文章编号:1001-4098(2006)06-0035-05

限制信息条件下基于时间窗的占线装-卸货问题及其竞争分析*

衣方磊[1], 徐寅峰[1,2], 辛春林[1]

(1. 西安交通大学 管理学院, 陕西 西安 710049;2. 机械制造系统工程国家重点实验室, 陕西 西安 710049)

摘 要: 提出并研究限制信息条件下基于时间窗的占线装-卸货问题。客户在提出服务请求时只指定需要承运的货物的装载地, 而没有提供目的地信息, 服务车只有在到达装载地之后才知道目的地的具体位置, 如现实中的出租车调度和电梯调度等问题。就两种度量空间对限制信息条件下带时间窗的占线装-卸货问题进行了分析, 分别给出了两种竞争策略及其竞争比结果, 并得到了针对该问题的任何确定型算法的竞争比下界。

关键词: 占线装-卸货问题; 限制信息; 竞争分析; 竞争比

中图分类号: F560 **文献标识码**: A

装-卸货问题(Pickup and Delivery Problem, PDP)作为车辆调度问题(Vehicle Scheduling Problem, VSP)的重要分支一直是运筹学和系统工程领域中的热点。该问题是指: 在一个服务网络或度量空间(Metric Space)中, 客户提出一系列服务请求, 每个服务请求需要服务车在指定的装载地承运货物, 并在指定的卸货地(目的地)卸载货物。决策者需要合理调度服务车对这些服务请求进行服务, 在满足各种约束条件下达到某种优化目标(如费用最少、所用时间最短等)。如果考虑客户的运输需求有特定的时间要求, 即在指定的时间段内完成货物的装运并在指定的时间内运达目的地, 就构成带时间窗的装-卸货问题(Pickup and Delivery Problem with Time Windows, PDPTW)。

以往对PDP的研究大都站在离线(Off-line)者的角度看问题, 即先确定需要服务的服务请求序列, 然后在假设这些服务请求序列及其他条件保持不变的基础上给出最优方案(即最优解)。因此, 决策者在设计算法时都是在给定的已知条件下对规划空间进行搜索, 从而得到系统的最优输出。如果客户提出的服务请求是一个接一个随时间不断出现的, 即服务请求序列是随时间不断变化的, 要求决策者必须在每个服务请求出现时做出决策, 实时调度服务车辆, 使其在完成所有的服务请求时所得到解离最优方案给出的解(即离线情况下的最优解)不是很远, 则该问题就变为一个占线装-卸货问题(On-line Pickup and Delivery Problem), 它是占线车辆调度问题的重要组成部分。

占线车辆调度问题是近年来系统优化理论和竞争算法领域的一个热点研究项目。文献[1]、[2]、[3]对K-服务器问题做了较为深入的研究。2001年, Feuerstein等[4]首次提出了单车情况下的占线DAR (Dial-A-Ride Problem)问题, 并给出了其竞争算法, 该问题实质上就是一个占线装-卸货问题。国内这方面的研究开展得不多, 主要有堵丁柱的一篇介绍性文章[5]。之后, 本文研究小组[6-8,14]基于K-服务器问题, 提出并较好地利用竞争策略解决了占线K-出租车和占线K-配送车等问题。但现有占线车辆调度问题研究大都是针对没有时间窗约束的占线问题。对于带时间窗的车辆调度问题的研究都集中在其离线问题(Off-line Problem)的精确算法和启发式算法上[10-12]。2005年, 作者在文献[9]中提出了带时间窗的占线DAR问题, 给出了两种确定性占线策略及其竞争比结果, 并证明了该问题的竞争比下届。本文基于文献[9]研究限制信息条件下基于时间窗的占线装-卸货问题。

在占线装-卸货问题中, 通常情况下客户在提出一个服务请求时会提供需要承运的货物的装载地和目的地。以往研究假定服务请求被提出时装载地和目的地的信息都是已知的。但有时由于某种原因服务车只能获得装载地的位置, 而目的地的位置信息只有在服务车到达装载地以后才能获知。如现实中的出租车调度和电梯调度等问题。因此称这种情况为"限制信息条件下"的占线装-卸货问题。

