

具有预知信息的集装箱码头泊位与岸桥联合调度在线模型*

李 英¹ 乔龙亮^{1,†} 郑斐峰¹

摘要 探讨了预知服务需求信息能力下的集装箱码头泊位与岸桥联合调度 over-list 在线模型. 在每个船舶服务请求释放时, 决策者预知后续 $k(k \geq 2)$ 个请求的信息, 目标为最小化所有请求的最大完工时间. 针对由 3 个离散泊位组成的混合型泊位与 4 个岸桥, 以及只有大小两种服务请求的情形, 给出了预知任意 $k \geq 2$ 个请求下的竞争比下界; 同时, 对于 $k = 2$ 的特定情形, 给出了具有最优竞争比 $7/6$ 的在线策略. 数值实验进一步表明了所设计策略的良好执行性能.

关键词 调度决策, 在线策略, 竞争比, 集装箱码头, 预知信息

中图分类号 O224

2010 数学分类号 90B35

A study of online berth and quay crane integrated allocation problem with lookahead ability*

LI Ying¹ QIAO Longliang^{1,†} ZHENG Feifeng¹

Abstract This paper studies an online over-list model of berth and quay crane integrated allocation problem, and it focuses on the case with lookahead ability such that on the release of any request, an online player can foresee the next $k(k \geq 2)$ requests. The objective is to minimize the maximum completion time of a request, i.e., the makespan. It is assumed that there are two different sized requests, a hybrid berth consisting of three discrete berths and four quay cranes. We first prove several lower bounds of competitive ratio for $k \geq 2$, and then present an optimal $7/6$ -competitive algorithm for the case with $k = 2$. Numerical results further demonstrate that the proposed algorithm behaves well in average performance.

Keywords scheduling, online algorithm, competitive ratio, container port, lookahead

Chinese Library Classification O224

2010 Mathematics Subject Classification 90B35

0 引言

国内外集装箱码头运输业在近十几年来发展十分迅速, 在装卸业务量不断增长的同时, 码头船舶抵港及服务计划的调整活动也显得频繁. 根据英国航运咨询公司德鲁里的

收稿日期: 2016-03-18

* 基金项目: 国家自然科学基金(Nos. 71771048, 71832001), 中央高校基本科研业务费专项资金项目资助

1. 东华大学旭日工商管理学院, 上海 200051; Glorious Sun School of Business & Management, Donghua University, Shanghai 200051, China

† 通信作者 E-mail: qiaolongliang@163.com

CPI 报告, 2014 年 12 月, 亚欧、跨太平洋和跨大西洋航线的总体准班率为 58%^[1]. 因此, 从码头运作视角, 由于抵港计划的可能变动调整, 导致船舶具体抵港时间表现出较为明显的实时特征. 对于码头前沿泊位与岸桥两种关键资源的联合调度作业, 结合上述实际特点进行有针对性的分析与优化方案设计将具有实际意义.

对于泊位与岸桥联合调度问题, 许多学者研究了船舶抵港时间确定且集装箱装卸信息完全已知的情形. Imai 等^[2]对离散泊位分配情形构建了泊位与岸桥联合调度模型. Liang 等^[3]在联合调度模型中考虑了岸桥配置数量对平均作业效率的影响. Han 等^[4]提出了一种针对泊位分配和岸桥分配的两阶段模型, 并用粒子群优化算法求解. Li 等^[5]探讨了连续型泊位和特定岸桥的分配问题, 着重讨论了岸桥覆盖范围对联合调度的影响. 在现实当中, 因一些突发因素, 如恶劣天气、上游港口计划变更或设备故障等, 使得船舶抵港时间等信息出现不确定性. 此时, 上述分析方法对于这种情况难以奏效.

有些学者引入了随机规划和鲁棒分析方法来探讨调度过程中出现的不确定性因素. Han 等^[6]针对船舶抵港时间和服务时间的不确定性构建了鲁棒调度方案. 周鹏飞和康海贵^[7]则构建了随机环境下的泊位与岸桥联合调度模型. Zhen 和 Chang^[8]探讨了同时优化作业成本和泊位分配计划鲁棒性的多目标模型. 曾庆成等^[9]针对集装箱码头作业中的不确定性因素对集装箱码头作业系统的影响, 构建了泊位分配计划的鲁棒优化模型与算法, 并研究了岸桥数量的变化对泊位计划鲁棒性的影响. 当然, 这种分析需要假设干扰因素的一些统计特征或者波动幅度, 它无法有效应对缺乏统计特征或者需要动态即时决策的调度情形.

