

doi: 10.3969/j.issn.1007-7375.240101

具有驻留时间约束和晶圆清洁操作的半导体 制造系统调度与优化研究

卢艳君¹, 刘兆霆², 乔宇龙¹, 潘春荣³

(1. 江苏开放大学 信息工程学院, 江苏 南京 210000; 2. 国电南瑞南京控制系统有限公司, 江苏 南京 210000;
3. 江西理工大学 机电工程学院, 江西 赣州 341000)

摘要: 为了确保晶圆质量满足市场需求, 晶圆厂商必须对具有晶圆清洁操作的槽式晶圆制造系统中的驻留时间进行严格限制, 这种处理方式在半导体制造领域较为普遍。然而, 在槽式晶圆制造系统加工多品种晶圆时, 晶圆驻留时间的限制与晶圆清洁操作的安排使得调度问题更复杂。为了解决该问题, 针对多品种晶圆同时在系统加工的情况, 本文首先分析晶圆驻留时间约束与加工室清洁操作对系统调度的影响。然后, 基于简单易行的拉式策略开发了一种新的调度方法, 其关键在于确定机械手在每一步骤上的等待时间。基于这一思想, 推导出晶圆加工需满足的可行性条件, 并开发了相应的调度算法实现周期调度。最后, 通过实例验证了本文方法的可行性和有效性。

关键词: 半导体制造; 调度; 驻留时间约束; 晶圆清洁

中图分类号: TP278; TN305

文献标志码: A

文章编号: 1007-7375(2025)02-0091-07

Scheduling and Optimization of Semiconductor Manufacturing Systems with Residency Time Constraints and Wafer Cleaning

LU Yanjun¹, LIU Zhaoting², QIAO Yulong¹, Pan Chunrong³

(1. School of Information Technology, Jiangsu Open University, Nanjing 210000, China;

2. NARI Technology Nanjing Control System Co., Ltd., Nanjing 210000, China;

3. School of Mechanical and Electrical Engineering, Jiangxi University of Science and Technology, Ganzhou 341000, China)

Abstract: To ensure that the quality of wafers meets market demands, wafer manufacturers must strictly control the residency time in tank-based wafer manufacturing systems with wafer cleaning operations, a common process in the semiconductor manufacturing field. However, when processing multiple types of wafers in tank-based wafer manufacturing systems, the constraints of wafer residency time and the scheduling of wafer cleaning operations significantly increase the complexity of the scheduling problem. To address this challenge, we first analyze the impact of residency time constraints and chamber cleaning operations on system scheduling when processing multiple types of wafers simultaneously. Then, by using a straightforward backward strategy, we develop a novel scheduling method, with the key focusing on determining the waiting time of the robot at each step. Based on this approach, feasibility conditions for wafer processing is derived, and a corresponding scheduling algorithm is developed to implement cyclic scheduling. Finally, we provide numerical examples to verify the feasibility and effectiveness of the proposed method.

Key words: semiconductor manufacturing; scheduling; residency time constraints; wafer cleaning

半导体制造工艺是当今最为前沿和复杂的制造工艺之一, 其过程分为 4 个阶段^[1]: 晶圆制造、晶

圆测试、芯片封装和最终产品测试。其中, 前端工艺包括晶圆制造和晶圆测试, 其工作任务是在电路

收稿日期: 2024-03-19

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (72161019); 江苏开放大学“十四五”2023 年度科研规划课题资助项目 (2023XK005); 江苏省高等学校基础科学 (自然科学) 研究面上项目 (22KJB110012, 23KJD120002)

作者简介: 卢艳君 (1992—), 女, 湖北省人, 讲师, 博士, 主要研究方向为生产计划与控制、Petri 网建模。

Email: luyanjun2018@126.com

上印刷。电路一般包含 15~30 层，每层需要 20~40 道加工步骤，平均需要经历 400~600 道的加工步骤。一座大型的晶圆代工厂通常配置上百条半导体生产线加工晶圆，而单台半导体生产设备是非常昂贵的，一旦晶圆质量或设备出现问题，将给晶圆制造企业带来不可估量的后果。

某些晶圆制造过程对晶圆驻留时间有严格的限制。例如，低压化学气相沉积需在 550~800℃ 下加工，要求晶圆在给定的时间范围内从加工腔移出，一旦晶圆在加工腔内延迟超过 20 s，晶圆表面会被化学物质腐蚀而出现严重的质量问题^[2-4]。由于加工模块之间没有缓冲区，此类调度问题变得更复杂，已经被证明为 NP 难问题。为了解决具有时间约束的半导体制造系统的调度问题，Wu 等^[2]通过分析机械手的活动序列，建立 Petri 网模型，推导系统可调度的充分必要条件，得到周期性的稳态调度方法。Xiong 等^[3]通过分配机械手等待时间抵消晶圆的延迟，以保证晶圆加工满足驻留时间要求。Zhu 等^[4]设计用于精确计算机手等待时间的闭环形式的算法，以缩短晶圆加工完后的逗留时间。

在实际的晶圆制造系统中，加工腔处理了一定数量的晶圆后，腔室环境会被污染。对于制程 10 nm 以下的高精度晶圆，此时应该清洁腔室。清洁加工腔变成了一道必要的工序，使得调度半导体制造系统更具有挑战性。每加工完一批晶圆后执行加工腔清洗工艺，被称为单清洗作业^[5]。为解决单清洗作业的调度问题，文献^[6-7]分别针对单臂和双臂组合设备提出了拉式和交换策略，但是没有考虑驻留时间约束。Yang 等^[8]考虑了晶圆驻留时间约束，通过建立 Petri 网模型，提出了两个线性规划模型用于寻求最优周期。Yu 等^[9]发现当加工腔定期清洁时，可以通过控制晶圆同时加工的数量来最小化产品生产周期和晶圆延迟。Qiao 等^[10]为具有单清洗作业和驻留时间约束的双臂组合设备开发了一种基于虚拟晶圆的调度方法，但是设备生产率较低。