* **收稿日期**: 2006-04-30
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(70471035;10371094;70401006); 国家自然科学基金会优秀创新研究群体基金资助项目(70121001)
作者简介: 衣方磊(1976-), 男, 山东人, 西安交通大学管理学院博士研究生, 研究方向: 占线车辆调度优化; 徐寅峰(1962-), 男, 吉林人, 西安交通大学管理学院教授, 博士生导师, 研究方向: 控制与调度优化。

1 问题描述及数学模型

1.1 竞争比分析

对于占线问题, 输入总是逐步进行的。对于每个输入, 占线策略要在不知道后续输入信息的情况下给出输出, 即在得到 t 步的输入后要给出 t 步的输出。因为决策是在不知道整个输入的情况下做出的, 因此占线策略往往不能给出问题的最优解。考虑一个以收益最大化为优化目标的占线决策问题 P, 输入集合为 I^*, 输出集合为 $G(I)$, 收益方程为 B; 对于每个输入 $I\in I^*$ 和输出 $O\in G(I)$, 对应的收益为 $B(I,O)$。把对问题 P 的策略记为 ALG_P, $ALG_P[I]$ 是对于给定输入 I 该策略得到的可行输出, 得到的收益记为 $ALG_P[I]=B(I,ALG_P[I])$。通常来说, 对于一个占线问题 P, 输入集合 $I=i_1,i_2,\cdots,i_n$ 和输出集合 $O=o_1,o_2,\cdots,o_n$ 都是有限序列, 在下一个输入到来之前, 占线策略在知道 j 时刻的输入 i_j 时需要给出 j 时刻输出 o_j。对输入 I, 离线最优策略是指在事先知道输入 I 的情况下该问题的最优算法, 其得到的收益可以表示为 $OPT_P[I]=\max\limits_{O\in G(I)} B(I,O)$。如果存在与输入 I 无关的常数 α 和 c 满足

$$\alpha ALG_P[I]+c\geq OPT_P[I]$$

则称占线策略 ALG_P 是 α-竞争的。若 $c=0$, 则策略 ALG_P 是严格的 α-竞争比。符合上式的最小 α 值称为占线策略 ALG_P 的竞争比[13]。即对于任意的输入, 竞争比为 α 的策略均能获得的收益不少于最优收益的 $1/\alpha$ 倍。

1.2 问题描述

OPDPTWRIM 问题是一个典型的以收益最大化为优化目标的占线决策问题, 具体描述为: 在一度量空间中, 一辆服务车(假设其载重量为 Z, 运动速度为 1) 对客户不断提出的一系列服务请求进行服务; 每个服务请求要求服务车在服务请求提出后的一个特定的时间期限内到达指定的装载地并装载一定数量的货物, 然后将这些货物运往指定的目的地; 但服务车在到达服务请求的装载地之前只知道装载地的位置和需要装载的货物数量, 而目的地位置的信息只有在服务车到达装载地后才被告知; 优化目标是决策者如何根据一个接一个出现的服务请求对服务车进行实时调度, 使其完成的货运量尽可能多。

值得一提的是, 本文中只考虑在装载地有时间窗限制的情况, 而对到达目的地的时间没有限制。即服务车如果要对某个服务请求进行服务, 必须在该服务请求规定的时间窗内到达装载地, 否则该服务请求将不能被服务; 而一旦货物被装上服务车, 则服务车可以在任何时间将该货物运往其目的地。另外, 本文不允许中途卸货。即一旦货物被装上服务车, 则服务车必须将该货物运往其对应的目的地进行卸载, 而不允许在其他任何地方卸载。

