

应用离散事件系统控制理论求解生产调度的新方法

伍乃骐[†], 乔岩

(澳门科技大学 系统工程研究所, 澳门)

摘要: 众所周知, 生产调度问题属组合优化问题, 一般来说不存在求得精确最优解的多项式算法. 因此, 对于大规模调度问题, 人们应用启发式算法和元启发式算法以企求得满意解. 在实际的应用中, 许多工业过程需要满足严格的工艺约束. 对于这类过程的调度问题, 很难应用启发式算法和元启发式算法, 因为这些方法难于保证所求得调度的可行性. 为了解决这一问题, 本文以半导体芯片制造中组合设备的调度问题作为例子, 介绍了一种基于离散事件系统控制理论的生产调度新方法. 利用Petri网建模, 任何违反约束的状态均被描述为非法状态, 而使非法状态出现的调度则是不可行调度. 通过可行调度的存在性分析, 该方法获得可行解空间并将调度问题转化为连续优化问题, 从而可以有效求解. 并且指出, 该方法可以应用于其他应用领域.

关键词: 生产调度; 离散事件系统; Petri网

引用格式: 伍乃骐, 乔岩. 应用离散事件系统控制理论求解生产调度的新方法. 控制理论与应用, 2021, 38(11): 1809 – 1818

DOI: 10.7641/CTA.2021.10748

A novel production scheduling methodology by using discrete event system control theories

WU Nai-qi[†], QIAO Yan

(Macau University of Science and Technology, Macao Institute of Systems Engineering, Macao, China)

Abstract: It is well known that the production scheduling problem is essentially combinatorial, and generally there is no polynomial algorithm to find an exact optimal solution. Thus, for large-size scheduling problems people use heuristics and meta-heuristics to find a satisfactory solution. In practical applications, many industrial processes are subject to strict process constraints. For the scheduling problem of such processes, it is very difficult to apply heuristics and meta-heuristics, since they cannot ensure the solution feasibility. To overcome this challenge, with the scheduling problem of cluster tools in wafer fabrication as a case problem, this paper introduces a novel production scheduling methodology based on discrete event control theories. With a Petri net model, a state that violates any constraint is described as an illegal one and a schedule that reaches such a state is infeasible. It shows that, by analyzing the schedulability, the space of feasible solutions is obtained and the problem can be converted to a continuous optimization problem and can be efficiently solved. It also points out that it is applicable to other application problems.

Key words: production scheduling; discrete event systems; Petri nets

Citation: WU Naiqi, QIAO Yan. A novel production scheduling methodology by using discrete event system control theories. *Control Theory & Applications*, 2021, 38(11): 1809 – 1818

1 引言

调度问题是一个经典的研究问题, 也是各个领域广泛面对的问题. 它的一个重要分枝是生产调度. 一般认为, 生产调度的理论和方法已基本成熟, 有大量的研究, 早在1974年Baker就出版了相关的专著^[1]. 由于一般的调度问题属于NP-hard问题, 为了有效求解,

对于大规模的生产调度问题, 人们一般选择启发式算法、搜索算法和元启发式算法求解^[2-7]. 随着生产过程越来越复杂, 调度问题的规模越来越大, 以及客户定制导致产品的多样化和小批量(甚至单件定制), 实时动态调度成为迫切需求. 在动态调度的要求下, 元启发式算法也难满足实时性需求, 而启发式算法难于保

收稿日期: 2021-08-15; 录用日期: 2021-11-23.

[†]通信作者. E-mail: nqwu@must.edu.mo.

本文责任编辑: 赵千川.

国家自然科学基金项目(61803397), 澳门科技发展基金项目(0017/2019/A1)资助.

Supported by the National Natural Science Foundation of China (61803397) and the Science and Technology development fund (FDCT) of Macau SAR (0017/2019/A1).

证解的性能. 因此, 目前生产调度问题仍是热门的研究领域, 人们希望根据不同问题的特点, 寻求有效的方法. 人工智能也引入调度领域的研究^[8-9]. 此外, 有些系统存在潜在的冲突或死锁, 为了求得无死锁、无冲突的调度, 研究人员结合Petri网模型和启发式算法求解^[10-11]. 这些算法也涉及到计算复杂性问题.

有一大类的生产过程具有严格的工艺约束. 例如, 自动化的生物化学物质快速筛选系统(high throughput screening systems, HTSS)中某些工序必须在一个严格的时间窗口内完成^[12]; 印刷电路和半导体芯片制造中, 很多工序要求加工完成后工件必须在规定的时间内从加工装置中移出^[13]; 在某些石油化工过程中, 物料罐相当于离散制造中的一台加工设备, 经常在物料注入罐中后需要等待规定的时间才能使用^[14]. 由于这些约束的存在, 启发式算法和元启发式算法难于保证约束得到满足, 人们不得不寻求数学规划的求解方法^[15-19], 这就面临计算复杂性问题. 当问题规模巨大时, 几乎无法实际应用. 同样, 当不确定性存在, 需要实现动态调度时, 基于数学规划的方法也难于应用. 这是调度问题研究中面临的严峻挑战之一.

注意到, 调度问题面对的系统包含了离散事件过程. 在离散事件过程控制中, 过程的状态可分为合法状态和非法状态. 离散事件过程控制的重要问题之一是设计一种控制策略使得合法状态保留, 而所有的非法状态不会出现. 对以上调度问题, 可以应用离散事件系统控制理论将所有违反约束的状态定义为非法状态, 而其他状态定义为合法状态. 然后, 利用该理论研究解的存在性, 并推导出解的存在性条件. 基于所

获得的条件, 可以在可行空间内求解, 从而获得有效的求解方法.

本文旨在介绍这一生产调度新方法, 并以半导体芯片制造中的一类典型系统作为例子, 较为详细地说明这种方法的求解过程. 它把本来非常复杂的离散优化问题转换为简单的连续优化问题. 结果, 不仅可以对给定的问题有效求解, 还可以对系统的干扰实现有效的优化响应.

2 问题描述

半导体芯片是由很多层电路构成的集成电路, 每一层电路的形成都要经历沉积、涂胶、曝光、显影、光刻、蚀刻、清洗等工艺过程, 其中绝大部分工艺过程是由称之为组合设备(cluster tools)的装备完成. 因此, 它的调度和控制问题是晶圆制造的关键之一.

如图1所示, 一台组合设备主要由若干加工模块(process module, PM), 两个称之为loadlocks (LLs)的装卸装置, 以及一台机械手. 在图中两个LL分别用AL和CL表示. 机械手可以是单臂和双臂的, 相应的组合设备称之为单臂和双臂组合设备. 在晶圆加工过程中, 一般以25枚晶圆为一批, 它们装在一个箱子里. 装有25枚晶圆的箱子通过车间的物料传送装置载入其中的一个LL, 抽真空后即可进行加工. 晶圆的加工路径是根据工艺要求预先设定的. 在加工中, 机械手从一个LL中取出一枚晶圆, 按照预先设定的顺序送到各PM进行加工, 加工完毕的晶圆送回原来的LL. 当一个LL中的晶圆在加工时, 另一个LL可以进行晶圆箱的装卸操作, 因此整个系统可以连续不断地运行.

