文章编号: 1005-2542(2004)05-0390-05

有限预知信息的集装箱搬卸占线问题

郑斐峰[a], 徐寅峰[b]
(西安交通大学 a. 管理学院; b. 机械制造系统工程国家重点实验室, 西安 710049)

【摘要】提出了有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 即每一个服务请求到达时预先知道后续一部分请求信息的占线问题。建立并分析相应的数学模型, 针对模型中预知信息的特征提出了贪婪移位策略。运用最坏情形分析方法研究了贪婪移位策略的竞争性能, 证明其具有竞争比: $(b+w-2)/w$。

关键词: 占线问题; 贪婪移位策略; 竞争比
中图分类号: TB 114.1 文献标识码: A

Study on the Online Container Shipment Problem with Limited Prevision Information

ZHENG Fei-feng[a], *XU Yin-feng*[b]
(a. School of Management; b. The State Key Lab. for Manufacturing Systems Engineering, Xi'an Jiaotong Univ., Xi'an 710049, China)

【Abstract】The paper puts forward the online container shipment problem with limited prevision information, in which an online algorithm gets to know several requests in future when each request arrives. The relevant mathematic model is set up and analyzed. The Greedy hift strategy is brought forward accoding to the trait of the model. With the analysis method of worst case performance, it is proved that the Greedy shift strategy has a competitive ratio of $(b+w-2)w$.

Key words: online problem; Greedy shift strategy; competitive ratio

集装箱搬卸问题是指在码头的集装箱堆场, 当船只到达码头并提出集装箱装船请求时, 叉车如何将所需的集装箱从堆场中各集装箱堆列上取出并运送到码头, 以完成每个服务请求并使得服务成本最少。服务成本用叉车搬卸集装箱所耗费的总搬卸时间表示, 它与叉车搬卸集装箱的次数成正比; 每个服务请求是指每只船要装运的全部集装箱[1]。如果事先已知整个服务请求序列, 那么完成服务请求序列的最小成本就可以用数学方法精确求解, 称该问题为离线(off-line)问题, 相应的求解方法称离线策略; 如果请求是在服务过程中逐个到达, 任一时刻只能知道之前的服务请求序列与服务过程, 则该问题称占线(on-line)问题。在一个服务请求序列中响应每一个请求的效果往往受后续请求的影响, 而占线问题的最大特征就是每个时刻不知道后续请求的情况, 所以占线策略完成整个请求序列的效果往往次于相应离线策略的效果, 服务请求序列的不同严重地影响占线策略的执行效果。

占线问题与竞争策略的研究始于20世纪80年代。占线策略与经典优化理论求解方法不同, 它对不确定因素的每一个特例都可以给出一个方案, 使得该方案所得到的解离最优方案给出的解总在一定的比例之内[2,3]。自从Sleator首次提出对于优化问题的求解运用占线思想来设计策略, 占线问题与竞争策略的研究在国外发展迅速, 国际上已经有很多相关的研究, 典型的有K-服务器问题、占线页存问题、

收稿日期: 2003-08-20 修订日期: 2004-03-30
基金项目: 国家自然科学基金会优秀创新群体基金支持(70121001)
作者简介: 郑斐峰(1976-), 男, 博士生。主要从事占线问题竞争策略分析的研究。

占线装箱问题等[4~6]。目前, 国内相关研究做得较少, 主要有徐寅峰提出的局内出租车调度问题和限制图上的局内出租车调度问题, 马卫民提出的局内快餐店问题等[7~9]。本文对文献[1]中问题进一步拓展, 在有限预知信息的情况下设计竞争策略并分析其竞争性能。有限预知信息的集装箱搬卸占线问题是指, 当每只船到达码头并提出装船服务请求时预先知道后续 $w-1$ 只船的服务请求情况, 此时, 叉车如何搬运集装箱使得完成整个服务请求序列的时间总成本最少。

1　建模与基本定义

1.1　数学模型

首先介绍集装箱运输业的两个术语: 码头前沿和集装箱堆场[10]。码头前沿是指泊位岸壁与集装箱堆场之前进行装卸作业的区域, 运输船在该区域内停泊装箱。集装箱堆场是指由于运输工具之间衔接上的需要, 以及码头管理等多种原因, 集装箱在装船前或卸船后在码头堆存一段时间的场地。码头前沿与堆场之间有一定的距离。

