第 10 卷第 4 期
2007 年 8 月
管 理 科 学 学 报
JOURNAL OF MANAGEMENT SCIENCES IN CHINA
Vol. 10 No. 4
Aug. 2007

局内动态配送车调度管理及其竞争策略①

衣方磊, 徐寅峰, 辛春林
(西安交通大学管理学院, 西安 710049)

摘要: 提出了动态物流配送车辆调度优化问题 ——配送车在一度量空间中进行服务,度量空间中的任何一节点可能在任何时间提出服务请求,要求配送车将该点处的货物运送到另一点,每一个服务请求都有一个服务期限,若在规定的时间内某一服务请求不能被满足则将被取消,在考虑装/卸货所用时间的情况下,决策者如何以局内方式确定调度策略,使配送车完成的服务请求数最多. 针对该不确定性条件下的管理决策问题,给出了两种局内管理策略,并利用局内问题及竞争分析理论,给出了不同载重量下($Q = 1$ 和 $Q = \infty$) 的两种策略的竞争比.

关键词: 动态车辆调度; 局内管理策略; 竞争分析
中图分类号: U116.2　　文献标识码: A　　文章编号: 1007 - 9807(2007)04 - 0001 - 08

0 引 言

随着社会经济的迅猛发展,物流产业在市场经济中有着举足轻重的作用. 物流配送已与生产企业、零售商及众多的消费群体联成一体,成为供应链的核心. 而配送车辆的调度问题是物流管理决策中的一个重要组成部分. 它是对一系列发货点和/或收货点,组织适当的行车路线,使车辆有序地通过它们,在满足一定的约束条件(如货物需求量、发送量、交发货时间、时间限制等) 下,达到一定的目标(如路程最短、费用极小、时间尽量少、完成的服务最多等) . 这就要求决策者在不断变化的环境中及时对市场做出反应,以最快的速度和较低的生产成本为顾客提供满意的服务.

以往对配送车辆调度问题的研究大都基于一个共同的假设:外界环境保持不变. 因此,决策者在设计规划算法时都是在给定的外界环境条件下对规划空间进行搜索,从而得到系统的最优输出. 条件一旦发生变化,这种方法所给出的最优方案就会失去其最优性. 在变化的不确定因素对所考虑的问题影响很大的时候,经典的优化方法有:一是将可变化的因素随机化,寻求平均意义上的最优方案;二是考虑可变化因素的最坏情形,寻求最坏情形达到最优的方案. 这两种处理方法对变化因素的一个特例都可能给出离实际最优解相距甚远的解,这显然难以满足实际的要求. 文献[1]首次将局内问题及其竞争策略分析引入管理学领域,提出了局内管理决策及其竞争策略的概念. 在涉及不确定性时,该文献认为局内管理决策可以在一定程度上克服传统管理决策中的缺陷,为局内问题的竞争分析法在管理领域的应用做了有益的尝试.

本文将要提出的动态配送车辆调度问题是物流管理决策过程中的一个典型的占线优化问题. 针对该问题给出了两种局内管理策略 —重新规划策略和路径转移策略,通过竞争分析给出了它们在不同载重量情况下的竞争比.

1 动态配送车调度的特点

动态配送车调度问题可以描述为:配送车在一度量空间中进行服务,负责将货物从某一节点

① 收稿日期: 2004 - 09 - 20; 修订日期: 2005 - 08 - 15.
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(10371094; 70121001) .
作者简介: 衣方磊(1976 —) ,男,山东青岛人,博士生. Emial :fangleiyi @163. com.