随着晶圆制造技术的发展，Li 等^[11]对单清洗作业存在并行加工模块加工单品种晶圆进行了研究，但是清洗工艺占用时间较短。而在实际中，这一假设不一定能得到满足。本文针对具有晶圆驻留时间约束和晶圆清洁操作的半导体制造系统展开研究，主要贡献如下：1) 进一步放宽晶圆清洁时长，获得

系统在稳态情形下，多品种晶圆同时在槽式晶圆制造系统调度的可行性条件；2) 基于拉式调度策略，开发了一种周期调度算法实现多品种晶圆在槽式晶圆制造系统加工。

本文首先介绍和分析稳态下的机械手活动时间和可调度性；其次，提出调度策略和算法满足驻留时间约束的可行调度；最后，通过数值实验验证调度策略的有效性。

1 问题描述与调度方法

1.1 问题描述

随着市场需求对晶圆质量的要求进一步提高，当前晶圆制造厂商趋向通过清洗槽清洁晶圆表面残余的气体和化学物质以提高晶圆纯度。由于各个加工槽之间的强耦合性，当晶圆载入清洗槽 (cleaning operation tank, COT) 进行清洗操作时，意味着机械手不能及时将一盒待加工晶圆载入到系统中，进而拖延了接下来一系列机械手活动的起始时间，其可能导致其他加工槽内的晶圆滞留时间延长从而违反晶圆驻留时间约束。当不同品种晶圆的加工时间不平衡时，槽式晶圆制造系统调度将更为复杂。本文的研究问题是针对具有晶圆驻留时间约束和晶圆清洁操作的两种晶圆混流加工的槽式晶圆制造系统的调度优化与控制方法。

通常槽式晶圆制造系统含有 n 个加工槽，如图 1 所示。

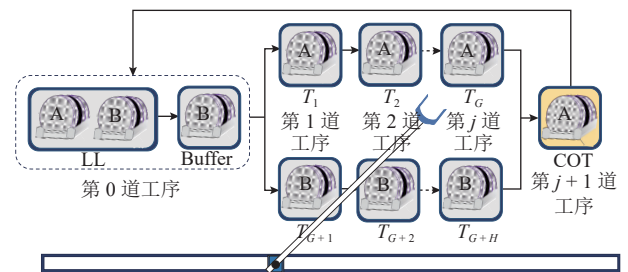


图 1 槽式晶圆制造系统示意图

Figure 1 A tank-based wafer manufacturing system

令 $N_n^+ = \{1, 2, \dots, n\}$ 和 $\Omega_n = N_n^+ \cup \{0\}$ ，该制造系统共 n 个加工槽，分别用 $T_1, T_2, \dots, T_G, \dots, T_{G+H}$ 表示， $n = G+H$ 。槽式晶圆制造系统描述如下。

1) 输入、输出端 (loadlock, LL) 可装载待加工晶圆和加工完的晶圆，每盒晶圆 25 片。

2) 缓冲区 (Buffer) 同一时间只可存放 1 盒晶圆，无加工时间和驻留时间约束。

3) 加工槽 T_1, T_2, \dots, T_G 用于加工 A 晶圆, 加工槽 T_{G+1}, \dots, T_{G+H} 用于加工 B 晶圆。

4) 晶圆经输入端载入系统, 然后放置在缓冲区, 即机械手载入晶圆至第 0 道工序; 根据产品工艺, 依次载入到不同的加工槽 $T_i, i \in \mathbb{N}_n^+$, 然后由机械手载入到第 $j+1$ 道工序, COT 清洗晶圆表面残留的化学物质; 待清洗完成, 最后由机械手装载到输出端。

5) 为了便于描述, 1 盒晶圆视为 1 个整体。

6) 单个加工槽同一时间只能加工 1 盒晶圆。

7) 槽式晶圆制造系统中, 机械手同一时间处理 1 盒晶圆, 即装载或卸载 1 盒晶圆。

8) 晶圆在槽式调度系统中加工需满足驻留时间约束。

9) 槽式调度系统中加工槽、清洗槽之间无缓冲区。

10) 晶圆加工过程中系统能正常运行, 无设备故障发生。

11) 晶圆的加工时间远大于机械手的移动、装载及卸载时间。

槽式晶圆制造系统中加工 A、B 两种晶圆, A、B 晶圆的加工路径分别为 Type-1: $LL \rightarrow Buffer \rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow \dots \rightarrow T_G \rightarrow COT \rightarrow LL$; Type-2: $LL \rightarrow Buffer \rightarrow T_{G+1} \rightarrow T_{G+2} \rightarrow \dots \rightarrow T_{G+H} \rightarrow COT \rightarrow LL$ 。下面阐述一个实例说明调度的方法。注意调度方法经过简单修改后是可以拓展应用一般形式的实例。槽式晶圆制造系统中加工 A、B 两种晶圆, A、B 晶圆的加工路径分别为 Type-1: $LL \rightarrow Buffer \rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow COT \rightarrow LL$; Type-2: $LL \rightarrow Buffer \rightarrow T_4 \rightarrow T_5 \rightarrow T_6 \rightarrow$