1.3 数学模型及基本假设

令 $M=(X,d)$ 为一个具有顶点集合 X 及定义在 X 的一个距离函数 $d: X\times X\rightarrow \mathbf{R}^+$ (非负实函数) 的度量空间, 且该度量空间为对称度量空间, 即如果对于所有的 $x,y\in X$ 有 $d(x,y)=d(y,x)$, $d(x,y)$ 表示顶点 x,y 之间的最短距离。由于假设服务车的移动速度为 1, 因此俩顶点之间的距离可以等价于服务车通过这两个顶点所用的时间。本文中将考虑两种度量空间—— 均匀度量空间 (Uniform Metric Space) 和 K-限制度量空间 (K-Constrained Metric Space)。在均匀度量空间中, 假设各个节点之间的距离都相等, 即每条边的权重相同。由于本文是以利润最大化为优化目标, 而不考虑花费了多少费用, 因此该假设在现实中是合理。而在 K-限制度量空间中, 若令 $d_{\max}=\max d(x,y)$, $d_{\min}=\min d(x,y)$, 其中 $x,y\in V$, 且 $x\neq y$, 则有 $\frac{d_{\max}}{d_{\min}}=K$. 不失一般性, 令 $d_{\min}=1$, $d_{\max}=K$, 则 K 即为度量空间的直径。显然, 当 $K=1$ 时, 该度量空间为均匀度量空间。一个服务请求用 $r^*=(t^*,z^*,a^*,b^*,T)$ 表示, 其中 t^* 和 T 为实数, z^* 为整数且 $z^*\leq Z$, $a^*,b^*\in X$。其实际意义为 t^* 时刻出现一个时间窗为 T 的服务请求 r^*, 要求服务车在 $(t^*,t^*+T]$ 时间段内到达装货点 a^* 处, 然后将该处 z^* 数量的货物运到卸货地 b^*。本文假设各个服务请求的服务期限是相等的, 而且为了确保问题有可行解, 设 $T\geq 1$。服务车在规定的时间内到达 a^* 处则称服务请求 r^* 被接受, 将货物运到 b^* 处后则称该服务被完成。一个服务请求序列 R 由一些服务请求按先后顺序组成, 即 $R=(r_1,r_2,\cdots,r_n)$, $0\leq t_1\leq t_2\cdots\leq t_n$. 对于 $R=(r_2,r_2,\cdots,r_n)$, 令 $OPT(R)$ 为已知服务请求序列 R 的所有信息的情况下最优调度策略(即离线策略) 所能完成的货运量; $ALG^A(R)$ 为占线策略 A 对 R 进行服务所能完成的货运量。

2 占线策略及其竞争比分析

首先讨论了在一般度量空间中, 对于 OPDPTWRIM 问题不存在具有常数竞争比的占线策略; 随后, 针对该问题在均匀度量空间和 K-限制度量空间中的情形给出了两种占线策略: FCFS (First Come First Serve) 策略和贪婪 (Greedy) 策略; 并对这两种策略进行了竞争比分析。

定理 1 对于任意度量空间, OPDPTWRIM 问题不存在具有常数竞争比的占线策略。

证明 构造度量空间 M, 使得 M 中有这样一条直线: 该直线上的任意两点之间的距离为 T (T 为时间窗的长度)。下面构造一系列服务请求使得任何占线策略都无法达到常数竞争比。设 $t=0$ 时服务车停在原点处。在 $t=0$ 时刻出现两个服务请求 $r_1=(0,1,T,2T,T)$, $r_2=(0,1,-T,-2T,T)$。即第一个服务请求要求服务车将位于装载地 T 处的一个单位的货物运往卸货地 $2T$ 处; 而第二个服务请求要求服务车将位于装载地 $-T$ 处的一个单位的货物运往卸货地 $-2T$ 地处。服务车到达装载地的时刻不能迟于 T。

若占线策略不立即出发, 则服务请求序列停止。因此, 占线策略无法完成 r_1, r_2 中的任何一个服务请求, 而离线策略立即出发, 至少可以完成其中的一个服务请求。即 $\frac{OPT(R)}{ALG(R)}=\frac{1}{0}=\infty$。若占线策略立即出发对 r_1, r_2 中的任何一个进行服务(设该服务请求为 r_2), 则在 $t=T$ 时刻到达装载地 $-T$ 处。而离线策略则立即出发对 r_1 进行服务, 并在 $t=2T$ 时刻将货物运往目的地 $2T$ 地处。在随后的各个时刻 $t=(3+i)T$ ($i=0,1,2,\cdots$) 又出现一系列服务请求 R', 要求服务车将装载地处的货物运往卸货 $t+T$ 地处。此时, 离线策略可以完成 R 中的所有服务请求, 而占线策略一个也完成不了。