因此, 一些学者引入了在线理论工具来研究船舶服务需求信息具有不确定的情形. Huang^[10]在集装箱码头资源调度的研究综述中指出, 在线优化决策是不确定环境下码头资源调度优化的重要研究方向. Zhang 等^[11]针对岸桥资源的动态分配, 以最大完工时间为优化目标构建了 over-list 在线模型, 结合多个岸桥不可交叉移动的操作特征, 设计给出了渐近竞争比为 $m/[\log_2(m+1)]$ 的最优在线策略, 其中 m 为岸桥数量. 仇明和杨智应^[12]结合在线算法思想, 在桥吊可迁移的连续泊位分配模式下, 提出泊位与桥吊联合调度模型, 并设计出相应的在线调度算法. Zheng 等^[13]探讨了 1 个混合型泊位配置 5 个岸桥的联合在线调度模型, 对于只有两种大小服务请求的情形, 以最小化最大完工时间为优化目标, 设计给出了具有最优竞争比 $4/3$ 的在线调度策略. Pan 等^[14]在文献 [13] 的基础上进一步讨论了预知后续 1 个服务请求信息的在线模型, 对于配置岸桥数量为 4、5 的两种情形分别设计了具有最优竞争比 $(1+\sqrt{2})/2$ 和 $5/4$ 的在线策略.

本文将拓展 Pan 等^[14]的研究模型, 针对 3 个泊位与 4 个岸桥的配置环境, 进一步探讨预知后续多个请求时的相关情形. 首先, 根据船舶动态到达与实时决策的特征构建 over-list 在线调度模型; 在此基础上, 给出预知任意多个请求下的问题竞争比下界; 进而对于预知两个请求的特定情形设计出具有最优竞争性能的在线调度策略.

1 问题描述与基本定义

1.1 问题描述及模型假设

考虑集装箱码头的—个混合型泊位, 将该泊位刻画为左、中、右 3 个离散且相邻的泊位; 平行于泊位岸线的一条轨道上共配置 4 个岸桥, 在服务过程中岸桥的左右位置保持不变. 假设码头只服务两种长度大小以及对应任务量的船舶, 将小船需求视为小请求, 对应任务量为 1; 将大船的需求视为大请求, 对应任务量 Δ 是一个不小于 2 的任意实数. 考虑

over-list 在线模型, 请求序列 $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ 中的所有请求在零时刻逐个释放, 每个请求释放后需要立即分配其服务的泊位与岸桥, 并指定服务时间段. 在 over-list 模型中, 因为所有请求的释放及其服务决策均在零时刻完成, 所以, 在全部请求的服务决策完毕之后才启动它们的服务. 本模型基于以下 4 条基本假设:

- (1) 三个离散泊位从左至右标记为 b_1, b_2, b_3 , 四个岸桥从左至右标记为 q_1, q_2, q_3, q_4 . 在任一时刻, 每个泊位与岸桥只能服务一个请求;
- (2) 序列 σ 中包含任务量为 1 或 $\Delta (\geq 2)$ 的两种请求, 分别记为 $r_i = 1$ 和 $r_i = \Delta$. 小请求占用 1 个泊位而大请求占用 2 个相邻泊位, 且大、小请求分别由至多 4 或 2 个岸桥服务;
- (3) 请求 r_i 的服务时长为 r_i/m_i , 其中 m_i 是分配服务于该请求的岸桥数量;
- (4) 请求 $r_i (1 \leq i \leq n-k)$ 释放时预知后续释放的 $k (\geq 2)$ 个请求 r_{i+1}, \dots, r_{i+k} 的信息.

根据假设 (4), 当 r_{n-k+1} 释放时即可获知序列 Δ 的长度即 n 的取值. 运用 Bierwirth 和 Meisel^[15] 的四参数描述法, 将上述模型标记为 hybr|online-over-list, LD= k |BAP-QCAP| C_{\max} . 其中, hybr 表示混合型泊位, online-over-list 表示请求逐个释放的在线模型, BAP-QCAP 表示其为泊位与岸桥的联合调度情形, BAP 为 Berth Allocation Problem 的缩写, QCAP 为 Quay Crane Assignment Problem 的缩写, LD= k 表示在任一请求释放并决策时预知后续 $k (\geq 2)$ 个请求, 以及 C_{\max} 表示目标函数为最小化最大完工时间.