本文假设只有 1 辆叉车在堆场进行搬卸服务, 对于有 t 辆叉车的情况, 只需将总搬卸时间除以 t, 其分析结果是相同的。设每只船都是要求装 n 个集装箱, 即叉车完成任一服务请求需要搬卸 n 个集装箱, 称这 n 个集装箱为该请求的目标箱子。1 个服务请求序列 $\sigma=\{\sigma_1, \sigma_2, \cdots, \sigma_m\}$ 表示有 m 只船按时间先后顺序到达码头并装船离开, 每次只有 1 只船接受服务。这里, 每只船完整的服务请求应该包括叉车在堆场搬卸目标箱子以及将其运送到码头前沿两个阶段, 由于假定每个请求的目标箱子数量都为 n, 从而堆码头前沿与堆场之前运送箱子的时间保持不变, 因此, 本文将只分析叉车在堆场的搬卸时间。后面的讨论都基于以下 5 个基本假设:

(1) 堆场中集装箱初始堆放要求为: 根据箱子不同类别将堆场分为 s 个堆区, 每个堆区有 u 列箱子和堆区末端一个空列, 每列码放 p 个箱子; 在完成整个服务请求序列过程中没有新的集装箱到来。堆场初始的箱子个数满足: $sup > mn$。令 $b=\frac{usp}{n}>m$;

(2) 叉车每次只能搬卸 1 个箱子, 从堆列上卸下 1 个箱子和从地上搬箱码放到列上的时间相等且不变, 令为 t_e;

(3) 每一个服务请求的目标箱子数量相同, 记为 n, 令堆场中集装箱码放列数为 $\bar{n}=us$, 有不等式 $n \geq \bar{n}$ 成立, 即每个请求的目标箱子数量大于堆场的箱子堆放列数;

(4) 每一个服务请求到来时已知后续的 $w-1$ $(1<w<m)$ 个服务请求对应的所有目标箱子。令 $R=\lfloor m/w \rfloor \geq 1$ 且 $z=m-Rw$, 则 $z\in[0, w-1]$;

(5) 任何两个集装箱不具有替代性。

其中, 假设(3)中每个请求的集装箱数量 n 可以细分为两种情况: ①$2us>n\geq us$。若把 n 个目标箱子都放在每个区每一列的最底层, 则每一列最多含有 2 个目标箱子; ②$n\geq 2us$。令 $n'=n-ius$ $(i\in N)$, 使得 $2us>n'\geq us$, 则讨论将与①相同。因此, 接下来只讨论 n 的第 1 种情况。

响应每个装船请求时, 叉车的搬卸时间等于搬卸箱子的次数乘以单位搬卸时间 t_e。例如, 若 1 个目标箱子上面压着 3 个其他箱子, 则要先把 3 个箱子卸下再搬运走目标箱子, 所需的搬卸时间是 $4t_e$; 如果要把卸下的 3 个箱子放回原列, 则搬卸时间是 $7t_e$。对于任意 1 个服务请求序列 $\sigma=\{\sigma_1, \sigma_2, \cdots, \sigma_m\}$, 令 $C_A(\sigma)$ 表示某一占线策略 A 完成 σ 后所用的搬卸时间。有限预知信息的集装箱搬卸占线问题是要找到搬卸时间最少的占线策略, 即设计占线策略 A, 使得

$$C_A(\sigma)=\min_{S\in\zeta} C_S(\sigma) \tag{1}$$

式中, ζ 为所有占线策略的集合。

1.2　基本定义

占线策略通常有两种分析方法, 即平均情形分析和最坏情形分析。前者的假设前提是输入满足一定的概率分布, 根据占线策略对输出的期望值大小来评价策略优劣。该方法的缺点是有时输入毫无规律可循, 无法求得输出的期望值, 从而不能判断策略的性能; 最坏情形分析方法则弥补了该缺点, 因为它所讨论的是令策略执行效果最坏的那一种输入, 通过分析占线策略对该输入所产生的输出来界定策略的性能, 而其他输入对应的输出肯定要优于最坏输入时的结果。本文将运用最坏情形分析方法分析集装箱搬卸占线策略的性能。