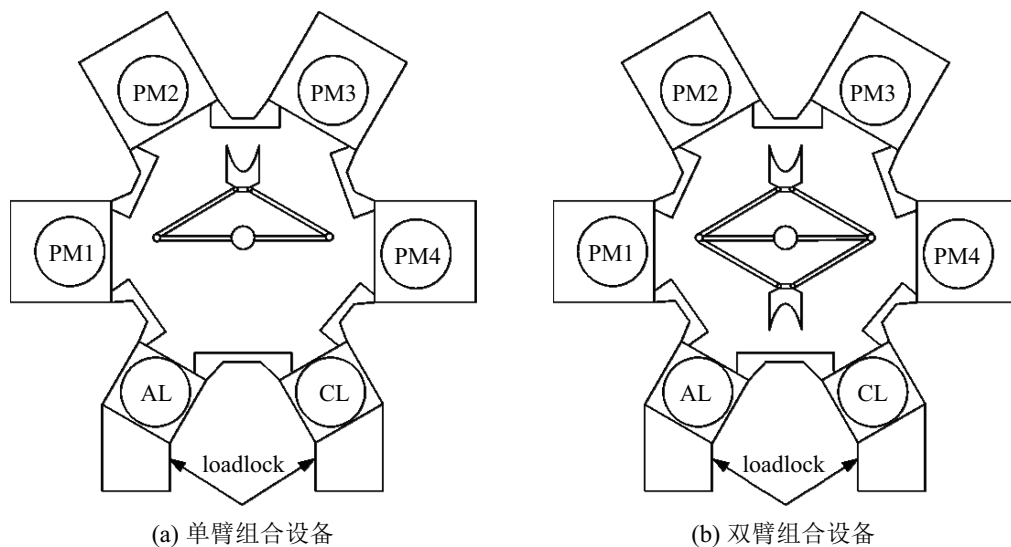


图1 组合设备示意图

Fig. 1 The illustration of cluster tools

一些工艺过程需要反复进入某些PM进行加工, 这种加工工艺称之为具有重入的加工工艺. 原子沉积是一种重要的电路层生成工艺, 属于典型的重入工

艺^[19]. 本文以一种双臂组合设备重入工艺调度问题讨论所提出的算法, 其加工流程可以表示为 $(PM_1, (PM_2, PM_3)^2)$. 它的含义是, 一枚晶圆首先由 PM_1 加工第1道

工序, 然后依次由 PM_2 和 PM_3 完成第2和第3道工序, 此后晶圆需要再进入 PM_2 和 PM_3 进行第4和第5道工序的加工, 最后回到相应的LL.

晶圆在PM的加工是一个物理化学过程, 工序加工完成后, 如果晶圆在PM驻留时间过长, PM中的环境会损害加工好的晶圆. 这就要求加工完的晶圆须在规定的时间内取出. 令 a_i 表示晶圆在 PM_i 中所需要的加工时间, δ_i 表示加工完成后可在其中的停留时间, τ_i 表示晶圆在 PM_i 中的驻留时间(包括加工时间和停留时间). 那么, 这一工艺约束可以表示为

$$a_i \leq \tau_i \leq a_i + \delta_i. \quad (1)$$

正是约束(1)给系统的调度带来严峻的挑战, 这一约束称之为驻留时间约束.

为了保证加工质量的稳定性和一致性, 希望求得一个单晶圆周期性调度. 如果每完成一枚晶圆后系统完全回到原来的状态, 这样的调度称之为单晶圆调度.

本文以双臂组合设备在加工流程($PM_1, (PM_2, PM_3)^2$)下的调度问题进行讨论. 双臂组合设备在交换策略下运行. 机械手在 PM_i 的交换策略可以描述如下: 在一只手臂握着从 PM_{i-1} 卸下的已加工晶圆而另一只手空闲的状态下, 机械手移动到 PM_i , 取出其中的已加工晶圆, 然后将从 PM_{i-1} 中取出的晶圆载入 PM_i 中. 这就完成了一次在 PM_i 的交换操作.

在没有重入和忽略驻留时间约束, 以及尽早执行策略(earliest starting strategy, ESS)的条件下, 已被证明交换策略是生产率最大化意义上的最优运行方式^[20]. 在有重入和忽略驻留时间约束的条件下, 人们曾经认为, 应用交换策略会形成一个最优的单晶圆周期调度^[21]. 实际上, 文献[22]证明这样的系统不可能形成一个单晶圆调度, 而是一个3-晶圆调度, 即每完成3枚晶圆才重复原来的过程. 同时还证明, 在某些参数下系统永远不会进入稳态, 而是一直处于一种动态过程中. 接下来, 本文讨论如何应用基于控制理论的方法解决所面临的这一系列问题.

3 系统建模

离散事件系统控制建立在一个系统模型之上. 作为一种有效的离散事件过程建模工具, 研究人员用面向进程的Petri网(process-oriented Petri nets, POPN)对组合设备建模, 从而推导出整数规划模型对系统的调度问题求解^[15-19]. 与其他研究人员的建模方法不同, 本文用面向资源的Petri网(resource-oriented Petri nets, ROPN)建模. 它是一种有限容量的Petri网, 表示为: $PN=(P, T, I, O, M, K)$, 其中: $P=\{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ 是有限库所集合; $T=\{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ 是有限变迁集合, 且有 $P \cup T \neq \emptyset$ 和 $P \cap T = \emptyset$; $I: P \times T \rightarrow \mathbf{N}=\{0, 1, 2, \dots\}$ 是输入函数; $O: P \times T \rightarrow \mathbf{N}$ 为输出函数; $M: P \rightarrow \mathbf{N}$ 为系统标识, 描述系统中令牌在库所

中的分布状态, M_0 代表初始标识; $K: P \rightarrow \{1, 2, 3, \dots\}$ 是容量函数, $K(p)$ 表示库所 p 可以容纳的最大令牌数.

用 $\bullet t = \{p: p \in P \text{ 和 } I(p, t) > 0\}$ 表示变迁 t 的前集, 即 t 的输入库所集; 它的后集则表示为 $t^\bullet = \{p: p \in P \text{ 和 } O(p, t) > 0\}$. 类似地, p 的前集表示为 $\bullet p = \{t \in T: O(p, t) > 0\}$ 以及其后集表示为 $p^\bullet = \{t \in T: I(p, t) > 0\}$. 然后, 可以定义有限容量Petri网的变迁使能和引发规则如下.

定义 1 有限容量PN中一个变迁 $t \in T$ 称之为被使能, 如果 $\forall p \in P$ 有

$$M(p) \geq I(p, t), \quad (2)$$

以及

$$K(p) \geq M(p) - I(p, t) + O(p, t). \quad (3)$$

一个被使能的变迁可以引发, 在标识 M 下引发变迁 t 导致一个新的系统标识

$$M'(p) = M(p) - I(p, t) + O(p, t). \quad (4)$$

定义1表示, 只有在 t 的前集所有库所有足够的令牌, 而后集的所有库所有足够的空间, t 才可以引发. 因此, 条件(2)表明进程使能, 而条件(3)表明资源使能.

基于上面的知识, 可以讨论系统的建模, 系统的模型如图2所示. 系统的调度本质上是资源分配, 用RO-PN可以很好描述资源分配. 在所讨论的系统中, 主要的资源是3个PM, 2个LL, 以及一台双臂机械手. 所要完成的加工流程是($PM_1, (PM_2, PM_3)^2$). 由此可知, 系统有3个加工步骤, 且 PM_i 服务于步骤 i . 将2个LL视为装卸站, 用库所 p_L 表示. 由于任何时候2个LL中均有晶圆需要加工, 因此有 $K(p_L) = \infty$. 用库所 r 表示机械手, 且 $K(r) = 2$ 代表它有2只手臂.

令 $\mathbf{N}_3 = \{1, 2, 3\}$, 用模块化方式对步骤 $i \in \mathbf{N}_3$ 建模. 其中用 p_i 表示 PM_i , 且有 $K(p_i) = 1$. 用库所 q_{i1} 和 q_{i3} 分别表示机械手对 PM_i 的交换操作前后的等待, 且有 $K(q_{i1}) = K(q_{i3}) = 1$. 用 q_{22} 表示机械手在交换操作过程中的等待, 此时每一只手臂均握着一枚晶圆, 所以 $K(q_{22}) = 2$. 用 t_{i0} 表示交换操作中从 PM_i 下载已加工晶圆, 它的引发需要库所 p_i, q_{i1} 和 r 中有令牌, 因此, 如图所示 $\bullet t_{i0} = \{p_i, q_{i1}, r\}$; 同时, 引发后两只手臂各握着一枚晶圆, 并执行交换操作中的等待, 因此 $t_{i0}^\bullet = \{q_{i2}\}$. 用 t_{i1} 表示交换操作中将从 PM_{i-1} 卸下的已加工晶圆载入 PM_i , 它的引发需要库所 q_{i2} 中有令牌, 因此, $\bullet t_{i1} = \{q_{i2}\}$; 同时, 释放一只手臂, 然后机械手在 q_{i3} 中等待, 因此 $t_{i1}^\bullet = \{p_i, q_{i3}, r\}$. 至此, 完成了步骤 $i \in \mathbf{N}_3$ 的模块化建模.