1.2 竞争比与模型参数定义

在线策略的性能一般采用“竞争比”指标(Sleator 等^[16])进行度量. 对于本研究模型, 给定任意请求输入序列 σ , 若用 $C_{\max}(\sigma)$ 表示某一在线策略 A 的最大完工时间, $C^*(\sigma)$ 表示离线最优调度方案对应的目标函数值, 其中离线最优调度方案是指问题的所有请求输入信息在决策之前全部已知情形下的最优方案. 则定义 A 的竞争比为

$$\rho := \inf_r \{r | \sup_{\sigma} C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq r\}. \quad (1.1)$$

表 1 列出了模型中使用的主要变量符号及其含义. 其中对空闲时段变量 T_{idle} 的解释如下: 由于每个大请求 r_i 需要占用 2 个相邻泊位 b_k, b_{k+1} , 如果泊位 b_k 在 s_i 时刻之前刚刚完成一个小请求, 而泊位 b_{k+1} 在 s_i 之前已经处于空闲状态, 则 r_i 的分配会导致 b_{k+1} 泊位在服务 r_i 之前出现一段空闲时间. 将该空闲时段的起止时间分别记为 t_s, t_e ; 若 $[t_s, t_e] \neq [0, 0)$, 则称 T_{idle} 为非空的空闲时段. 如果在 r_i 之后陆续释放大请求, 则 T_{idle} 的值保持不变; 反之, 如果 r_i 之后陆续释放小请求, 则可以将某个小请求安排至该非空时段在 b_{k+1} 泊位服务, 并且重置 $[t_s, t_e] = [0, 0)$. 因此, 当释放任一请求 r 时, 最多只可能存在一个非空的 T_{idle} 时段; 而且它是由 r 之前的其中某个大请求的分配所导致的.

2 竞争比下界

下面分别讨论预知 2 个请求、预知 $k \geq 2$ 个请求的两种情形, 分别给出竞争比下界的相关结论.

定理 2.1 对于问题 hybr|online-over-list, LD= k |BAP-QCAP| C_{\max} , 当预知未来请求的个数 $k (\geq 3)$ 为奇数时, 任一在线策略的竞争比不小于 $(4k-4)/(4k-5)$.

表 1 模型主要参数及其含义

| 参数 | 含义 |
|--------------------------------|----------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|
| $C_{\max}(\sigma)$ | 在线策略的目标函数值, 即在线策略服务方案所对应的最大完工时间 |
| $C^*(\sigma)$ | 离线最优策略OPT 对应的目标函数值 |
| $C_{i,j}(1 \leq j \leq 3)$ | r_i 释放时, b_j 泊位完成此前已分配的所有请求的完工时间 |
| s_i, e_i | 请求 r_i 的服务开始时间与结束时间 |
| $T_{\text{idle}} = [t_s, t_e)$ | 分配大请求 r_i 导致该请求所占用的其中一个泊位在服务 r_i 之前出现空闲状态的时间段, 其中 $t_e = s_i \geq t_s$; 在分配第一个请求之前无空闲时段, 即 $T_{\text{idle}} = [0, 0)$ |
| b_{idle} | 分配大请求 r_i 导致在服务 r_i 之前出现空闲时间段的相关泊位 |

证明 要证明该定理, 只需设计一个请求输入序列 σ , 使得对于任一在线策略 A 有不等式 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-4)/(4k-5)$ 成立, 其中 $C_{\max}(\sigma)$ 和 $C^*(\sigma)$ 分别为策略 A 的最大完工时间、离线最优调度策略 OPT 对应的目标函数值. 根据策略 A 对第一个请求 r_1 的岸桥分配数量, 序列 σ 将包含 $k+1$ 或 $k+2$ 个请求; 其中, $r_1 = \Delta = 3k-6$ 而其他请求的长度均为 1.

