基于分枝搜索的带缓冲集束型设备调度与性能分析

高忠顺 [1] 周炳海 [1]

摘 要 针对带缓冲与驻留约束的集束型设备调度问题, 本文提出了一种基于分枝的搜索调度方法. 首先, 构造问题域的数学模型, 在此基础上提出了一种全局搜索算法; 然后, 通过数学分析证明引出必要的引理, 提出一个基于分枝搜索的算法; 最后, 进行了仿真实验和分析, 结果表明本文提出的算法是有效且可行的, 同时还表明了带缓冲模块的集束型设备在一定程度上能提高集束型设备的产能.

关键词 集束型设备, 缓冲模块, 驻留约束, 调度, 分枝搜索

引用格式 高忠顺, 周炳海. 基于分枝搜索的带缓冲集束型设备调度与性能分析. 自动化学报, 2016, **42**(1): 81−88

DOI 10.16383/j.aas.2016.c140142

The Scheduling and Performance Analysis of Cluster Tools with Buffers Based on Branch Searching

GAO Zhong-Shun[1] ZHOU Bing-Hai[1]

Abstract To solve the scheduling problem in a cluster tool with buffers and residency constraints, a search scheduling method based on branch is proposed. Firstly, a basic mathematical model is developed, and a general search algorithm is put forward using the mathematical model. And then several serviceable lemmas are proven through mathematical analysis. A search scheduling method based on branch searching is proposed using the serviceable lemmas. At last, simulation and analysis are conducted and the results also demonstrate the feasibility and effectiveness of the proposed approach. At the same time, the results indicate that the wafers in a cluster tool with buffers can improve the productivity to some extent.

Key words Cluster tools, buffer module, residency constraints, scheduling, branch searching

Citation Gao Zhong-Shun, Zhou Bing-Hai. The scheduling and performance analysis of cluster tools with buffers based on branch searching. *Acta Automatica Sinica*, 2016, **42**(1): 81−88

集束型设备已被广泛地应用于半导体制造的晶圆加工中[1−2]. 由于集束型设备加工晶圆时存在多重入流、驻留及资源约束等现象[3], 使得集束型设备的调度变得非常复杂. 近年来, 为了提高设备的产能, 集束型设备的结构随着不断改进也出现很多不同的变化, 其中一些学者另辟蹊径, 希望通过合理地设置缓冲模块来提高设备的产能[4]. 而对于增加缓冲模块的新型结构的集束型设备来说, 现有的调度方法定然不能满足其生产要求, 这就需要新的调度方法来支持其调度.

集束型设备一般由多个晶圆加工模块 (Processing module, PM)、一个晶圆搬运模块 (Transport module, TM) 和负责晶圆输入输出的卡匣模块 (Cassette modules, CM) 组成. 作为晶圆加工特有的工艺要求, 驻留约束限制了晶圆在加工模块完成加工后所能停留的时间上限 (Upper bound) , 即当晶圆在加工完成后, 必须在规定时间范围内离开加工模块, 否则残余气体或不适宜温度会导致晶圆出现质量问题, 甚至不良品. 驻留现象广泛存在于半导体制造过程中[5]. 针对一般的驻留约束问题, 大部分研究都是通过调整晶圆的加工开始时间来满足晶圆的驻留约束[6], 一些学者通过设置缓冲模块的方法, 使晶圆在加工完成后能够尽早离开加工模块, 释放资源, 提前下一个晶圆的加工开始时间.

目前, 对于一般的集束型设备的周期调度研究已经比较成熟. Perkinson 等[7] 与 Venkatesh 等[8] 在不考虑驻留约束的情况下, 分别采用推策略和交换策略来获得单臂与双臂集束型设备的最优的基本周期 (Fundamental period, FP). Lim 等[9] 为了有效提高整体调度周期, 考虑晶圆搬运延迟, 并提出了一个基于时间表技术的有效实时调度算法.

然而, 前面的文献没有考虑驻留约束对集束型

收稿日期 2014-03-11 录用日期 2015-10-28
Manuscript received March 11, 2014; accepted October 28, 2015
国家自然科学基金 (61273035, 71471135) 资助
Supported by National Natural Science Foundation of China (61273035, 71471135)
本文责任编委 宋士吉
Recommended by Associate Editor SONG Shi-Ji
1. 同济大学机械与能源工程学院 上海 201804
1. School of Mechanical Engineering, Tongji University, Shanghai 201804

设备的调度影响. 目前已有相关文献对带驻留约束的集束型设备调度问题进行了研究, Wu 等[10] 为带驻留约束的集束型设备建立了 Petri-网模型, 提出了一个封闭式调度算法来获得最优周期的调度. Rostami 等[11] 运用线性规划和启发式算法来调度带驻留约束的单集束型设备. Zhou 等[12] 提出了基于侦误的调度启发式算法用于解决带驻留约束的集束型设备调度问题. Rostami 等[13] 对集束型设备带有加工模块和搬运模块的双驻留约束模型提出了一种调度算法, 得到了问题的近优解.

上述文献虽然考虑了驻留约束, 却没有考虑缓冲模块对设备产能的影响. 对于集束型设备的缓冲模块的研究目前正在起步, Ding 等[14] 在集束型设备群的研究中, 对各个集束型之间的缓冲连接进行了研究. Dawande 等[15] 比较了制造单元里带输出缓冲和无缓冲的模型, 证明带有输出缓冲的制造单元比双爪不带缓冲的制造单元的生产率提高了 20 %. Drobouchevitch 等[16] 表明在制造单元的每个机器已存在输出缓冲的基础上增加一个输入缓冲不会提高设备的产能.

