的完工时间; M 为非常大的正数; ξ_i 为第 i 台发动机的单位时间完工成本; $\phi_{i\delta k}$ 为工序 $O_{i\delta k}$ 单位时间提前完工惩罚成本; Δ_l 为第 l 个装配班中调入或调出的装配组数目; $\Delta_l > 0$ 表示第 l 个

装配班中增加 Δ_l 个装配组; $\Delta_l < 0$ 表示第 l 个装配班中减少 $|\Delta_l|$ 个装配组; φ_l 为第 l 个装配班的装配组数增加而带来的单位培训费用; α, β, γ 为各项成本权重系数; $X_{i\delta k j \delta' k'}$ 为当 $\varepsilon_{\pi_{i\delta k}} = \varepsilon_{\pi_{j\delta' k'}}$ 且 $O_{i\delta k}$ 在 $O_{j\delta' k'}$ 之前加工时, 其值为 1, 否则为 0. 航空发动机装配线调度及自重构模型如下:

$$\min \alpha \sum_{i=1}^N \xi_i C_i + \beta \sum_{i=1}^N \sum_{\delta=1}^2 \sum_{k=1}^{K_i} \phi_{i\delta k} (S_{i\delta k} - C_{i\delta k}) + \gamma \sum_{l=1}^G \varphi_l \max(\Delta_l, 0) \quad (1)$$

s.t.

$$C_{i\delta k} - S_{i\delta k} = t_{i\delta k}, \forall i, \delta, k \quad (2)$$

$$S_{i\delta k} - C_{i\delta k} \geq 0, \forall i, \delta, k \quad (3)$$

$$S_{i\delta k} \geq 0, \forall i, \delta, k \quad (4)$$

$$S_{i2k} \geq C_{i1k} + T_i, \forall i, k \quad (5)$$

$$C_{j\delta' k'} - C_{i\delta k} + M(1 - X_{i\delta k j \delta' k'}) \geq t_{j\delta' k'}, \forall i, \delta, k \quad (6)$$

$$C_{i\delta k} - C_{j\delta' k'} + M X_{i\delta k j \delta' k'} \geq t_{i\delta k}, \forall i, \delta, k \quad (7)$$

$$|\min(\Delta_l, 0)| \leq b_l, \forall l \quad (8)$$

$$1 \leq \varepsilon_l \leq b_l + \Delta_l, \pi_{i\delta k} = l \quad (9)$$

$$X_{i\delta k j \delta' k'} \in \{0, 1\}, \forall i, j, \delta, \delta', k, k' \quad (10)$$

式 (1) 以最小化调度、重构成本为目标函数, 总成本由各发动机完工成本、工序提前完工惩罚成本和班组重构成本加权和组成; 约束 (2) 保证装配不中断; 约束 (3) 为工序优先约束, 保证所有子工序装配完成后父工序才能进行装配; 约束 (4) 表示工序开始装配时间大于等于 0; 约束 (5) 表示第一次装配完成后, 发动机要经过工厂试车、分解洗涤和故障检验阶段后才能进行第二次的装配; 约束 (6) 和 (7) 保证一个装配组在同一时刻只能完成一道工序的装配; 约束 (8) 表示第 l 个装配班在重构中可调出的装配组数不能超出装配班中初始组数; 约束 (9) 表明当第 i 台发动机在第 δ 个装配阶段内编号为 k 的工序在第 l 个装配班进行装配时候, 工序 k 所在的装配组的编号数不能超过重构后装配班所包含装配组的总数; 约束 (10) 表明 $X_{i\delta k j \delta' k'}$ 为 0/1 变量.

2 算法设计

2.1 算法综合体框架

本文提出装配线调度及自重构集成优化算法. 算法的总体思路是: 1) 将重构后的班组配置作为参数传递给调度层, 然后优化调度层的调度方案; 2) 根据获得的较优的调度方案来计算出各装配组的利用率, 再反馈给班组, 对班组配置进行重构; 3) 将重构与调度交替求解, 最后使得重构成本和调度成本之和最小. 在调度层, 首先将调度问题分解为各个装配组中工序的装配顺序决策问题, 然后由对工序的装配顺序进行后向插入搜索, 在不违反该工序所属产品的装配工艺路线约束的前提下, 将具有提前完工成本的工序逐个提取出来向后插入, 达到逐渐减少总成本的目的. 算法整体框架如图 2 所示.

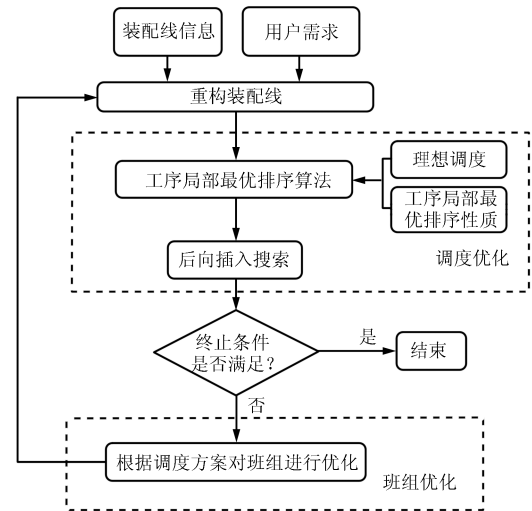


图 2 算法整体框架

Fig. 2 The framework of the algorithm

2.2 工序局部最优策略调度优化

调度算法的流程是: 1) 提出产品的理想调度. 在理想调度下, 工序在装配组上的装配时间可能会有冲突, 为了以最小的成本解决工序之间的冲突问题, 提出了 4 种工序局部最优排序性质; 2) 优化产品的调度方案, 使工序之间的排列更加紧凑; 3) 通过对工序进行提取、重插入操作, 优化工序装配顺序, 减少总成本.

2.2.1 工序局部最优策略调度优化

当工序所在的装配班组确定的情况下, 若仅考虑单个产品工序间装配顺序约束, 可获得产品的理想调度. 以简单的产品装配树状结构图为例说明 (见图 3), 产品装配信息如表 1 所示 ($A1 \sim A7$ 表示产品 A 的编号为 1~7 的工序, $F1 \sim F5$ 表示产品 F 的编号为 1~5 的工序).