情形 1 策略 A 安排由所有 4 个岸桥服务 r_1 . 此时, 序列 $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}\}$. A 对每个小请求至多分配 2 个相邻岸桥进行服务, 由于小请求数量为奇数 k , 因此最后一个小请求 r_{k+1} 的启动时间至少为 $\Delta/4 + (k-1)/4$, 故 $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta/4 + (k-1)/4 + 1/2 = k-5/4$. 最优策略 OPT 将分配 3 个岸桥服务 r_1 , 分配另一个岸桥服务前 $k-2$ 个小请求, 而最后两个小请求 r_k 和 r_{k+1} 分别由 2 个岸桥进行服务, 因此, $C^*(\sigma) = \Delta/3 + 1/2 = k-3/2$. 在该情形下,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-5)/(4k-6). \quad (2.1)$$

情形 2 A 安排由左侧或右侧 3 个相邻岸桥服务 r_1 . 在该情形下, $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}, r_{k+2}\}$. 由于在服务 r_1 的过程中, 剩余的 1 个岸桥至多完成服务 $k-2$ 个请求, 因此, 不论 A 如何安排最后三个小请求 r_k 、 r_{k+1} 和 r_{k+2} 的服务, 均有 $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta/3 + 1 = k-1$. OPT 将分配 4 个岸桥服务 r_1 , 其余 $k+1$ 个小请求分别由 2 个相邻岸桥进行服务. 由于 k 为奇数, 即 $k+1$ 为偶数, $C^*(\sigma) = \Delta/4 + (1+k)/4 = k-5/4$. 因此, 对于该情形,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-4)/(4k-5). \quad (2.2)$$

情形 3 A 只安排由 1 或 2 个相邻岸桥服务 r_1 . 此时, $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}, r_{k+2}\}$. 当 $k=3$ 时, 若由 2 个岸桥服务 r_1 , 则剩余 2 个岸桥在此期间至多完成 3 个小请求, 表明小请求 r_5 的启动时间至少为 $\Delta/2$, 故 $C_{\max}(\sigma) \geq \min\{\Delta, \Delta/2 + 1/2\} = 2$; 当 $k \geq 5$ 时, $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta(\sigma)/2 = 3k/2 - 3$. OPT 的操作同情形 2, 即 $C^*(\sigma) = k-5/4$. 因此, 当 $k=3$ 时,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq 8/7 = (4k-4)/(4k-5); \quad (2.3)$$

当 $k \geq 5$ 时,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (6k-12)/(4k-5) > (4k-4)/(4k-5). \quad (2.4)$$

结合不等式 (2.1) ~ (2.4), 对于上述情形, 均有 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-4)/(4k-5)$, 定理得证.

定理 2.2 对于问题 $\text{hybr|online-over-list}$, $\text{LD} = k|\text{BAP-QCAP}|C_{\max}$, 当预知未来请求的个数 $k(\geq 2)$ 为偶数时, 任一在线策略的竞争比不小于 $(4k-1)/(4k-2)$.

证明 该定理的证明思路同定理 2.1, 即只需设计一个请求输入序列 σ , 使得对于任一在线策略 A 有 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-1)/(4k-2)$. 序列 σ 将包含 $k+1$ 或 $k+2$ 个请求; 其中 $r_1 = \Delta = 3k+3$, 而其他请求的长度均为 1.

情形 1 策略 A 分配所有 4 个岸桥服务 r_1 . 此时, 序列 $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}, r_{k+2}\}$. 因为 k 为偶数, 序列中小请求的个数 $k+1$ 为奇数, 因此, $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta/4 + k/4 + 1/2 = k-1/4$. 最优策略 OPT 将分配左侧 3 个岸桥服务 r_1 , 分配右侧一个岸桥服务前 $k-1$ 个小请求, 而最后两个小请求 r_{k+1} 和 r_{k+2} 分别由 2 个相邻岸桥进行服务, 即 $C^*(\sigma) = k-1 + 1/2 = k-1/2$. 因此, 在该情形下,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-1)/(4k-2). \quad (2.5)$$

情形 2 A 分配 3 个相邻岸桥服务 r_1 . 此时, $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}\}$. 在服务 r_1 的过程中, 剩余一个岸桥至多服务 $k-1$ 个小请求, 且最后 1 个小请求 r_{k+1} 至多由 2 个岸桥服务, 因而 $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta/3 + 1/2 = k-1/2$. OPT 将分配 4 个岸桥服务 r_1 , 其他所有小请求分别由 2 个相邻岸桥服务, 即 $C^*(\sigma) = \Delta/4 + k/4 = k-3/4$. 因此,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-2)/(4k-3). \quad (2.6)$$

情形 3 A 只分配 1 或 2 个相邻岸桥服务 r_1 . 在该情形下 $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_{k+1}\}$. $C_{\max}(\sigma) \geq \Delta/2 = (3k-3)/2$, OPT 的操作同情形 2, 即 $C^*(\sigma) = k-3/4$. 因此,

$$C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (6k-6)/(4k-3). \quad (2.7)$$

由于 $(6k-6)/(4k-3) > (4k-2)/(4k-3) > (4k-1)/(4k-2)$, 结合不等式 (2.5) ~ (2.7), 对于所有情形, $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \geq (4k-1)/(4k-2)$. 定理得证.

