

文章编号:1000-6788(2006)01-0018-08

带运输和设置时间的无等待并行流水车间调度问题研究

李建祥¹,唐立新²,吴会江³

(1. 北京理工大学信息科学技术学院,北京 100081; 2. 东北大学信息科学工程学院,辽宁 沈阳 110004;
3. 沈阳工程学院基础部,辽宁 沈阳 110136)

摘要: 研究了一类从无缝钢管生产作业中提炼出的新的并行流水车间调度问题. 该问题具有工件无等待、工序之间存在运输时间、设备需要调整时间等特点. 这些特点使得问题变得相当复杂. 建立了大规模的混合整数规划模型,通过提出的变换方法简化和降低了模型的规模. 针对此模型,提出并开发了适合此问题的遗传算法. 通过实验比较六种规则调度方法及遗传算法的性能. 计算结果表明,六种规则调度中最好的方法是 SPT,而遗传算法调度的性能优于 SPT.

关键词: 并行流水车间调度;无等待;设备带调整时间;工件带运输时间;启发式算法

中图分类号: C935;TP29

文献标识码: A

No-wait Parallel Flowshop Scheduling with Transfer and Setup Times

LI Jian-xiang¹, TANG Li-xin², WU Hui-jiang³

(1. School of Information Science & Technology, Beijing Institute of Technology, Beijing 100081, China; 2. School of Information Science & Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China; 3. Basic Class Department, Shenyang College of Engineering, Shenyang 110136, China)

Abstract: This paper considers a class of parallel flowshop scheduling problem, which is abstracted from the production of seamless steel pipe and characterized by no-wait, transfer times between operations, machine dependent setup times, etc. These characteristics complicate the problem. We formulate it as a large scale mixed integer programming model. We present a transform method to simplify and decrease the scale of the model. A problem specific genetic algorithm is then proposed. We test the performance of six rule scheduling methods and genetic algorithm. The test results show that SPT is the best one of the six rule scheduling methods and the genetic algorithm is better than SPT.

Key words: parallel flowshop scheduling; no-wait policy; machine-dependent setup times; job with transfer times; heuristic algorithm

1 引言

自从 Johnson^[1] 提出最小化 makespan 的两阶段调度问题以来,流水车间调度^[2] 问题便开始成为一个活跃的研究领域. 大量文献对此进行了研究. 本文研究一类新的流水车间调度问题,该问题具有工件无等待、工序之间存在运输时间、设备需要调整时间、存在多条流水生产线等特点. 该问题来源于天津钢管公司无缝钢管生产作业中的管加工调度问题.

天津钢管公司的管加工车间包含三条生产线,每条生产线包含多道工序,每个工序一台机器,其中 1 # 线和 2 # 线完全相同,用于加工石油套管和光套管,3 # 线用于加工非套管以及小于 7 英寸的套管和光套管,如图 1 所示^[3]. 管加工生产的特点^[4] 包括:

1) 1 # (2 #) 线的机器按照流水车间的形式布置,因为工件(指待加工的半成品管)在该条生产线上加工时,工艺路线确定且相同,依次通过各机器.

收稿日期:2004-12-10

资助项目:国家自然科学基金(70171030; 60274049)

作者简介:李建祥(1974-),男,江西南昌人,博士,研究方向为生产计划与调度,供应链建模与优化;唐立新(1966-),男,黑龙江绥化人,教授,博士生导师;吴会江(1971-),女,辽宁沈阳人,博士生,讲师.