$COT \rightarrow LL$ 。A、B 两种产品以 1:2 的配比进行周期性加工, 系统稳态示意图见图 2。

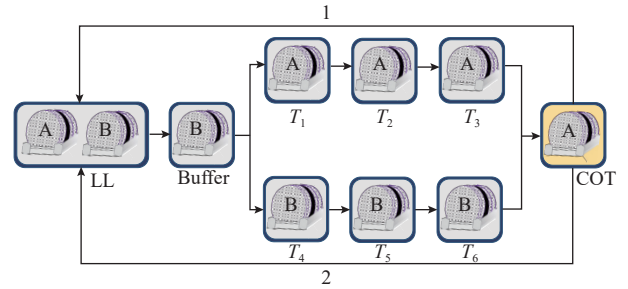


图 2 系统稳态示意图
Figure 2 An example of system steady state

由于槽式晶圆制造系统大部分时间工作在稳态, 所以本文只讨论槽式晶圆制造系统的稳态加工。如图 2 所示, 系统达到稳态时, 所有加工槽均处于满负荷状态, $T_1 \sim T_3$ 加工 A 晶圆, $T_4 \sim T_6$ 加工 B 晶圆, Buffer 中装载 B 晶圆, COT 中正在清洁 A 晶圆, 输入、输出端中分别装载了 1 盒 A、B 晶圆。

1.2 调度方法

槽式调度系统中只有一个 COT, 每种晶圆加工完成后均需装载入 COT。然而, 有限的加工槽和单个机械手资源容易引起系统死锁。如何调度槽式晶圆制造系统使得系统内的晶圆周期性加工且系统不发生死锁是本文研究重点。本文选用拉式策略 (backward strategy) 调度 A、B 两种晶圆, 该策略因简单易操作的特点, 已广泛应用于实际晶圆制造。在图 2 所示的稳态下研究机械手活动, 机械手活动路径示意图见图 3。

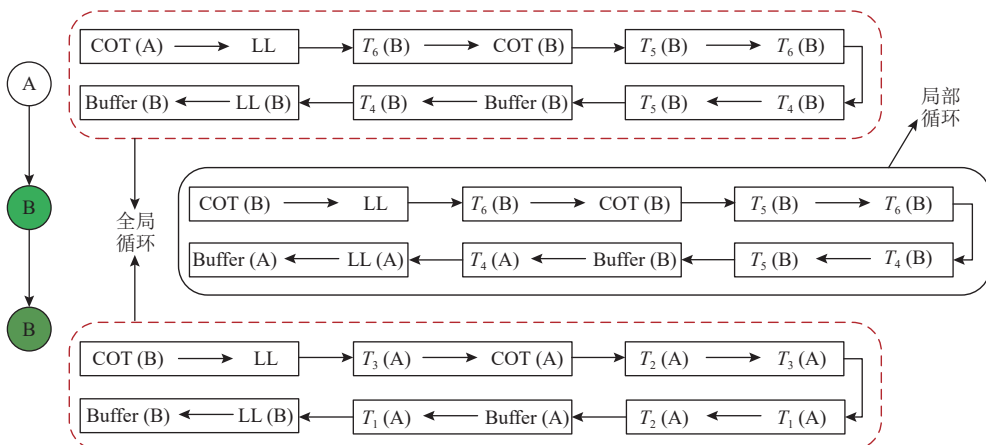


图 3 机械手活动路径示意图
Figure 3 Robot movement paths

机械手 (robot, R) 首先移动到 COT, 待 COT 清洁完 A 晶圆, 将其卸载并移动装载至 LL → R 移动至 T_6 , 待 T_6 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 COT 清洁 B 晶圆 → R 移动至 T_5 ; 待 T_5 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_6 加工 → R 移动至 T_4 ; 待 T_4 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_5 加工 → R 移动至 Buffer; 将 Buffer 中的 B 晶圆卸载并移动装载至 T_4 加工 → R 移动至 LL, 将 LL 中的 B 晶圆卸载并移动装载至 Buffer → R 移动至 COT; 待 COT 中的 B 晶圆清洁完成, 将其卸载并移动装载至 LL → R 移动至 T_6 ; 待 T_6 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 COT 清洁晶圆 → R 移动至 T_5 ; 待 T_5 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_6 加工 → R 移动至 T_4 ; 待 T_4 中的 B 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_5 加工 → R 移动至 Buffer; 将 Buffer 中的 B 晶圆卸载并移动装载至 T_4 加工 → R 移动至 LL, 将 LL 中 A 晶圆卸载并移动装载至 Buffer → R 移动至 COT; 待 COT 中的 B 晶圆执行加工室清洁完成, 将其卸载并移动装载至 LL → R 移动至 T_3 ; 待 T_3 中的 A 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 COT → R 移动至 T_2 ; 待 T_2 中的 A 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_3 加工 → R 移动至 T_1 ; 待 T_1 中的 A 晶圆加工完成, 则将其卸载并移动装载至 T_2 加工 → R 移动至 Buffer; 将 Buffer 中的 A 晶圆卸载并移动装载至 T_1 加工 → R 移动至 LL, 将 LL 中的 B 晶圆卸载并移动装载至 Buffer, 此时系统状态和图 2 所示的稳态相同。采用这种反向拉动的调度策略, 每个周期内加工 2 盒 B 晶圆和 1 盒 A 晶圆。

2 系统可调度性分析

对于两种晶圆同时加工, A、B 两种晶圆以 1:2 的配比周期性加工。当加工路径无共享加工槽、且采用拉式策略调度系统时, 系统会进入一个晶圆周期性运行过程。该周期性运行过程包含 1 个局部循环和 1 个全局循环, 每完成 1 个局部循环, 会有 1 盒 B 晶圆运回 LL, 每完成 1 个全局循环, 同时有 1 盒 A 晶圆和 1 盒 B 晶圆运回 LL, 这样稳定的周期不断重复, 使得系统稳定地同时加工两种晶圆。采用拉式策略晶圆在系统内可以进行周期性加工, 系统运行过程无死锁。但是系统无死锁, 并