表 2 列出了 k 取不同数值下的竞争比下界值. 可以看出, 随着 k 值的增大, 竞争比下界值逐渐减少并趋近于 1, 这也反应出在线策略的竞争性能将会随着预知能力的增大而增强.

表 2 不同预知能力下的竞争比下界值

| k 取值 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | | 49 | 50 |
|--------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| 竞争比下界 | 1.167 | 1.143 | 1.071 | 1.067 | 1.045 | 1.034 | 1.033 | | 1.005 | 1.005 |

3 在线策略设计与竞争分析

3.1 策略描述

针对预知 $k=2$ 个请求的情形, 下面将设计一个在线策略 GRWL_2 (Greedy With 2-Lookahead). 该策略的主要思想是: 在服务序列 σ 的最后 2 个请求之前, 左侧两个泊位 b_1, b_2 分别配置岸桥 q_1, q_2 和 q_3, q_4 , 而右侧泊位 b_3 保持空闲状态; 对于最后两个请求 r_{n-1}, r_n 的泊位与岸桥分配, 由于已知没有后续请求, 因而根据当前状态下实现局部最优目标值进行操作. 下面给出策略的具体描述.

策略 GRWL₂

若 $r_i = r_{n-1}$, 由于预知 r_n 以及没有后续请求, 因而对 r_{n-1}, r_n 按从左至右分配适当的泊位以及岸桥数量以使 C_{\max} 最小. 对于请求 r_i ($1 \leq i \leq n-2$), 根据其大小分两种情形讨论:

C1. $r_i = \Delta$. 令 $s_i = \max\{C_{i,1}, C_{i,2}\}$, 把 r_i 分配至左侧两个泊位 b_1, b_2 并由 4 个岸桥进行服务. 如果 $C_{i,1} > C_{i,2}$, 令空闲时段 $T_{\text{idle}} = [t_s, t_e) = [C_{i,2}, C_{i,1})$, 记空闲时段对应的泊位 $b_{\text{idle}} = b_2$.

C2. $r_i = 1$. 若 $T_{\text{idle}} \neq [0, 0)$, 分配 r_i 至空闲泊位 b_T 上的空闲时段 T_{idle} , 重置 $T_{\text{idle}} = [0, 0)$; 否则, 若 $T_{\text{idle}} = [0, 0)$, 则如果 $C_{i,1} = C_{i,2}$, 把 r_i 分配至 b_1 泊位, 令 $s_i = C_{i,1}$; 如果 $C_{i,1} > C_{i,2}$, 把 r_i 分配至泊位 b_2 , 令 $s_i = C_{i,2}$.

3.2 策略竞争分析

根据上述策略描述可知, 因为泊位 b_1 和 b_2 均配置 2 个岸桥, 每个小请求的服务时间均为 $1/2$. 当空闲时段 $T_{\text{idle}} = [t_s, t_e) \neq [0, 0)$ 时, 必定满足 $t_e - t_s = 1/2$. 这表明在任一非空的 T_{idle} 时段里, 对应的空闲泊位 b_2 与 2 个岸桥能且仅能服务 1 个小请求.

定理 3.1 对于问题 $\text{hybr|online-over-list|BAP-QCAP|}C_{\max}$, 策略 GRWL₂ 的竞争比为 $7/6$.

证明 对于任何输入序列为 $\sigma = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$, 令 $C_{\max}(\sigma)$ 表示策略 GRWL₂ 的目标函数值; $C^*(\sigma)$ 为最优策略 OPT 对应方案的目标值. 若 $n = 2$, 容易得出 $C_{\max}(\sigma) = C^*(\sigma)$; 下面分析 $n \geq 3$ 的情形. 根据最后一个请求 r_n 的大小分两种情况讨论如下:

情形1 $r_n = \Delta$. 根据释放 r_n 时是否已经存在非空的 T_{idle} 时段分为如下两种子情形.

情形1.1 $T_{\text{idle}} = [0, 0)$. 由于 GRWL₂ 对最后两个请求 r_{n-1}, r_n 按最优目标取值原则进行泊位与岸桥分配, 且在此之前 4 个岸桥一直处于忙碌状态, 因而, 在该情形下 $C_{\max}(\sigma) = C^*(\sigma)$.