2) 3 # 线从总体上说,也属于流水车间布置,因为尽管非套管和套管在该条生产线上的工艺路线不相同,但对于固定一类(套管或非套管)的工件,其工艺路线是确定且相同的。

3) 工件在上一道工序加工完毕后,必须通过链式缓冲台架马上运输到下一道工序,即存在非零的运输时间,且中间存储策略为零等待或称为无等待^[5]。

4) 生产线上的机器在加工工件前,需要一定的时间进行准备(或称为设置)^[6],该设置时间与工件及其生产顺序无关,只与机器本身有关,即存在与机器相关的设置时间。

5) 该企业面向合同生产,每个合同交货期已知,如果合同不能准时交货,将承担拖期惩罚,而且各合同的重要性(权重)不一样,因此管加工调度的目标是 minimized 总加权拖期^[7]。

6) 光套管在 3 条生产线上加工时,在图中阴影显示的机器上,只是通过而不做任何操作,即加工时间为零,而且机器无需设置,即设置时间为零。

综上所述,管加工生产调度问题可总结为“带运输和机器相关设置时间的最小总加权拖期的无等待并行流水车间调度”问题。好的管加工调度关系到设备利用率及最终合同交货期的满足。天津钢管公司非常重视。然而由于问题的复杂性,该工作目前通过手工完成,效率低,最优性差,因此迫切希望能有一个科学的方法取代手工方法。而在公开发表的文献中,迄今未发现研究同时具有上述调度特点问题的文献。

2 管加工调度数学规划模型

2.1 预处理

将运输设备设为虚拟的机器,这些机器的设置时间为零,工件在其上的加工时间为该设备将工件从前一阶段运输到后一阶段的运输时间,从而模型中不再出现运输时间。添加虚拟机器后,1 # 和 2 # 线机器数将扩展为 31 台,3 # 线机器数将扩展为 34,并按顺序重新编号。图 1 所示 1 # (2 #) 线的机器的新编号为其两倍。图 1 所示 3 # 线编号 1~8 的机器的新编号为其两倍,编号 9~16 的机器的新编号为其两倍加 1。其余编号机器为虚拟机器。

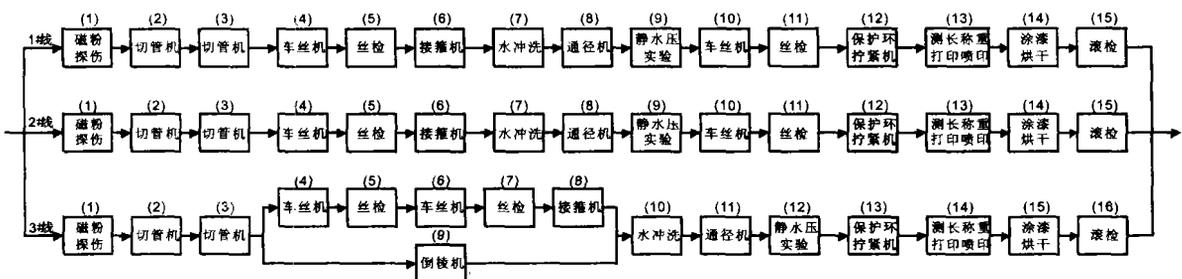


图 1 管加工生产工艺

2.2 符号说明

· 下标

i —— 工件的下标,表示第 i 个工件, $i = 1, 2, \dots, N, N$ 为工件总数;

l —— 生产线的下标,表示第 l 条生产线,当 $l = 1, 2, 3$ 时,分别对应 1 #、2 # 和 3 # 生产线;

j —— 机器的下标,总是与下标 l 同时出现,表示生产线 l 上的编号为 j 的机器, $j = \{1, \dots, M_l\}$, M_l 表示生产线 l 最后一台机器(编号),当 $l = 1, 2, 3$ 时,分别表示机器 31, 31 和 34;

k —— 调度顺序中的位置下标,表示第 k 个位置;

· 集合

I —— 工件集合, $\forall i \in I$;

L —— 生产线集合, $\forall l \in L$;

I_l —— 生产线 l 能加工的工件集合, $I_l \subseteq I$;

L_i —— 能加工工件 i 的生产线集合, $L_i \subseteq L$;

J_l —— 生产线 l 上的机器集合, $\forall j \in J_l$;