在模块化建模基础上, 变迁 t_{12} 连接库所 q_{13} 和 q_{21} , t_{23} 连接库所 q_{23} 和 q_{31} , t_{32} 连接库所 q_{33} 和 q_{21} , t_{L1} 连接库所 p_L 和 q_{11} , 以及 t_{3L} 连接库所 q_{33} 和 p_L . 注意到, q_{33}

中的令牌可使能 t_{32} 也可使能 t_{3L} , 这是一个冲突问题, 需要予以解决. 为此, 引入颜色, 使得模型成为着色Petri网.

定义 2 在以上PN模型中, 定义变迁 t_i 具有唯一

颜色 $C(t_i) = c_i$.

基于定义2, 定义 q_{33} 中令牌的颜色以解决以上冲突问题. 令 W_d 为一个令牌, 代表第 d 枚从LL送到系统中加工的晶圆. 那么, q_{33} 中令牌的颜色定义如下.

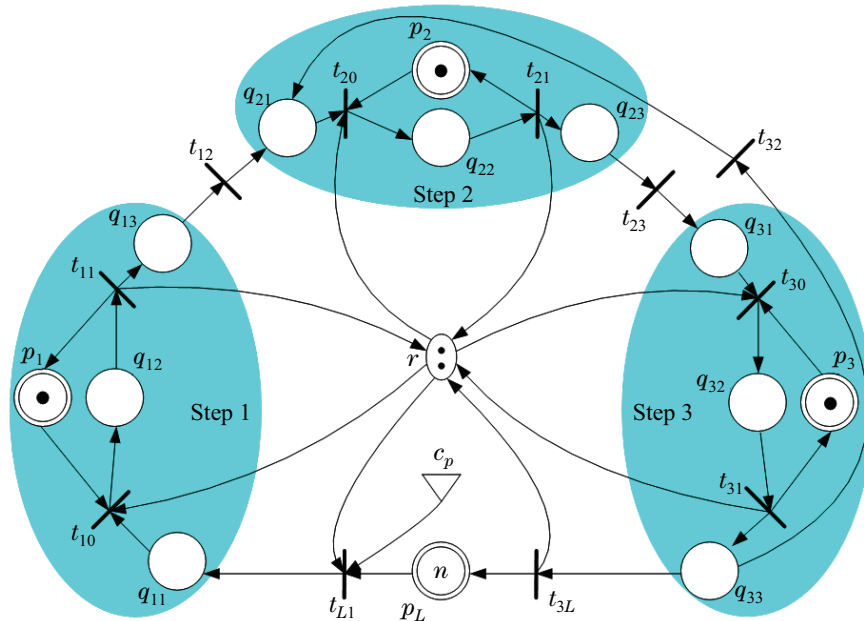


图2 系统的Petri网模型

Fig. 2 The Petri net model for the system

定义 3 如果 q_{33} 中的一个令牌 W_d 下一步要到步骤 $j \in \{2, L\}$ 加工, 那么定义该令牌的颜色为 $C(q_{33}, W_d) = c_{3j}$.

令 $W_d(q)$ 为 q_{33} 中的一个令牌, 它代表停留在库所 q_{33} 并完成了第 q 道工序的第 d 枚送到系统加工的晶圆. 那么, 基于图2的模型, 如果 $1 \leq q < 5$, 则有 $C(q_{33}, W_d(q)) = C(t_{32}) = c_{32}$; 以及 $C(q_{33}, W_d(5)) = C(t_{3L}) = c_{3L}$. 当 W_d 的颜色为 c_{ij} , 此时 W_d 使能 t_{ij} . 结果, 如果 $1 \leq q < 5$, q_{33} 中令牌 $W_d(q)$ 使能 t_{32} , 而 $W_d(5)$ 使能 t_{3L} . 因此, 系统的生产流程得到精确描述.

通过上面的建模过程确定了模型结构, 但还需要描述系统的状态(即标识), 变迁使能和引发规则, 以及时间特性. 首先, 需要确定初始标识 M_0 . 理论上, 初始标识应描述系统启动时的状态, 即空闲状态, 此时所有PM均空闲. 但是, 考虑到本文的目标是求一个最优的稳态周期调度. 在稳态下, 所有的PM均处于加工状态. 为了解决这一问题, 可以认为, 初始时系统正在处理一种虚拟晶圆 W_0 , 结果可以设置初始标识 M_0 为 $M_0(p_i) = K(p_i)$ 和 $M_0(q_{ij}) = 0, i \in N_3, j \in N_3$. 当系统模型按照规则演化时, 虚拟晶圆会一枚一枚移出, 而实际的晶圆会一枚一枚载入, 当所有虚拟晶圆移出后, 系统进入真正的稳态.

在这一初始标识下, 为了保证机械手交换操作的

正确执行, 设定 $t_{i0}, i \in N_3$ 的使能必须满足下列条件:

$$M(p_i) = K(p_i), \tag{5}$$

$$M(r) \geq 1, \tag{6}$$

以及

$$M(q_{i1}) = K(q_{i1}). \tag{7}$$

以上得到的模型存在着潜在死锁. 观测图2所示的PN模型, 假设系统达到标识 M 使得 $M(q_{13}) = M(r) = 1$. 在此标识下, 按照变迁使能和引发规则, t_{L1} 已使能, 可以引发. 它的引发将一个令牌移入 q_{11} , 同时从 r 取走一个令牌. 此时, 容易验证系统处于死的状态, 因为没有变迁可以引发, 也就是说它是一个死锁标识. 可以通过施加一个控制规则避免这一事件的发生. 这由加入一个控制库所 c_p 实现, 使得 c_p 是 t_{L1} 的输入库所, 即 $\bullet t_{L1} \supset \{c_p\}$. 然后令 u 为库所 c_p 的一个函数使得 $u(c_p) \in \{1, 0\}$. 如果 $u(c_p) = 1$, 那么 c_p 的输出变迁控制使能, 否则其输出变迁在控制上禁止引发. 为此, 下面的引理成立.

引理 1 如果下列条件满足, 以上获得的PN无死锁

$$u(c_p) = \begin{cases} 1, & M(q_{i1}) = 0 \text{ 和 } M(q_{i3}) = 0, i \in N_3, \\ 0, & \text{否则.} \end{cases} \tag{8}$$

观测图2所示的模型可知, 模型中所有库所与变迁

代表的事件均需花费时间来完成, 因此它们均需要赋予时间. 用 μ 表示引发 t_{12} , t_{23} 和 t_{32} 所需的时间, 即机械手在两个 PM 之间移动或 PM 与 LL 之间移动所需时间; 用 α 和 β 表示引发 t_{i0} 和 t_{i1} 分别需要的时间, 即机械手从 PM 卸载晶圆和装载晶圆至 PM 分别所需时间. 因此, 引发 t_{L1} 和 t_{3L} 所需时间分别为 $\alpha + \mu$ 和 $\beta + \mu$. 如果在库所 p_i , $i \in N_3$ 的交换操作中没有等待, 引发 t_{i0} 和 t_{i1} 的时间构成了交换操作的时间, 用 λ 表示. 机械手

在 q_{ij} 中的等待时间是本方法求解调度的决策变量, 令 ω_{i1} , ω_{i2} 和 ω_{i3} 分别表示机械手在 q_{i1} , q_{i2} 和 q_{i3} 的等待时间(即交换操作前、交换操作中和交换操作后的等待时间). 如果交换操作中等待时间不为零, 交换操作所需的时间为 $\lambda + \omega_{i2}$. 考虑到 q_{i3} 后接着是 $t_{i(i+1)}$, 然后是 $q_{(i+1)1}$, 因此机械手在 q_{i3} 和 $q_{(i+1)1}$ 中的等待可以合并. 为此, 总令 $\omega_{i3} = 0$. 表 1 总结了模型中各库所和变迁的含义, 以及所需要的时间.