上述文献表明, 目前对同时带驻留约束和缓冲模块的集束型设备调度问题尚无人研究. 本文旨在上述文献的研究基础上, 对带驻留约束的集束型设备进行了研究, 通过在加工模块之间设置缓冲模块的方法, 提高系统产能. 该调度问题主要是确定优化的搬运顺序和搬运时间点以获得最小的周期调度. 首先, 对调度问题在不同搬运模式下建立了相应数学模型; 再提出两种不同的调度算法; 最后, 评价算法的同时, 分析缓冲对系统产能的影响.

1 问题描述

集束型设备里, 晶圆由卡匣模块进入, 按顺序到每个加工模块加工, 完成所有加工后回到卡匣模块. 本文的研究对象为加工模块之间带有缓冲模块的单臂集束型设备, 如图 1 所示.

为有效地描述带缓冲的集束型晶圆制造设备的调度问题, 做如下的基本定义与假设: 1) 加工模块, 搬运模块和缓冲模块在同一时间均只能处理一个晶圆. 2) 加工模块上存在驻留约束现象. 3) 搬运模块搬运晶圆的时间和装卸时间是确定的. 4) 每个晶圆的加工工艺流程都相同. 5) 若晶圆进入缓冲模块, 缓冲模块被视作虚拟的加工模块, 其加工时间为零, 且不存在驻留约束; 否则, 晶圆跳过缓冲模块直接到下一个加工模块进行加工. 6) 晶圆在卡匣模块供应充足, 晶圆完成最后一道加工工序后直接被搬运到卡匣模块.

为了清晰地表述调度问题, 现定义如下符号与变量:

m: 集束型设备加工模块的数量.

p_i: 晶圆 j 在加工模块 i 上的加工时间.

δ_i: 搬运模块把晶圆从 M_i 搬运到 M_{i+1} 的时间, 包括装载和卸载晶圆的时间 $\delta_i = \delta$.

θ_{ij}: 搬运模块从 M_i 到 M_j 的空移动的时间 $\theta_{ij} = \min(|i-j|, 2m-|i-j|) \cdot \theta$.

λ_k: 表示晶圆 j 是否经过模块 M_k, 如果是, 那么 $\lambda_k = 1$; 否则, $\lambda_k = 0$.

$\varphi(i)$: 表示搬运模块从第 $\varphi(i)$ 模块搬运到 $(\varphi(i)+2-\lambda_{\varphi(i)+1})$ 模块.

s_j: 搬运模块的搬运模式.

T: 生产每个晶圆的周期时间.

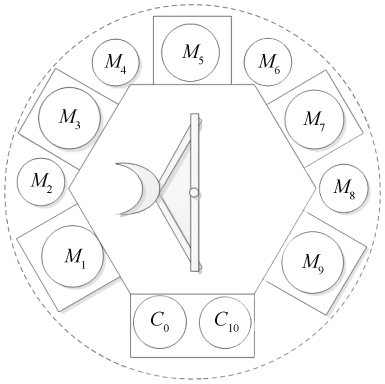


图 1 带缓冲的集束型设备示意图

Fig. 1 The cluster tool with buffers

定义 1. 一个单元搬运模式 (One-unit TM move style) 是指一个晶圆进入加工模块到下一个晶圆开始进入加工模块之间的搬运模块的所有搬运动作. 可以通过如下形式来表示: $s = [\varphi(0), \varphi(1), \varphi(2), \cdots, \varphi(m)]$, 其中 s 是由 $\{0, 1, 2, \cdots, m\}$ 的排列组成.

由于搬运模式的重复性, 假设 $\varphi(0) = 0$, 不失一般性, $\varphi[i \pm (\sum_{k=0}^{2m-1} \lambda_k + 1)] = \varphi(i)$. 两个加工模块的单集束型设备的搬运模式包括如下: $s_1 = [0, 1, 3]$, $s_2 = [0, 3, 1]$, $s_3 = [0, 1, 2, 3]$, $s_4 = [0, 1, 3, 2]$, $s_5 = [0, 2, 1, 3]$, $s_6 = [0, 2, 3, 1]$, $s_7 = [0, 3, 1, 2]$, $s_8 = [0, 3, 2, 1]$.

定义 2. 给定一个搬运模式 s, 其中 $\varphi(k) = i$, 那么 $\varphi(k)$ 的反函数为 $\varphi^-(k)$, $0 \le \varphi^-(k) \le m$, $k = 0, 1, \cdots, m$, $\varphi^-(\varphi(i)) = i$, 且 $\varphi(\varphi^-(k)) = k$.

从定义可知, 对给定的搬运模式来说, 如果搬运模块从 M_k 卸载晶圆, 该搬运动作处于单元搬运模式的 $\varphi^-(k)$th 位置, 那么当存在 $\varphi^-(k) > \varphi^-(k-2+\lambda_{k-1})$ 时, 从 M_k 装载和卸载的同一片晶圆的搬运动作处于同一个单元搬运模式内; 当存在 $\varphi^-(k) < \varphi^-(k-2+\lambda_{k-1})$ 时, 从 M_k 装载和卸载的同一片晶圆的搬运动作却分别处于两个先后的

单元搬运模式内. 所以 u_k 被定义如下:

$$u_k = \begin{cases} 1, & \varphi^-(k) < \varphi^-(k-2+\lambda_{k-1}) \\ 0, & \varphi^-(k) > \varphi^-(k-2+\lambda_{k-1}) \end{cases} \tag{1}$$

任何单元搬运模式内都存在一些不可避免的搬运动作, 如晶圆卸载和装载、晶圆的搬运等, 用 $IC(s)$ 来表示给定单元搬运模式 s 中必然存在的搬运动作, 其表达式如下:

$$IC(s) = \sum_{i=0}^{2m-1} (\delta_{\varphi(i)} + \theta_{\varphi(i)+2-\lambda_{\varphi(i)+1},\varphi(i+2-\lambda_{i+1})}) \tag{2}$$