J_G —— 生产线 l 上加工光套管时仅通过不做任何操作的机器的集合, 当 $l=1$ 或 2 时, $J_G = \{j | j \in \{8, 10, 12, 24\}\}$, 当 $l=3$ 时, $J_G = \{j | j \in \{8, 10, 12, 14, 16, 27\}\}$;

J_F —— 特指 3 # 生产线上的机器 18 ~ 20 的集合;

J_T —— 特指 3 # 生产线上的机器 7 ~ 17 的集合;

I_G —— 属于光套管的工件的集合;

I_T —— 属于套管的工件的集合;

I_F —— 属于非套管的工件的集合, $I_G \cup I_T \cup I_F = I$;

· 已知参数

t_{ij} —— 工件 i 在生产线 l 的机器 j 上的加工时间;

s_{lj} —— 生产线 l 的机器 j 的机器设置时间;

d_i —— 工件 i 的交货期;

w_i —— 工件 i 的权重;

· 决策变量

$X_{ilk} = \begin{cases} 1, & \text{如果工件 } i \text{ 在生产线 } l \text{ 第 } k \text{ 个被加工} \\ 0, & \text{否则} \end{cases}$

$Y_{il} = \begin{cases} 1, & \text{如果工件 } i \text{ 被安排到生产线 } l \text{ 上加工} \\ 0, & \text{否则} \end{cases}$

C_{ij} —— 工件 i 在生产线 l 的机器 j 的完工时间.

2.3 数学规划模型

$$\min \sum_i w_i T_i, \tag{1}$$

s. t.

$$Y_{il} = 1, \quad \forall i \in I, \quad l \in L_i, \tag{2}$$

$$Y_{il} = 0, \quad \forall i \in I, \quad l \in L - L_i, \tag{3}$$

$$\sum_{k=1}^{K_l} X_{ilk} = Y_{il}, \quad \forall i \in I; l \in L, \tag{4}$$

$$Y_{il} = K_l, \quad \forall l \in L, \tag{5}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} = 1, \quad \forall l \in L; k = \{1, 2, \dots, K_l\}. \tag{6}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + s_{lj} + \sum_{i \in I} X_{il,k+1} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad \forall l = 1, 2, ; j \in J_l - J_G; k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{7}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + \sum_{i \in I - I_G} X_{il,k+1} s_{lj} + \sum_{i \in I} X_{il,k+1} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad \forall l = 1, 2, ; j \in J_G; k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{8}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + s_{lj} + \sum_{i \in I} X_{il,k+1} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_l - J_F - J_T; k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{9}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + \sum_{i \in I_F} X_{il,k+1} (s_{lj} + t_{ij}) = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_F; k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{10}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + \sum_{i \in I_T} X_{il,k+1} s_{lj} + \sum_{i \in I} X_{il,k+1} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_T \cup J_G; k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{11}$$

$$\sum_{i \in I} X_{ilk} C_{ij} + \sum_{i \in I - I_F} X_{il,k+1} (s_{lj} + t_{ij}) = \sum_{i \in I} X_{il,k+1} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_T \cup (J_l - J_G); k = \{1, 2, \dots, K_l - 1\}, \tag{12}$$

$$C_{ij} + t_{ij} = C_{ij}, \quad \forall i \in I; l = L_i; j \in J_l - \{M_l\}, \quad (13)$$

$$S_{ij} + \sum_{i \in I} X_{il} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad \forall l = 1, 2; j \in J_l - J_G, \quad (14)$$

$$\sum_{i \in I - I_G} X_{il} S_{ij} + \sum_{i \in I} X_{il} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad \forall l = 1, 2; j \in J_G, \quad (15)$$

$$S_{ij} + \sum_{i \in I} X_{il} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_l - J_F - J_T, \quad (16)$$

$$\sum_{i \in I_F} X_{il} (S_{ij} + t_{ij}) = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_l - J_F, \quad (17)$$

$$\sum_{i \in I_T} X_{il} S_{ij} + \sum_{i \in I} X_{il} t_{ij} = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_l - J_T - J_G, \quad (18)$$

$$\sum_{i \in I - I_F} X_{il} (S_{ij} + t_{ij}) = \sum_{i \in I} X_{il} C_{ij}, \quad l = 3; \forall j \in J_l - J_T - (J_l - J_G), \quad (19)$$

$$Y_{il}, X_{ilk} = \{1, 0\}; C_{ij} = 0, \quad \forall i, l, j; k = \{1, 2, \dots, K_l\}. \quad (20)$$