Sleator 等[4]提出了用竞争比的概念来表示一个占线策略的性能, 竞争比的定义具体如下: 令 $T_{OPT}(\sigma)$ 表示在已知整个服务请求序列 $\sigma=\{\sigma_1, \sigma_2, \cdots, \sigma_m\}$ 的情况下, 用离线最优搬卸方案 OPT 完成 σ 后所用的搬卸时间。若策略 A 对于到来的每一个 σ_i 不依赖 σ_i 以后的服务请求序列进行搬卸, 那么称 A 为占线搬卸策略, 令 $T_A(\sigma)$ 表示实施 A 策略完成 σ 后所用的搬卸时间。对于占线策略 A, 如果存在与服

务请求序列 σ 无关的常数 α 和 β 满足不等式:

$$T_A(\sigma) \le \alpha T_{OPT}(\sigma) + \beta \tag{2}$$

对任意可能的服务请求序列 σ 成立, 则称 A 为竞争策略, 称 α 为策略 A 的竞争比。

对于有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 若占线策略 A 响应每一个到来的 σ_i 时只知道 σ_i 之后一部分服务请求的信息, 并且存在满足式(2)的常数 α 和 β 对任意可能的服务请求序列成立, 则称 A 为竞争策略, 称 α 为策略 A 的竞争比。那么, 如何结合最坏情形分析方法来求占线策略 A 的竞争比呢? 首先, 找出最坏的服务请求序列, 也就是使 T_A 与 T_{OPT} 的倍数相差最大的序列, 记为 σ'; 然后分析该序列下的 $T_{A'}(\sigma')$ 与 $T_{OPT}(\sigma')$ 的关系。若存在满足式(2)的常数 α 和 β', 也就找到了策略 A 的竞争比 α', 这是因为在最坏服务请求序列 σ' 下使式(2)成立的 α 值达到最大, 它必定使不等式对所有其他服务请求序列成立, 满足竞争比的定义。根据这个思路, 本文将通过寻求最坏情形下满足式(2)的 α 值来获得占线策略的竞争比。用一个简单例子说明竞争比的意义及最坏情形分析方法的结合应用。设有一个服务请求序列 σ_1, 对应的离线最优策略 OPT 和某占线策略 A 的搬卸时间分别为 $T_{OPT}(\sigma_1) = 50t_e$ 和 $T_A(\sigma_1) = 150t_e$, 则有 $T_A(\sigma_1) \le 3T_{OPT}(\sigma_1)$, 即对于序列 σ_1, 策略 A 的时间成本是最优时间成本的 3 倍; 现在有一个服务请求序列 σ^* 使得策略 A 的执行效果最差, 也就是使 T_A 与 T_{OPT} 的倍数差距最大, 比如 $T_{OPT}(\sigma^*) = 20t_e$, $T_A(\sigma^*) = 120t_e$, 则 $T_A(\sigma^*) \le 6T_{OPT}(\sigma^*)$。由于其他所有序列对应 T_A 与 T_{OPT} 的倍数差距都小于 6, 因此称策略 A 的竞争比为 6, 而服务请求序列 σ^* 称为策略 A 所对应的最坏序列或最坏情形。利用竞争比 α 可以较好地衡量一个占线策略的性能。具体地, 对于上述例子, 已知策略 A 的竞争比为 6, 若有一个服务请求序列 σ_2 对应离线最优策略的搬卸时间 $T_{OPT}(\sigma_2) = 40t_e$, 则可以保证策略 A 响应服务请求序列 σ_2 的搬卸时间满足:

$$T_A(\sigma_2) \le 6T_{OPT}(\sigma_2) = 6 \times 40t_e = 240t_e$$

2　策略设计与竞争比分析

2.1　离线问题分析

对于有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 若第一个服务请求到来之前就已知后续全部请求的目标箱子, 则称之为占线问题对应的离线问题。对离线问题有以下引理成立。