在单元搬运模式 s 下, 一片晶圆从装载至模块 M_k 到加工完后被卸载这段时间内, 搬运模块所耗费的所有的繁忙时间用 $z_k(s)$ 表示:

$$z_k(s) = \theta_{k,\tau_k(s)} + \sum_{i}^{b_k} (\delta_{\varphi(i)} + \theta_{\varphi(i)+2-\lambda_{\varphi(i)+1},\varphi(i+2-\lambda_{i+1})}) \tag{3}$$

其中, $\tau_k(s)$ 为搬运动作 $k-1$ 的下一搬运动作, 即 $\tau_k(s) = \varphi[\varphi^-(k-2+\lambda_{k-1})+1]$, 而 i 的初始值为: $\varphi^-(k-2+\lambda_{k-1})+1$, 且 $b_k = \varphi^-(k) - 1 + u_k(\sum_{j=0}^{2m}\lambda_j + 1)$.

若存在常数 T 使得集束型设备生产状态经 T 时间回到相同的状态, 则该时间 T 被称作周期时间.

令 w_{kj} 是指搬运模块在 M_k 等待搬运晶圆 j 的时间. 由于周期生产的性质, 假设 $\sigma(j \pm n) = \sigma(j)$, $w_{k,\sigma(j\pm n)} = w_{k,\sigma(j)}$, 从假设 5) 和 6) 可知, 当 k 是偶数时, $w_{kj} = 0$.

若 $T(s)$ 是相应的搬运模式 s 的周期时间, 则目标函数 $T(s)$ 就有:

$$T(s) = \min\left(IC(s) + \sum_{j=1}^{n}\sum_{k=0}^{m} w_{kj}\right) \tag{4}$$

由加工时间需求的约束与假设 1) 可知, 晶圆在 M_k 上加工需满足如下约束:

$$\sum_{i}^{\varphi^-(k)} w_{\varphi(i)} \geq \max(p_k - z_k, 0), \quad u_k = 0 \tag{5}$$

$$\sum_{i=1}^{\sum\lambda_l} + \sum_{i}^{\varphi^-(k)} w_{\varphi(i)} \geq \max(p_k - z_k, 0), \quad u_k = 1 \tag{6}$$

其中, 式 (5) 和式 (6) 中 i 的初始值为: $i = \varphi^-(k-2+\lambda_{k-1}) + 2 - \lambda_{\varphi^-(k-2+\lambda_{k-1})+1}$.

由假设 2) 的驻留约束有:

$$z_k - p_k \leq a_k \tag{7}$$

搬运模块的等待时需满足非负:

$$w_k \geq 0 \tag{8}$$

所以, 对于给定的搬运模式 s, 要优化目标函数 (4), 服从约束 (5)∼(8). 其中的 $IC(s)$ 与决策变量 w_{kj} 相互独立.

本文是在搬运模式下建立相应的数学模型, 在前面数学建模里, 该模型的复杂度为 $O(m \times n)$, 是多项式内可以求解. 而搬运模式的规模为 $O((m+2)m!)$, 那么整个问题解空间的规模为 $O(n(m^2+2m)m!)$. 所以对于问题的求解分为两个阶段: 加工等待时间优化和晶圆搬运顺序优化. 然后分别构建全局搜索算法和分枝搜索算法对问题进行求解.

2　全局搜索算法

在集束型设备中, 为了方便构建算法, 提出以下引理:

引理 1. 生产单晶圆类型的集束型设备, 使用超过两个单元搬运模式一般都不是最优的搬运策略.

证明. 假设 T_i^h 是在 s_i 搬运模式下的周期时间, T_i^h 表示在 s_i 搬运模式下的周期时间, 且有 $T_i^h = T_j^h$. 那么 $2T_i^h$ 就是在 s_i 下生产两个晶圆的时间, 而 $2T_j^h$ 为在 s_j 下生产两个晶圆的时间. 如果有 $T_i^h \geq T_j^h$, 则 $2T_i^h \geq T_i^h + T_j^h \geq 2T_j^h$; 否则, 如果 $T_i^h \leq T_j^h$, 则有 $2T_i^h \leq T_i^h + T_j^h \leq 2T_j^h$. 可知 $T_i^h + T_j^h$ 不可能小于 $\min(2T_i^h, 2T_j^h)$ 的, 即两种搬运模式的组合一般不是最优策略. 对于超过两个周期的情况证法相似. □

定理 1. 生产单晶圆类型的集束型设备, 最优的搬运策略必定是单一的搬运模式.

证明. 假设 Ω 为所有的搬运策略集合, Ω 由 k 个集合即 $\{\Omega_1, \Omega_2, \cdots, \Omega_k\}$ 组成, 其中 Ω_k 表示 k 种不同搬运模式组成的搬运策略集合, 那么必有最优策略 $X \in \Omega$. 假设定理 1 不成立, 那么有 $X \in \Omega$. 由引理 1 可知, $X \in \Omega | k \geq 2$, 则 $X \in \mathbf{C}_\Omega(\Omega_k)$, $\mathbf{C}_\Omega(\Omega_k)$, 即 $X \in \Omega_1$, 与假设矛盾. 所以定理成立. □

由定理 1 可知, 最优搬运模式 s_i 必然存在于有限搬运模式集合 $\{s\}$. 给定的晶圆搬运模式 s_i 里, 问题可被描述为前一部分提出的模型. 分别用 u_{ki}, z_{ki} 和 w_{ki} 表示在搬运模式 s_i 下的 u_k, z_k 和 w_k.