表 1 模型中库所和变迁的含义和分别所需时间

Table 1 The meaning of places and transitions in the model and the time associated with them

库所或变迁	代表的事件	所需时间
t_{L1}	机械手从 LL 卸载一枚晶圆并移动到 PM ₁	$\alpha + \mu$
t_{12}, t_{23}, t_{32}	机械手在 PM 之间移动	μ
t_{3L}	机械手从 p_3 移动到 LL 并装载一枚晶圆到 LL	$\beta + \mu$
p_i	一枚晶圆在 p_i , $i \in N_3$ 中加工	a_i
t_{i0} 和 t_{i1}	机械手在 p_i , $i \in N_3$ 的交换操作	λ
q_{i1}	机械手在 p_i , $i \in N_3$ 交换操作前的等待	$\omega_{i1} \in [0, \infty)$
q_{i2}	机械手在 p_i , $i \in N_3$ 交换操作中的等待	$\omega_{i2} \in [0, \infty)$
q_{i3}	机械手在 p_i , $i \in N_3$ 交换操作后的等待	$\omega_{i3} = 0$

至此, 已完成了系统的建模. 尽管, 通过建模保证系统是无死锁的, 但不能保证系统不会出现非法状态. 考虑约束(1), 它意味着对每一个库所 p_i 都与此关联, 一旦违反该约束, 系统进入一个非法状态. 而约束(1) 满足与否, 取决于 t_{i0} 和 t_{i1} 开始引发的时刻. 注意到, t_{i0} 和 t_{i1} 引发与否是一个离散事件, 传统的方法通过数学规划建模和求解^[15-19], 无法逾越组合爆炸的问题. 基于所建立的模型给出可行调度的定义如下.

定义 4 基于为具有重入和晶圆驻留时间约束双臂组合设备所建立的 PN 模型, 一个周期调度称之为可行的, 如果在该调度下任何可达标识都是合法的, 即在任何标识 M 下如果 t_{i0} 被使能, 有 $\tau_i - a_i \leq \delta_i$, $i \in N_3$, 成立.

基于所建立的模型和分析, 本文应用离散事件控制理论, 将一个调度视为一个控制策略, 研究系统的可调度性, 从而获得有效的调度方法.

4 可行调度存在性分析和调度算法

这里所讨论的调度问题需要满足严格的工艺约束, 因此在给定的参数下存不存在可行解是一个首要问题. 正如文献[22]中所指出, 如果按照标准的交换策略, 问题不存在单晶圆调度, 甚至不能达到稳态. 因此, 首要问题是单晶圆稳态解的存在性.

4.1 单晶圆稳态解的存在性

令 $M = \{\Gamma_1, \Gamma_2, \Gamma_3, \Gamma_4\}$ 表示图 2 所示 PN 的标识, 其中 $\Gamma_i = \{W_d(q)\}$, $i \in N_3$, 表示 p_i 中的令牌. 令牌 $W_d(q)$ 表示第 d 枚送进系统中的第 q 道工序正在加工

中, 而 $\Gamma_4 = \{W_d(q)\}$ 表示机械手握第 d 枚送进系统的晶圆, 接下来要加工第 q 道工序. 例如, 如果第 1、第 2、第 3 枚晶圆正分别在 PM₃, PM₂, PM₁ 中加工, 而机械手握将要加工第 1 道工序的第 4 枚晶圆, 此时的标识为 $M = \{W_3(1), W_2(2), W_1(3), W_4(1)\}$. 因为第 1 道工序必须由 PM₁ 加工, 因此机械手位于 PM₁ 并准备执行交换操作. 实际上, 如果按照标准的交换策略, 这就是系统刚进入稳态时的标识, 可认为是初始状态.

已证明, 通过控制系统的初始标识可以求得单晶圆稳态调度^[23]. 例如, 如果初始标识为 $M_1 = \{W_4(1), W_2(4), W_3(3), W_5(1)\}$, 那么图 2 所示的 PN 的演化轨迹为

$$M_1 = \{W_4(1), W_2(4), W_3(3), W_5(1)\} \rightarrow M_2 = \{W_5(1), W_2(4), W_3(3), W_4(2)\} \rightarrow M_3 = \{W_5(1), W_4(2), W_3(3), W_2(5)\} \rightarrow M_4 = \{W_5(1), W_4(2), W_2(5), W_3(4)\} \rightarrow M_5 = \{W_5(1), W_3(4), W_2(5), W_4(3)\} \rightarrow M_6 = \{W_5(1), W_3(4), W_4(3), W_6(1)\}.$$

注意到 M_1 和 M_6 是等同的, 因此完成了一个周期, 并且加工完一枚晶圆. 这一过程可以反复进行, 因此是一个单晶圆稳态过程.

接下来分析一个周期的特点. 在上面的演化过程中, 从 M_1 到 M_2 需要执行变迁引发序列(机械手操作) $\sigma_1 = \langle \text{在 } p_1 \text{ 交换} \rightarrow \text{引发 } t_{12} \rangle$; 从 M_2 到 M_3 需执行 $\sigma_2 = \langle \text{在 } p_2 \text{ 交换} \rightarrow \text{引发 } t_{23} \rangle$; 从 M_3 到 M_4 需执行 $\sigma_3 = \langle \text{在}$

p_3 交换→引发 t_{32});从 M_4 到 M_5 需执行 $\sigma_4 = \langle$ 在 p_2 交换→引发 t_{23} \rangle;从 M_5 到 M_6 需执行 $\sigma_5 = \langle$ 在 p_3 交换→引发 t_{3L} →引发 t_{L1} \rangle. 序列 σ_3 和 σ_4 一起形成了重入过程的循环,称之为局部循环;而序列 $\sigma_1, \sigma_2, \sigma_5$ 一起形成了对全部3个步骤的循环,称之为全局循环.也就是说,从 M_1 到 M_6 包含了一个局部循环和一个全局循环.这意味着反复地从局部循环到全局循环,再从全局循环到局部循环的切换,每经历一个局部循环和一个全局循环之后,一个周期完成.

4.2 时间特性分析

从上面的周期性分析可知,系统的演化由机械手的操作决定,因此机械手的等待起着关键作用.实际上,后面将看到,一个调度完全由调节机械手的等待时间决定.因此需要合适地描述机械手等待时间.

注意到,在机械手执行的操作序列 σ_2 – σ_5 中,机械手可能需要在 q_{21}, q_{22}, q_{31} 和 q_{32} 中等待.从图2中可知, σ_3 和 σ_4 包含在局部循环中,而 σ_2 和 σ_5 在全局循环中.为了满足约束(1),机械手在局部和全局循环中在同一库所 q_{ij} 的等待时间应该不同,因此必须将二者区分开来.为此,令 ω_{ij}^l 和 ω_{ij}^g 分别为机械手在局部和全局循环中在库所 q_{ij} 的等待时间.因此,把机械手的等待作为一个事件加上之后,一个单晶圆稳态调度在一个周期内执行的事件序列为 $\sigma_6 = \langle$ 在 p_1 交换及在交换中的等待 $(\lambda + \omega_{12})$ →引发 t_{12} 并在 q_{21} 中等待 $(\mu + \omega_{21}^g)$ →在 p_2 交换及在交换中的等待 $(\lambda + \omega_{22}^g)$ →引发 t_{23} 并在 q_{31} 中等待 $(\mu + \omega_{31}^g)$ →在 p_3 交换及在交换中的等待 $(\lambda + \omega_{32}^g)$ →引发 t_{32} 并在 q_{21} 中等待 $(\mu + \omega_{21}^l)$ →在 p_2 交换及在交换中的等待 $(\lambda + \omega_{22}^l)$ →引发 t_{23} 并在 q_{31} 中等待 $(\mu + \omega_{31}^l)$ →在 p_3 交换及在交换中的等待 $(\lambda + \omega_{32}^l)$ →引发 $t_{3L}(\mu + \beta)$ →引发 t_{L1} 并在 q_{11} 中等待 $(\alpha + \mu + \omega_{11})$ \rangle.