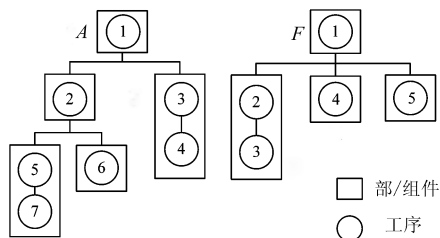


图3 产品装配树状结构图

Fig.3 Tree structure of products

表1 产品参数

Table 1 Parameters of products

工序编号	父工序	装配时间 (小时)	装配组	提前完工成本 (元/小时)
A1	-	4	M1	-
A2	A1	3	M1	0.3
A3	A1	4	M3	0.8
A4	A3	2	M4	0.2
A5	A2	2	M2	0.2
A6	A2	3	M2	0.4
A7	A5	4	M4	0.4
F1	-	3	M1	-
F2	F1	5	M2	0.6
F3	F2	2	M4	0.3
F4	F1	4	M3	0.3
F5	F1	4	M3	0.5

根据表1数据, 首先找出图3中两产品的关键路径(分别为 $A7 \rightarrow A5 \rightarrow A2 \rightarrow A1$ 和 $F3 \rightarrow F2 \rightarrow F1$), 由关键路径计算出的两产品的完工时间(13小时和10小时)作为各自的交付期, 然后从产品装配结构图中的根节点开始向下递推(父工序的开工时间 = 子工序的完工时间), 可得两产品的理想调度. 在理想调度情况下, 两产品的完工时间最小且各工序提前完工时间为0, 如图4所示. 显然图4不是一个可行的调度方案.

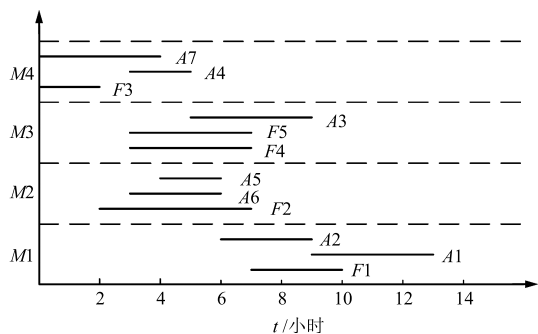


图4 产品的理想调度

Fig.4 An ideal schedule for products

工序在装配组上装配时间有冲突. 为解决工序冲突问题, 确定各工序在装配组上的装配顺序, 提出以下几个定义和性质: 记工序 k 的子工序集为 $Son(k)$, 父工序为 $\tilde{k}$, 工序 k 所在的装配组可开始进行装配操作的时刻为 Mt_k . 若装配组在 t 时刻才可开始进行装配操作, 则 $Mt_k = t$.

根据图4的理想调度有如下定义:

定义1. 工序 k 最早可开工时间 SP_k : 若 $Son(k)$ 不为空集, 则 $SP_k = \max(Mt_k, \max C_{Son(k)})$, 其中 $C_{Son(k)}$ 为工序 k 的所有子工序的完工时间集合; 若 $C_{Son(k)}$ 为空集, 则 $SP_k = Mt_k$.

定义2. 工序 k (除根节点) 最迟完工时间 DP_k : $DP_k = S_{\tilde{k}}$, 其中 $S_{\tilde{k}}$ 为工序 k 的父工序的开工时间.

例如图4中 $SP_{A2} = 6$, $DP_{A2} = 9$; $SP_{A4} = 0$, $DP_{A4} = 5$.

图5为两个工序在装配组的装配时间冲突示意图. 由图5可以看出, 要解决工序在装配组上装配时间冲突问题, 需要将工序向前或向后移动, 那么必定有工序在其最迟完工时间 DP 之前或之后完工. 若工序提前完工, 需要等待到时间 DP , 其父工序才开始装配, 造成工序提前完工成本; 若工序在最迟完工时间之后完工, 则其父工序及其后续工序的开工时间需相应向后推迟, 从而增加了整个产品的完工时间. 根据工序各自的最早可开工时间 SP 的不同, 可将问题分为4种情况进行讨论.

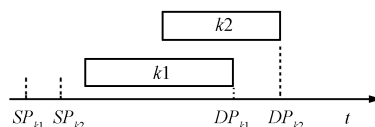


图5 工序装配时间冲突示意图

Fig.5 Conflict between operations

首先令 ϕ_{k1} 、 ϕ_{k2} 分别为工序 $k1$ 和 $k2$ 提前完工单位时间成本, ξ_{k1} 、 ξ_{k2} 分别为工序 $k1$ 和 $k2$ 所属的产品由于完工时间向后推迟而增加的单位时间生产成本, t_{k1} 、 t_{k2} 分别为工序 $k1$ 和 $k2$ 的装配时间, α 、 β 分别为目标函数中产品完工成本权重系数和工序提前完工成本权重系数. 下面讨论工序在不同排列位置下对调度成本(工序提前完工惩罚成本和完工成本)的影响.

当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 且工序装配顺序为 $k1 \rightarrow k2$ 时, $k1$ 、 $k2$ 与 SP_{k1} 、 SP_{k2} 的相对位置可划分为4种, 如图6所示. 从 $P1$ 位置逐渐移动到 $P2$ 时, 工序 $k1$ 和 $k2$ 的完工时间距离各自的最迟完工时间 DP_{k1} 、 DP_{k2} 逐渐减少, 所以工序 $k1$ 和 $k2$ 的提前完工成本逐渐减少. 由于工序提前完工, 不会影

响到工序所属的产品的总完工时间, 故总调度成本减小. 从 $P3$ 位置逐渐移动到 $P4$ 时, 工序 $k1$ 和 $k2$ 的完工时间距离各自的最迟完工时间 DP_{k1} 、 DP_{k2} 逐渐增大, 导致 DP_{k1} 、 DP_{k2} 各自所属的产品完工成本逐渐增加, 总成本也逐渐增加. 从 $P2$ 位置逐渐移动到 $P3$ 时, $k1$ 的提前完工成本减小, 而 $k2$ 的完工时间距离最迟完工时间 DP_{k2} 逐渐增大, 使得 $k2$ 所属的产品完工成本增加. 工序 $k1$ 、 $k2$ 从 $P2$ 位置开始, 每向后移动 Δt 带来的成本为 $\Delta C = \Delta t(-\beta\phi_{k1} + \alpha\xi_{k2})$. 显然当 $\beta\phi_{k1} < \alpha\xi_{k2}$ 时 $\Delta C > 0$, 即每向后移动 Δt 都使总成本增加 ΔC , 故 $P2$ 位置的总成本小于 $P3$ 位置. 反之当 $\beta\phi_{k1} > \alpha\xi_{k2}$ 时, $P3$ 位置的总成本小于 $P2$ 位置的成本. 根据上述分析可得: 当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 且工序装配顺序为 $k1 \rightarrow k2$ 时, 成本最小的位置只能是 $P2$ 或 $P3$. 同理, 当 $SP_{k2} \leq DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 且装配顺序为 $k2 \rightarrow k1$ 时, 成本最小的可能排列位置也有 2 个. 因此, 当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} \leq DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 工序 $k1$ 和 $k2$ 的最优排列位置有 4 种可能, 如图 7(a) 所示.