(发货点)运往另一节点(收货点). 度量空间中的任何节点在任何时间都有可能提出服务请求,要求配送车将该点的货物送到收货点(考虑装/卸货所用的时间已知的情形),且每一个服务请求都有一个服务期限,若某一服务请求未能在规定的服务期限内完成,则该服务请求将被取消. 而配送车在服务请求提出之前对每个请求的提出时间、位置及服务请求的总个数等信息都是未知的. 目标是决策者如何调度配送车,使其完成的服务请求的个数最多. 该问题中,服务请求是随着时间的推移陆续地被提出,决策者只能根据过去的信息,即那些已经被提出的服务请求的各种信息做出决策,而对未来的信息(如即将被提出的服务请求的数量、时间、位置等信息)一无所知,也就是说,决策者在决策的过程中不断地有新的服务请求被提出. 文献[2]将这种不断有新增的服务请求出现的情况看作是导致问题具有不确定性的原因之一. 在这种情况下,决策者如何对问题的全局进行优化(使配送车完成的服务请求的数量尽可能地多)? 将这种配送车调度问题称之为动态配送车调度问题(或局内配送车调度问题),对应的决策问题叫做局内管理决策问题. 相反,将决策者在知道了问题的全部信息的情况下所进行的决策问题称为局外管理决策问题.

国外关于局内问题(亦称占线问题)的研究已做了大量的工作,包括的主要问题有: k - 服务器问题[3~5]、换页和缓存问题(paging and caching problem)[6~11]、双磁头磁盘问题(two-head disks problem)[12,13]和加工排序问题(on-line scheduling problem)[14~19]. 在国内针对该问题的研究还很少[20~23]. 与以往的占线问题不同,本文提出的动态配送车调度问题不再是以费用最小化为优化目标,而是以完成的服务请求数尽可能多,即收益最大化为目标. 并且,每一个服务请求在提出来以后其等待时间是有限的,即每一个服务请求都有一个服务期限. 另外,该问题还考虑了装/卸货时所用时间.

2 模型及基本假设

2.1 数学模型

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 $d: X \times X \to R^+$ (非负实函数) 的度量空间. 假定本文中的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. 且该距离函数对于所有 $x, y, z \in X$ 有满足三角不等式, $d(x, y) \le d(x, z) + d(z, y)$. 一个服务请求用 $r^* = (t^*, a^*, b^*, h^*, s^*)$ 表示,其中 t^*, s^* 和 h^* 为实数, $a^*, b^* \in X$, 其实际意义为 t^* 时刻出现一个服务请求 r^* (服务期限为 h^*), 要将在顶点 a^* 处的货物运到顶点 b^*, s^* 为装/卸货时所用的时间. 配送车到达 a^* 处则称服务请求 r^* 被接受,将货物运到 b^* 处并卸载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 $R = (r_1, r_2, \cdots, r_m)$, $0 \le t_1 \le t_2 \le \cdots \le t_m$.

对于 $R = (r_1, r_2, \cdots, r_m)$, 令 $B_{\mathrm{OPT}}(R)$ 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(即局外策略[1]) 所能完成的服务请求的数量; $B_P(R)$ 为局内调度策略 P 对 R 进行服务所能完成的服务请求的数量. 若存在一个常数 α, 使得局内策略 P 对任意服务请求序列 R 进行服务时, 都有 $c \cdot B_P(R) + \alpha \ge B_{\mathrm{OPT}}(R)$, 则称策略 P 为动态配送车调度问题的 c- 竞争策略, c 的下确界 c_P 称为策略 P 的竞争比.

2.2 基本假设

为研究方便,本文所有讨论都基于如下基本假设:

1) 只考虑有一辆配送车的情况,令其行驶速度为 1;

2) 各个服务请求的服务期限是相等的,设为 1;

3) 对任何服务请求进行服务时,装/卸货所用时间也都是相等的,设为 s;

4) 度量空间的"规模"是有限的,即配送车在度量空间中任意两点间行驶所用的时间最多不超过一常数 T;

5) 服务请求一旦被接受就不能被取消.

3 局内管理策略

3.1 重新规划策略(简称策略 A)

该策略将时间分成若干个长度为 1/2 的时间

段,第一时间段是第一个服务请求出现时所在的时间段,而最后一个服务请求出现在第 m 个时间段. 在每一个时间段开始时,策略A都进行一次规划:考虑前一个时间段内出现的服务请求,从中找出在未来的 1/2 时间内配送车可以满足的最大数量的服务请求,然后对这些服务请求进行服务.