单晶圆类型的调度搜索算法描述如下:

输入. 搬运时间 δ 与 θ, 加工晶圆 W_j 的加工时间 p_k 和驻留约束时间 a_k.

输出. 晶圆 W_j 的最优搬运策略周期时间 T_j.

步骤 1. 载入相关参数, 比如 m, p_k, a_k, δ 和 θ. 令 $i = 0$, $k = 0$ 和 $T = +\infty$.

步骤 2. 令 $i = i+1$, 如果有 $i > (m+2)m!||i > G$, 那么转到步骤 7; 否则, 转到步骤 3.

步骤 3. 令 $k=k+1$, 如果 $k>2m+1$, 那么转到步骤 5; 否则, 搬运模式为 s_i, 利用式 (2) 计算出 $IC(s_i)$, 利用式 (3) 计算出 z_{ki}.

步骤 4. 如果满足 $z_{ki}-p_k>a_k$, 那么转到步骤 2; 否则, 转到步骤 3.

步骤 5. 如果 k 为偶数, 就令 $w_{ki}=0$.

步骤 6. 优化的目标函数 (4), 服从约束 (5)∼(8), 求得所有 w_{kt} 和 $T(s_i)$. 如果 $T(s_i)<T$, 那么 $T=T(s_i)$ 且 $h=i$; 否则, T 保持不变. 然后转回步骤 2.

步骤 7. s_h 就是晶圆 W_j 的最优搬运策略.

3 下界估算

问题的下界首先被用于提高分枝算法的速度, 再被用来验证近似最优解的优劣. 该部分松弛驻留约束 (7), 那么原问题就转换为以式 (4) 为优化目标函数, 并服从约束 (5)、(6) 和 (8) 的松弛问题. 按照文献 [7−8] 的拉式与推式策略结合得到下界估算算法:

步骤 1. 初始化数据, 如果 $p_{\max}\geq 2m(\delta+\theta)$, 则 $T=p_{\max}+2(\delta+\theta)$; 否则, 转到步骤 2.

步骤 2. 令 $i=1$, $j=1$, K 取最大值下标.

步骤 3. $n=i+j$, 当 $n\leq m$ 时, 转步骤 4; 否则, 当 $j\geq 2$ 时转步骤 8, $j=1$ 转步骤 10.

步骤 4. 若 $n=K$, 则转步骤 6; 否则, 转步骤 5.

步骤 5. 若 $\sum_i^n p_i+(n-i)\delta\leq p_{\max}$, 则 $j=j+1$, 转到步骤 3; 否则, 若 $\sum_i^{n-1} p_i+(n-1-i)\delta<p_{\max}$, 转到步骤 9; 否则, $i=i+1$, $j=1$, 转步骤 3.

步骤 6. 如果 $\sum_i^{n-1} p_i+(n-1-i)\delta\leq p_{\max}$, 转到步骤 7.

步骤 7. $p_i=\sum_i^{K-1} p_i+(K-1-i)\delta$, $p_{i+k}=p_{K-1+k}$, $m=m+i-K+1$, $K=i+1$, $i=K+1$, $j=1$, 转到步骤 3.

步骤 8. 若 $\sum_i^{n-1} p_i+(n-1-i)\delta<p_{\max}$, 转到步骤 9, 否则 $i=i+1$, $j=1$, 转步骤 3.

步骤 9. $p_i=\sum_i^{n-1} p_i+(n-1-i)\delta$, $p_{i+k}=p_{n-1+k}$, $m=m+i-n+1$, $K=K+i-n+1$, 若 $p_{\max}\geq 2m(\delta+\theta)$, 则 $T=p_{\max}+2(\delta+\theta)$; 否则, $i=i+1$, $j=1$, 转到步骤 3.

步骤 10. 如果当 $p_{\max}\geq 2m(\delta+\theta)$, 那么有 $T=p_{\max}+2(\delta+\theta)$; 否则, $T=2(m+1)(\delta+\theta)$.

最后算法得到的最优解即为原问题的下界.

4 分枝搜索算法

本节对带缓冲的两加工模块的集束型设备详细分析, 根据第一节的模型建立数学模型, 得到每种搬运模式的周期时间的表达式, 最后分析比较各自的周期时间.

当 $s=s_5$ 时, $\varphi(k)$、$\varphi^-(k)$、u_{k5} 和 λ_k 的值如表 1 所示.

表 1 $s=s_5$ 时相应参数的值

Table 1 The relevant parameter when $s=s_5$

k	0	1	2	3
$\varphi(k)$	0	2	1	3
$\varphi^-(k)$	0	2	1	3
u_{k5}	\	0	1	0
λ_k	1	1	1	1

那么问题可以转化为目标函数:

$$\min\sum_{i=1}^{3}(w_{i5})$$

约束条件为

$$w_{15}+w_{25}\geq\max(p_1-z_{15},0) \tag{9}$$
$$w_{25}+w_{35}\geq\max(p_2-z_{25},0) \tag{10}$$
$$w_{15}+w_{35}\geq\max(p_3-z_{35},0) \tag{11}$$
$$z_{15}-p_1\leq a_1 \tag{12}$$
$$z_{25}-p_2\leq a_2 \tag{13}$$
$$z_{35}-p_3\leq a_3 \tag{14}$$

解得:

$$w_{15}=\max(p_1-z_{15},0) \tag{15}$$
$$w_{25}=0 \tag{16}$$
$$w_{35}=\max(p_3-z_{35}-w_{15},p_2-z_{25},0) \tag{17}$$