不表示系统是可调度的, 需进一步分析任意加工槽、清洗槽处理晶圆时, 系统内的晶圆是否违背晶圆驻留时间约束。

显而易见, 系统内仅有 1 个 COT, A、B 两种晶圆都需经过 COT, 若晶圆在 COT 驻留时间较长, 导致系统内晶圆在加工槽滞留时间超过在加工槽滞留时间上限, 晶圆会报废。基于这个问题, 本文分析了 A、B 两种晶圆在槽式晶圆制造系统加工的可行性条件。调度该系统的关键就是要调度机械手 R 的作业, 具体来说就是调度机械手的等待时间使得晶圆的生产节拍等于机械手的运行节拍, 同时不违反晶圆驻留时间约束。即, 在该调度问题中, 产品的局部循环生产周期 Z_1 等于全局循环周期 Z_2 , 且等于机械手的运行周期 φ , 才能保证系统稳定的调度。其中, Z_1 表示生产 1 盒 B 晶圆的局部循环生产周期, Z_2 表示同时生产 1 盒 B 和 1 盒 A 晶圆的全球循环生产周期。

根据上述阐述可知, 采用拉式策略调度该系统加工晶圆, 每个加工步骤完成时, 机械手 R 首先将第 i 道工序晶圆卸载 (α), 移动 (β) 并装载 (α) 至第 $(i+1)$ 道工序, 然后 R 移动 (β) 至第 $(i-1)$ 道工序, 等待 ($\omega_{(i-1)}$) 第 $(i-1)$ 道工序加工完成, 卸载 (α), 移动 (β) 并装载 (α) 至第 i 道工序。设定 R 移动需要消耗 β 时间, 装载和卸载均需消耗 α 时间, 产品在第 i 道工序的加工时间为 λ_i , R 在第 $(i-1)$ 道工序的等待时间为 $\omega_{(i-1)}$, δ_i 为产品在第 i 道工序的驻留时间约束, 可得晶圆在第 i 道工序的工作负载下界 Π_i^L 和上界 Π_i^U 分别为

$$\Pi_i^L = \lambda_i + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)}, i \in \mathbb{N}_n^+; \quad (1)$$

$$\Pi_i^U = \lambda_i + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)} + \delta_i, i \in \mathbb{N}_n^+。 \quad (2)$$

同理可得, A 晶圆和 B 晶圆每道工序的工作负载下界和上界分别为

$$\Pi_i^{LA} = \lambda_i^A + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)}^A, i \in \mathbb{N}_{nA}^+; \quad (3)$$

$$\Pi_i^{UA} = \lambda_i^A + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)}^A + \delta_i^A, i \in \mathbb{N}_{nA}^+; \quad (4)$$

$$\Pi_i^{LB} = \lambda_i^B + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)}^B, i \in \mathbb{N}_{nB}^+; \quad (5)$$

$$\Pi_i^{UB} = \lambda_i^B + 4\alpha + 3\beta + \omega_{(i-1)}^B + \delta_i^B, i \in \mathbb{N}_{nB}^+。 \quad (6)$$

需要注意的是, λ_i^A 和 λ_i^B 分别表示 A、B 晶圆在第 i 道工序的加工时间, n_A 和 n_B 表示分别表示两种

晶圆的总加工工序数, N_{nA}^+ 和 N_{nB}^+ 表示其工序序列集合。 δ_i^A 和 δ_i^B 分别为两种晶圆各道工序的驻留时间约束, ω_0^A 和 ω_0^B 表示 A、B 两种晶圆在 LL 的等待时间, ω_4^A 和 ω_4^B 表示 A、B 两种晶圆在 COT 的等待时间。

在本文中, 基于实际晶圆加工时间远大于机械手的移动、装载和卸载时间这一事实, 晶圆的瓶颈工序决定了晶圆的生产周期, 设定 Π_{\max}^A 和 Π_{\max}^B 为两种晶圆的瓶颈工序的工作负载。

$$\Pi_{\max}^A = \max\{\Pi_i^{LA}\}, i \in N_{nA}^+; \quad (7)$$

$$\Pi_{\max}^B = \max\{\Pi_i^{LB}\}, i \in N_{nA}^+; \quad (8)$$

$$\Pi_{\max} = \max\{\Pi_{\max}^A, 2\Pi_{\max}^B\}。 \quad (9)$$

$$\varphi_1 = (2\alpha + 2\beta)(n_B + 1); \quad (10)$$

$$\varphi_2 = (2\alpha + 2\beta)(n_A + n_B + 2)。 \quad (11)$$

其中, φ_1 表示机械手生产 1 盒 B 晶圆的运作周期(无机械手等待时间), 即局部循环时, 机械手的运作周期。 φ_2 表示机械手生产 1 盒 B 晶圆和 1 盒 A 晶圆的运作周期(无机械手等待时间), 即全局循环时, 机械手的运作周期。

通过分配机械手在各工序的等待时间, 使晶圆加工满足晶圆驻留时间约束。令 $E = \{i \in N_n^+ | \Pi_i^U < \Pi_{\max}^L\}$, $F = N_n^+ - E$ 。 $\Pi_{\max}^L = \max\{\Pi_i^L\}$, $i \in N_n^+$ 。若晶圆的加工负载满足条件 F , 表示所有晶圆的工作负载都在上界和下界内, R 不需要分配等待时间, 晶圆加工就可满足驻留时间约束, 即产品加工时间较平衡。反之, 产品的加工负载满足条件 E 。则表示存在晶圆工作负载的上界都不满足驻留时间约束, 需要通过额外的分配机械手等待时间, 使得晶圆加工满足驻留时间约束, 即晶圆加工时间不平衡。基于这个思想, 推导出了晶圆在系统内加工需满足的可行性条件。