3.2　路径转移策略(简称策略 B)

该策略每隔一个周期 Δ 就对当前所有待服务的请求序列(用 $R^A(i\Delta)$ 表示) 进行计算,找出一条以配送车当前位置为起始点的新的最优路径,使得配送车辆在该路径上进行服务时所能满足的请求数最大,然后将其与当前路径上的待服务的请求序列进行比较,若有 $|R^N(i\Delta) - R^C(i\Delta)| \geq \lambda|R^C(i\Delta) - R^N(i\Delta)|$ (其中,$\lambda > 1$) ,则配送车辆将从当前路径转到新路径上并对新路径上的服务请求进行服务,由转变路径而失去的服务请求将不再被考虑. 其中,$R^N(i\Delta)$, $R^C(i\Delta)$ 分别表示在时刻 $i\Delta(i = 1,2,\cdots)$ 时,新路径上等待服务的请求序列和当前路径上等待服务的请求序列. 而在配送车辆进行服务期间出现的所有服务请求暂时被忽略,直到下一周期开始时才予以考虑.

4　竞争策略分析

在给出局内管理策略以后,如何证明其有效性是局内问题研究的重点和难点. 竞争分析法通过计算局内策略的竞争比来与局外策略进行比较,从而得到局内策略相对于局外策略的有效程度. 分别就策略A和策略B在两种情况(配送车载重量 $Q = 1$ 和 $Q = \infty$) 下的竞争比进行分析.

4.1　策略 A 的竞争分析

定理1　若配送车的载重量为 $Q = 1$,则对于任何 $T < 1/2$ 的度量空间,策略 A 的竞争比为 $4\left[\frac{1 + 2(2s + T)}{1 - 2T}\right]$.

证明　令 R_i 为第 i 时间段内出现的所有服务请求,$R_{i,j}$ 为出现在第 i 时间段内而被局外策略在第 j 时间段内完成的服务请求序列. 由于每个服务请求的服务期限为 1,每个时间段的长度为 1/2,因此,$j \in \{i, i+1, i+2, i+3\}$,否则,$R_{i,j} = \varnothing$,且 $0 \leq |R_{i,i+3}| \leq 1$. 于是,局外策略所完成的服务请求的数量可以表示为

$$B_{\mathrm{OPT}} = \sum_{i=1}^{m}(|R_{i,i}| + |R_{i,i+1}| + |R_{i,i+2}| + |R_{i,i+3}|) \tag{1}$$

其中,$R_{i,i} \cup R_{i,i+1} \cup R_{i,i+2} \cup R_{i,i+3} \subseteq R_i$

当配送车的载重量为 $Q = 1$ 时,配送车在接受某一服务请求 r_x 以后,必须将货物由发货点 a_x 运送到收货点 b_x 并卸载后才能接受下一个服务请求. 因此,局外策略的配送车在从某一时间段进入另一时间段时的状态可能存在以下 4 种情形. 1、局外策略的配送车到达某一收货点,正在卸货;2、局外策略的配送车正处在从发货点到收货点的路上;3、局外策略的配送车到达发货点,正在装货;4、局外策略的配送车已经完成了所有已经接受的服务请求.

设当前的时间为第 i 个时间段的开始处,策略A将对上一时间段内出现的服务请求 R_{i-1} 进行计算. 找一条从当前位置开始,长度不超过 1/2 的最优路径 l,使经过该路径所能完成的服务请求的数量最大. 显然,策略A可以从 $R_{i-1,j}(j = i-1, i, i+1, i+2)$ 中选择一个最大的序列 $R_{\max}$ 进行服务,其中 $R_{\max} = \{R' \mid |R'| = \max(|R_{i-1,i-1}|, |R_{i-1,i}|, |R_{i-1,i+1}|, |R_{i-1,i+2}|)\}$.

对于情形 1,由于装/卸货需要 s 时间,将货物从发货点运往收货点需要 T 时间,因此可以说,存在一条路径 $l_{\max}$ 使得配送车经过该路径可以最多花费 $1/2 + 2s + T$ 的时间接受并完成对 $R_{\max}$ 的服务. 因此,策略 A 可以利用 T 的时间到达 $l_{\max}$ 上任一点,然后利用 $1/2 - T$ 的时间对 $R_{\max}$ 进行服务. 由于完成 $R_{\max}$ 最多需要 $1/2 + 2s + T$ 的时间,因此策略 A 至少可以完成 $R_{\max}$ 中的服务请求数为 $(1 - 2T)/(1 + 4s + 2T)R_{\max}$. 即,策略A 在时间段 i 内可完成的服务请求数至少为

$$\frac{1 - 2T}{1 + 4s + 2T}\max(|R_{i-1,i-1}|, |R_{i-1,i}|, |R_{i-1,i+1}|, |R_{i-1,i+2}|)$$