可行解是否存在的关键是,是否晶圆驻留时间约束(1)能够对每一步骤 $i \in N_3$ 得到满足.为此,需要分析晶圆在每个 PM_i 的驻留时间.从前面的分析可知,一个周期经历了5个不同的标识.为了讨论方便,令 $M_k^1, k \in \{1, 2, \dots, 5\}$,表示第1个周期的5个不同标识, $M_k^2, k \in \{1, 2, \dots, 5\}$,表示第2个周期的5个不同标识.观测从 M_1^1 到 M_1^2 的演化可知,在这一过程中系统执行了 σ_6 中的操作并且在 PM_1 完成了一枚晶圆.因此,在步骤1的晶圆驻留时间是

$$\begin{aligned} \tau_1 = & 5\lambda + 6\mu + \alpha + \beta + \omega_{12} + \omega_{22}^g + \omega_{22}^l + \\ & \omega_{32}^g + \omega_{32}^l + \omega_{21}^g + \omega_{31}^g + \omega_{21}^l + \omega_{31}^l + \\ & \omega_{11} - (\lambda + \omega_{12}) = \psi - (\lambda + \omega_{12}), \end{aligned} \quad (9)$$

其中 $\psi = 5\lambda + 6\mu + \alpha + \beta + \omega_{12} + \omega_{22}^g + \omega_{22}^l + \omega_{32}^g + \omega_{32}^l + \omega_{21}^g + \omega_{31}^g + \omega_{21}^l + \omega_{31}^l + \omega_{11}$ 是机械手在整个周期的节拍.令

$$\psi = \psi_1 + \psi_2, \quad (10)$$

其中 $\psi_1 = 5\lambda + 6\mu + \alpha + \beta$ 为机械手执行操作的时间,而 $\psi_2 = \omega_{12} + \omega_{22}^g + \omega_{22}^l + \omega_{32}^g + \omega_{32}^l + \omega_{21}^g + \omega_{31}^g + \omega_{21}^l + \omega_{31}^l + \omega_{11}$ 为机械手的等待时间.从 M_2^1 到 M_4^1 , PM_2 完成了一枚晶圆;同样,从 M_4^1 到 M_2^2 , PM_2 也完成了一枚晶圆.由于 M_2^1 和 M_2^2 的等价性,用 τ_{21} 和 τ_{22} 分别表示从 M_2^1 到 M_4^1 和从 M_4^1 到 M_2^2 (或 M_2^1)晶圆在 PM_2 的驻留时间.基于前面分析所得到的在这期间发生的事件序列,下面的表达式成立:

$$\begin{aligned} \tau_{21} = & 2\lambda + 2\mu + \omega_{22}^g + \omega_{32}^l + \omega_{31}^g + \omega_{21}^l - \\ & (\lambda + \omega_{22}^g) = \varphi_1 + \varphi_2 - (\lambda + \omega_{22}^g), \quad (11) \\ \tau_{22} = & 3\lambda + 4\mu + \alpha + \beta + \omega_{22}^l + \omega_{32}^g + \omega_{12} + \\ & \omega_{31}^l + \omega_{11} + \omega_{21}^g - (\lambda + \omega_{22}^l) = \\ & \eta_1 + \eta_2 - (\lambda + \omega_{22}^l), \quad (12) \end{aligned}$$

其中 $\varphi_1 = 2\lambda + 2\mu$ 和 $\eta_1 = 3\lambda + 4\mu + \alpha + \beta$ 为机械手的操作时间,而 $\varphi_2 = \omega_{22}^g + \omega_{32}^l + \omega_{31}^g + \omega_{21}^l$ 和 $\eta_2 = \omega_{22}^l + \omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{31}^l + \omega_{11} + \omega_{21}^g$ 是机械手的等待时间.注意, τ_{21} 与 τ_{22} 是不同的,原因是一枚晶圆需要在 PM_2 加工两次,一次是局部循环,另一次是全局循环. τ_{21} 是局部循环的驻留时间,而 τ_{22} 全局循环的驻留时间,相应地, $\varphi_1 = 2\lambda + 2\mu$ 为局部循环中机械手的操作时间,而 $\eta_1 = 3\lambda + 4\mu + \alpha + \beta$ 为全局循环中机械手的操作时间.

从 M_3^1 到 M_5^1 和从 M_5^1 到 M_3^2 , PM_3 分别完成一枚晶圆.基于 M_3^1 与 M_3^2 的等价性,用 τ_{31} 和 τ_{32} 分别表示在从 M_3^1 到 M_5^1 和 M_5^1 到 M_3^2 (或 M_3^1)晶圆在 PM_3 中的驻留时间,且有

$$\begin{aligned} \tau_{31} = & 2\lambda + 2\mu + \omega_{32}^l + \omega_{22}^l + \omega_{21}^l + \omega_{31}^l - \\ & (\lambda + \omega_{32}^l) = \varphi_1 + \varphi_3 - (\lambda + \omega_{32}^l), \quad (13) \\ \tau_{32} = & 3\lambda + 4\mu + \alpha + \beta + \omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g + \\ & \omega_{11} + \omega_{21}^g + \omega_{31}^g - (\lambda + \omega_{32}^g) = \\ & \eta_1 + \eta_3 - (\lambda + \omega_{32}^g), \quad (14) \end{aligned}$$

其中式(13)和式(14)中的机械手操作时间与式(11)和式(12)的机械手操作时间分别相同,而 $\varphi_3 = \omega_{32}^l + \omega_{22}^l + \omega_{21}^l + \omega_{31}^l$ 和 $\eta_3 = \omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g + \omega_{11} + \omega_{21}^g + \omega_{31}^g$ 是机械手等待时间. τ_{31} 和 τ_{32} 之间的区别与 τ_{21} 和 τ_{22} 之间的区别类似.需要指出的是, φ_2 可以不等于 φ_3 ,以及 η_2 可以不等于 η_3 ,但 $\varphi_2 + \eta_2 = \varphi_3 + \eta_3$ 成立.

4.3 可行解存在条件和调度算法

基于以上的分析,现在可以讨论可行解的存在性和调度算法.从式(9)以及式(11)–(14),可以得出如下结果:

$$\psi = \varphi_1 + \eta_1 + \varphi_2 + \eta_2 = \varphi_1 + \eta_1 + \varphi_3 + \eta_3. \quad (15)$$

令 π_1, π_{2i} 和 $\pi_{3i}, i \in \{1, 2\}$ 分别表示 PM_1, PM_2 和 PM_3 完成一枚晶圆所需的时间. 然后, 基于式(9)以及式(11)–(14), 可以得到下列这些表达式:

$$\pi_1 = \tau_1 + (\lambda + \omega_{12}) = \psi, \quad (16)$$

$$\pi_{21} = \tau_{21} + (\lambda + \omega_{22}^g) = \varphi_1 + \varphi_2, \quad (17)$$

$$\pi_{22} = \tau_{22} + (\lambda + \omega_{22}^l) = \eta_1 + \eta_2, \quad (18)$$

$$\pi_{31} = \tau_{31} + (\lambda + \omega_{32}^l) = \varphi_1 + \varphi_3, \quad (19)$$

$$\pi_{32} = \tau_{32} + (\lambda + \omega_{32}^g) = \eta_1 + \eta_3. \quad (20)$$

注意到, φ_1 和 η_1 是已知常数. 因此, 按照上面的表达式, 要决定 $\pi_1, \pi_{21}, \pi_{22}, \pi_{31}$ 和 π_{32} 就是要调节 $\varphi_2, \eta_2, \varphi_3$ 和 η_3 , 也就是要调节机械手在库所 q_{ij} 的等待时间. 从图2所示的PN模型及其演化规则可知, 当机械手的等待时间确定之后, 所有机械手的操作任务均已确定. 这就意味着, 系统的调度可以通过调节机械手的等待时间, 也只需通过确定机械手的等待时间实现. 问题的关键在于如何调节机械手等待时间使得对所有的PM约束(1)满足, 同时系统的生产率最高.

从前面的表达式还可知, 通过调节机械手的等待时间可以在某种程度上改变晶圆在PM的驻留时间而保证晶圆可以加工完毕. 下面讨论通过调节机械手等待时间使得系统总保持在合法状态空间内的条件及相应的调度算法. 以下的结果来自文献[24], 由于篇幅所限, 这里只给出结论不提供证明, 有兴趣的读者可以参考文献[24].

定理 1 如果通过调节机械手的等待时间求得 ψ 使得: 1) $\pi_1 = \pi_{21} + \pi_{22} = \pi_{31} + \pi_{32} = \psi$; 2) $a_1 \leq \tau_1 \leq a_1 + \delta_1, a_2 \leq \tau_{2i} \leq a_2 + \delta_2$ 和 $a_3 \leq \tau_{3i} \leq a_3 + \delta_3, i \in \{1, 2\}$. 那么, 对这里讨论的组合设备调度问题可以求得一个单晶圆稳态调度使得系统不会出现非法状态.