2.1　均匀度量空间中的 FCFS 策略

在均匀度量空间中, 考虑这样一种策略, 服务车总是首先服务最早出现的服务请求。即服务车对当前所有未被服务的服务请求按其出现的先后顺序排列, 从中找出等待时间最长且服务车能在规定的时间期限内到达装载地的那个服务请求进行服务, 装完货物并获知卸货地的位置后将货物运往目的地, 在此期间出现的服务请求暂时被忽略。若当前没有可服务的服务请求, 则服务车处在原地等待。

定理 2　在均匀度量空间中, FCFS 策略的竞争比为 $2Z$, Z 为服务车的载重量。

证明　对于任意的服务请求序列 R, 总可以将 R 分解为 m 个子序列, 即 $R=(R_1, R_2, \cdots, R_m)$。分解规则如下: 服务车在每个子序列 $R_i=(r_{i,1}, r_{i,2}, \cdots)$ ($1\le i\le m$) 中都能够连续不停地工作, 且每个子序列都是“最大的”, 即只有当服务车暂停一段时间以后再重新开始工作时才产生一个新的子序列。我们只要能够证明在任意的一个子序列中, FCFS 策略可以完成的货运量至少为离线最优策略的 $1/(2Z)$, 则该定理成立。

考虑任意子序列 R_i, 令 t_1 为 R_i 中第一个服务请求 $r_{i,1}$ 的出现时间, $r_{i,l}\in R_i$ 和 $r_{i,r}\in R_i$ 分别表示占线 FCFS 策略和离线最优策略 OPT 在对 R_i 服务时的最后一个服务请求。令 t_{FCFS} 表示 FCFS 策略到达服务请求 $r_{i,l}$ 卸货地的时刻, t_{OPT} 表示离线最优策略 OPT 到达服务请求 $r_{i,r}$ 卸货地的时刻。定义时刻 t^* 使得 $\frac{t_{OPT}-t^*}{2}$ 为整数且 $t_1\le t^*\le t_1+2$, 则有以下两种情形:

情形 1: $t_{OPT}\ge t_{FCFS}$, 即 FCFS 策略完成 $r_{i,l}$ 时的时间不晚于时刻 t_{OPT}。由于子序列 R_i 是“最大的”且服务车在服务 R_i 过程中没有间断, 因此没有服务请求 $r\in R_i$ 在 $t\ge t_{FCFS}$ 被提出。而且, 服务车到达装载地然后将货物运往目的地所用的时间最多为 2。在该情形下, $t_{OPT}-t_{FCFS}<2$。于是, 在 $t=t^*, t^*+2, \cdots, t_{OPT}-2$ 的任何区间 $(t, t+2]$ 内, FCFS 策略至少可以装载和/或卸载一个服务请求(该请求至少含有 1 单位的货物量), 而离线最优策略最多可以装载和/或卸载两个服务请求(每个服务请求最多含有 Z 单位的货物量)。同样, 在区间 $(t_1, t^*]$ 内, 由于 $t^*-t_1\le 2$, 因此 FCFS 策略至少可以接受一个含有 1 单位货物量的服务请求, 而离线最优策略最多可以接受两个均含有 Z 单位货物量的服务请求。由于不允许服务车提前卸货, 所以接受(装载)的货物量等于卸载的货物量, 即完成的货运量。所以可以得到, 在 $t=t^*, t^*+2, \cdots, t_{OPT}$ 的任何区间 $(t_1, t]$ 内, 离线策略完成的货运量最多是 FCFS 策略完成的货运量的 $2Z$ 倍。

情形 2: $t_{OPT}<t_{FCFS}$, 即 FCFS 策略在时刻 t_{OPT} 以后仍在工作。很显然, 该情形下在 $t=t^*, t^*+2, \cdots, t_{OPT}-2$ 的任何区间 $(t, t+2]$ 内, FCFS 策略至少可以装载和/或卸载含有 1 单位货物量的一个服务请求, 而离线最优策略最多可以装载和/或卸载两个含有 Z 单位货物量服务请求。在区间 $(t_1, t^*]$ 内, 由于 $t^*-t_1\le 2$, 上述结论同样成立。

因此, 对于任意服务请求序列 $R=(R_1, R_2, \cdots, R_m)$ 中的任意子序列 R_i, FCFS 策略可以完成的货运量至少为离线最优策略的 $1/(2Z)$ 倍, 即定理 2 成立。