搬运模式 s_5 的周期时间为 T_5, 由式 (4) 可知:

$$T_5=IC(s_5)+\sum_{i=1}^{3}w_{i5} \tag{18}$$

其中

$$IC(s_5)=4\delta+4\theta \tag{19}$$

把式 (15)∼(17)、(19) 带入式 (18) 可得:

$$\begin{aligned}T_5&=4\delta+4\theta+w_{15}+w_{25}+w_{35}=\\&4\delta+4\theta+w_{15}+\max(p_3-\delta-3\theta-w_{15},0)=\\&4\delta+4\theta+\max(p_3-\delta-3\theta,w_{15})=\\&4\delta+4\theta+\max(p_3-\delta-3\theta,\max(p_3-\delta-3\theta,0))=\\&3\delta+\theta+\max(p_3,\max(p_1,\delta+3\theta))=\\&3\delta+\theta+\max(p_3,p_1,\delta+3\theta)\end{aligned}$$

整理后:

$$T_5=3\delta+\theta+\max(p_3,p_1,\delta+3\theta) \tag{20}$$

相似地, 能分别得到各种搬运模式 s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6, s_7, s_8 的周期时间 T_1, T_2, T_3, T_4, T_5, T_6, T_7, T_8 为

$$T_1 = 3\delta + p_1 + p_3 \tag{21}$$

$$T_2 = 2\delta + \theta + \max(p_1, p_3, \delta + 3\theta) \tag{22}$$

$$T_3 = 4\delta + p_1 + p_3 \tag{23}$$

$$T_4 = 2\delta + 2\theta + \max(p_1 + 2\delta + 2\theta, p_3) \tag{24}$$

$$T_6 = 2\delta + 2\theta + \max(p_1, p_3 + 2\delta + 2\theta) \tag{25}$$

$$T_7 = 3\delta + \theta + \max(p_1, p_3, \delta + 3\theta) \tag{26}$$

$$T_8 = 2\delta + 2\theta + \max(p_1, p_3, 2\delta + 6\theta) \tag{27}$$

定义 3. 若搬运模式 s_i 下的周期时间 T_i 大于或者等于搬运模式 s_j 下的周期时间 T_j, 则可说搬运模式 s_i 受支配于搬运模式 s_j, 即搬运模式 s_j 相对于搬运模式 s_i 具有一定优势.

定理 2. 对于任意的晶圆, 在满足驻留约束的前提下, 搬运模式 s_3 受支配于搬运模式 s_1, 搬运模式 s_7 受支配于搬运模式 s_2.

证明. 搬运模式 s_3 与搬运模式 s_1 的搬运动作相似, 不同之处仅为搬运模式 s_3 比搬运模式 s_1 多了缓冲模块与加工模块之间的搬运. 对周期时间进行分析, $T_1 = 3\delta + p_1 + p_3$ 且 $T_3 = 4\delta + p_1 + p_3$, 有 $T_1 < T_3$, 则对于任意的晶圆, 搬运模式 s_3 受支配于搬运模式 s_1. 搬运模式 s_7 里搬运模块到缓冲模块进行装卸, 而搬运模式 s_2 的晶圆直接跳过缓冲模块, 对周期的表达式分析, 有 $T_7 = T_2 + \delta > T_2$, 则对于任意的晶圆, 在满足时间驻留约束的前提下, 搬运模式 s_7 受支配于搬运模式 s_2. □

定理 3. 对于任意晶圆, 在满足驻留约束的前提下, 搬运模式 s_4, s_5, s_6, s_8 受支配于搬运模式 s_2.

证明. 将各个搬运模式分别与搬运模式 s_2 进行比较:

1) 由式 (22) 与 (24) 可知, 明显地, 有不等式 $\max(p_1, p_3, \delta + 3\theta) \le \max(p_1 + 2\delta + 3\theta, p_3 + \theta)$ 成立, 可推出 $T_2 \le T_4$.

2) 由式 (22) 与 (20) 可得, $T_5 = T_2 + \delta \ge T_2$.

3) 推理同 1) 类似, 由式 (22) 与 (25) 推得 $T_2 \le T_6$.

4) 由式 (22) 与 (27) 可知, 明显地, 有不等式 $\max(p_1, p_3, \delta + 3\theta) \le \max(p_1 + \theta, p_3 + \theta, 2\delta + 7\theta)$ 成立, 可以推出 $T_2 \le T_8$.

总之, 在满足驻留约束的前提下, 搬运模式 s_4, s_5, s_6, s_8 受支配于搬运模式 s_2. □

为更加方便地描述复杂条件, 定义了如下的逻辑表达:

$$A(x) = \{x \le 4\theta\}$$

$$B(x) = \{x \ge 4\theta\}$$

$$C(x, y) = \{\max(x, y) \le 2\delta + 6\theta\}$$

$$D(x, y) = \{\max(x, y) \ge 2\delta + 6\theta\}$$

$$E(x, y) = \{(x - y) \le 2\delta + 6\theta\}$$

$$F(x, y) = \{(x - y) \ge 2\delta + 6\theta\}$$

$$g(x, y) = \{[A(y) \cap C(x, y) \cap E(x, y)] \cup [C(x, y) \cap F(x, y)]\}$$

$$h(x, y) = \{D(x, y) \cup [B(y) \cap C(x, y) \cap E(x, y)]\}$$

定理 4. 搬运模式之间的周期时间存在如下的大小关系:

1) $T_1 \le T_2 \Leftrightarrow p_1 + p_3 \le 4\theta$ 而 $T_1 \ge T_2 \Leftrightarrow p_1 + p_3 \ge 4\theta$.

2) $T_1 \le T_4 \Leftrightarrow p_1 \le 2\theta - \delta \| p_3 \le 4\theta + \delta$ 而 $T_1 \ge T_4 \Leftrightarrow p_1 \ge 2\theta - \delta \;\&\; p_3 \ge 4\theta + \delta$.