在定理1的条件下, 调节机械手等待时间使得每一个PM完成一枚晶圆的的时间相等, 因此, 需要将 ψ_2 表达的等待时间合理地进行分配. 要使非法状态不会出现, π_1, π_{2i} 和 $\pi_{3i}, i \in \{1, 2\}$, 应该在一个允许的区间内, 这一区间的下界 Π_{iL} 和上界 Π_{iU} 可表达为

$$\Pi_{iL} = a_i + \lambda; \Pi_{iU} = a_i + \delta_i + \lambda, i \in \{1, 2, 3\}. \quad (21)$$

注意到每一枚晶圆都要访问 PM_2 和 PM_3 两次, 令 $\Pi_{\max} = \max\{\Pi_{1L}, 2\Pi_{2L}, 2\Pi_{3L}\}$, 基于定理1, 算法1可以求得相应的可行调度.

调度算法 1 如果 $[\Pi_{1L}, \Pi_{1U}] \cap [2\Pi_{2L}, 2\Pi_{2U}] \cap [2\Pi_{3L}, 2\Pi_{3U}] \neq \emptyset$ 以及 $\eta_1 \leq \Pi_{\max}/2$ 成立, 那么一个可行调度可以通过以下步骤决定机械手的等待时间获得

$$1) \omega_{12} = \omega_{22}^g = \omega_{22}^l = \omega_{32}^g = \omega_{32}^l = 0;$$

$$2) 0 \leq \omega_{31}^g = \omega_{31}^l \leq \Pi_{\max}/2 - \eta_1;$$

$$3) \omega_{21}^l = \Pi_{\max}/2 - \varphi_1 - \omega_{31}^g;$$

$$4) \omega_{11} + \omega_{21}^g = \Pi_{\max}/2 - \eta_1 - \omega_{31}^g.$$

可以证明, 由算法1获得的解, 有 $\pi_{21} = \pi_{22} = \pi_{31} = \pi_{32}$, 以及 $\pi_1 = \pi_{21} + \pi_{22} = \pi_{31} + \pi_{32} = \Pi_{\max} = \psi$, 也就是说定理1的条件1)满足. 此时, 系统的节拍是 Π_{\max} . 下面的定理保证由算法1获得的解满足定理1中的条件2).

定理 2 假设1) $[\Pi_{1L}, \Pi_{1U}] \cap [2\Pi_{2L}, 2\Pi_{2U}] \cap [2\Pi_{3L}, 2\Pi_{3U}] \neq \emptyset$; 2) $\eta_1 \leq \Pi_{\max}/2$; 3) 机械手等待时间由算法1确定. 那么, 所获得的调度对所有的PM均满足约束(1).

如果某些条件满足, 下面给出的调度算法2也可求得可行的调度, 从而保证非法状态不会出现.

调度算法 2 如果 $\Pi_{\max}/2 < \eta_1 \leq \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$ 成立, 那么机械手等待时间决定如下:

$$1) \omega_{12} = \omega_{22}^g = \omega_{22}^l = \omega_{32}^g = \omega_{32}^l = \omega_{31}^l = \omega_{11} = \omega_{21}^g = \omega_{31}^g = 0;$$

$$2) \omega_{21}^l = \max\{\max\{\Pi_{\max} - \eta_1, \Pi_{2L}, \Pi_{3L}\} - \varphi_1, 0\}.$$

按照算法2所确定的机械手等待时间, 可以证明 $\pi_1 = \pi_{21} + \pi_{22} = \pi_{31} + \pi_{32} = \eta_1 + \max\{\Pi_{\max} - \eta_1, \Pi_{2L}, \Pi_{3L}, \varphi_1\} = \psi$ 成立, 亦即定理1中的条件1)满足. 此时, 系统的生产节拍是 $\eta_1 + \max\{\Pi_{\max} - \eta_1, \Pi_{2L}, \Pi_{3L}, \varphi_1\}$. 由算法2所获得调度的可行性由定理3至定理5给定.

定理 3 假设1) $\Pi_{\max}/2 < \eta_1 \leq \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$; 2) $\eta_1 \leq \Pi_{1U}/2$; 3) 机械手等待时间由算法2确定. 那么, 所获得的调度对所有的PM均满足约束(1).

定理3要求 $\eta_1 \leq \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$ 以及 $\eta_1 \leq \Pi_{1U}/2$. 这就提出一个问题, 如果 $\eta_1 > \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$ 或者 $\eta_1 > \Pi_{1U}/2$, 是否可行解存在. 下面的定理证明, 如果 $\eta_1 > \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$, 系统不存在可行调度.

定理 4 假设 $\exists i, i \in \{2, 3\}$ 使得 $\Pi_{iU} < \eta_1$, 那么系统没有可行的单晶圆稳态调度.

但是, 在某些条件下, 当 $\Pi_{1U}/2 < \eta_1$ 成立时, 系统仍可以求得单晶圆稳态调度. 下面的定理给出了其条件.

定理 5 假设1) $\Pi_{\max}/2 < \eta_1 \leq \Pi_{iU}, i \in \{2, 3\}$; 2) $\Pi_{1U}/2 < \eta_1$; 3) $\eta_1 + \max\{\Pi_{2L}, \Pi_{3L}, \varphi_1\} \leq \Pi_{1U}$; 4) 机械手等待时间由算法2确定. 那么, 所获得的调度对所有的PM均满足约束(1).

以上的讨论要求 $[\Pi_{1L}, \Pi_{1U}] \cap [2\Pi_{2L}, 2\Pi_{2U}] \cap [2\Pi_{3L}, 2\Pi_{3U}] \neq \emptyset$, 但是 $[\Pi_{1L}, \Pi_{1U}] \cap [2\Pi_{2L}, 2\Pi_{2U}] \cap [2\Pi_{3L}, 2\Pi_{3U}] = \emptyset$ 情况可能发生. 在此情况下, 令

$E = \{i | i \in N_3, \Pi_{iU} < \Pi_{\max}/2, i \in \{2, 3\} \text{ 和 } \Pi_{iU}/2 < \Pi_{\max}/2, i = 1\}$, 以及 $F = N_3 \setminus E$. 同时, 令

$$\omega_{12} = \begin{cases} 0, & \text{如果 } 1 \in F, \\ \Pi_{\max} - a_1 - \delta_1 - \lambda, & \text{如果 } 1 \in E, \end{cases} \quad (22)$$

$$\omega_{22}^l = \omega_{22}^g = \begin{cases} 0, & \text{如果 } 2 \in F, \\ \Pi_{\max}/2 - a_2 - \delta_2 - \lambda, & \text{如果 } 2 \in E, \end{cases} \quad (23)$$

$$\omega_{32}^g = \omega_{32}^l = \begin{cases} 0, & \text{如果 } 3 \in F, \\ \Pi_{\max}/2 - a_3 - \delta_3 - \lambda, & \text{如果 } 3 \in E. \end{cases} \quad (24)$$

基于表达式(22)–(24), 对于 $[\Pi_{1L}, \Pi_{1U}] \cap [2\Pi_{2L}, 2\Pi_{2U}] \cap [2\Pi_{3L}, 2\Pi_{3U}] = \emptyset$ 情况给出如下的调度算法.

调度算法3 如果 $E \neq \emptyset$ 和 $\omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g \leq \Pi_{\max}/2 - \eta_1$, 那么机械手等待时间确定如下:

- 1) 按照表达式(22)–(24)确定 $\omega_{12}, \omega_{22}^g, \omega_{22}^l, \omega_{32}^g$ 和 ω_{32}^l ;
- 2) $0 \leq \omega_{31}^g = \omega_{31}^l \leq \Pi_{\max}/2 - \eta_1 - (\omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g)$;
- 3) $\omega_{21}^l = \Pi_{\max}/2 - \varphi_1 - (\omega_{32}^l + \omega_{22}^l) - \omega_{31}^l$;
- 4) $\omega_{11} + \omega_{21}^g = \Pi_{\max}/2 - \eta_1 - (\omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g) - \omega_{31}^l$.

可以证明由算法3确定的机械手等待时间有 $\pi_1 = \pi_{21} + \pi_{22} = \pi_{31} + \pi_{32} = \Pi_{\max} = \psi$ 和 $\pi_{21} = \pi_{22} = \pi_{31} = \pi_{32} = \Pi_{\max}/2$, 亦即定理1中的条件1)满足, 此时系统的生产节拍为 Π_{\max} . 定理6和定理7讨论了调度的可行性.