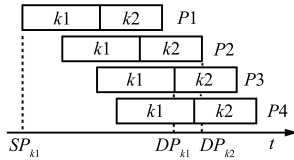


图 6 工序排列位置示意图

Fig. 6 Positions of operation sequences

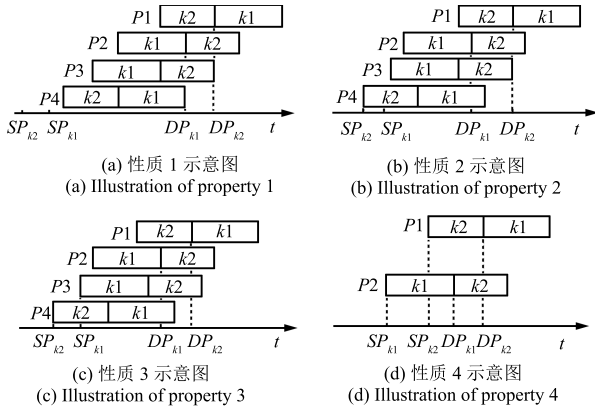


图 7 工序排列位置示意图

Fig. 7 Positions of operation sequences

同理可以推出: 当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} > DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 工序 $k1$ 和 $k2$ 的最优排列位置如图 7(b) 所示; 当 $SP_{k1} > DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} > DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 最优排列位置如图 7(c) 所示; 当 $SP_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$ 和 $SP_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$ 时, 最优排列位置如图 7(d) 所示.

令 S_{k1} 、 S_{k2} 和 D_{k1} 、 D_{k2} 分别为工序 $k1$ 和 $k2$ 的装配开始时间和完工时间. 根据图 7 说明的 4 种情况, 提出 4 种工序最优排列性质, 确定在不同条件下工序的最优排列方案.

性质 1. 当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} \leq DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 记 $\rho_{k1} = DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1}$, $\rho_{k2} = DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2}$

1) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k1}/\phi_{k2} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k1}/\phi_{k1} \leq \beta\rho_{k2}/\alpha\rho_{k1}$, $\xi_{k1}/\xi_{k2} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k2}$, $S_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$. 如图 7(a) 中 $P1$ 所示.

2) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k2}/\phi_{k1} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k2}/\phi_{k2} \leq \beta\rho_{k1}/\alpha\rho_{k2}$, $\xi_{k2}/\xi_{k1} \leq \rho_{k1}/\rho_{k2}$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$, $S_{k2} = DP_{k1}$. 如图 7(a) 中 $P2$ 所示.

3) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k1}/\xi_{k2} \leq \alpha/\beta$, $\phi_{k1}/\phi_{k2} \leq \rho_{k1}/\rho_{k2}$, $\phi_{k1}/\xi_{k1} \leq \alpha\rho_{k1}/\beta\rho_{k2}$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$, $S_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$. 如图 7(a) 中 $P3$ 所示.

4) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k2}/\xi_{k1} \leq \alpha/\beta$, $\phi_{k2}/\phi_{k1} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$, $\phi_{k2}/\xi_{k2} \leq \alpha\rho_{k2}/\beta\rho_{k1}$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$, $S_{k2} = DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$. 如图 7(a) 中 $P4$ 所示.

证明. 计算图 7(a) 中各位置的成本: $C_{P1} = \alpha\xi_{k1}(DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1})$, $C_{P2} = \alpha\xi_{k2}(DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2})$, $C_{P3} = \beta\phi_{k1}(DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2})$, $C_{P4} = \beta\phi_{k2}(DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1})$.

由 $\xi_{k1}/\phi_{k2} \leq \beta/\alpha$ 可以推导出 $C_{P1} \leq C_{P4}$.

由 $\xi_{k1}/\phi_{k1} \leq \beta\rho_{k2}/\alpha\rho_{k1}$ 及 $\rho_{k1} = DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1}$, $\rho_{k2} = DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2}$ 可以推导出 $C_{P1} \leq C_{P3}$.

同样, 由 $\xi_{k1}/\xi_{k2} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$ 可以推导出 $C_{P1} \leq C_{P2}$.

由此可知, 当工序在 $P1$ 位置时, 成本最小, 故性质 1 中的 1) 成立. 同理可证性质 1 中的 2)~4) 成立. $\square$

性质 2. 当 $SP_{k1} \leq DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} > DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 记 $\rho_{k1} = DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1}$, $\rho_{k2} = DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2}$, $\theta_k = DP_k - SP_k - t_k$

1) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k1}/\phi_{k2} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k1}/\phi_{k1} \leq \beta\rho_{k2}/\alpha\rho_{k1}$, $\xi_{k1}/\xi_{k2} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k2}$, $S_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$. 如图 7(b) 中 $P1$ 所示.

2) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k2}/\phi_{k1} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k2}/\xi_{k1} \leq \rho_{k1}/\rho_{k2}$, $\alpha\xi_{k2}\rho_{k2} \leq \beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2})$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$, $S_{k2} = DP_{k1}$. 如图 7(b) 中 $P2$ 所示.

3) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k1}/\xi_{k2} \leq \alpha/\beta$, $\beta\phi_{k1}\rho_{k2} \leq$

$\beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2})$, $\phi_{k1}/\xi_{k1} \leq \alpha\rho_{k1}/\beta\rho_{k2}$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$, $S_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$. 如图 7(b) 中 $P3$ 所示.

4) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k2}/\xi_{k1} \leq \alpha/\beta$, $\beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2}) \leq \beta\phi_{k1}\rho_{k2}$, $\beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2}) \leq \alpha\xi_{k2}\rho_{k2}$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = SP_{k2} + t_{k2}$, $S_{k2} = SP_{k2}$. 如图 7(b) 中 $P4$ 所示.

证明. 同性质 1 证明. $\square$

性质 3. 当 $SP_{k1} > DP_{k2} - t_{k1} - t_{k2}$ 和 $SP_{k2} > DP_{k1} - t_{k1} - t_{k2}$ 时, 记 $\rho_{k1} = DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1}$, $\rho_{k2} = DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2}$, $\theta_k = DP_k - SP_k - t_k$

1) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k1}/\phi_{k2} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k1}/\xi_{k2} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$, $\alpha\xi_{k1}\rho_{k1} \leq \beta\phi_{k1}\theta_{k1} + \alpha\xi_{k2}(\rho_{k2} - \theta_{k1})$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k2}$, $S_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$. 如图 7(c) 中 $P1$ 所示.

2) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k2}/\phi_{k1} \leq \beta/\alpha$, $\xi_{k2}/\xi_{k1} \leq \rho_{k1}/\rho_{k2}$, $\alpha\xi_{k2}\rho_{k2} \leq \beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2})$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$, $S_{k2} = DP_{k1}$. 如图 7(c) 中 $P2$ 所示.

3) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k1}/\xi_{k2} \leq \alpha/\beta$, $\beta\phi_{k1}\theta_{k1} + \alpha\xi_{k2}(\rho_{k2} - \theta_{k1}) \leq \beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2})$, $\beta\phi_{k1}\theta_{k1} + \alpha\xi_{k2}(\rho_{k2} - \theta_{k1}) \leq \alpha\xi_{k1}\rho_{k1}$ 时, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = SP_{k1}$, $S_{k2} = SP_{k1} + t_{k1}$. 如图 7(c) 中 $P3$ 所示.

4) 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\phi_{k2}/\xi_{k1} \leq \alpha/\beta$, $\beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2}) \leq \alpha\xi_{k2}\rho_{k2}$, $\beta\phi_{k2}\theta_{k2} + \alpha\xi_{k1}(\rho_{k1} - \theta_{k2}) \leq \beta\phi_{k1}\theta_{k1} + \alpha\xi_{k2}(\rho_{k2} - \theta_{k1})$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = SP_{k2} + t_{k2}$, $S_{k2} = SP_{k2}$. 如图 7(c) 中 $P4$ 所示.

证明. 同性质 1 证明. $\square$

性质 4. 当 $SP_{k1} = DP_{k1} - t_{k1}$ 和 $SP_{k2} = DP_{k2} - t_{k2}$ 时, 记 $\rho_{k1} = DP_{k2} - DP_{k1} + t_{k1}$, $\rho_{k2} = DP_{k1} - DP_{k2} + t_{k2}$. 当 $k1$ 和 $k2$ 满足 $\xi_{k1}/\xi_{k2} \leq \rho_{k2}/\rho_{k1}$ 时, $k2$ 在 $k1$ 之前装配最优, 且 $S_{k2} = SP_{k2}$, $S_{k1} = DP_{k2}$, 如图 7(d) 中 $P1$ 所示. 否则, $k1$ 在 $k2$ 之前装配最优, 且 $S_{k1} = SP_{k1}$, $S_{k2} = DP_{k1}$. 如图 7(d) 中 $P2$ 所示.

证明. 同性质 1 证明. $\square$

2.2.2 工序局部最优排序优化算法

基于性质 1~4 的分析, 提出工序的局部最优排列算法, 确定工序在装配组上的装配顺序. 局部最优排序算法的主要思想是: 1) 根据理想调度计算各工序的 DP 和 SP 值, 找 DP 值最小的工序; 2) 判断是否有其他工序的装配时间与之冲突. 若无冲突, 则工序按其在理想调度中的装配时间进行装配; 若有冲突, 则根据性质 1~4 解决工序冲突问题, 并确

定工序在装配组的装配时间; 3) 重复执行上述两步, 直到所有工序全部调度完成.

算法 1. 局部最优排序算法

J 为产品的工序集, F 为已调度的工序集, H 为待调度的工序集, W_k 为与工序 k 相冲突的工序集, L 为工序总数, SQ 为工序装配顺序序列矩阵; Mr 为工序优先装配矩阵, Mt_k 为工序 k 所在的装配组可进行装配操作的初始时刻.

步骤 1. 初始化待调度工序集、已调度工序集和工序装配顺序序列: $H = J$, $F = \{\}$, $SQ = \mathbf{0}$. 装配组可开始进行装配的时刻 $Mt_k = 0, k = 1, \dots, L$. 初始循环参数 $p = 1$.

步骤 2. 根据定义 1 和定义 2, 计算 H 中各工序的 DP 和 SP . 找 DP 值最小的工序, 若不止一个, 则选其中 SP 值最小的工序, 记为工序 k .

步骤 3. 找与 k 在同一装配组上装配且装配时间有冲突的工序集 W_k . 令 W_k 的元素个数为 e . 若 $W_k \neq \{\}$, 转步骤 4; 否则, 令 $D_k = DP_k$, 转至步骤 7.

步骤 4. 令 Mr 为 $e \times e$ 的零矩阵. 两两比较集合 W_k 中工序之间的装配时间是否有冲突. 若有冲突, 则根据性质 1~4 判断工序的装配顺序; 若无冲突, 则按原有先后顺序进行装配. 若 $k1$ 在 $k2$ 之前装配较优, 则令 $Mr(\lambda(k1), \lambda(k2)) = 1$, 其中 $\lambda(k1)$ 、 $\lambda(k2)$ 分别为工序 $k1$ 、 $k2$ 在 W_k 中所处位置的编号.

步骤 5. 计算矩阵 Mr 各行元素之和, 找元素之和最大的行所对应的工序. 若不止一个, 则选其中 SP 值最小的工序, 记为 k^* .

步骤 6. 根据性质 1~4 确定 k 与 k^* 的装配先后顺序和 k 的装配完工时间 D_k . 若 k 优先于 k^* 装配, 转步骤 7; 否则, $k \leftarrow k^*$, 返回步骤 3.

步骤 7. $Mt_k \leftarrow D_k$, $H \leftarrow H - \{k\}$, $F \leftarrow F \cup \{k\}$, $SQ(p) \leftarrow k$.

步骤 8. $p \leftarrow p + 1$. 若 $p > L$, 转步骤 9; 否则, 返回步骤 2.

步骤 9. 输出工序装配顺序序列 SQ , 算法结束.

由算法 1 在确定当前某个工序装配顺序的时候, 参数 DP 是由关键路径计算出的父工序的开始时间, 而不是父工序的实际装配开始时间 (只有当子工序全部完工时, 才能进行父工序的装配. 因此, 在排列子工序时, 无法预知其父工序的实际装配时间), 所以也就无法确定工序的实际提前完工时间. 因此, 由算法 1 获得的装配调度方案需要进一步优化. 算法的主要思想是: 在不违反 SQ 中装配顺序的前提下, 首先调整工序开工时间, 使工序的开工时间尽可能早 (步骤 1~3); 然后固定产品最后一道工序的装配时间, 再次调整其他工序, 使得工序的完工时间尽可

能晚(步骤4~8). 通过以上两步调整, 父子工序之间排列更为紧凑.

算法 2. 工序整体优化算法

步骤 1. 初始化参数 $q = 1, Mt_k = 0, k = 1, \dots, L$.