2.2　K-限制度量空间中的贪婪策略

在 K-限制度量空间中考虑这样一种占线策略, 服务车总是先将距离最近的货物装载上, 直到装载的货物超过其载重量或没有可服务的服务请求时才将装载的货物送往目的地。即服务车对当前所有未完成的服务请求进行统计, 前往距离服务车最近的且可以在规定的时间内到达的装载地进行装货, 同时获得卸货地的位置信息。若装载的货物超过服务车的载重量或当前不存在可服务的服务请求, 则服务车寻找一条最优路径将所装载的货物运往相应的卸货地。在服务车送货期间出现的服务请求暂时被忽略, 直到卸载完服务车上所有的货物。然后再重复上述过程。

定理 3　在 K-限制度量空间中, 贪婪策略的竞争比为 $2ZK$, Z 为服务车的载重量, K 为度量空间的直径。

证明　对于任意服务请求序列 R, 总可以将 R 分解为 m 个子序列, 即 $R=(R_1, R_2, \cdots, R_m)$。每个子序列具有以下特点: 设 $r_{i,f}\in R_i$ 是贪婪策略在对子序列 $R_i=(r_{i,1}, r_{i,2}, \cdots)$ ($1\le i\le m$) 进行服务时所服务的第一个服务请求, 则当服务车开始对 $r_{i,f}$ 进行服务时, 车是空的。即在每一个子序列中, 服务车总是由空车开始装货, 然后在将货物卸载完。根据贪婪策略, 服务车要么到装载地装货, 要么将装载的货物送往目的地。因此, 服务车在每个子序列中总是不停地工作。类似于定理 1 的证明, 只要证明在任意子序列中离线最优策略完成的货运量最多是贪婪策略的 $2ZK$ 倍, 则该定理成立。

令 t_1 为任意子序列 R_i 中第一个服务请求 $r_{i,1}$ 的出现时间, $r_{i,l}\in R_i$ 和 $r_{i,l}\in R_i$ 分别表示贪婪策略和离线最优策略 OPT 在对 R_i 服务时的最后一个服务请求。令 t_{GR} 表示贪婪策略到达服务请求 $r_{i,l}$ 卸货地的时刻, t_{OPT} 表示离线最优策

略OPT 到达服务请求 $r_{i,l}$ 卸货地的时刻。定义时刻 t^* 使得 $\frac{t_{OPT}-t^*}{2K}$ 为整数且 $t_1 \le t^* \le t_1+2K$. 和定理2 类似, 在情形1 中, t_{OPT} 和 t_{FCFS} 满足关系式 $t_{OPT}-t_{FCFS}<2K$. 后面的证明同定理2, 这里不再赘述。证毕。

推论1 贪婪策略在均匀度量空间的竞争比为 $2Z$, Z 为服务车的载重量。

虽然通过推论1 可以看出, 在均匀度量空间中贪婪策略和 FCFS 策略具有相同的竞争比, 但我们注意到 FCFS 策略比贪婪策略更为简单, 而且 FCFS 策略在服务的过程中, 服务车上的货物会比贪婪策略的少, 即 FCFS 策略完成单位货运量的费用会比贪婪策略更少。

3 竞争比下界

一个占线问题的竞争比下界是指对于解决此占线问题的所有竞争策略, 他们的竞争比都大于等于某一个常数的话, 就称这个常数为此占线问题竞争比的最低下界。采用敌手分析法证明了该问题的竞争比下界。敌手分析法将离线(最优)策略看做一个敌手, 该敌手不仅可以任意提出一系列服务请求, 而且还知道占线策略如何对这些服务请求进行服务。因此, 敌手可以提出一些"较坏的"服务请求使得任何占线策略在对这些服务请求服务时给出的结果相对于离线策略给出的结果尽可能的差, 从而便得到所研究的占线问题的净争比下界。

定理4 在均匀度量空间中, 限制信息条件下带时间窗的占线装- 卸货问题的竞争比下界为 Z, Z 为服务车的载重量。

证明 令 ALG 表示任意一个确定型占线策略, AD 表示敌手。AD 将根据 ALG 的状态提出一系列服务请求, 使得 ALG 完成的货运量不大于离线最优解的 $1/Z$.