定理6 假设1) $E \neq \emptyset$; 2) $\omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g \leq \Pi_{\max}/2 - \eta_1$; 3) 机械手等待时间由算法3确定. 那么, 所获得的调度对所有的PM均满足约束(1).

定理7 假设1) $E \neq \emptyset$; 2) $\omega_{32}^g + \omega_{12} + \omega_{22}^g > \Pi_{\max}/2 - \eta_1$. 那么系统没有可行的单晶圆稳态调度.

至此, 本文讨论了系统的可调度性, 给出了系统可调度性的条件. 如果存在可行的调度, 给出了调度算法. 在实际应用中, 如果出现不存在可行调度的情况, 那么需要重新调整生产工艺, 使得可以求得可行调度. 在生产调度中, 生产率是重要的指标, 下面的定理显示, 所获得的调度是最优的.

定理8 对于这里讨论的组合设备的调度问题, 一个由算法1至算法3求得单晶圆稳态调度在生产率的意义上是最优的.

至此, 基于本文的应用对象, 介绍了基于控制理论的调度新方法的建模、解的存在性分析和求解算法的全过程. 在文献[24]中, 提供了应用的例子以显示如何

应用所提出的方法, 有兴趣的读者可以参考文献[24]. 需要指出的是, 就上面讨论的应用问题来说, 分析了所有可能可行解存在的情况. 也就是说, 上面的可行调度存在性分析揽括了整个可行解空间, 因此所获得的解是最优的.

5 讨论

众所周知, 与本文前面讨论的对象一样, 生产过程本质上包含了离散事件过程, 相应的调度问题是离散优化问题, 涉及到组合爆炸的难题. 因此, 没有一般性的有效求精确最优解方法. 特别是在有严格工艺约束的条件下, 启发式算法和元启发式算法难于应用, 系统的调度问题是严峻的挑战. 为此, 人们不得不用数学规划建模和求解, 但由于计算复杂性, 难于在实际中应用. 实际上, 在半导体制造组合设备的调度中, 除了本文的研究团队外, 其他研究人员基本上应用数学规划方法进行研究, 通过POPIN建模, 然后建立整数规划模型求解^[15–19]. 由于整数规划求解指数增长的计算复杂性, 其研究成果很难在实际中应用.

需要指出的是, 当生产过程存在着严格工艺约束的时候, 一定会存在着没有可行解的情况. 因此, 如果应用数学规划的方法, 不仅求解困难, 当求不出可行解时, 还难于找出无解的原因. 另外, 一个离散调度问题, 尽管用一般性方法求解面临着组合优化的难题, 但并不意味着没有有效的方法可以求解. 在某些情况下, 根据问题的特征, 有可能简单求解.

就半导体制造中组合设备的调度问题而言, 应用基于离散事件系统控制理论的新方法, 本文成功地将一个离散优化问题转换为决定机械手等待时间的问题, 它是一个典型的连续优化问题. 并且利用了其特点, 使得最优解可以非常简单地求得. 应用所提出的方法, 解决了一系列半导体制造中组合设备的调度问题^[25–36].

生产系统中的扰动是不可避免的, 一个有效的调度系统需要对扰动快速和正确的响应. 对此, 基于数学规划的方法很难做到. 应用本文提出的基于离散事件系统控制理论的新方法, 半导体制造中组合设备的扰动可以有效地处理, 并能保证其可行性^[37–39].

组合设备是半导体芯片制造的关键装备, 从前面的讨论可知, 其加工过程是通过调度装备内部的机械手的动作实现的. 这种调度不是芯片制造厂家完成的, 而是装备制造商将算法写入到装备的控制器. 因此, 其调度算法是芯片制造装备研发的关键之一. 由于, 基于离散事件系统控制理论调度算法的优越性, 本文研究团队正在与半导体芯片制造装备开发商合作进行相关装备的研发.

相对于半导体芯片制造组合设备的调度问题, 石油化工生产过程的规模极其巨大、约束更多、需要优

化的目标很多, 因此其生产调度问题更为复杂、更为困难. 基于离散事件系统控制理论的调度新方法成功地应用于炼油生产过程的调度问题, 使得对于规模巨大的实际应用问题能够有效地求解^[41-51].

本文所提出的方法的应用范围是一个需要进一步探索的问题. 比如说什么类型工艺约束下的调度问题可以应用, 用什么模型建模可以达到此目的. 这需要根据实际应用问题进行分析, 也是今后需要探索的方向. 另一个问题是, 可行性分析可能会损失某些可行解, 导致可行解空间的压缩, 从而降低解的最优性. 对这一问题, 一方面, 可以通过对系统的深入分析, 提高可行性分析的质量, 从而提高解的质量. 另一方面, 在问题非常复杂并无法精确求得最优可行解的情况下, 求得一个满意的次优可行解也是十分重要的. 实际上, 启发式算法、进化计算等方法都是为了解决计算复杂性而求次优解的方法. 在启发式算法、进化计算等方法不能应用的情况下, 本文的方法是一个很好的补充.

6 结论

尽管调度问题是一个经典的研究问题, 并且人们认为相关的理论已经基本成熟. 但是, 一方面由于当今面对的系统越来越复杂, 新的调度问题层出不穷, 现有的理论和方法面临着挑战. 另一方面, 由于信息化的需要和工业4.0的提出, 需要实现对系统的自动化管理和控制, 对调度的有效性提出了更高的要求.

具有严格工艺约束的生产调度问题是目前面临的许多复杂调度问题中的重要一类. 对这类问题已有的精确求解方法难于解决计算复杂性问题, 不能满足实际的应用需求. 而启发式算法和元启发式算法又不能保证调度的可行性, 在很多情况下元启发式算法也不满足实时性要求. 面对这一挑战, 本团队在离散事件系统控制理论的框架下研究了半导体芯片制造组合设备、石化炼油过程、生化物质高速筛选系统的调度问题, 提出了有效的求解方法. 本文是这些方法的总结和提炼, 并通过半导体芯片制造组合设备的调度问题进行介绍. 接下来的工作是致力于将这一方法推广到更多的应用领域. 同时, 也将与相关的企业合作, 努力将所获得的成果实现转化.

参考文献:

- [1] BAKER K R. *Introduction to Sequencing and Scheduling*. New York: Wiley, 1974.
- [2] CHEN H X, CHU C B, PROTH J M. An improvement of the Lagrangian relaxation approach for job shop scheduling: a dynamic programming method. *IEEE Transactions on Robotics Automation*, 1998, 14(5): 786 – 795.
- [3] CHEN J H, FUL C, LIN M H, et al. Petri-net and GA-based approach to modeling, scheduling, and performance evaluation for wafer fabrication. *IEEE Transactions on Robotics Automation*, 2001, 17(5): 619 – 636.
- [4] MATTFELD D C, BIERWIRTH C. An efficient genetic algorithm for job shop scheduling with tardiness objectives. *European Journal of Operational Research*, 2004, 155(2): 616 – 630.
- [5] PONNAMBALAM S G, JAWAHAR N, ARAVINDAN P. A simulated annealing algorithm for job shop scheduling. *Production Planning and Control*, 1999, 10(8): 767 – 777.
- [6] SABUNCUOGLU I, BAYIZ M. Job shop scheduling with beam search. *European Journal of Operational Research*, 1999, 118(2): 390 – 412.
- [7] YANG S X, WANG D W. A new adaptive neural network and heuristics hybrid approach for job-shop scheduling. *Computers and Operations Research*, 2001, 28(10): 955 – 971.
- [8] SHAHRABI J, ADIBI M A, MAHOOTCHI M. A reinforcement learning approach to parameter estimation in dynamic job shop scheduling. *Computers and Industrial Engineering*, 2017, 110: 75 – 82.
- [9] AYDIN M, OZTEMEL E. Dynamic job-shop scheduling using reinforcement learning agents. *Robotics and Autonomous Systems*, 2000, 33(2/3): 169 – 178.
- [10] LEE D Y, DICESARE F. Scheduling FMS using Petri nets and heuristic search. *IEEE Transactions on Robotics Automation*, 1994, 10(2): 123 – 132.
- [11] XIONG H H, ZHOU M C. Scheduling of semiconductor test facility via Petri nets and hybrid heuristic search. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 1998, 11(3): 384 – 393.
- [12] MAYER E, RAISCH J. Time-optimal scheduling for high throughput screening processes using cyclic discrete event models. *Mathematics and Computers in Simulation*, 2004, 66(2/3): 181 – 191.
- [13] KIM J H, LEE T E, LEE H Y, et al. Scheduling analysis of timed-constrained dual-armed cluster tools. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2003, 16(3): 521 – 534.
- [14] WU N Q, BAI L P, CHU C B. Modeling and conflict detection of crude-oil operations for refinery process based on controlled-colored timed Petri net. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C: Applications and Reviews*, 2007, 37(4): 461 – 472.
- [15] LEE T E, PARK S H. An extended event graph with negative places and tokens for timed window constraints. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2005, 2(4): 319 – 332.
- [16] KIM J H, LEE T E, LEE H Y, et al. Scheduling analysis of timed-constrained dual-armed cluster tools. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2003, 16(3): 521 – 534.
- [17] 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.
- [18] YU T S, LEE T E. Scheduling dual-armed cluster tools with chamber cleaning operations. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2019, 16(1): 218 – 228.
- [19] LEE H Y, LEE T E. Scheduling single-arm cluster tools with reentrant wafer flows. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2006, 19(2): 226 – 240.
- [20] VENKATESH S, DAVENPORT R, FOXHOVEN P, et al. A steady state throughput analysis of cluster tools: dual-blade versus single-blade robots. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 1997, 10(4): 418 – 424.
- [21] ZUBEREK W M. Cluster tools with chamber revisiting-modeling and analysis using timed Petri nets. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2004, 17(3): 333 – 344.
- [22] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Petri net modeling and cycle time analysis of dual-arm cluster tools with wafer revisiting. *IEEE Transactions on Systems, Man, & Cybernetics: Systems*, 2013, 43(1): 196 – 207.