因此,有

$$B_A(R) \geq \frac{1 - 2T}{1 + 4s + 2T}\sum_{i=2}^{m+1}\max(|R_{i-1,i-1}|, |R_{i-1,i}|, |R_{i-1,i+1}|, |R_{i-1,i+2}|)$$

$$\geq \frac{1}{4}\left(\frac{1-2T}{1+4s+2T}\right)\sum_{i=2}^{m+1}(|R_{i-1,i-1}|+|R_{i-1,i}|+|R_{i-1,i+1}|+|R_{i-1,i+2}|)$$

$$=\frac{1}{4}\left(\frac{1-2T}{1+4s+2T}\right)B_{\mathrm{OPT}}(R) \tag{2}$$

即

$$4\left(\frac{1+4s+2T}{1-2T}\right)B_{\mathrm{A}}(R)\geq B_{\mathrm{OPT}}(R) \tag{3}$$

同理,对于第 2 和第 3 种情形,t'分别等于 $1/2+s+T$和$t'=1/2+s$;而在第 4 种情形中 $t'=1/2$. 于是有

对于情形 2

$$4\left[\frac{1+2(s+T)}{1-2T}\right]B_{\mathrm{A}}(R)\geq B_{\mathrm{OPT}}(R) \tag{4}$$

对于情形 3

$$4\left[\frac{1+2s}{1-2T}\right]B_{\mathrm{A}}(R)\geq B_{\mathrm{OPT}}(R) \tag{5}$$

对于情形 4

$$\left(\frac{4}{1-2T}\right)B_{\mathrm{A}}(R)\geq B_{\mathrm{OPT}}(R) \tag{6}$$

根据式(3) —式(6) 和竞争比的定义,有 $c_{\mathrm{A}}=4\left[\frac{1+2(2s+T)}{1-2T}\right]$. 证毕.

推论 1 若配送车的载重量为 $Q=\infty$,则对于任何 $T<1/2$ 的度量空间,策略 A 的竞争比为 $4\left(\frac{1+2s}{1-2T}\right)$.

由于对配送车的载重量没有限制,也就是说,配送车可以连续接受多个服务请求,接受的服务请求数越多就意味着将来能够完成的服务请求数越多. 因此,不论是局外最优策略还是策略A都会选择先尽可能多的接受 R 中的服务请求,最后再对所接受的所有服务请求进行服务. 于是,该问题就简化为以所接受的服务请求最大化为优化目标. 其证明与定理 1 的证明类似,这里不再赘述.

4.2 策略 B的竞争分析

为了计算策略B 的竞争比,首先对局外策略所能满足的服务请求数进行分析. 为此,引入下面的引理.

引理1 若配送车的载重量为 $Q=1$,令周期 $\Delta=1/2-T-s$,设在某一周期$[(i-1)\Delta,i\Delta]$内出现的请求序列为 R_{i-1},则局外策略在任一周期内可以完成 R_{i-1} 中的服务请求数最多不会超过 $\lambda|R^C(i\Delta)|$.