目标函数(1)追求最小化总加权拖期,式中

$$T_i = \max \left\{ 0, \sum_{l \in L_i} Y_{il} C_{i,l,M_l} - d_i \right\}. \quad (21)$$

约束(2)和(3)表示工件只能在能加工其的生产线中的一条生产线上加工.约束(4)表示如果工件*i*在生产线*l*上加工,则只能在该生产线加工顺序中占据一个位置,式中*K_l*表示在生产线*l*上加工的工件总数,用(5)式计算.约束(6)表示生产线加工顺序上的一个位置只能由一个工件占据.

约束(7)~(12)表示对于在同一台机器上加工的相邻两个工件来说,它们在该台机器上的完工时间之间的关系.分6种机器类型考虑.第1类机器为1#和2#生产线上的非阴影部分机器,约束(7)表示在这一类机器上,后一个工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工.第2类机器为1#和2#生产线上的阴影部分机器,约束(8)表示在这一类机器上,如果后一个工件是光套管,则该工件在前一工件加工完毕后就能开始加工,否则后一个工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工.第3类机器为在3#生产线上加工都需要通过的机器(即机器1~6,21~34),约束(9)表示在这一类机器上,后一个工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工.第4类机器为3#生产线上仅用于加工非套管的机器(即机器18~20),约束(10)表示在这一类机器上,如果后一个工件是非套管,则后一个工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工,否则不存在设置时间和加工时间,后一工件在该机器上的完工时间等于前一工件的完工时间.第5类机器为3#生产线阴影部分机器,约束(11)表示在这一类机器上,如果后一个工件是小于7英寸的光套管,则该工件在前一工件加工完毕后就能开始加工,如果后一工件是小于7英寸的套管,则该工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工,如果后一工件是非套管,则不存在设置时间和加工时间,后一工件在该机器上的完工时间虚拟地认为等于前一工件的完工时间,数据准备时将加工时间设置为0.第6类机器为7~17中的非阴影部分机器,约束(12)表示在这一类机器上,如果后一个工件是小于7英寸的光套管或套管,则该工件只能在前一工件加工完毕并且将该机器设置好后才能开始加工,如果后一工件是非套管,则不存在设置时间和加工时间,后一工件在该机器上的完工时间等于前一工件的完工时间.需要说明的是,上述所指的“前一工件”和“后一工件”是针对整条生产线而言的,表示在加工顺序上处于两个相邻位置的工件.

约束(13)表示同一工件在相邻工序之间完工时间的关系.由于是无等待,工件在上一工序加工完毕后,必须马上运到下一工序进行加工.式中*j*表示工件在机器*j*上加工完毕后运往的下一工序所代表的机器编号,一般*j = j + 1*,特别地,当工件为小于7英寸的套管或光套管时,如果*l = 3*且*j = 6*,则*j = 7*,如果*l = 3*且*j = 17*,则*j = 21*;当工件为非套管时,如果*l = 3*且*j = 6*,则*j = 18*.

约束(14)~(19)是约束(7)~(12)的补充,表示生产线第一个加工的工件在各机器上的完工时间必须大于该工件在机器上的加工时间,如果机器需要设置,还必须加上设置时间.如果假设0时刻所有机器设

备已经设置好(本文以下内容采用该假设),则可以去除约束(14)~(19)中的设置时间项.

约束(20)是变量取值约束.