步骤 2. 若 $SQ(q)$ 无子工序, 则 $S_{SQ(q)} = Mt_{SQ(q)}, D_{SQ(q)} = S_{SQ(q)} + t_{SQ(q)}$; 否则 $S_{SQ(q)} = \max(Mt_{SQ(q)}, \max(D_{Son(SQ(q))}))$, $D_{SQ(q)} = S_{SQ(q)} + t_{SQ(q)}$. 其中 $D_{Son(SQ(q))}$ 为 $SQ(q)$ 的所有子工序的完工时间集合.

步骤 3. $Mt_{SQ(q)} \leftarrow D_{SQ(q)}, q \leftarrow q + 1$. 若 $q > L$, 转步骤 4; 否则, 返回步骤 2.

步骤 4. 初始化参数 $p = L$.

步骤 5. 若 $SQ(p)$ 是产品的最后一道工序, 确定 $SQ(p)$ 的完工时间 $D_{SQ(p)} = Mt_{SQ(p)}$, 开始时间 $S_{SQ(p)} = D_{SQ(p)} - t_{SQ(p)}$, 更新装配组的时间: $Mt_{SQ(p)} \leftarrow S_{SQ(p)}$, 转至步骤 7; 否则, 转步骤 6.

步骤 6. 确定 $SQ(p)$ 的完工时间 $D_{SQ(p)} = \min(Mt_{SQ(p)}, S_{Fath(SQ(p))})$, 其中 $Fath(SQ(p))$ 是 $SQ(p)$ 的父工序; 开始时间 $S_{SQ(p)} = D_{SQ(p)} - t_{SQ(p)}$; 更新装配组时间 $Mt_{SQ(p)} \leftarrow S_{SQ(p)}$.

步骤 7. $p \leftarrow p + 1$. 若 $p = 0$, 转步骤 8; 否则, 返回步骤 5.

步骤 8. 将装配开始时刻移动到 0, 计算总成本 Z , 记录调度结果 $Sdu = [SQ, D, S]$.

步骤 9. 算法结束.

在算法 1 和算法 2 确定的工序装配顺序序列 SQ 及调度方案 Sdu 基础上, 对工序装配顺序进行局部调整, 将工序进行提取、重插入操作, 优化工序装配顺序, 达到减少总成本的目的. 算法主要思想是: 将有提前完工成本的工序逐个提取, 在不违反该工序所属产品的装配工艺路线约束的前提下, 插入到同一装配组中相邻的下一道工序的后面. 算法具体步骤如下:

算法 3. 工序后向插入搜索算法设计

由算法 2 得调度结果 Sdu 及总成本 Z . 将装配组依次编号, B 为装配组总数.

步骤 1. 初始化最大循环次数 $R, r = 1, SQ_1 \leftarrow SQ, Sdu_1 \leftarrow Sdu, Z_1 \leftarrow Z$.

步骤 2. 将 SQ_1 中由装配组 ε ($\varepsilon = 1, \dots, B$) 进行装配的工序依次提取并存入矩阵 MG_ε 中, 装配组 ε 装配的工序总数记为 ct_ε .

步骤 3. 计算中 SQ_1 各工序提前完工惩罚成本. 将提前完工成本大于零的所有工序编号依次记录在 EQ 中, 数量为 P . 初始化循环参数 $p = 1$.

步骤 4. 将 SQ_1 中的工序 $EQ(p)$ 删除, 得到工序序列 SQ_2 . 找 $EQ(p)$ 的父工序在 SQ_2 中的位置, 记为 UP .

步骤 5. 找工序 $EQ(p)$ 所在的装配组 ε , 确定 $EQ(p)$ 在 MG_ε 中的位置 d .

步骤 6. 若 $d < ct_\varepsilon$, 找出 MG_ε 中 $d + 1$ 位置的工序在 SQ_2 中的位置, 记为 d_1 , 转步骤 7; 否则, $d = ct_\varepsilon$, 转至步骤 10.

步骤 7. 若 $d < UP$, 将工序 $EQ(p)$ 插入到 SQ_2 中 $d_1 + 1$ 的位置, 将原 SQ_2 中 $d_1 + 1$ 位置及其后面的元素依次向后移一位, 转步骤 8; 否则, 转至步骤 10.

步骤 8. 得工序装配顺序序列 SQ_2 . 调用算法 2, 计算调度结果 Sdu_2 及总成本 Z_2 . 若 $CZ_2 \leq CZ_1$, 转步骤 9; 否则, 转至步骤 10.

步骤 9. $SQ_1 \leftarrow SQ_2, Sdu_1 \leftarrow Sdu_2, Z_1 \leftarrow Z_2$.

步骤 10. $p = p + 1$. 如果 $p > P$, 转步骤 11; 否则, 返回步骤 4.

步骤 11. $r = r + 1$. 如果 $r > R$, 转步骤 12; 否则, 返回步骤 3.

步骤 12. 算法结束. 输出工序装配序列 SQ_1 、调度解 Sdu_1 和总成本 Z_1 .

2.3 装配班组重构

班组重构算法的思想是: 根据调度方案, 计算各装配组的利用率. 对装配组利用率高的装配班总组数加 1, 对装配组利用率低的装配班总组数减 1. 原生产线装配班的总数为 G , 装配组的总数为 B .

算法 4. 装配班调整算法

步骤 1. 初始化装配班调整矩阵: $DI = (0, \dots, 0)_{1 \times G}$.

步骤 2. 由下式计算各装配组 m 的利用率

$$\eta_m = \frac{\sum_{\varepsilon \pi_{\varepsilon k} = m} t_{\varepsilon k}}{C_{\max}} \quad (11)$$

步骤 3. 找出 $\eta_m, m = 1, \dots, B$ 的最大值所对应的装配组编号, 记为 m' . 找出编号为 m' 的装配组所属的装配班编号, 记为 l' . 令 $DI(l') = 1$.

步骤 4. 找出 $\eta_m, m = 1, \dots, B$ 的最小值所对应的装配组编号, 记为 m'' . 找出编号为 m'' 的装配组所属的装配班编号, 记为 l'' .

步骤 5. 判断编号为 l'' 的装配班中包含装配组数目是否大于 1. 若大于 1, 则令 $DI(l'') = -1$, 转步骤 6; 否则, 令 $\eta_{m'} = 1$, 返回步骤 4.

步骤 6. 若 $l' = l''$, 保持装配班配置 I 不变, 否则 $I \leftarrow I + DI$.

步骤 7. 算法结束. 输出调整后班组配置.