情形1.2 $T_{\text{idle}} \neq [0, 0)$. 这表明 $r_{n-1} = \Delta$, 否则, r_{n-1} 将分配至该空闲时段. 假设 (r_1, r_2, \dots, r_k) 均为大请求而 r_{k-1} ($1 < k \leq n-1$) 是个小请求, 则 r_n 释放时存在的非空 T_{idle} 时段是由大请求 r_k 的分配所产生的, 即 $t_e = s_k$. 不妨令序列 σ 最后连续释放的大请求个数为 $u = n - (k-1) \geq 2$, 则 $C_{\max}(\sigma) = t_e + u\Delta/4$.

情形 1.2.1 $t_e = 1/2$ 且 $u = 2$. 此时, 序列 σ 包含 3 个请求且 $r_1 = 1$. $C_{\max}(\sigma) = \Delta/2 + 1/2$; OPT 可能安排由 4 个岸桥来服务两个大请求, 或者安排 3 个岸桥服务其中一个请求而另一个岸桥服务小请求. 因此,

$$C^*(\sigma) \geq \min\{\Delta/2 + 1/2, \max\{\Delta/4 + \Delta/3, \Delta/4 + 1\}\}. \quad (3.1)$$

结合 $\Delta \geq 2$, 在该情形下 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq 9/8$.

情形 1.2.2 $t_e = 1/2$ 且 $u \geq 3$ 或者 $t_e \geq 1$ 且 $u \geq 2$. 此时, $C^*(\sigma) \geq t_e + u\Delta/4 - 1/4$, 结合 $C_{\max}(\sigma) = t_e + u\Delta/4$ 和 $\Delta \geq 2$ 可得, $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq 8/7$.

情形2 $r_n = 1$.

情形2.1 分配 r_n 之前 $C_{n,2} < C_{n,1}$ 或者 $T_{\text{idle}} \neq [0, 0)$. 若 $C_{n,2} < C_{n,1}$, 则有 $C_{n,2} = C_{n,1} - 1/2$. 此时, 将 r_n 分配至 b_2 泊位且令 $s_n = C_{n,2}$; 否则, 若 $T_{\text{idle}} \neq [0, 0)$, 则分配 r_n 至 T_{idle} 时段及空闲泊位 b_2 . 因为 4 个岸桥截至 $C_{n,1}$ 时刻一直没有出现空闲, 所以 $C_{\max}(\sigma) = C^*(\sigma) = C_{n,1}$.

情形2.2 r_n 分配之前 $C_{n,1} = C_{n,2}$ 且 $T_{\text{idle}} = [0, 0)$. 该情形表明在 r_n 之前释放了偶数个小请求, 即序列 σ 共包含奇数个小请求. 如果 σ 中不存在大请求, 则有 $C_{\max}(\sigma) = C^*(\sigma)$. 否则, 假设 σ 共包含 $u \geq 1$ 个大请求和 $v \geq 3$ (v 为奇数) 个小请求. 此时,

$$\begin{aligned} C_{\max}(\sigma) &= u\Delta/4 + (v-1)/4 + 1/2 \\ &= (u\Delta + v + 1)/4, \end{aligned} \quad (3.2)$$

$$C^*(\sigma) \geq (u\Delta + v)/4. \quad (3.3)$$

分如下两种情形讨论:

情形2.2.1 $\Delta \geq 3$ 且 $u \geq 1$ 或者 $2 \leq \Delta < 3$ 且 $u \geq 2$. 此时易验证 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq 7/6$.

情形2.2.2 $2 \leq \Delta < 3$ 且 $u = 1$. 因为唯一一个大请求占用两个泊位, 剩余一个泊位同时至多配置 2 个岸桥服务其他小请求, 所以可能由 2、3 或 4 个岸桥同时服务该大请求. 结合 $\Delta \geq 2$,

$$\begin{aligned} C^*(\sigma) &= \min\{\{\min\{\Delta/2 + 1/2, 3/2\} + (v-3)/4, \min\{\Delta/3 + 1/2, 1\} \\ &\quad + (v-1)/4, \Delta/4 + (v-1)/4 + 1/2\} \\ &\geq (v+3)/4. \end{aligned} \quad (3.4)$$

结合公式 (3.2) 与 (3.4), $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq (\Delta + v + 1)/(v + 3) < 7/6$.