3 模型的求解

一般的流水车间调度问题是 NP 难的^[8],因此并行流水车间调度显然是 NP 难的.而在实际应用中管加工调度问题规模很大.为了降低求解难度,下面首先提出一种降低模型规模的方法,然后探讨模型求解的算法.

3.1 模型规模的降低

机器加工产品时,是以单个产品(即单根钢管)为单位进行的,因此调度的基本单元(对应模型下标 i)也是单个产品.但存在如下理由:打捆的需要;搬运的要求;合同跟踪的需要,使得需要以合同为单位组织生产.因为同一合同内的产品是连续生产的,并且合同内的产品无差别,所以合同作为调度的基本单元与单个产品作为调度的基本单元是等价的.而以合同为调度的基本单元(此时 i 对应合同),将大大降低模型的规模.以天津钢管公司为例,每月的合同数约为 200 多个,每个合同按平均 40 根钢管计,则 N 将从 8000 降至 200,从而可大大减小模型的规模.

3.2 模型参数的重新计算

当下标 i 从对应单个产品变为对应合同时,模型参数的意义发生改变,产品参数变为相应合同参数.例如 d_i 原来表示产品 i 的交货期,现在变为表示合同 i 的交货期.其中参数 t_{ij} 和 C_{ij} 需要重新定义.本文将 C_{ij} 定义为合同内最后一个产品在各机器上的完工时间.由于是无等待模式生产,本文将 t_{ij} 定义为:

$$\begin{cases} t_{ij} = C_{ij} - S_{ij}, & j = 1 \\ t_{ij} = C_{ij} - C_{i,l,j-1}, & j = 2, \dots, M_l \end{cases} \quad (22)$$

式中 S_{ij} 表示合同 i 在生产线 l 机器 j 上的开工时间,下标 $j-1$ 表示机器 j 前一道工序所代表的机器.

模型中的 t_{ij} 应是已知参数.但我们仅知道单个产品在各机器上的加工时间.因此需要重新计算 t_{ij} .下面介绍它的计算方法.作为这个计算方法的基础,首先推导无等待策略下任意两个相邻工件间完工时间之间的关系.任意两个相邻工件指任意取在同一生产线第 i 与第 $i+1$ 个加工的工件,简记为工件 i 与工件 $i+1$.

3.2.1 相邻工件完工时间的关系

使用文[5]类似的方法,可推导得到如下结果.(推导过程略,详见文[9])

当工件 $i+1$ 是非光套管时,工件 $i+1$ 与工件 i 之间完工时间存在如下关系:

$$C_{i+1,M_l} - C_{i,M_l} = \max_{1 \leq j \leq M_l} \left\{ \max_{m=1}^j t_{im} + S_j + \max_{m=j}^{M_l} t_{i+1,m} \right\} - \max_{m=1}^{M_l} t_{im}, \quad (23)$$

当工件 $i+1$ 是光套管时,工件 $i+1$ 与工件 i 之间完工时间存在如下关系:

$$C_{i+1,M_l} - C_{i,M_l} = \max \left\{ \max_{1 \leq j \leq M_l} \left\{ \max_{m=1}^j t_{im} + S_j + \max_{m=j}^{M_l} t_{i+1,m} \right\}, \max_{1 \leq j \leq M_l} \left\{ \max_{m=1}^j t_{im} + \max_{m=j}^{M_l} t_{i+1,m} \right\} \right\} - \max_{m=1}^{M_l} t_{im}, \quad (24)$$

3.2.2 t_{ij} 的计算

假设某合同需求 n 个产品,即合同包含 n 个工件,这些工件完全相同,包括满足如下关系(为简化表达,式中未标出下标 l):

$$t_{ij} = t_j = t_{1j}, \quad i, i = 1, 2, \dots, n \text{ 且 } i \neq i; j = 1, 2, \dots, M_l \quad (25)$$

不失一般性,假设合同开工时间(即第 1 个工件开始加工的时间)为 0,可知

$$C_{1,M_l} = \max_{m=1}^{M_l} t_{1m}. \quad (26)$$

以下分两种情况讨论.