算法 4 中假设各装配班之间的调度没有专业限制. 若要考虑不同装配班之间的专业限制, 只需在步骤 3 和步骤 4 中加入各装配班的专业限制条件即可. 当班组调整算法输出一个最终的装配班组配置 I 后,

与装配线初始班组配置进行对比, 若重构后某装配班的总组数减少, 则将其多余的装配组调入到那些重构后组数需求增加的装配班, 直到满足最终的装配班组配置 I 即可。由此完成装配班组的重构。

3 数值实验

3.1 应用实例

某航空发动机装配车间内有 10 个装配班, 共有 21 个装配组, 依次编号为 1~21。初始班组数目及各班的培训费用如表 2 所示。现要求生产 A 机型发动机 2 台, B 、 C 机型发动机各 1 台。 A 型发动机的部分装配信息如表 3 所示。

表 2 原装配线班组配置
Table 2 Original information for assembly line

班名	初始组数	培训费用 (元)	班名	初始组数	培训费用 (元)
前后机匣班	2	200	机加班	3	250
机匣导向器班	1	250	装配班	2	200
附件机匣班	2	300	平衡班	2	360
加力班	3	150	传装班	2	310
钣金班	1	200	总装班	2	150

表 3 某航空发动机装配信息
Table 3 An aircraft engine assembly information

工序编号	所属部组件	父工序编号	装配班	时间 (小时)	提前完工成本 (元/小时)
1	航空发动机 A	—	总装班	10	—
2	电气附件	1	加力班	40	1.8
3	可调喷口	1	钣金班	32	0.1
4	扩散器	1	钣金班	27	0.5
5	子装配体	1	传装班	3	1.3
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
18	I 级导向器	17	机匣导向班	16	1.4
19	I 级导向器	18	机加班	5	0.9
20	I 级导向器	19	机匣导向班	8	0.9
21	I 级导向器	20	机加班	6	0.9
22	I 级导向器	21	机匣导向班	10	0.8
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
44	前机匣	35	前后机匣班	16	1.8
45	回油泵	35	前后机匣班	16	0.3
46	通风器	35	前后机匣班	3	1.0

所有程序在 Matlab 平台上仿真运行。具体算法参数设置: 各成本加权系数: $\alpha = 0.4$, $\beta = 0.4$, $\gamma = 0.2$; 发动机单位时间生产成本: $\xi_A = 1$, $\xi_B = 1.5$, $\xi_C = 0.8$ 。针对某航空发动机装配线班组重构前后两种情况, 进行 10 次仿真实验, 结果如表 4 所示。

由表 4 可以看出, 对航空发动机装配线班组进行重构后, 成本平均减少 32%。重构后装配线的生产性能有了明显提升, 说明了调度和重构集成优化算法的有效性。10 次仿真中最小成本 1 508.2, 对应的班组配置如表 5 所示。

表 4 重构前后成本对比

Table 4 The cost before and after reconfiguration

序号	不重构 (元)	重构 (元)
1	2 313.6	1 515.8
2	2 442.0	1 540.5
3	2 268.5	1 514.7
4	2 514.7	1 508.2
5	2 299.2	1 708.6
6	2 346.6	1 718.3
7	2 335.1	1 673.7
8	2 419.6	1 587.0
9	2 214.3	1 509.4
10	2 272.9	1 651.8
11	2 342.7	1 592.8

表 5 重构后装配线班组配置

Table 5 Assembly line information after reconfiguration

班名	组数	班名	组数
前后机匣班	3	附件机匣班	1
机匣导向班	2	装配班	3
机加班	3	平衡班	1
加力班	3	传装班	2
钣金班	1	总装班	1

3.2 仿真研究

为了验证算法性能, 针对 3 种不同产品结构^[11-13] (单层结构、两层结构、三层结构) 构造测试问题, 如图 8 所示。

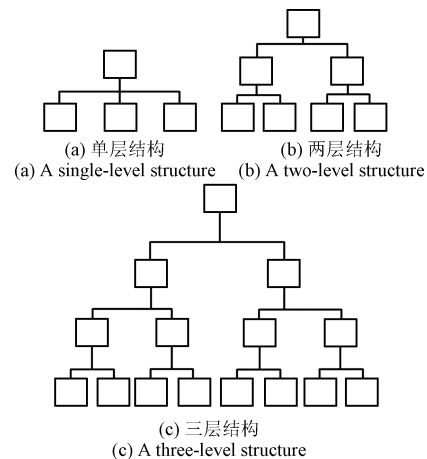


图 8 产品结构图

Fig. 8 Types of product structure

构造树状结构产品时, 每个父工序包含的子工序个数从 $\{1, 2, 3\}$ 中随机产生. 产品装配时间服从 $[1, 50]$ 的均匀分布. 产品单位时间完工成本服从 $[1, 6]$ 的均匀分布. 提前完工成本服从 $[1, 4]$ 的均匀分布. 产品总数 $N \in \{20, 30\}$. 重构成本系数 $\gamma \in \{0, 2, 0.4, 0.6\}$. 共产生 24 组实验, 每组实验运行 10 次, 实验结果见表 6.

表 6 列出了在不同产品和重构成本权重下装配线班组前后的总费用对比结果. 其中 $S1$ 、 $S2$ 、 $S3$ 分别表示单层、两层和三层结构的产品, 重构改善率^[24] 定义为 $Gap = (f_{\text{before}} - f_{\text{after}})/f_{\text{before}}$, 式中 f_{before} 为重构前的总费用平均值, f_{after} 为重构后的总费用平均值.

由表 6 可以看出, 对于不同规模的问题, 班组重构后都能获得较低总费用. 其中, $S1 = 20$, $S2 = S3 = 0$, $\gamma = 0.6$ 时, 重构前后的成本最小值都为

1317.0, 改善率仅为 2.2%. 此时, 班组重构成本在总成本中占较大比重, 对装配线进行重构的意义不大. 随着产品数量增加, 产品结构复杂, 重构后的装配线逐渐显露优势.

文献 [13] 将产品的单位提前期成本、单位拖期成本与 TWKR+OSD 规则相结合, 在有关产品拖期/提前期和产品流水时间的性能指标中表现较优. 为了验证本文提出的 4 种工序排列方法 (即性质 1~4) 的有效性, 本文将文献 [13] 提出的一种改进的 TWKR+OSD 规则稍作修改, 将产品的单位提前期成本替换成工序的单位提前期成本, 然后作为本文的对比算法. 产品总数 $N \in \{8, 10, 15, 20\}$, 班组数目 $G \in \{6, 8\}$, 重构成本系数 $\alpha, \beta \in \{0.2, 0.5, 0.8\}$. 共产生 24 组实验, 每组实验运行 10 次, 实验结果见表 7.