设在 $t=0$ 时刻, ALG 和 AD 的服务车停在原点。AD 提出的服务请求的时间窗口为1。具体步骤如下:

Step 1 在 $t=0$ 时刻, AD 提出两个服务请求 $r_1=(0,1,a_1,b_1,1)$ 和 $r'_1=(0,1,a'_1,b'_1,1)$, 其中 $a_1 \ne a'_1 \ne b_1 \ne b'_1$。即两个服务请求的装载地和卸货地均不相同, 且需要运输的货物量为1。若 ALG 不立即出发去对它们进行服务, 则 AD 停止发布服务请求并前往任意一个装载地 a_1 或 a'_1 完成1 单位货运量, 而 ALG 无法在规定的时间窗内完成其中任何一个。否则, 不失一般性, 设 ALG 立即出发前往 a'_1 对 r_1 进行服务, 则 AD 前往 a_1 对 r'_1 进行服务。因此, 该程中 ALG 最多完成1 单位的货运量, AD 最少完成1 单位货运量。

Step 2 经过Step 1 以后, ALG 和 AD 的服务车处于不同的位置, 且有以下两种可能:

P1: ALG 和 AD 的服务车分别处于不同的两点;

P2: ALG 的服务车正处在一条边上, AD 的服务车处在某一点上。

若 P1 成立, 则 AD 提出两个与 Step 1 相同的服务请求。同样, 如果 ALG 不立即出发对它们进行服务, 则 ALG 无法完成其中任何一个; 否则, AD 在 ALG 服务车离开一段时间 $0<\Delta t<1$ 后提出一个服务请求 r^*, 该服务请求含有 Z 单位的货物, 且其装载地不与 ALG 服务车所在的边相接。因此, ALG 无法在规定的时间窗内到达 r^* 的装载地, 而 AD 可以在等待 Δt 时间后前往装载地并对 r^* 进行服务。

若 P2 成立, 由于 ALG 处在一条边上, 无法在1 单位时间内到达不与该边相邻的任何一点。此时, AD 提出一个含有 Z 单位货物的服务请求, 且装载地不与 ALG 服务车所在的边相接。因此, ALG 无法对其进行服务, 而 AD 则可以。

所以, 在 Step 2 过程中, ALG 最多可以完成1 单位的货运量, 而 AD 最少可以完成 Z 单位的货运量。而且, AD 在提出服务请求时, 总可以使 ALG 的服务车在过程结束时的位置不同于 AD 服务车的位置。

Step 3 重复 Step 2 过程 M 次。

令 $|ALG|$ 和 $|AD|$ 分别表示整个过程结束时, 策略 ALG 和敌手 AD 所完成的货运量, 则有

$$\frac{|AD|}{|ALG|} \ge \frac{ZM+1}{M+1}$$

当 M 足够大时, 不等式右边趋近 Z。证毕。

定理5 在 K-限制度量空间中, 限制信息条件下带时间窗的占线装- 卸货问题的竞争比下界为 KZ, Z 为服务车的载重量, K 为度量空间的直径。

证明 与定理4 证明类似, 令时间窗 $T=K$. 在 Step 1 中 AD 提出两个服务请求, 具体分析同定理4 中的 Step 1。

在Step 2 中, 若P1 成立, 则 AD 提出一个含有1 单位货物的服务请求 r^*, 其装载地 a^* 的位置距离 ALG 服务车的位置为 K。如果 ALG 不立即出发对其进行服务, 则 AD 停止发布服务请求并立即前往 a^* 处对 r^* 进行服务; 否则, 在 ALG 刚一出发时, AD 又发布 K 个服务请求 $r_i(i=1,2,\cdots,K)$, 每个服务请求含有 Z 单位的货物。而且, 它们的装载地 a_i 和卸货地 $b_i(i=1,2,\cdots,K)$ 具有如下特点: $d(a_i,b_i)=1$(其中 $i=1,2,\cdots,K$)且对于 $i=2,3,\cdots,K$, $a_i=b_{i-1}$, 而 a_1 为 AD 服务车所处的当前位置; 并且, 所有服务请求的装载地 $a_i(i=2,3,\cdots,K)$ 均不与 ALG 服务车所处的那条边相邻。因此, ALG 无法完成 K 个服务请求的任何一个, 而 AD 可以将其全部完成(货运量为 KZ)。后面的证明与定理4 中的分析相同。证毕。