综上, 对于任一情形均有 $C_{\max}(\sigma)/C^*(\sigma) \leq 7/6$. 定理得证.

结合上述定理以及定理 2.2 关于竞争比下界的结论可知, GRWL_2 在预知 $k = 2$ 个请求时具有最优竞争比, 即它是最优在线策略.

4 数值分析

下面通过数值计算进一步验证在线策略 GRWL_2 的执行性能. 利用计算机随机产生一个输入序列, 并计算 GRWL_2 策略的运行结果与最优值之间的比值. 为了减小序列生成过程中的随机性对目标值的影响, 在每一种参数配置下随机生成 10 个需求序列, 并计算这 10 个序列的 GRWL_2 策略解与最优解的平均比值. 具体的实验计算设计和参数设置如下:

首先, 给定大请求的任务量 $\Delta = 5$, 对比分析 10 种不同序列长度 ($n = 50, 100, 150, 200, 250, 300, 350, 400, 450, 500$) 对平均竞争比值的影响; 其次, 针对 $n = 150$ 的给定序列长度, 对比分析 10 种不同大请求任务量 ($\Delta = 2, 4, 6, 8, 10, 12, 14, 16, 18, 20$) 对平均竞争比值的作用.

给定 $\Delta = 5$, 针对上述 10 种序列长度分别随机产生 10 组序列并计算平均竞争比值, 得到的结果如表 3 所示.

表 3 $\Delta = 5$ 时不同序列长度下的平均竞争比值

| 序列长度 | 50 | 100 | 150 | 200 | 250 | 300 | 350 | 400 | 450 | 500 |
|--------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|-------|---------|---------|---------|
| 平均竞争比值 | 1.001 9 | 1.001 0 | 1.000 6 | 1.000 6 | 1.000 6 | 1.000 5 | 1.006 | 1.000 4 | 1.000 2 | 1.000 3 |

将表 3 对应的数据用折线图进行表示,如图 1 所示,平均竞争比值在 $[1.000\ 2, 1.001\ 9]$ 之间波动,且该值随着序列长度的增加呈逐渐减小的趋势.这是因为随着序列长度的增加,在线策略解中的 4 个岸桥连续服务的时间越长,从而目标函数值越接近于最优解值;同时,对于不同序列长度,在线策略的平均执行性能都远远优于理论上的最坏竞争比值 $7/6$.

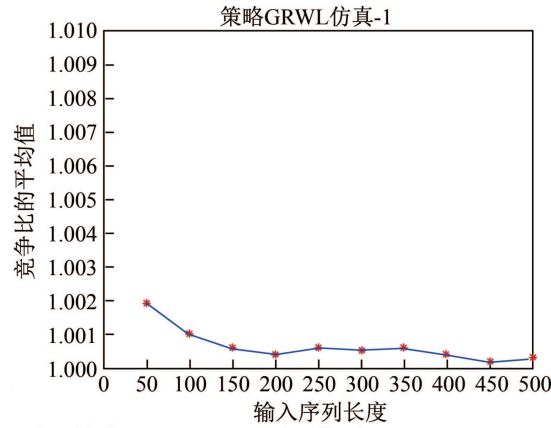


图1 序列输入长度与平均竞争比值的关系

其次,设定序列长度 $n = 150$,针对前面给出的 10 个 Δ 取值分别随机产生 10 组序列并计算平均竞争比值,得到如表 4 所示的结果.

表 4 序列长度 $n = 150$ 时不同 Δ 取值下的平均竞争比数值

| Δ 取值 | 2 | 4 | 6 | 8 | 10 | 12 | 14 | 16 | 18 | 20 |
|-------------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|
| 平均竞争比值 | 1.001 8 | 1.000 4 | 1.000 8 | 1.000 6 | 1.000 6 | 1.000 5 | 1.000 6 | 1.000 4 | 1.000 5 | 1.000 4 |

图 2 的折线图对应于表 4 中的数据.由图 2 可知,对于随机输入的服务序列,在线策略目标函数值与离线最优值的平均比值在 $[1.000\ 4, 1.001\ 8]$ 之间波动,同样远远低于理论上的最坏竞争比值 $7/6$.因此,不论序列长度或者大请求的任务量如何变动,在线策略 $GRWL_2$ 的平均效果都明显优于其理论结果.