- [23] QIAO Y, WU N Q, ZHOU M C. A Petri net-based novel scheduling approach and its cycle time analysis for dual-arm cluster tools with wafer revisiting. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2013, 26(1): 100 – 110.
- [24] QIAO Y, WU N Q, ZHOU M C. Scheduling of dual-arm cluster tools with wafer revisiting and residency time constraints. *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, 2014, 10(1): 286 – 300.
- [25] WU N Q, CHU C B, CHU F, et al. 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.
- [26] WU N Q, ZHOU M C. A closed-form solution for schedulability and optimal scheduling of dual-arm cluster tools with wafer residency time constraint based on steady schedule analysis. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2010, 7(2): 303 – 315.
- [27] ZHU Q H, WU N Q, QIAO Y, et al. Petri net-based optimal one-wafer scheduling of single-arm multi-cluster tools in semiconductor manufacturing. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2013, 26(4): 578 – 591.
- [28] YANG F J, WU N Q, QIAO Y, et al. Petri net-based optimal one-wafer cyclic scheduling of hybrid multi-cluster tools in wafer fabrication. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2014, 27(2): 192 – 203.
- [29] ZHU Q H, WU N Q, QIAO Y, et al. Scheduling of single-arm multi-cluster tools with wafer residency time constraints in semiconductor manufacturing. *IEEE Transactions on Semiconductor Manufacturing*, 2015, 28(1): 117 – 125.
- [30] YANG F J, WU N Q, QIAO Y, et al. Scheduling of single-arm cluster tools for an atomic layer deposition process with residency time constraints. *IEEE Transactions on Systems, Man, & Cybernetics: Systems*, 2017, 47(3): 502 – 516.
- [31] YANG F J, WU N Q, QIAO Y, et al. Optimal one-wafer cyclic scheduling of time-constrained hybrid multicluster tools via Petri nets. *IEEE Transactions on Systems, Man, & Cybernetics: Systems*, 2017, 47(11): 2920 – 2932.
- [32] ZHU Q H, QIAO Y, WU N Q. Optimal integrated schedule of entire process of dual-blade multi-cluster tools from start-up to close-down. *IEEE/CAA Journal of Automatica Sinica*, 2019, 6(2): 553 – 565.
- [33] ZHU Q H, QIAO Y, WU N Q, et al. Post-processing time-aware optimal scheduling of single robotic cluster tools. *IEEE/CAA Journal of Automatica Sinica*, 2020, 7(2): 597 – 605.
- [34] QIAO Y, ZHOU M C, WU N Q, et al. Closing-down optimization for single-arm cluster tools subject to wafer residency time constraints. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics: Systems*, 2021, 51(11): 6792 – 6807.
- [35] XIONG W Q, PAN C R, QIAO Y, et al. Reducing wafer delay time by robot idle time regulation for single-arm cluster tools. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2021, 18(4): 1653 – 1667.
- [36] ZHU Q H, ZHOU M C, QIAO Y, et al. Multiobjective scheduling of dual-blade robotic cells in wafer fabrication. *IEEE Transactions on Systems, Man, & Cybernetics: Systems*, 2020, 50(12): 5015 – 5023.
- [37] WU N Q, ZHOU M C. Modeling, analysis and control of dual-arm cluster tools with residency time constraint and activity time variation based on Petri nets. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2012, 9(2): 446 – 454.
- [38] WU N Q, ZHOU M C. Schedulability analysis and optimal scheduling of dual-arm cluster tools with residency time constraint and activity time variation. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2012, 9(1): 203 – 209.
- [39] QIAO Y, WU N Q, ZHOU M C. Real-time scheduling of single-arm cluster tools subject to residency time constraints and bounded activity time variation. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2012, 9(3): 564 – 577.
- [40] QIAO Y, WU N Q, YANG F J, et al. Robust scheduling of time-constrained dual-arm cluster tools with wafer revisiting and activity time disturbance. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics: Systems*, 2019, 49(6): 1228 – 1240.
- [41] WU N Q, BAI L P, CHU C B. Modeling and conflict detection of crude-oil operations for refinery process based on controlled-colored-timed Petri net. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, 2007, 37(4): 461 – 472.
- [42] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Short-term schedulability analysis of crude oil operations in refinery with oil residency time constraint using Petri net. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, 2008, 38(6): 765 – 778.
- [43] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Short-term schedulability analysis of multiple distiller crude oil operations in refinery with oil residency time constraint. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, 2009, 39(1): 1 – 16.
- [44] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Hybrid Petri net modeling and schedulability analysis of high fusion point oil transportation under tank grouping strategy for crude oil operations in refinery. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, 2010, 40(2): 159 – 175.
- [45] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Tank cycling and scheduling analysis of high fusion point oil transportation for crude oil operations in refinery. *Computers & Chemical Engineering*, 2010, 34(4): 529 – 543.
- [46] WU N Q, CHU F, CHU C B, et al. Schedulability analysis of short-term scheduling for crude oil operations in refinery with oil residency time and charging-tank-switch-overlap constraints. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2011, 8(1): 190 – 204.
- [47] WU N Q, BAI L P, ZHOU M C, et al. A novel approach to optimization of refining schedules for crude oil operations in refinery. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C*, 2012, 42(6): 1042 – 1053.
- [48] WU N Q, ZHOU M C, LI Z W. Short-term scheduling of crude-oil operations: Petri net-based control-theoretic approach. *IEEE Robotics and Automation Magazine*, 2015, 22(2): 64 – 76.
- [49] WU N Q, BAI L P, ZHOU M C. An efficient scheduling method for crude oil operations in refinery with crude oil type mixing requirements. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics: Systems*, 2016, 46(3): 413 – 426.
- [50] WU N Q, ZHOU M C, BAI L P, et al. Short-term scheduling of crude oil operations in refinery with high fusion point oil and two transportation pipelines. *Enterprise Information Systems*, 2016, 10(6): 581 – 610.
- [51] ZHANG S W, WU N Q, LI Z W, et al. Petri net-based approach to short-term scheduling of crude oil operations with less tank requirement. *Information Sciences*, 2017, 417: 247 – 261.

作者简介:

伍乃骥 博士,教授,目前研究方向为离散事件系统、生产调度、智能交通和物流, E-mail: nqwu@must.edu.mo;

乔岩 博士,助理教授,目前研究方向为离散事件系统、生产调度和智能制造, E-mail: yqiao@must.edu.mo.