3) $T_1 \le T_5 \Leftrightarrow p_1 \le \theta \| p_3 \le \theta \| p_1 + p_3 \le \delta + 3\theta$ 而 $T_1 \ge T_5 \Leftrightarrow p_1 \ge \theta \;\&\; p_3 \ge \theta \;\&\; p_1 + p_3 \ge \delta + 3\theta$.

4) $T_1 \le T_6 \Leftrightarrow p_1 \le 4\theta + \delta \| p_3 \le 2\theta - \delta$ 而 $T_1 \ge T_6 \Leftrightarrow p_1 \ge 4\theta + \delta \;\&\; p_3 \ge 2\theta - \delta$.

5) $T_1 \le T_8 \Leftrightarrow \max(p_1, p_3) \le 2\theta - \delta \| p_1 + p_3 \le \delta + 8\theta$ 而 $T_1 \ge T_8 \Leftrightarrow \max(p_1, p_3) \ge 2\theta - \delta \;\&\; p_1 + p_3 \ge \delta + 8\theta$.

6) $T_4 \le T_5 \Leftrightarrow p_3 - p_1 \ge 3\theta + \delta$ 而 $T_4 \ge T_5 \Leftrightarrow p_3 - p_1 \le 3\theta + \delta$.

7) $T_4 \le T_6 \Leftrightarrow p_1 \le p_3$ 而 $T_4 \le T_6 \Leftrightarrow p_1 \le p_3$.

8) $T_4 \le T_7 \Leftrightarrow p_3 - p_1 \ge 3\theta + \delta$ 而 $T_4 \ge T_7 \Leftrightarrow p_3 - p_1 \le 3\theta + \delta$.

9) $T_4 \le T_8 \Leftrightarrow g(p_3, p_1)$ 而 $T_4 \ge T_8 \Leftrightarrow h(p_3, p_1)$.

10) $T_5 \le T_6 \Leftrightarrow p_1 - p_3 \le 2\theta + 2\delta$ 而 $T_5 \ge T_6 \Leftrightarrow p_1 - p_3 \ge 2\theta + 2\delta$.

11) $T_5 \le T_8 \Leftrightarrow \max(p_1, p_3) \le 2\theta + 6\delta$ 而 $T_5 \ge T_8 \Leftrightarrow \max(p_1, p_3) \ge 2\theta + 6\delta$.

12) $T_6 \le T_8 \Leftrightarrow g(p_1, p_3)$ 而 $T_6 \le T_8 \Leftrightarrow h(p_1, p_3)$.

证明. 1) 从式 (21) 与 (22) 可知, 若有 $T_1 \le T_2 \Rightarrow \delta + p_1 + p_3 \le \max(p_1 + \theta, p_3 + \theta, \delta + 4\theta)$, 由于 δ 表示晶圆移动时间而 θ 表示机械手空移动, 存在 $\delta \ge \theta$. 由于 $\delta + p_1 + p_3 \le \max(p_1 + \theta, p_3 + \theta)$ 始终成立, 则需有 $\delta + p_1 + p_3 \le \delta + 4\theta \Rightarrow p_1 + p_3 \le 4\theta$. 相似地, $T_1 \ge T_2$ 需满足条件 $p_1 + p_3 \ge 4\theta$. 其他 2) ∼ 12) 都可用类似的方法推理得到. □

根据定理 2 ∼ 4, 结合单晶圆类型调度的全局搜索算法, 首先利用驻留约束确定 s_2 的可行性得到两个分枝, 其中的第一分枝利用定理 2 和定理 3 里的

支配关系排除了 s_4, s_5, s_6, s_7, s_8, 第二分枝利用定理 4 的条件分析再进行分枝. 图 2 为改进型搜索决策树示例.

5 实验分析

为了对带缓冲的集束型设备进行评价, 把不带缓冲的集束型设备用于对比分析. 运用量化的分析方法, 为带有缓冲的单臂集束型设备相对于无缓冲的集束型设备的产能提高提供了较为可靠的数据. 本节中假设 $\delta = 4$, $\theta = 2$, $a_i = 5$ 为最基本的实验条件. 由于增加缓冲的优势主要体现在最大加工时间的加工模块上, 所以有 $p_{\max} = \max_{1\le i\le 2m}\{p_i\}$. 用 C++ 分别对两种算法进行编程, 统计 50 组算例数据, 求得平均的结果, 并对比两种算法的数值实验结果. 图 3 为两种算法所需的时间, 可以看出分枝搜索的速度会比全局搜索算法更加优越. 但图 4 表明在小规模时, 两种算法都能得到较好的结果.

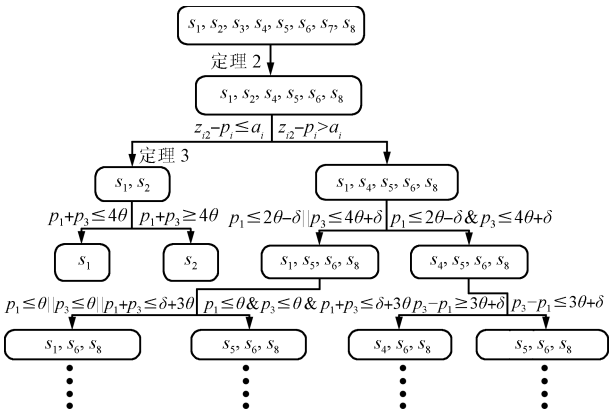


图 2 搜索决策树

Fig. 2 The decision tree for searching

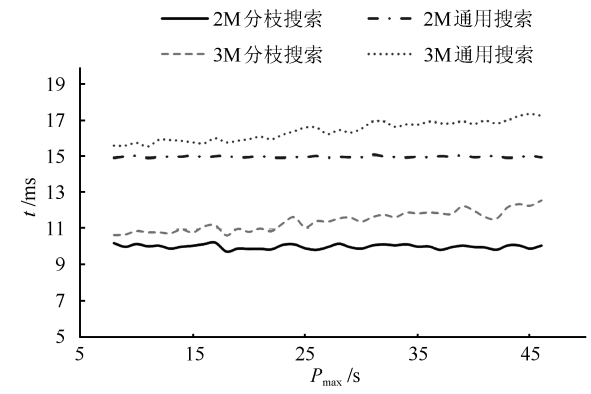


图 3 两种算法所需的时间

Fig. 3 Running time for the two algorithms

将本文提出的算法与文献 [13] 的算法进行比较. 取加工时间为 $p_i \sim \mathrm{N}(60, 2.5^2)$, 如图 5 所示为算法之间调度结果的比较.