引理 1　有限预知信息的集装箱搬卸离线问题的最优搬卸时间 $T_{OPT}(\sigma)$ 满足:

$$T_{OPT}(\sigma) \ge mnt_e$$

证明　用 $T_1(\sigma)$ 与 $T_2(\sigma)$ 分别表示完成 σ 后搬卸目标箱子和非目标箱子所用时间, 则 $T_{OPT}(\sigma) = T_1(\sigma) + T_2(\sigma)$。其中, $T_2(\sigma) \ge 0$, 等号成立当且仅当第一个服务请求到来时各列的目标箱子都已从上到下按服务请求序列先后顺序排好。结合假设(2)和(3), 每次搬卸的时间为 t_e 及每个服务请求有 n 个目标箱子。因此, 最优搬卸时间 $T_{OPT}(\sigma)$ 满足:

$$T_{OPT}(\sigma) = T_1(\sigma) + T_2(\sigma) = mnt_e + T_2(\sigma) \ge mnt_e \tag{3}$$

证毕

2.2　竞争策略设计

对于有限预知信息的占线问题, 设计策略的基本思想是利用每一个服务请求到达时所带来的后续 $w-1$ 个服务请求的信息, 使得在当前或后续的一些服务请求中搬卸的时间最少。根据这个思想, 下面给出贪婪移位策略(简称策略 D), 具体描述如下。

首先是响应第 $kw+1$ $(k=0, 1, \cdots, R-1)$ 个服务请求, 以堆区为单位搬卸目标箱子。对第 1 个堆区确定第 1 个要进行搬卸操作的列, 也称目标列, 它必须满足以下两个条件:

(1) 该列含有目标箱子;

(2) 该列与堆区末端的空列相邻, 或该列与空列之间的其他列都不含有目标箱子。

依据假设(1), 每个堆区末端有 1 个空列。将第 1 个目标列上的所有非目标箱子搬卸到该区空列上, 堆成新的 1 列, 将目标箱子运送到码头前沿, 则第 1 个目标列空出或剩余一些非目标箱子; 然后, 对满足上述两个条件的第 2 个目标列进行操作, 将第 2 列的非目标箱子搬卸到第 1 列的位置, 取出并运走目标箱子, 第 2 列空出或剩余一些非目标箱子; 后面各列的操作以此类推, 每次都把非目标箱子搬卸到前 1 个操作列, 直到该区目标箱子全部搬卸完毕。最后搬卸的 1 列空出成为该堆区新的空列。其他堆区搬卸办法相同。

对于有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 策略 D 在响应第 $kw+1$ 个服务请求时利用已知的后续 $w-1$ 个服务请求的信息来调整这些请求对应的目标箱子在各列中的位置。具体地, 就是对各目标列进行搬卸操作时, 把后续 $w-1$ 个服务请求对应的目标箱子先搬卸到过道中, 然后将它们按服务请求先后顺序从上往下码放到各列顶层。当服务请求 $kw+1$ 完成之后, 后续的 $w-1$ 个服务请求对应的目标箱子均位于各列最顶层。如果某一列没有第 $kw+1$

服务请求的目标箱子但却有后续某些请求的目标箱子, 则只有当该列成为某一个请求的目标列时再进行如上搬卸操作。

其次, 响应服务请求 $kw+2, kw+3, \cdots, (k+1)w$ 时, 叉车只需将已处在各顶层的目标箱子搬走。虽然这些服务请求到来时已知后续新的 $w-1$ 个服务请求的目标箱子, 但策略D 不采取任何操作。因此, 策略D 的响应方式是以 w 个服务请求为周期。当每个周期的第 1 个服务请求到来时, 利用预知信息调整后续 $w-1$ 个服务请求对应的目标箱子的位置, 从而使整个服务周期内的搬卸操作次数最少。

2.3 最坏情形分析

策略D 的响应方式是以 w 个服务请求为周期。对于这种策略的最坏服务请求序列, 即输入的最坏情形是: 每个服务周期内 w 个服务请求对应的 wn 个目标箱子都平均分布在堆场 S 区中每 1 列的最底几层, 这使得响应每个服务周期的第 1 个请求时, 所有 w 个服务请求之外的非目标箱子都需要搬卸 1 次, 同时, 搬卸 wn 个目标箱子的次数是既定的, 从而使每个服务周期内总的搬卸次数达到最多。对于最坏情形, 每个目标列操作完之后变成新的空列。