定义 1 在槽式晶圆制造系统, 两种晶圆混合加工, 系统可调度的可行性条件为 $Z_1 = Z_2 = \Pi_{\max}$ 。

满足定义 1, 系统可调度的情况下, 机械手 R 的等待时间可以设定如下。

1) 机械手 R 在非 COT 等待时间可以设定为

$$\omega_{(i-1)}^A = 0, i \in F, i \in N_n^+, 1 \leq i \leq n_A; \quad (12)$$

$$\omega_{(i-1)}^B = 0, i \in F, i \in N_n^+, 1 \leq i \leq n_B。 \quad (13)$$

2) 机械手 R 在 COT 的等待时间可以设定为

$$\omega_4^B = \Pi_{\max} - \varphi_1 - \sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B \geq 0; \quad (14)$$

$$\omega_4^{B'} = T_{\text{COT-AT}}/2 + \max\{\lambda_4^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\}; \quad (15)$$

$$\omega_4^{A''} = T_{\text{COT-AT}}/2 + \max\{\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\}。 \quad (16)$$

其中, ω_4^B 表示局部循环周期内 COT 清洁 B 晶圆时, 机械手 R 需在 COT 的等待时间; $\omega_4^{B'}$ 表示全局循环周期内 COT 清洁 B 晶圆时, R 需在 COT 的等待时间; $\omega_4^{A''}$ 表示全局循环周期内 COT 清洁晶圆 A 时, R 需在 COT 的等待时间; $T_{\text{COT-AT}}$ 表示 COT 可利用的时间, 即机械手在 COT 设置的等待时间。当 R 移动至 COT 晶圆已经加工完成, 即 $(\lambda_4^B - \lambda'_{\text{COT}}) < 0$, 则除去已分配的等待时间, R 不需要额外等待晶圆加工完成。反之, $(\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}) > 0$, 则表示 R 需要等待 $(\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}})$ 个时间单元。

$$T_{\text{COT-AT}} = \left(\Pi_{\max} - \varphi_2 - \sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A - \sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B \right) - \max\{\lambda_4^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} - \max\{\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\} \geq 0; \quad (17)$$

$$\lambda_{\text{COT}} = \varphi_1 + \sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B - (4\alpha + 3\beta); \quad (18)$$

$$\lambda''_{\text{COT}} = \varphi_2 - \varphi_1 + \sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A - (4\alpha + 3\beta)。 \quad (19)$$

其中 λ'_{COT} 表示在局部循环周期内, 除去机械手 R 完成 COT 工序所必须的活动时间 $(4\alpha + 3\beta)$, 剩余的空闲时间, 即 B 晶圆在 COT 工序的实际驻留时间。 λ''_{COT} 表示在全局循环周期内, 除去机械手 R 完成 COT 工序所必须的活动时间 $(4\alpha + 3\beta)$, 剩余的空闲时间, 即 A 晶圆在 COT 工序的实际驻留时间。

然后, 可以得到下面的算法。

调度算法 1 若 $[\Pi_1^A, \Pi_1^A] \cap [\Pi_2^A, \Pi_2^A] \cap [\Pi_3^A, \Pi_3^A] \cap [\Pi_4^A, \Pi_4^A] \neq \emptyset$, 且 $[\Pi_1^B, \Pi_1^B] \cap [\Pi_2^B, \Pi_2^B] \cap [\Pi_3^B, \Pi_3^B] \cap [\Pi_4^B, \Pi_4^B] \neq \emptyset$, $\varphi_1 \leq \Pi_{\max}$, $\varphi_2 \leq \Pi_{\max}$, 则机械手的等待时间设置如下。

机械手 R 在非 COT 的等待时间可以设定为

$$1) \omega_0^B = \omega_1^B = \omega_2^B = \omega_3^B = 0;$$

$$2) \omega_0^A = \omega_1^A = \omega_2^A = \omega_3^A = 0。$$

机械手 R 在 COT 的等待时间可以设定为

- 3) $\omega_4^B = \Pi_{\max} - \varphi_1 \geq 0$;
 4) $\omega_4^{B'} = T_{\text{COT-AT}}/2 + \max\{\lambda_{4B} - \lambda'_{\text{COT}}, 0\}$, $T_{\text{COT-AT}} \geq 0$;
 5) $\omega_4^{A''} = T_{\text{COT-AT}}/2 + \max\{\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\}$, $T_{\text{COT-AT}} \geq 0$.