a. 如果合同需求的产品是非光套管,可推导得到如下结果.(推导过程略,详见文[9])

合同在机器 j 上的加工时间 p_j 为:

$$p_j = t_{1j}, \quad j = 2, \dots, M_l. \tag{27}$$

特别的,合同在第 1 台机器上的加工时间 p_1 为:

$$\begin{aligned} p_1 &= C_{n1} = C_{n, M_l} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{1m} = C_{1, M_l} + (n - 1) \max_{1 \leq j \leq M_l} \{t_{1j} + s_j\} - \sum_{m=2}^{M_l} t_{1m} \\ &= \sum_{m=1}^{M_l} t_{1m} + (n - 1) \max_{1 \leq j \leq M_l} \{t_{1j} + s_j\} - \sum_{m=2}^{M_l} t_{1m} = t_{11} + (n - 1) \max_{1 \leq j \leq M_l} \{t_{1j} + s_j\}. \end{aligned} \tag{28}$$

b. 如果合同需求的产品是光套管.

按照与 a 类似的推导过程,可知合同在机器 j 上的加工时间 p_j ($j = 2, 3, \dots, M_l$) 仍满足(27)的关系,而合同在第 1 台机器上的加工时间 p_1 满足(29)式.

$$p_1 = t_{11} + (n - 1) \max \left\{ \max_{1 \leq j \leq M_l, \exists j \in J_G} \{t_{1j} + s_j\}, \max_{1 \leq j \leq M_l, \exists j \in J_G} \{t_{1j}\} \right\}. \tag{29}$$

3.3 模型求解算法

通过上述方法,模型的规模相对大为降低,但模型绝对规模仍然很大,只能开发针对问题的启发式算法. 规则调度是生产实践中应用最为广泛的启发式调度方法. 对于最小总加权拖期调度问题,常用的规则调度方法^[10,11]有 SPT (Shortest Processing Time)、LPT (Longest Processing Time)、SWPT (Shortest Weighted Processing Time)、EDD (Earliest Due Date)、WDD (Weighted Due Date)、WPD (Weighted Processing Due Date)、ATC (Apparent Tardiness Cost)、MOD (Modified Due Date)、MST (Minimum Slack Time) 等.

这些规则调度方法主要用于单机调度问题. 对于并行流水线车间调度问题来说,由于存在多条生产线(假设有 l 条生产线),因此在应用规则调度将工件排好序后,还存在一个这些工件到底在哪条生产线生产的问题. 本文采取如下方法:按照规则将工件排好序,依次将前 l 个工件分别放到 l 条生产线上(前提是这些工件能在放入的生产线上加工),然后取第 $l + 1$ 个工件,找出该工件能在最早时间在其上加工的生产线,将该工件安排到该生产线生产,以此类推,确定余下的工件在哪条生产线加工. 因此,规则调度方法在应用到并行流水线车间调度问题时的一个关键在于确定工件最早时间能在其上加工的生产线. 本文提出一个判断准则,其原理是:因为各生产线正加工的工件的开工时间已知,因此,如果知道下一个要加工的工件其开工时间与各生产线正加工的工件的开工时间之间的关系(时间差),则时间差小的就是该工件应该去的地方. 从而,规则调度方法在应用到并行流水线车间调度问题时的一个关键变为:确定工件开工时间之间的关系.