证明 令 $R'\subseteq R_{i-1}$为局外策略在某一周期内对 R_{i-1} 进行服务所完成(卸载) 的服务请求序列. 显然,R'中不仅包括在该周期内接受并完成的服务请求,还包括在上一周期中接受而在该周期内完成的服务请求. 与定理 1 中的证明一样,根据局外策略在时刻 $j\Delta(j=i,i+1,i+2,i+3)$ 时的状态可分 4 种情形讨论. 对于情形 1,由于装卸货一共所需时间为 $2s$,运送货物最多所需 T 时间,因此可以说,存在一条路径 l'使得配送车经过该路径可以最多花费 $t''=\Delta+T+2s$ 的时间接受并完成对 R'的服务. 对于 B 策略来说,在选择 $R^N(i\Delta)$ 时,不仅可以从当前所有待服务的请求 $R^A(i\Delta)$ 中进行选择,也可以在 R_{i-1} 中选择. 选择后者时,可以利用最长为 T 的时间到达 l'的起始位置,然后利用最长为 t''的时间完成 R'. 显然,$R^N(i\Delta)\supseteq R'$,即$|R^N(i\Delta)|\geq|R'|$. 而 $\Delta+T+\Delta+T+2s=1$,确保该过程中不会有服务请求被取消. 如果在 $i\Delta$ 时刻 B 策略保持当前路径,即 $|R^N(i\Delta)-R^C(i\Delta)|<\lambda|R^C(i\Delta)-R^N(i\Delta)|$,亦即,$\lambda|R^C(i\Delta)|\geq|R^N(i\Delta)|\geq|R'|$;而如果在 $i\Delta$ 时刻B 策略由当前路径转到一新路径上,此时的当前路径即为该新路径. 也就是说,$|R^C(i\Delta)|$ 是当前 B 策略对 $R^A(i\Delta)$ 进行服务所能满足的服务请求数量的最大值. 而 l'是其中的一条特定路径,因此$|R^C(i\Delta)|\geq R'$. 因此,局外策略在任一周期内对 R_{i-1} 进行服务所能完成的服务请求数的最大值为 $\lambda|R^C(i\Delta)|$. 同理,对于情形 2、情形 3 和情形 4,t''分别为$\Delta+T+s$、$\Delta+s$和Δ. 而$\Delta+T+t''$均小于1,因此,B 策略可以利用最长为 T 的时间到达 l'的起始位置,然后利用最长为 t''的时间完成 R',而整个过程不会有服务请求被取消. 利用情形 1 中的类似推理,同样可以得出上述结论. 证毕.

由于每个服务请求的服务期限为 1,而每个服务请求从被接受到被完成最多需要 $T+2s$ 时间,所以 R_{i-1} 中的服务请求必须在时间段 $[(i-1)\Delta,i\Delta+1+T+2s)$ 内完成(否则将被取

消). 根据引理 1, 局外策略在 Δ 时间内对 R_{i-1} 进行服务所能满足的最大服务请求的数量不超过 $\lambda|R^C(i\Delta)|$, 因此最优策略总共可以完成 R_{i-1} 中服务请求的数量不超过 $\lambda\left\lceil\frac{\Delta+1+T+2s}{\Delta}\right\rceil\times|R^C(i\Delta)|$.

于是有

$$B_{\mathrm{OPT}}(R)\le\lambda\left\lceil\frac{\Delta+1+T+2s}{\Delta}\right\rceil\sum_i|R^C(i\Delta)| \tag{7}$$

下面将对 B 策略所能完成的服务请求数进行分析. 以时间 t 作为横坐标轴, 则每一个出现在 B 策略当前路径上的服务请求都可以用一条线段来表示. 线段的左右端点分别表示该线段的起始点和结束点, 即服务请求的出现时间和消失时间, 线段的长度代表服务请求从出现到消失所经历的时间. 每条线段的长度不会超过 $1+T+2s$, 因此每条线段最多可经历 $\left\lceil\frac{1+T+2s}{\Delta}\right\rceil$ 个周期. 而 $|R^C(i\Delta)|$ 则为经过 $i\Delta$ 时刻的线段数. 令 I 为总的线段数, 则有

$$\sum_i|R^C(i\Delta)|\le\left\lceil\frac{1+T+2s}{\Delta}\right\rceil I \tag{8}$$