因为 $[\Pi_1^{LA}, \Pi_1^{UA}] \cap [\Pi_2^{LA}, \Pi_2^{UA}] \cap [\Pi_3^{LA}, \Pi_3^{UA}] \cap [\Pi_4^{LA}, \Pi_4^{UA}] \neq \emptyset$, 且 $[\Pi_1^{LB}, \Pi_1^{UB}] \cap [\Pi_2^{LB}, \Pi_2^{UB}] \cap [\Pi_3^{LB}, \Pi_3^{UB}] \cap [\Pi_4^{LB}, \Pi_4^{UB}] \neq \emptyset$, $\varphi_1 \leq \Pi_{\max}$, $\varphi_2 \leq \Pi_{\max}$, 表示晶圆加工满足条件 F , $F = \mathbb{N}_n^+ - E$. $\Pi_{\max}^L = \max\{\Pi_i^L\}$, $i \in \mathbb{N}_n^+$, 所有晶圆的工作负载都在上界和下界内, R 不需要分配等待时间, 即机械手 R 在非 COT 的等待时间 $\{\omega_i^B = 0 | i = 0, 1, 2, 3\}$ 和 $\{\omega_i^A = 0 | i = 0, 1, 2, 3\}$ 均成立。因为 $\varphi_1 \leq \Pi_{\max}$, 即 $\Pi_{\max} - \varphi_1 \geq 0$, 则 $\omega_4^B \geq 0$ 。由式 (15) ~ (17) 可得,

$$\omega_4^{B'} + \omega_4^{A''} = T_{\text{COT-AT}} + \max\{\lambda_4^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} + \max\{\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\}.$$

根据调度算法 1 中条件 1) ~ 2), 易得 $\sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B = 0$, $\sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A = 0$, $\omega_4^{B'} + \omega_4^{A''} = \Pi_{\max} - \varphi_2 \geq 0$, 那么 $T_{\text{COT-AT}} \geq 0$, 即调度算法 1 中条件 3) ~ 5) 机械手等待时间设置合理。

定理 1 令 1) $[\Pi_1^{LA}, \Pi_1^{UA}] \cap [\Pi_2^{LA}, \Pi_2^{UA}] \cap [\Pi_3^{LA}, \Pi_3^{UA}] \cap [\Pi_4^{LA}, \Pi_4^{UA}] \neq \emptyset$, 且 $[\Pi_1^{LB}, \Pi_1^{UB}] \cap [\Pi_2^{LB}, \Pi_2^{UB}] \cap [\Pi_3^{LB}, \Pi_3^{UB}] \cap [\Pi_4^{LB}, \Pi_4^{UB}] \neq \emptyset$; 2) $\varphi_1 \leq \Pi_{\max}$, $\varphi_2 \leq \Pi_{\max}$; 和 3) 机械手的等待时间按照调度算法 1 设置。那么, 获得的调度方案是可行的。

证明 因为条件 1) 成立, 即 $\Pi_{\max}^L \leq \Pi_i^{UA}$, $\Pi_{\max}^L \leq \Pi_i^{UB}$, $i \in F$, $\{\omega_i^B = 0 | i = 0, 1, 2, 3\}$ 和 $\{\omega_i^A = 0 | i = 0, 1, 2, 3\}$, A 晶圆在加工槽或 COT 的实际驻留时间 $\tau_i^A = \Pi_i^{LA} - (4\alpha + 3\beta) = \lambda_i^A + (4\alpha + 3\beta) + \omega_{(i-1)}^A - (4\alpha + 3\beta) = \lambda_i^A$, 表明 A 晶圆在系统内加工满足驻留时间约束; 同理 B 晶圆在加工槽或 COT 的实际驻留时间 $\tau_i^B = \Pi_i^{LB} - (4\alpha + 3\beta) = \lambda_i^B + (4\alpha + 3\beta) + \omega_{(i-1)}^B - (4\alpha + 3\beta) = \lambda_i^B$, 表明 B 晶圆在系统内同样满足晶圆驻留时间约束。

3 实例说明

通过一些实例验证开发的调度算法的有效性。

实例 1 A、B 晶圆的加工路径为 Type-1: LL \rightarrow Buffer $\rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T_3 \rightarrow$ COT \rightarrow LL, Type-2: LL \rightarrow Buffer $\rightarrow T_4 \rightarrow T_5 \rightarrow T_6 \rightarrow$ COT \rightarrow LL, A、B 以 1:2 配比周期加工。A 晶圆在第 1~4 道工序加工时间均为 50 s ($\lambda_1^A = \lambda_2^A = \lambda_3^A = \lambda_4^A = 50$ s), 待晶圆加工完成, A 晶圆在第 1~4 道工序最多驻留 10 s ($\delta_1^A = \delta_2^A = \delta_3^A = \delta_4^A = 10$ s)。B 晶圆在第 1~4 道工序加工时间均为 50 s ($\lambda_1^B = \lambda_2^B = \lambda_3^B = \lambda_4^B = 50$ s), 待晶圆加工完成, B 晶圆在第 1~4 道工序最多驻留 10 s ($\delta_1^B = \delta_2^B =$

$$\delta_3^B = \delta_4^B = 10 \text{ s}), \alpha = \beta = 2 \text{ s}.$$

由此可得, $n_A = n_B = 4$, 可得 $\varphi_1 = 40$ s, $\varphi_2 = 80$ s, $\Pi_1^{LA} = \Pi_2^{LA} = \Pi_3^{LA} = \Pi_4^{LA} = 64$ s, $\Pi_1^{UA} = \Pi_2^{UA} = \Pi_3^{UA} = \Pi_4^{UA} = 74$ s, $\Pi_1^{LB} = \Pi_2^{LB} = \Pi_3^{LB} = \Pi_4^{LB} = 64$ s, $\Pi_1^{UB} = \Pi_2^{UB} = \Pi_3^{UB} = \Pi_4^{UB} = 74$ s, 易得 A、B 两种晶圆加工, 均不存在 $E = \{i \in \mathbb{N}_n^+ | \Pi_i^U < \Pi_{\max}^L\}$ 。根据调度算法 1, 易得 $\omega_0^A = \omega_1^A = \omega_2^A = \omega_3^A = 0$, $\omega_0^B = \omega_1^B = \omega_2^B = \omega_3^B = 0$, 即 $\sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B = 0$, $\sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A = 0$ 。另外, 可得 $\Pi_{\max} = \max\{\Pi_{\max}^A, 2\Pi_{\max}^B\} = \{64, 2 \times 64\} = 128$ s, $\lambda'_{\text{COT}} = \lambda''_{\text{COT}} = 26$ s, $\omega_4^B = \Pi_{\max} - \varphi_1 = 128 - 48 = 80$ s ≥ 0 , $T_{\text{COT-AT}} = \Pi_{\max} - \varphi_2 - \sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A - \sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B - \max\{\lambda_4^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} - \max\{\lambda_4^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\} = 128 - 80 - 0 - 0 - \max\{50 - 26, 0\} - \max\{50 - 26, 0\} = 0 \geq 0$ 。因此仿真结果表明, 该方法是正确的。