下面推导相邻两个工件开工时间的关系. 由(22)式可知工件开工时间与完工时间的关系为:

$$S_{i1} = C_{i, M_l} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{im}, \tag{30}$$

所以

$$S_{i+1,1} = C_{i+1, M_l} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{i+1, m}, \tag{31}$$

因此

$$S_{i+1,1} - S_{i1} = C_{i+1, M_l} - C_{i, M_l} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{i+1, m} + \sum_{m=1}^{M_l} t_{im}, \tag{32}$$

又根据(23)式,可知当工件 $i + 1$ 是非光套管时,

$$S_{i+1,1} - S_{i1} = \max_{1 \leq j \leq M_l} \left\{ \sum_{m=1}^j t_{im} + s_j + \sum_{m=j}^{M_l} t_{i+1, m} \right\} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{i+1, m}, \tag{33}$$

同理根据(24)式,可知而当工件 $i + 1$ 是光套管时,

$$S_{i+1,1} - S_{i1} = \max \left\{ \max_{1 \leq j \leq M_l, \exists j \in J_G} \left\{ \sum_{m=1}^j t_{im} + s_j + \sum_{m=j}^{M_l} t_{i+1, m} \right\}, \max_{1 \leq j \leq M_l, \exists j \in J_G} \left\{ \sum_{m=1}^j t_{im} + \sum_{m=j}^{M_l} t_{i+1, m} \right\} \right\} - \sum_{m=1}^{M_l} t_{i+1, m}, \tag{34}$$

4 规则调度方法性能测试

为了验证各种规则调度方法是否适用于无等待并行流水车间调度问题(包含3条生产线,每条生产线31台机器),测试了10种规模的问题。 $N \in \{100, 300, 500, 1000, 3000, 4000, 6000, 8000, 12000, 15000\}$,其中 N 表示合同数.每一种规模由随机产生的10组数据组成,性能取平均值.测试的规则调度方法包括SPT、LPT、SWPT、EDD、WDD和WPD共6种.另外测试了随机调度方法(指随机产生合同顺序)(RDM)的性能,以期与规则调度方法的性能进行比较.选定的性能指标是目标函数归一化值(规则调度方法和RDM方法的计算速度很快,对于15000个合同的调度问题,计算时间小于4秒.所以计算时间不作为比较的性能指标).算法使用VC++编写,所有实验是在P 1.0G,内存120M的微机上进行的,操作系统是Windows XP.实验结果如表1所示.

表1 规则调度方法性能比较

规则 规模	SPT	LPT	SWPT	EDD	WDD	WPD	RDM
100	1.1692	1.1986	1.6219	1.1074	1.3985	1.5721	1.0000
300	1.0985	1.0839	1.4348	1.0487	1.3636	1.3583	1.0000
500	1.0000	1.0337	1.5077	1.0718	1.2332	1.3301	1.0132
1000	1.0000	1.0734	1.3964	1.0089	1.2948	1.2858	1.0244
3000	1.0000	1.0585	1.3827	1.0250	1.2647	1.2868	1.0145
4000	1.0000	1.0939	1.4191	1.0549	1.2992	1.3041	1.0439
6000	1.0000	1.0964	1.4328	1.0696	1.3291	1.3272	1.0484
8000	1.0000	1.0840	1.3769	1.0844	1.3220	1.3134	1.0460
12000	1.0000	1.1315	1.5792	1.4365	1.6248	1.6159	1.0714
15000	1.0000	1.1175	1.5457	1.3013	1.4844	1.4831	1.0583

结果分析:

- 1) 在各种规则调度方法中,SPT具有最好的性能,LPT次之,然后是EDD,其余方法次之.
- 2) 在工件数为300以下,随机方法比任何规则调度方法的性能都好,在规模300以上时,随机方法仍具有较好的性能,与最好的规则调度方法(SPT)的性能相差无几.这说明规则调度方法在应用到无等待并行流水车间调度问题时,其性能并不好于随机方法,说明规则调度方法不适合于求解无等待并行流水车间调度问题.

5 遗传算法性能测试

本文提出的遗传算法其基础是:3.3节提出的工件开工时间的关系,根据该关系可以确定工件要在其上加工的生产线;3.2.1节提出的工件完工时间的计算方法,确定了工件完工时间后,便可以计算工件的拖期时间,最终可以计算适应值(目标函数值).遗传算法的参数如下:自然数编码,初始种群数为100,交叉概率为0.85,变异概率为0.1,遗传代数为150,转轮选择,PMX交叉.使用规则调度方法使用的同样的数据测试了10种规模问题。 $N \in \{50, 100, 150, 200, 250, 300, 350, 400, 500, 800\}$.测试结果如表2所示(以RDM和SPT方法的调度结果作为参考).