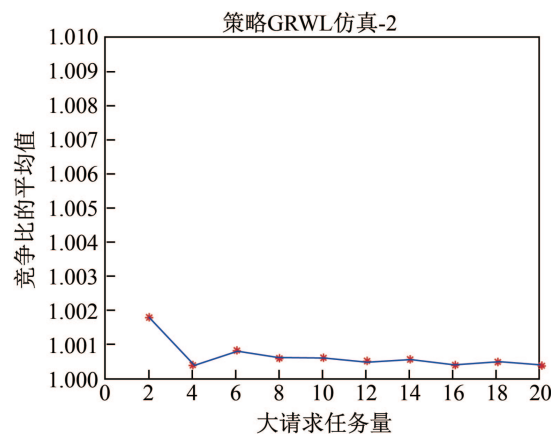


图2 大请求任务量与平均竞争比值的关系

5 结论

本研究探讨了集装箱码头由 1 个混合型泊位和 4 个岸桥组成的泊位与岸桥联合调度在线模型, 针对具有预知后续请求能力的情形, 证明给出了问题的竞争比下界; 同时, 针对预知 2 个请求的特定情形设计给出了在线策略 GRWL₂, 并证明其具有最优竞争比 7/6. 对于该模型的后续拓展研究将进一步考虑连续型或离散型泊位下的相应调度情形.

参考文献

- [1] 中国航运网. 2014年12月班轮准班率大幅下滑 [EB/OL].[2016-02-12].
<http://www.cnhangyun.com/news/article/info/id/63294.html>.2015.01.20.
- [2] Imai A, Chen H C, Nishimura E, et al. The simultaneous berth and quay crane allocation problem [J]. *Transportation Research Part E*, 2008, **44**(5): 900-920.
- [3] Liang C, Huang Y, Yang Y. A quay crane dynamic scheduling problem by hybrid evolutionary algorithm for berth allocation planning [J]. *Computers & Industrial Engineering*, 2009, **56**(3): 1021-1028.
- [4] Han XL, Gong X, Jo J. A new continuous berth allocation and quay crane assignment model in container terminal [J]. *Computers & Industrial Engineering*, 2015, **89**:15-22.
- [5] Li F, Sheu J B, Gao Z Y. Solving the continuous berth allocation and specific quay crane assignment problems with quay crane coverage range [J]. *Transportation Science*, 2015, **49**(4): 968-989.
- [6] Han X L, Lu Z Q, Xi L F. A proactive approach for simultaneous berth and quay crane scheduling problem with stochastic arrival and handling time [J]. *European Journal of Operational Research*, 2010, **207**(3): 1327-1340.
- [7] 周鹏飞, 康海贵. 面向随机环境的集装箱码头泊位-岸桥分配方法 [J]. *系统工程理论与实践*, 2008, **28**(1): 161-169.
- [8] Zhen L, Chang D F. A bi-objective model for robust berth allocation scheduling [J]. *Computers & Industrial Engineering*, 2012, **63**(1): 262-273.
- [9] 曾庆成, 赵孝峰, 胡祥培, 等. 集装箱码头泊位计划的鲁棒优化模型 [J]. *运筹与管理*, 2015, **02**:71-77.
- [10] Huang J, Wang F, Shi N. Resource allocation problems in port operations: a literature review [C]//*Computational Sciences and Optimization (CSO)*, 2014 Seventh International Joint Conference on IEEE, 2014, 154-158.
- [11] Zhang L L, Khammuang K, Wirth A. On-line scheduling with non-crossing constraints [J]. *Operations Research Letters*, 2008, **36**(5): 579-583.
- [12] 仇明, 杨智应. 桥吊迁移的港口连续泊位分配问题在线算法 [J]. *计算机系统应用*, 2015, **11**: 115-123.
- [13] Zheng F F, Qiao L L, Liu M. An online model of berth and quay crane integrated allocation in container terminals [C]//*COCOA 2015*, LNCS 9486, 2015, 721-730.
- [14] Pan J, Xu Y. Online integrated allocation of berths and quay cranes in container terminals with 1-lookahead [C]//*COCOON 2015*, LNCS 9198, 2015, 402-416.
- [15] Bierwirth C, Meisel F. A survey of berth allocation and quay crane scheduling problems in container terminals [J]. *European Journal of Operational Research*, 2010, **202**(3): 615-627.
- [16] Sleator D D, Trjan R E. Amortized efficiency of list update and paging rules [J]. *Communications of the ACM*, 1985, **28**(2): 202-208.