实例 2 A、B 晶圆的加工路径为 Type-1: LL \rightarrow Buffer $\rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow$ COT \rightarrow LL, Type-2: LL \rightarrow Buffer $\rightarrow T_3 \rightarrow T_4 \rightarrow$ COT \rightarrow LL, A、B 以 1:2 配比周期加工。A 晶圆在第 1~3 道工序加工时间分别为 100 s, 95 s, 90 s ($\lambda_1^A = 100$ s, $\lambda_2^A = 95$ s, $\lambda_3^A = 90$ s), 待晶圆加工完成, A 晶圆在第 1~3 道工序最多驻留 10 s ($\delta_1^A = \delta_2^A = \delta_3^A = 10$ s)。B 晶圆在第 1~3 道工序加工时间分别为 80 s, 75 s, 70 s ($\lambda_1^B = 80$ s, $\lambda_2^B = 75$ s, $\lambda_3^B = 70$ s), 待晶圆加工完成, B 晶圆在第 1~3 道工序最多驻留 10 s ($\delta_1^B = \delta_2^B = \delta_3^B = 10$ s), $\alpha = \beta = 2$ s。

可得, $n_A = n_B = 3$; 根据式 (10) ~ (11), 可得 $\varphi_1 = 32$ s, $\varphi_2 = 64$ s; 根据式 (3) ~ (6), 计算得到 $\Pi_1^{LA} = 114$ s, $\Pi_1^{UA} = 124$ s, $\Pi_2^{LA} = 109$ s, $\Pi_2^{UA} = 119$ s, $\Pi_3^{LA} = 104$ s, $\Pi_3^{UA} = 114$ s, 则 $\Pi_{\max}^A = \max\{\Pi_i^{LA} | i \in \mathbb{N}_{n_A}^+\} = 114$ s; $\Pi_1^{LB} = 94$ s, $\Pi_1^{UB} = 104$ s, $\Pi_2^{LB} = 89$ s, $\Pi_2^{UB} = 99$ s, $\Pi_3^{LB} = 84$ s, $\Pi_3^{UB} = 94$ s, 则 $\Pi_{\max}^B = \max\{\Pi_i^{LB} | i \in \mathbb{N}_{n_B}^+\} = 94$ s, $\Pi_{\max} = \max\{\Pi_{\max}^A, 2\Pi_{\max}^B\} = 188$ s。易得 A、B 两种晶圆加工, 均不存在 $E = \{i \in \mathbb{N}_n^+ | \Pi_i^U < \Pi_{\max}^L\}$ 。根据调度算法 1, 易得 $\omega_0^A = \omega_1^A = \omega_2^A = 0$, $\omega_0^B = \omega_1^B = \omega_2^B = 0$, 即 $\sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B = 0$, $\sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A = 0$ 。根据式 (18) ~ (19), 可得 $\lambda'_{\text{COT}} = \lambda''_{\text{COT}} = 18$, $\omega_3^B = \Pi_{\max} - \varphi_1 = 188 - 32 = 156 \geq 0$, $T_{\text{COT-AT}} = \Pi_{\max} - \varphi_2 - \sum_{i=1}^{n_A} \omega_{(i-1)}^A - \sum_{i=1}^{n_B} \omega_{(i-1)}^B - \max\{\lambda_3^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} - \max\{\lambda_3^A - \lambda''_{\text{COT}}, 0\} = 188 - 64 - 0 - 0 - \max\{90 - 18, 0\} - \max\{70 - 18, 0\} = 0$ 。根据公式 (18) ~ (19), 可得 $\omega_3^B = 52$ s ≥ 0 , $\omega_3^A = 72$ s ≥ 0 。因此仿真结果表明, 该方法是正确的。

实例3 A、B晶圆的加工路径为 Type-1: LL → Buffer → T_1 → COT → LL, Type-2: LL → Buffer → T_2 → COT → LL, A、B以1:2配比周期加工。A晶圆在第1~2道工序加工时间分别为90 s, 100 s ($\lambda_1^A = 90$ s, $\lambda_2^A = 100$ s), 待晶圆加工完成, A晶圆在第1~2道工序最多驻留10 s ($\delta_1^A = \delta_2^A = 10$ s)。B晶圆在第1~2道工序加工时间分别为105 s, 100 s ($\lambda_1^B = 105$ s, $\lambda_2^B = 100$ s), 待晶圆加工完成, B晶圆在第1~2道工序最多驻留10 s ($\delta_1^B = \delta_2^B = 10$ s), $\alpha = \beta = 2$ s。