将所有的线段分为两类: 一类为被当前路径完成的服务请求, 用 h 表示; 另一类为由当前路径转到新路径时所放弃的服务请求, 用 h' 表示. 如果策略 B 在 t 时刻由当前路径转到一条新路径上, 设此时有 x 个 h', 则至少有 λx 条线段开始于 t 时刻. 对每条线段进行加权, 初始权重均为 1, 则总的权重为 I. 令一指针沿时间轴从第一条线段的起始点开始向最后一条线段的结束点移动. 在指针移动的过程中将保持以下两个特性不变: 1、每条线段的权重不超过 $\frac{\lambda}{\lambda-1}$; 2、起始点在指针右边的所有线段的权重为 1. 具体操作如下: 假设指针到达 t 时刻时有 x 个 h' 的结束点, 此 x 个 h' 的总的权重为 $w\le x\cdot\frac{\lambda}{\lambda-1}$. 根据策略 B, 至少存在 λx 条起始点在 t 时刻的线段. 将上述 x 个 h' 的权重设定成 0, 并将 w 平均分成 λx 份, 分配给 λx 条起始点在 t 时刻的线段, 则这些线段的权重最多为 $1+\frac{w}{\lambda x}\le\frac{\lambda}{\lambda-1}$. 于是, 特性 1 成立. 而该过程没有改变起始点在指针右边的那些线段的权重, 因此特性 2 也成立.

指针移动的整个过程, 完成了线段权重的再分配, 即将所有 h' 的权重转移到部分 h 上, 使所有 h' 的权重变为 0, 而剩下的线段的权重最多不超过 $\frac{\lambda}{\lambda-1}$, 整个过程始终保持所有线段的总权重为 I. 因此, 被完成的服务请求的总数 (即 h 的总数) 至少为 $I(\lambda-1)/\lambda$, 即

$$B_{\mathrm{B}}(R)\ge I(\lambda-1)/\lambda \tag{9}$$

定理 2　若配送车的载重量为 $Q=1$, 则对于 $T+s<1/2$ 的任何度量空间, B 策略的竞争比为 $8\left\lceil\frac{3+2s}{1-2T-2s}\right\rceil\left\lceil\frac{1+T+2s}{1-2T-2s}\right\rceil$.

证明　根据式 (7—9) 和 $\Delta=1/2-T-s$, 有

$$\begin{aligned}B_{\mathrm{B}}(R)&\ge\frac{\lambda^2}{\lambda-1}\left\lceil\frac{1+\Delta+T+2s}{\Delta}\right\rceil\times\left\lceil\frac{1+T+2s}{\Delta}\right\rceil B_{\mathrm{OPT}}(R)\\&=\frac{2\lambda^2}{\lambda-1}\left\lceil\frac{3+2s}{1-2T-2s}\right\rceil\times\left\lceil\frac{1+T+2s}{1-2T-2s}\right\rceil B_{\mathrm{OPT}}(R)\end{aligned} \tag{10}$$

而 λ 为大于 1 的任一实数, 当 $\lambda=2$ 时, $\frac{2\lambda^2}{\lambda-1}$ 取最小值 8.　证毕.

推论 2　若配送车的载重量为 $Q=\infty$, 则对于任何 $T+s<1$ 的度量空间, B 策略的竞争比为 $4\left\lceil\frac{2}{1-T-s}\right\rceil\left(\left\lceil\frac{2}{1-T-s}\right\rceil+1\right)$.

与推论 1 的分析相同, 配送车只需考虑尽可能多地接受服务请求. 令周期 $\Delta=1-T-s$, 利用定理 2 的类似推理, 不难得到该推论.

5　一个例子

用一个简单的例子, 进一步说明两种局内策略的工作原理. 为方便计算, 设装/卸货可以在瞬间完成, 即 $s=0$, 且配送车的载重量为 $Q=1$.