由图 5 可知, 在小规模问题时, 本文的算法与文献的算法得到的解基本相同, 但随着规模的增加, 本文的算法呈现出较为明显的优势, 得到的解更优.

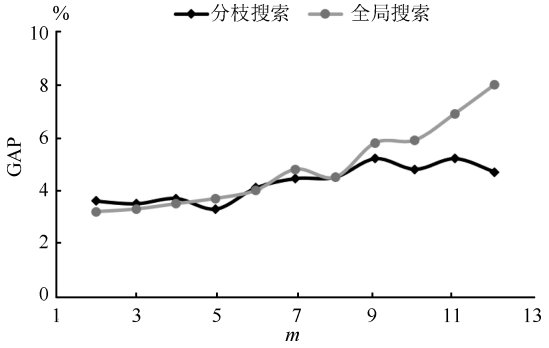


图 4 两种算法的 GAP 值对比

Fig. 4 GAP for the two algorithms

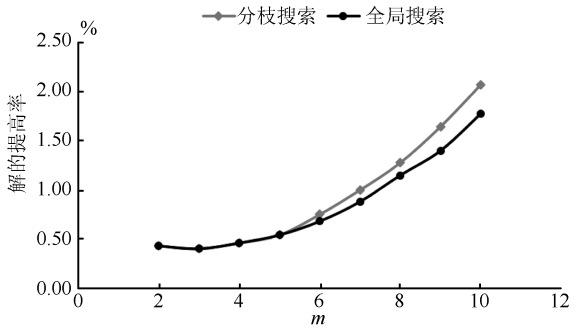


图 5 算法结果的比较

Fig. 5 The comparison between the algorithms

本文定义了提高率 R 来评价带缓冲模块相对于无缓冲模块的系统之间产量提高:

$$R = \frac{CT_G - CT_B}{CT_B} \times 100\%$$

上式表示的是带缓冲的集束型设备与无缓冲的设备的集束型设备产能的提高率. 其中 R 越大, 表示提高率越大. 其中 CT_B 代表带缓冲的集束型设备的周期时间, 而 CT_G 为无缓冲的集束型设备的周期时间. $Bd = p_{\max}/(\delta+\theta)$ 表示搬运模块的繁忙程度, Bd 越大表示搬运块模块越空闲.

5.1 生产率的提高与机械手的繁忙程度的关系

令机械手繁忙程度 Bd 取 $[0, 10]$ 的均匀分布, 通过仿真分析, 得到如图 6 的结果.

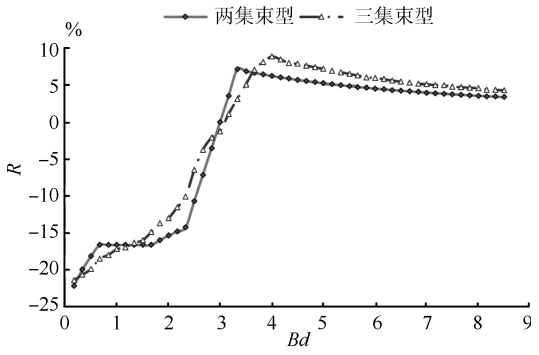


图 6　生产率提高与搬运模块繁忙程度的关系

Fig. 6　The relationship of improvement rates with the busy degree of TM

分析图 6 可知, 对于两集束型而言, 仅当 $Bd \geq 3$ 时, 产能的提高率为正数, 即仅当搬运模块繁忙程度 $Bd \geq 3$ 时, 缓冲模块能提高集束型设备的产能. 相反, 当搬运模块繁忙程度 $Bd \leq 3$ 时, 产能提高率小于零, 说明缓冲模块不提高产能, 而对于三集束型而言, Bd 的临界值为 3.1. 同时随着产能提高率的减少, 最大加工时间 $p_{\max}$ 也相应减少, 故 TM 在 PM 上等待时间也相应减少, 直到晶圆加工完毕. 若晶圆在 PM 上的等待搬运的时间大于驻留约束, 那么搬运模块的搬运模式必须改变; 否则, 晶圆会出现质量问题. 无论搬运模块的繁忙程度如何的变化, 最后 TM 都会处于搬运模式 s_1, 说明在缓冲模块上的晶圆增加了额外的搬运.

5.2　生产率的提高与加工模块的加工时间的关系

设置变量 $P = p_t/(\delta + \theta)$, 然后令 Bd 分布取均匀分布 $[3, 9]$. 经过仿真分析, 得到结果如图 7 所示.