由此可得, $n_A = n_B = 2$; 根据式(10)~(11), 可得 $\varphi_1 = 24$ s, $\varphi_2 = 48$ s; 根据式(3)~(6), 计算得到 $\Pi_1^{LA} = 104$ s, $\Pi_1^{UA} = 114$ s, $\Pi_2^{LA} = 114$ s, $\Pi_2^{UA} = 124$ s, 则 $\Pi_{\max}^{LA} = \max\{\Pi_i^{LA} | i \in \mathbb{N}_{nA}^+\} = 114$ s; $\Pi_1^{LB} = 119$ s, $\Pi_1^{UB} = 129$ s, $\Pi_2^{LB} = 114$ s, $\Pi_2^{UB} = 124$ s, 则 $\Pi_{\max}^{LB} = \max\{\Pi_i^{LB} | i \in \mathbb{N}_{nB}^+\} = 119$ s, $\Pi_{\max} = \max\{\Pi_{\max}^{LA}, 2\Pi_{\max}^{LB}\} = 238$ s。易得 A、B 两种晶圆加工, 均不存在 $E = \{i \in \mathbb{N}_n^+ | \Pi_i^U < \Pi_{\max}^L\}$; 根据调度算法1, 易得 $\omega_0^A = \omega_1^A = 0$, $\omega_0^B = \omega_1^B = 0$; 根据式(18)~(19), 可得 $\lambda_{\text{COT}} = \lambda'_{\text{COT}} = 10$ s, $\omega_2^B = \Pi_{\max} - \varphi_1 = 238 - 24 = 214$ s ≥ 0 , $T_{\text{COT-AT}} = \Pi_{\max} - \varphi_2 - \max\{\lambda_2^B - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} - \max\{\lambda_2^A - \lambda'_{\text{COT}}, 0\} = 238 - 48 - 0 - 0 - \max\{100 - 10, 0\} - \max\{100 - 10, 0\} = 0$ 。根据式(18)~(19), 可得 $\omega_2^{B'} = \omega_2^{A'} = 90$ s ≥ 0 。因此仿真结果表明, 该方法是正确的。

4 总结

槽式晶圆制造系统运作成本高, 因此确保其有效运行至关重要。许多工艺都具有严格的晶圆驻留时间约束和晶圆清洁操作。客户需求个性化产生了多品种晶圆同时加工需求, 而晶圆驻留时间约束和晶圆清洁操作导致槽式晶圆制造系统同时加工调度问题复杂。虽然已有研究成果是针对具有驻留时间约束的半导体制造系统, 但是这些成果并未同时考虑清洁操作和多品种晶圆同时加工, 并不能应用于解决本文调度问题。为了解决该难题, 根据槽式晶圆制造系统加工晶圆的特征, 开发了一种周期的调度算法, 该调度算法基于传统的拉式调度策略, 简单易应用。若该调度方案可行, 则根据调度算法1即可获得可行的周期调度方案。通过3个实例说明了调度算法的有效性。该调度算法为槽式晶圆制造系统从理论到应用提供了依据。

除了晶圆驻留时间约束和晶圆清洁操作, 晶圆

制造过程中存在加工时间波动, 而开发的调度算法无法应用到考虑加工时间波动的情形。后期可开展这方面的研究。

参考文献:

- [1] 闵雁, 伍乃骐. 半导体制造中组合设备运行和控制综述[J]. 工业工程, 2012, 15(2): 1-15.
MIN Yan, WU Naiqi. Review of operations and control of cluster tools in semiconductor wafer fabrication[J]. Industrial Engineering Journal, 2012, 15(2): 1-15.
- [2] WU N, CHU F, ZHOU M. A petri net method for schedulability and scheduling problems in single-arm cluster tools with wafer residency time constraints[J]. IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing, 2008, 21(2): 224-237.
- [3] XIONG W, PAN C, QIAO Y, et al. Reducing wafer delay time by robot idle time regulation for single-arm cluster tools[J]. IEEE Transactions on Automation Science and Engineering, 2021, 18(4): 1653-1657.
- [4] ZHU Q, QIAO Y, WU N, et al. Post-processing time-aware optimal scheduling of single robotic cluster tools[J]. IEEE/CAA Journal of Automatica Sinica, 2020, 7(2): 597-605.
- [5] 朱清华, 潘泓廷. 双臂机械手组合设备在清洁情况下的调度优化[J/OL]. 控制理论与应用, 1-9[2024-08-28]. <http://kns.cnki.net/kcms/detail/44.1240.TP.20240229.1801.032.html>.
ZHU Qinghua, PAN Hongting. Scheduling a dual-arm cluster tool with a cleaning operation[J/OL]. Control Theory & Applications, 1-9[2024-08-28]. <http://kns.cnki.net/kcms/detail/44.1240.TP.20240229.1801.032.html>.
- [6] YU T, KIM H, LEE T. Scheduling single-armed cluster tools with chamber cleaning operations[J]. IEEE Transactions on Automation Science and Engineering, 2018, 15(2): 705-716.
- [7] YU T, LEE T. Scheduling dual-armed cluster tools with chamber cleaning processes[J]. IEEE Transactions on Automation Science and Engineering, 2019, 16(1): 218-228.
- [8] YANG F, WU N, GAO K, et al. Efficient approach to cyclic scheduling of single-arm cluster tools with chamber cleaning operation and wafer residency time constraint[J]. IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing, 2018, 18(2): 196-205.
- [9] YU T, LEE T. Wafer delay analysis and control of dual-armed cluster tools with chamber cleaning operation[J]. International Journal of Production Research, 2020, 58(2): 434-447.
- [10] QIAO Y, LU Y, LI J, et al. An efficient binary integer programming model for residency time-constrained cluster tools with chamber cleaning requirements[J]. IEEE Transactions on Automation Science and Engineering, 2022, 19(3): 1757-1771.
- [11] LI C, YANG F, LU Z. Efficient scheduling approaches to time-constrained single-armed cluster tools with condition-based chamber cleaning operation[J]. International Journal of Production Research, 2022, 60(11): 3555-3568.