4 结束语

本文提出的限制信息条件下带时间窗的占线装- 卸货问题与实际中的出租车和电梯调度问题非常贴近。服务

车不仅对未来服务请求的信息一无所知, 而且当服务请求被提出时, 服务车只知道其部分信息, 只有在服务车到达客户需求点(装载地)时才被告知目的地的具体位置。本文分别就两种度量空间给出了相应的占线策略及其竞争分析, 给出了其严格竞争比, 并证明了该问题的竞争比下界。

本文中只研究该问题在单车情况下的竞争策略, 对于多车情况下的带时间窗车辆调度问题比较复杂, 目前还没有关于多辆车的任何结果。本文中的"时间窗"是一个时间点而不是时间段, 实际上它可以看作本文中服务请求的发布时间。另外, 本文假设每个服务请求的时间窗大小都是相等的, 但实际中每个客户的等待时间可能并不相同。对这种情况应该如何设计占线策略还有待于进一步研究。

参考文献:

[1] David S, et al. A new measure for the study of the on-line algorithm [J]. Algorithmic, 1994, (11):73～91

[2] Koutsoupias E, Papadimitriou C. On the k-server conjecture [A]. Proc of STOC. Montreal [C]. 1994:507～511.

[3] Manasse M S, McGeoch L A, Sleator D D. Competitive algorithms for k-server problems [J]. Journal of Algorithms, 1990, (11):208～230.

[4] Feuerstein E, Stougie L. On-line single server dial-a-ride problems [J]. Theoretical Computer Science, 2001, (1):91～105.

[5] 堵丁柱. k车服务问题与竞争算法[J]. 数学的实践与认识, 1991, (4):36～40.

[6] Xu Y F, Wang K L, Zhu B. On the k-taxi problem [J]. Journal of Information, 1999, (2):429～434.

[7] Ma W M, XU Y F, Wang K L. On-line k-truck problem and its competitive algorithm [J]. Journal of Global Optimization, 2001, (1):15～25.

[8] 辛春林, 崔文田, 衣方磊, 马为民. 直线上的k-配送小车调度问题与竞争策略[J]. 系统工程, 2005, 23 (5):25～28.

[9] Yi F L, Tian L. On the online dial-a-ride problem with time windows [J]. Lecture Notes in Computer Science, 2005, 3521:85～94.

[10] 宾松, 符卓. 求解带软时间窗的车辆路径问题的改进遗传算法[J]. 系统工程, 2003, 21:12～15.

[11] Psaraftis H N. An exact algorithm for the single vehicle many-to-many dial-a-ride problem with time windows [J]. Transportation Science, 1983, 17:351～357.

[12] Diana M, Dessouky M M. A new regret insertion heuristic for solving large-scale dial-a-ride problems with time windows [J]. Transportation Research Part B, 2004, 38:539～557.

[13] Irani S, Lu X, Regan A. On-line algorithms for the dynamic traveling repair problem [A]. Proceedings of the 13th Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms [C]. 2002:517～524.

[14] 徐寅峰, 王刊良, 丁建华. 限制图上的占线出租车调度与竞争算法[J]. 系统工程学报, 1999, 4:361～365.

Online Pickup-and-Delivery Problem and Competitive Analysis with Time-Windows under a Restricted Information

YI Fang-lei[1], XU Yinfeng[1,2], XIN Chun-lin[1]

(1. School of Management, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China;

2. The State Key Lab for Manufacturing Systems Engineering, Xi'an 710049, China)

Abstract: In this paper the first results on the Online Pickup and Delivery with Time-Windows under a Restricted Information Model are presented. One server is required to transports a specified amount of goods for requests from the sources to the destinations. At the release time of one request, only the information on the source is presented. The server does not have the information on the destination until it reaches the source of the request. These models, e. g the taxi problem, or elevator problem. We study the problem in the uniform metric space and K-constrained metric space. We perform competitive analysis of two deterministic strategies in the two types of metric spaces. The competitive ratios of the strategies are obtained. We also prove a lower bound on the competitive ratio of any deterministic algorithm for this problem in the two kinds of the metric space.

Key words: Online Pickup-and-Delivery Problem; Restricted Information; Competitive Analysis; Competitive Ratio