结果分析:

- 1) 遗传算法的计算时间较SPT和RDM方法明显大.
- 2) 遗传算法能明显改善目标函数值,在给定的遗传参数下和问题规模下,遗传算法最少改进目标函数值9%,最大改进84%.

表 2 GA 与 SPT 和 RDM 性能比较

规则 规模	SPT		RDM		GA	
	归一化值	运算时间 (单位:秒)	归一化值	运算时间 (单位:秒)	归一化值	运算时间 (单位:秒)
50	1.8213	0.09	1.5699	0.09	1.0000	30.40
100	1.4940	0.15	1.2778	0.15	1.0000	63.00
150	1.8367	0.20	1.4666	0.19	1.0000	930
200	1.3249	0.24	1.3092	0.24	1.0000	127.60
250	1.3311	0.29	1.2333	0.28	1.0000	160.5
300	1.3331	0.34	1.2135	0.33	1.0000	193.3
350	1.1571	0.38	1.2797	0.38	1.0000	228.2
400	1.1906	0.43	1.2467	0.42	1.0000	260.9
500	1.1601	0.53	1.1754	0.53	1.0000	329.4
800	1.0945	0.87	1.1203	0.86	1.0000	537.3

6 结论

- 1) 管加工调度问题可归结为“带运输和机器相关设置时间的无等待并行流水车间调度问题”。
- 2) 通过提出的变换方法可以简化和降低所建大规模混合整数规划模型的规模。
- 3) 在求解无等待并行流水车间调度问题时,六种规则调度方法中最好的方法是 SPT,而遗传算法调度的性能优于 SPT。

参考文献:

- [1] Johnson S M. Optimal two- and three-stage production schedules[J]. Naval Research Logistics Quarterly, 1954, 1: 61 - 68.
- [2] Graves S G. A review of production scheduling [J]. Management Science, 1981, 29: 646 - 675.
- [3] Intenia China. TPCO 业务改进报告[R]. 天津: 天津钢管公司, 2000.
Intenia China. TPCO business improvement report[R]. TPCO, Tianjin, 2000.
- [4] 李长穆,等. PMC 管加工设备与技术[M]. 北京: 冶金工业出版社, 1993.
Li Changmu, et al. PMC Pipe Processing Equipments & Techniques [M]. Beijing: Metallurgy Industry Press, 1993.
- [5] Pekny J F, Miller D L. Exact solution of the no-wait flowshop scheduling problem with a comparison to heuristic methods [J]. Computers & Chemical Engineering, 1991, 15 (11): 741 - 748.
- [6] Allahverdi A, Gupta J N D, Aldowaisan T. A review of scheduling research involving setup considerations [J]. Omega, 1999, 27: 219 - 239.
- [7] Koulamas C. The total tardiness problem: review and extensions [J]. Operations Research, 1994, 12: 1025 - 1041.
- [8] Gonzalez T, Sahni S. Flowshop and jobshop schedules: complexity and approximation [J]. Operations Research, 1978, 26: 36 - 52.
- [9] 李建祥. 钢铁供应链生产计划与调度问题研究[D]. 沈阳: 东北大学, 2004.
Li Jianxiang. Study on the production planning & scheduling problems in iron & steel supply chain [D]. Shenyang: Northeastern University, 2004.
- [10] Armentano V A, Ronconi D P. Tabu search for total tardiness minimization in flowshop scheduling problems [J]. Computers & Operations Research, 1999, 26: 219 - 235.
- [11] Sen T, Suleka J M, Dileepan P. Static scheduling research to minimize weighted and unweighted tardiness: A state-of-the-art survey [J]. Int. J. Production Economics, 2003, 83: 1 - 12.