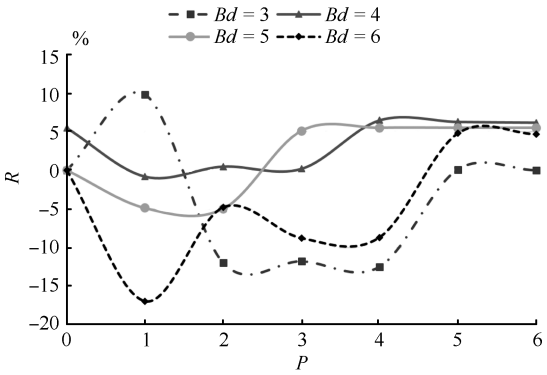


图 7　生产率提高与加工时间之间的关系

Fig. 7　The relationship of improvement rates with processing time of PMs

由图 7 可知, 在所有的搬运模块繁忙程度中, 产能提高率从不稳定改变到达稳定的状态. 主要原因在于随着模块加工时间的增加, 搬运模块空闲使得加工模块的驻留约束的影响被降低.

6　结论

本文针对带缓冲模块的集束型设备的调度问题建立了数学模型, 构建全局搜索算法. 再通过具体分析两集束型设备, 提出了分枝搜索算法. 最后经仿真表明, 分枝搜索算法比全局搜索算法更加迅速. 同时通过和文献 [13] 的调度算法进行对比, 表明本文的算法在加工模块比较少的时候调度结果提高不多, 但随着规模增大, 本文所得到的结果有明显的优势. 通过对比带缓冲的集束型设备与无缓冲的集束型设备, 证明了在加工模块之间增加缓冲, 在一定程度上可以提高单臂集束型设备的产能. 基于实验数据, 仅当搬运模块 TM 的繁忙程度 Bd 大于阈值时, 设备产能才会提高. 实验还表明驻留约束对于产能提高的影响是通过约束限制状态的改变产生的. 随着加工模块的加工时间不断增加, 产能提高越来越不显著, 系统产能渐渐趋于平稳状态.

References

1 Zhou B H, Wang Z, Chen J. Scheduling method for single-arm cluster tools of wafer fabrications with residency and continuous reentrancy. *Journal of Southeast University*, 2013, **29**(2): 187−193

2 Kim H J, Lee J H, Lee T E. Noncyclic scheduling of cluster tools with a branch and bound algorithm. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2015, **12**(2): 690−700

3 Zhou B H, Gao Z S, Chen J. Scheduling algorithm of dual-armed cluster tools with residency time and reentrant constraints. *Journal of Central South University*, 2014, **21**(1): 160−166

4 Geismar N, Dawande M, Sriskandarajah C. Productivity improvement from using machine buffers in dual-gripper cluster tools. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2011, **8**(1): 29−41

5 Liu Ming-Xiang, Zhou Bing-Hai. Scheduling algorithm of multi-cluster tools based on time constraint sets. *Acta Automatica Sinica*, 2012, **38**(3): 479−485
(刘明祥, 周炳海. 基于时间约束集的集束型设备群调度方法. 自动化学报, 2012, **38**(3): 479−485)

6 Yoon H J, Lee Y D. Online scheduling of integrated single-wafer processing tools with temporal constraints. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2005, **18**(4): 390−398

7 Perkinson T L, MacLarty P K, Gyurcsik R S, and Cavin R K. Single-wafer cluster tool performance: an analysis of throughput. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 1994, **7**(3): 369−373

8 Venkatesh S, Davenport R, Foxhoven P, Nulman J. A steady-state throughput analysis of cluster tools: dual-blade

versus single-blade robots. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 1997, **10**(4): 418−424

9 Lim S Y, Park Y J, Lee H, Sun H. A real-time scheduling method for the cluster tool with wafer transfer delay. *International Journal of Production Research*, 2014, **52**(4): 934−946

10 Wu N Q, Chu C B, Chu F, Zhou M C. A petri net method for schedulability and scheduling problems in single-arm cluster tools with wafer residency time constraints. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2008, **21**(2): 224−237

11 Rostami S, Hamidzadeh B. Optimal scheduling techniques for cluster tools with process-module and transport-module residency constraints. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2002, **15**(3): 341−349

12 Zhou B H, Li X. Try and error-based scheduling algorithm for cluster tools of wafer fabrications with residency time constraints. *Journal of Central South University*, 2012, **19**(1): 187−192

13 Rostami S, Hamidzadeh B. An optimal residency-aware scheduling technique for cluster tools with buffer module. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2004, **17**(1): 68−73

14 Ding S, Yi J, Zhang M T. Multicluster tools scheduling: an integrated event graph and network model approach. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2006, **19**(3): 339−351

15 Dawande M, Pinedo M, Sriskandarajah C. Multiple part-type production in robotic cells: equivalence of two real-world models. *Manufacturing and Service Operations Management*, 2009, **11**(2): 210−228

16 Drobouchevitch I G, Geismar H N, Sriskandarajah C. Throughput optimization in robotic cells with input and output machine buffers: a comparative study of two key models. *European Journal of Operational Research*, 2010, **206**(3): 623−633



高忠顺 同济大学机械与能源工程学院工业工程研究所博士研究生. 2011 年获得同济大学机械与能源工程学院工业工程学士学位. 主要研究方向为集成制造系统调度与控制, 离散系统的建模、调度仿真和控制技术.
E-mail: 1110202@tongji.edu.cn
(**GAO Zhong-Shun** Ph. D. candidate in the Department of Industrial Engineering, School of Mechanical Engineering, Tongji University. He received his bachelor degree from Tongji University in 2011. His research interest covers scheduling and control of integrated manufacturing systems, discrete system modeling, scheduling, simulation and control.)



周炳海 同济大学机械与能源工程学院教授. 主要研究方向为制造系统/物流系统的建模、调度、仿真和控制技术, 生产系统预防性维护建模. 本文通信作者.
E-mail: bhzhou@tongji.edu.cn
(**ZHOU Bing-Hai** Professor at the School of Mechanical Engineering, Tongji University. His research interest covers modeling, simulation, scheduling, and control in integration of manufacturing systems, reliability and preventive maintenance model for systems. Corresponding author of this paper.)