对于非最坏情形, 即在一个服务请求周期内有些列的最底几层不是该周期对应的目标箱子, 根据占线策略D 进行操作时, 这些列不会空出, 而是剩余几个非目标箱子在原列位置。那么对下一个满足条件的目标列进行操作时, 需要卸下的非目标箱子就直接码放到上一个操作列的非目标箱子的上面。如果上一列箱子数量已经达到 p 而当前列还有需要卸下的非目标箱子, 则将它们搬卸到再上一个操作列的顶层, 直到当前列的目标箱子被取出为止。因此, 在非最坏情形下响应一个服务请求周期需要搬卸的非目标箱子的次数必定少于最坏情形, 而搬卸目标箱子的次数不变, 所以完成一个服务周期的总搬卸次数要少于最坏情形。根据对竞争比与最坏情形方法的介绍, 接下来只需要探讨输入为最坏服务请求序列时占线策略与离线最优策略的搬卸时间关系就可得出占线策略的竞争比。

2.4 竞争比分析

对于有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 应用竞争策略D 有以下引理成立。

引理 2　策略D 完成服务请求序列 σ 的搬卸时间 $T_D(\sigma)$ 满足:

$$T_D(\sigma) < \left(\frac{b+w-2}{w}\right) m n t_e$$

证明(归纳法)　根据分析, 只需求解最坏服务序列时策略D 的搬卸时间即可证明引理 2。令最坏服务请求序列 $\sigma = \{\sigma_1, \sigma_2, \cdots, \sigma_m\}$, 令 $T_1(i)$、$T_2(i)$ 与 $T_D(i)$ $(i=1,2,\cdots,m)$ 分别表示策略D 完成某个服务请求 i 所用的搬卸目标箱子和非目标箱子的时间, 以及所有时间, 其中, $T_1(i) = nt_e$。则有, $T_D(i) = T_1(i) + T_2(i) = nt_e + T_2(i)$。接下来分析策略D 响应每个服务请求 i 所花费的搬卸时间 $T_D(i)$。

首先是响应服务请求 $i=1$。根据最坏服务请求序列特征, 前 w 个服务请求的所有目标箱子都在各列最底几层, 因此, 策略D 先要将每列上面几层的非目标箱子逐个搬放到当前空列上, 然后将服务请求 $2, 3, \cdots, w$ 所对应的目标箱子通过堆区过道中转后按顺序堆放在当前空列的顶层, 所以这些目标箱子需要搬动两次, 即先搬卸到过道再搬放到新列上。因此,

$$\begin{aligned} T_D(1) &= T_2(1) + nt_e \le \\ &[usp - n + (w-1)n]t_e + nt_e = \\ &[usp + (w-1)n]t_e \end{aligned} \tag{4}$$

当响应服务请求 i $(i=1,2,\cdots,w)$ 时, 这些服务请求对应的目标箱子已经码放在各列最顶层, 策略D 只将各个服务请求的目标箱子从顶层搬走。因此,

$$T_D(i) = T_2(2) + nt_e = 0 + nt_e = nt_e \tag{5}$$

其次, 响应服务请求 $i = kw+1$ $(k=1,2,\cdots,R-1)$ 与响应第 1 个服务请求时的操作相同, 将所有后续 $w-1$ 个服务请求 $kw+2, kw+3, \cdots, (k+1)w$ 对应的目标箱子通过堆区过道中转重新堆放, 需要搬动 2 次; 其他非目标箱子都只搬动 1 次。因此,

$$\begin{aligned} T_D(i) &= T_2(i) + nt_e \le \\ &[usp - in(w-1)n]t_e + nt_e = \\ &[usp - (k-1)wn - n]t_e \end{aligned} \tag{6}$$

当响应服务请求 $i = kw+2, kw+3, \cdots, (k+1)w$ $(k=1,2,\cdots,R-1)$ 时, 搬卸操作次数与响应服务请求 i $(i=2,3,\cdots,w)$ 时相同, 即 $T_D(i) = nt_e$。

最后, 响应服务请求 $i = Rw+1$ 时, 服务请求序列中只剩余 $z = m - Rw - 1 \le w-1$ 个服务请求, 因此,

$$\begin{aligned} T_D(i) &= T_2(i) + nt_e \le \\ &[(usp - in) + (z-1)n]t_e + nt_e = \\ &(usp - Rwn + zn - n)t_e \end{aligned} \tag{7}$$