表 6 仿真结果

Table 6 Computational results for numerical experiments

S1	S2	S3	α	β	γ	重构前成本 (元)			重构后成本 (元)			Gap (%)	平均值 (%)
						最大值	最小值	平均值	最大值	最小值	平均值		
20	0	0	0.2	0.2	0.6	1755.0	1317.0	1496.5	1667.8	1317.0	1462.9	2.2	9.4
			0.3	0.3	0.4	2818.2	1944.9	2398.8	2312.6	1944.0	2180.3	9.1	
			0.4	0.4	0.2	4146.1	2572.9	3319.4	2955.8	2354.3	2761.1	16.8	
0	20	0	0.2	0.2	0.6	4482.7	4058.0	4227.3	4083.2	3551.8	3817.7	9.7	12.3
			0.3	0.3	0.4	6294.0	4874.7	5470.0	5601.2	4411.7	4883.5	10.7	
			0.4	0.4	0.2	10082.0	6813.1	8276.5	8501.3	5826.9	6902.4	16.6	
0	0	20	0.2	0.2	0.6	13539.3	9154.1	10852.4	9348.5	7956.5	8957.1	17.5	17.9
			0.3	0.3	0.4	22908.2	11256.6	15091.1	17168.0	9947.8	12430.9	17.6	
			0.4	0.4	0.2	30449.0	18353.4	24370.3	23018.1	17282.8	19835.2	18.6	
6	6	8	0.2	0.2	0.6	6454.6	4295.9	5280.2	5823.9	4295.9	4595.1	13.0	17.9
			0.3	0.3	0.4	8863.6	6530.3	7337.4	6733.7	5644.9	6108.6	16.7	
			0.4	0.4	0.2	13429.3	7870.1	11366.4	10049.7	6358.2	8627.4	24.1	
30	0	0	0.2	0.2	0.6	2456.7	2209.1	2813.7	3011.4	2202.7	2578.0	8.4	10.9
			0.3	0.3	0.4	5065.8	4134.5	4526.2	4420.2	3679.9	3987.3	11.9	
			0.4	0.4	0.2	5997.4	5221.7	5627.9	5083.1	4715.1	4932.2	12.4	
0	30	0	0.2	0.2	0.6	9922.7	6984.2	8551.1	9131.4	5913.1	7180.3	16.0	16.7
			0.3	0.3	0.4	18405.3	12639.2	14894.4	13740.3	10074.0	11634.3	21.9	
			0.4	0.4	0.2	15545.8	13423.5	14428.1	12989.0	12164.9	12648.1	12.3	
0	0	30	0.2	0.2	0.6	36291.7	27495.4	31084.3	31017.0	24305.9	23116.9	25.6	22.3
			0.3	0.3	0.4	39897.5	31094.2	36910.4	31489.4	22307.1	29182.0	20.9	
			0.4	0.4	0.2	67540.6	53934.1	60213.4	56697.0	38848.7	47847.4	20.5	
10	10	10	0.2	0.2	0.6	11523.1	8453.3	9855.5	10172.0	6991.1	7936.0	19.5	20.2
			0.3	0.3	0.4	18148.0	10009.6	15322.5	13556.9	9325.6	12125.6	20.9	
			0.4	0.4	0.2	23282.9	15463.4	18625.8	17312.6	12912.6	14851.3	20.3	

表 7 算法结果对比

Table 7 Comparison of computational results

$N \times G$	α	β	θ (%)			$N \times G$	α	β	θ (%)		
			S1	S2	S3				S1	S2	S3
8×6	0.2	0.8	24.2	12.7	10.9	15×6	0.2	0.8	24.8	25.4	11.1
	0.5	0.5	13.4	17.3	11.1		0.5	0.5	30.4	21.4	15.7
	0.8	0.2	20.6	15.8	12.3		0.8	0.2	27.5	17.3	11.4
8×8	0.2	0.8	13.8	13.8	11.4	15×8	0.2	0.8	32.3	16.2	14.6
	0.5	0.5	24.1	16.3	15.7		0.5	0.5	21.0	21.1	10.7
	0.8	0.2	23.3	18.7	16.3		0.8	0.2	19.7	26.9	10.6
10×6	0.2	0.8	16.2	12.5	10.3	20×6	0.2	0.8	33.8	30.2	12.1
	0.5	0.5	18.7	12.6	10.9		0.5	0.5	24.9	17.3	10.4
	0.8	0.2	16.9	19.2	10.3		0.8	0.2	25.4	23.9	12.1
10×8	0.2	0.8	17.8	12.6	8.1	20×8	0.2	0.8	38.8	23.7	13.6
	0.5	0.5	20.5	10.2	10.7		0.5	0.5	33.9	25.8	14.5
	0.8	0.2	17.8	20.3	16.6		0.8	0.2	25.1	24.8	17.1

通过解的偏差率来比较两种算法的质量. 解的偏差率定义为 $\theta = (f - f_0)/f$, 式中 f 为采用对比算法得到的目标值均值, f_0 为本文提出的工序排列性质算法得到的目标值均值. 从表 7 的实验结果可以看出, 在不同产品规模和成本权重系数下, 本文提出的工序排列方法在工序提前期和产品完工时间指标中表现较优.

4 结论

本文对航空发动机装配线调度优化和班组自重构问题进行了研究. 证明了工序的排列性质, 提出装配线调度及自重构集成优化算法. 根据实验结果可以得出以下结论:

1) 仿真结果表明了重构的必要性.

2) 与改进的 TWKR + OSD 规则相比, 本文提出的局部最优排序算法在不同规模问题下都具有较高的优化性能.

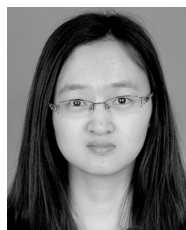
在实际装配过程中, 航空发动机的装配含有多种不确定回流环节, 这是今后研究的一个方向. 另外对于航空发动机装配工序做了简化以后, 是否更改了系统装配的约束关系或者瓶颈, 这也是一个值得思考的问题.