当响应服务请求 $i = Rw+2, Rw+3, \cdots, m$ 时, 搬卸操作次数与响应服务请求 i $(i=2,3,\cdots,w)$ 时相同, 即 $T_D(i) = nt_e$。

由式(4)～(7)归纳得到, 策略D 响应整个服务

请求序列σ所用的总搬卸时间$T_D(\sigma)$满足如下不等式:

$$
\begin{aligned}
T_D(\sigma) &= \sum_{i=1}^{m} T_D(i) \le \\
&\sum_{i=1}^{R-1}[usp - (i-1)wn - n + (w-1)n]t_e + \\
&[usp - Rwn + (z-1)n]t_e + (z-1)n]t_e \le \\
&(bn - \frac{R+1}{2}wn + 2wn - 2n)Rt_e < \\
&(bn - wn + 2wn - 2n)\frac{m}{w}t_e = \\
&\left(\frac{b+w-2}{w}\right)mnt_e
\end{aligned} \tag{8}
$$

上式第2、3个不等式成立是因为$0 \le z < w$、$1 \le R \le mw$ 及$1 < w < m$。　证毕

根据引理2, 对有限预知信息的集装箱搬卸占线问题, 实施策略D 有以下定理成立。

定理1　策略D 的竞争比为$(b+w-2)/w$。

证明　根据引理1和2, 有$T_{OPT}(\sigma) \ge mnt_e$ 且$T_D(\sigma) < \left(\frac{b+w-2}{w}\right)mnt_e$。所以,

$$
\frac{T_D(\sigma)}{T_{OPT}(\sigma)} < \frac{\left(\frac{b+w-2}{w}\right)mnt_e}{mnt_e} = \frac{b+w-2}{w} \tag{9}
$$

根据式(2)竞争比的定义, 令$\beta = 0$, 则

$$
\alpha = \frac{T_D(\sigma)}{T_{OPT}(\sigma)} < \frac{b+w-2}{w}
$$

证毕

3　结　语

本文探讨了有限预知信息的集装箱搬卸占线问题。首先, 建立数学模型并给出相关定义, 然后分析了相应离线问题的性质, 最后针对问题的特征设计了贪婪移位策略, 并运用最坏情形分析方法严格证明了该策略具有竞争比$(b+w-2)/w$。

对于本文所考虑的问题, 还存在有待于进一步深入研究的理论问题, 比如当考虑每只船所需要的n个集装箱具有替代性, 或每只船需要的集装箱数量不同时, 如何设计新的有效策略以保证较好的竞争比? 有限预知信息的集装箱搬卸占线问题还可以扩展到大型仓库中的物料存取问题等, 这些将是下一步要研究的问题。

参考文献:

[1] Zheng F F, Xu Y, Zhang E. The on-line container shipment problem and its competitive algorithm[J]. Journal of Systems Science and Information, 2003, 1(4): 517-525.

[2] Manasse M S, McGeoch L A, Sleator D D. Competitive algorithms[J]. Journal of Algorithms, 1990, (11): 208-230.

[3] BenDavid S, Borodin A. A new measure for the study of the on-line algorithm[J]. Algorithmca, 1994, (11): 73-91.

[4] Sleator D D, Trjan R E. Amortized efficiency of list update and paging rules[J]. Communications of the ACM, 1985, 28(2): 202-208.

[5] Allan Borodin, Ran El-Yaniv. Online computation and competitive analysis[M]. Cambridge University Press, 1998. 15-68.

[6] Awerbuch B, Bartal Y, Fiat A. Distrbued paging for general networks[A]. Proc of the 7th Ann[C]. ACM-SIAM Symp on Discrete Algorithms, 1996, (1): 134-145.

[7] 徐寅峰, 王刊良. 局内出租车调度与竞争算法[J]. 西安交通大学学报, 1997, 31(Sup. 1): 56-60.

[8] 徐寅峰, 王刊良, 丁建华. 限制图上的局内出租车调度与竞争策略[J]. 系统工程学报, 1999, 14(4): 361-365.

[9] Ma W M, You J, Liu J, *et al*. On the on-line number of snacks problem[J]. Journal of Global Optimization, 2002, 24(4): 449-462.

[10] 林国顺, 傅英亮. 集装箱码头计调系统计算机管理模型[J]. 大连海事大学学报, 1997, 23(2): 47-51.