References

- Yan Hong-Sen, Liu Fei. Knowledgeable manufacturing system—a new kind of advanced manufacturing system. *Computer Integrated Manufacturing Systems*, 2001, **7**(8): 7–11
(严洪森, 刘飞. 知识化制造系统新一代先进制造系统. 计算机集成制造系统, 2001, **7**(8): 7–11)

- Xue Chao-Gai, Yan Hong-Sen. Study on gray decision-making methods in the self-reconfiguration of knowledgeable manufacturing system. *Systems Engineering-Theory & Practice*, 2004, **24**(11): 94–99
(薛朝改, 严洪森. 知识化制造系统自重构中的灰色决策方法研究. 系统工程理论与实践, 2004, **24**(11): 94–99)
- Yang Ren-Zi, Yan Hong-Sen. The method of fuzzy classification and searching for knowledge meshes based on information granularity. *Acta Automatica Sinica*, 2011, **37**(5): 585–595
(杨人子, 严洪森. 基于信息粒度的知识网的模糊分类与检索方法. 自动化学报, 2011, **37**(5): 585–595)
- Li Jun, Dai Xian-Zhong, Meng Zheng-Da. Automatic reconfiguration of supervisory controllers for reconfigurable manufacturing Systems. *Acta Automatica Sinica*, 2009, **34**(11): 1337–1347
(李俊, 戴先中, 孟正大. 可重构制造系统监督控制器的自动重构. 自动化学报, 2009, **34**(11): 1337–1347)
- Wang Li, Zhao Jun, Wang Wei. Rescheduling method in production process of cold rolling based on the partial reconfigurable production. *Acta Automatica Sinica*, 2011, **37**(1): 99–106.
(王利, 赵珏, 王伟. 基于部分生产重构的冷轧生产重调度方法. 自动化学报, 2011, **37**(1): 99–106)
- Goodwin J S, Goodwin J C. Operating policies for scheduling assembled products. *Decision Sciences*, 1982, **13**(4): 585–603
- Huang P Y. A comparative study of priority dispatching rules in a hybrid assembly/job shop. *International Journal of Production Research*, 1984, **22**(3): 375–387
- Russell R S, Taylor B W. An evaluation of sequencing rules for an assembly shop. *Decision Sciences*, 1985, **16**(2): 196–212
- Adam N R, Bertrand J W M, Surkis J. Priority assignment procedures in multi-level assembly job shops. *IIE Transactions*, 1987, **19**(3): 317–328
- Philipoom P R, Russell R S, Fry T D. A preliminary investigation of multi-attribute based sequencing rules for assembly shops. *International Journal of Production Research*, 1991, **29**(4): 739–753
- Reeja M K, Rajendran C. Dispatching rules for scheduling in assembly jobshop—part 1. *International Journal of Production Research*, 2000, **38**(9): 2051–2066
- Reeja M K, Rajendran C. Dispatching rules for scheduling in assembly jobshops—part 2. *International Journal of Production Research*, 2000, **38**(10): 2349–2360
- Thiagarajan S, Rajendran C. Scheduling in dynamic assembly job-shops to minimize the sum of weighted earliness, weighted tardiness and weighted flowtime of jobs. *Computers & Industrial Engineering*, 2005, **49**(4): 463–503
- Xie Zhi-Qiang, Li Zhi-Min, Hao Shu-Zhen, Tan Guang-Yu. Study on complex product scheduling problem with no-wait constraint between operations. *Acta Automatica Sinica*, 2009, **35**(7): 983–989
(谢志强, 李志敏, 郝淑珍, 谭光宇. 工序间存在零等待约束的复杂产品调度研究. 自动化学报, 2009, **35**(7): 983–989)
- Xie Zhi-Qiang, Teng Yu-Zheng, Yang Jing. Integrated scheduling algorithm with no-wait constraint operation Group. *Acta Automatica Sinica*, 2011, **37**(3): 371–379
(谢志强, 滕宇峥, 杨静. 紧密衔接工序组联动的综合调度算法. 自动化学报, 2011, **37**(3): 371–379)

- 16 Wang Lin-Ping, Jia Zhen-Yuan, Wang Fu-Ji, Meng Fan-Bin. Multi-production complete job-shop scheduling problem its solution. *Systems Engineering-Theory & Practice*, 2009, **29**(9): 73–77
(王林平, 贾振元, 王福吉, 孟凡斌. 多产品综合作业调度问题及其求解. 系统工程理论与实践, 2009, **29**(9): 73–77)
- 17 Wong T C, Ngan S C. A comparison of hybrid genetic algorithm and hybrid particle swarm optimization to minimize makespan for assembly job shop. *Applied Soft Computing*, 2013, **13**(3): 1391–1399
- 18 Cummings D H, Egbelu M P J. Minimizing production flow time in a process and assembly job shop. *International Journal of Production Research*, 1998, **36**(8): 2315–2332
- 19 Pathumnakul S, Egbelu P J. An algorithm for minimizing weighted earliness penalty in assembly job shops. *International Journal of Production Economics*, 2006, **103**(1): 230–245
- 20 Terekhov D, Dogru M K, Ozen U, Beck J C. Solving two-machine assembly scheduling problems with inventory constraints. *Computers & Industrial Engineering*, 2012, **63**(1): 120–134
- 21 Maboudian Y, Shafaei R. Modeling a bi-criteria two stage assembly flow shop scheduling problem with sequence dependent setup times. In: Proceedings of the 2009 IEEE International Conference on Industrial Engineering and Engineering Management. Hong Kong, China: IEEE, 2009. 1748–1752
- 22 Yu J, Yin Y, Sheng X, Chen Z. Modelling strategies for reconfigurable assembly system. *Assembly Automation*, 2003, **13**(3): 266–272
- 23 Yuan Ming-Hai, Bai Ying, Li Dong-Bo. Research on multi-objective optimal scheduling of reconfigurable assembly line. *China Mechanical Engineering*, 2008, **19**(16): 1898–1903
(苑明海, 白颖, 李东波. 可重构装配线多目标优化调度研究. 中国机械工程, 2008, **19**(16): 1898–1903)
- 24 An Yu-Wei, Yan Hong-Sen. Solution strategy of integrated optimization of production planning and scheduling in a flexible job-shop. *Acta Automatica Sinica*, 2013, **39**(9): 1476–1491
(安玉伟, 严洪森. 柔性作业车间生产计划与调度集成优化求解策略. 自动化学报, 2013, **39**(9): 1476–1491)



万晓琴 东南大学自动化学院博士研究生. 主要研究方向为知识化制造系统自重构. 本文通信作者.

E-mail: xqwan87@163.com

(**WAN Xiao-Qin** Ph. D. candidate at the School of Automation, Southeast University. Her research interest covers self-reconfiguration of knowledgeable manufacturing system. Corresponding author of this paper.)



严洪森 东南大学自动化学院教授. 主要研究方向为生产计划与调度, 知识化制造系统, 预测.

E-mail: hsyang@seu.edu.cn

(**YAN Hong-Sen** Professor at the School of Automation, Southeast University. His research interest covers production planning and scheduling, knowledgeable manufacturing system, forecasting.)



汪 峥 东南大学自动化学院教授. 主要研究方向为制造系统分析与控制, 供应链系统的鲁棒控制, 产品与工程系统设计过程分析与优化.

E-mail: wangz@seu.edu.cn

(**WANG Zheng** Professor at the School of Automation, Southeast University. His research interest covers analysis and control of manufacturing systems, robust control of supply chain systems, analysis and optimization of the design process of products and engineering systems.)