例　在如图 1 所示的网络图上有一配送车, 负责对某服务请求序列 $R^*=(r_1,r_2,\cdots,r_{19})$ 进

行服务,其中

$r_1 = (0, b, c, 1, 0)$, $r_2 = (0, a, d, 1, 0)$

$r_3 = (0, b, f, 1, 0)$, $r_4 = (0.2, c, e, 1, 0)$

$r_5 = (0.2, b, d, 1, 0)$, $r_6 = (0.2, a, f, 1, 0)$

$r_7 = (0.2, b, c, 1, 0)$, $r_8 = (0.8, b, a, 1, 0)$

$r_9 = (1.2, f, c, 1, 0)$, $r_{10} = (1.2, d, e, 1, 0)$

$r_{11} = (1.2, b, c, 1, 0)$, $r_{12} = (2.0, d, a, 1, 0)$

$r_{13} = (2.0, f, c, 1, 0)$, $r_{14} = (2.0, b, e, 1, 0)$

$r_{15} = (2.5, c, d, 1, 0)$, $r_{16} = (2.9, e, b, 1, 0)$

$r_{17} = (2.9, e, d, 1, 0)$, $r_{18} = (3.0, d, f, 1.0)$

$r_{19} = (3.0, a, d, 1, 0)$

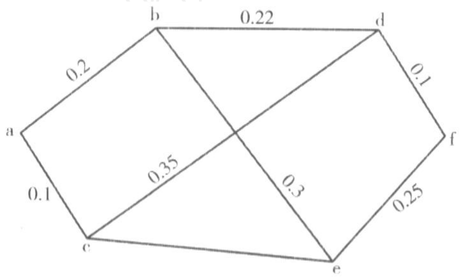

图 1 网络图

Fig. 1 Network

配送车在 $t = 0$ 时刻停放在节点 a 处.

问题 如何以局内方式确定配送车的调度策略,使其完成的服务请求的数量最多?

解

1) 对于策略 A 在 $t = 0.5$ 时刻,对 $[0, 0.5)$ 时间段内出现的服务请求 $r_1, r_2, \cdots, r_7$ 进行计算,发现配送车在未来 0.5 的时间内最多可以完成 1 个服务请求,其中 r_4 用时最少. 于是配送车从 a 点出发到达 c 点,在 $t = 0.75$ 时将 c 点的货物运到 e 点;在 $t = 1$ 时刻,对 $[0.5, 1)$ 时间段内出现的服务请求 r_8 进行计算,发现在未来 0.5 的时间内可以完成服务请求 r_8,于是配送车从 e 点出发到达 b 点,在 $t = 1.5$ 时将 b 点的货物运到 a 点;然后,配送车又对 $[1, 1.5)$ 时间段内出现的服务请求 r_9, r_{10}, r_{11} 进行计算,得到可以服务的服务请求 r_{11};如此重复计算,直到不再出现新的服务请求为止. 最终,策略 A 可以完成的服务请求序列 $R_A^* = (r_4, r_8, r_{11}, r_{15}, r_{18})$,即 $B_A(R^*) = |R_A^*| = 5$.

2) 对于策略 B 由图 1 可以看出, $T = 0.49$. 根据策略 B,配送车每隔周期 $\Delta = \frac{1}{2} - T - s = 0.01$ 便对当前所有待服务的请求 $R^A(i\Delta)$ 进行计算,寻找一条新的最优路径. 若不等式

$$|R^N(i\Delta) - R^C(i\Delta)| \geq 2|R^C(i\Delta) - R^N(i\Delta)| \quad (i = 1, 2, \cdots) \tag{11}$$

成立,则配送车便从当前路径转移至新的最优路径上,对该路径上的服务请求进行服务,即当路径转移所导致的新增服务请求数比丢掉的服务请求数的两倍还大时,配送车便从当前路径转移至新的最优路径上,否则,将继续在当前路径上进行服务. 如, $t = 0.01$ 时, $R^A(0.01) = (r_1, r_2, r_3)$, $R^C(0.01) = \varnothing$,通过计算可得到一条新的最优路径 $l^N = \{abdbac\}$,通过该路径配送车可依次完成对 r_2, r_1 的服务,即 $R^N(0.01) = (r_2, r_1)$. 显然,由于不等式(11) 成立,配送车将沿着 l^N 依次对 r_2, r_1 进行服务. 而 $t = 0.02, t = 0.03, \cdots, t = 0.19$ 时,由于没有新的服务请求出现,所以不等式(11) 依然成立,配送车将继续服务在路径 l^N 上. 当 $t = 0.2$ 时, $R^A(0.2) = (r_1, r_2, \cdots, r_7)$, $R^C(0.2) = (r_2, r_1)$,通过计算可以找到一条新的最优路径 $l^{N\prime} = \{abdbace\}$,通过该路径配送车可依次完成对 r_2, r_1, r_4 的服务,即 $R^N(0.2) = (r_2, r_1, r_4)$. 由于在新路径上服务可以使完成的服务请求数增加 1 个而没有服务请求被丢掉,即不等式(11) 成立,配送车将从当前路径 l^N 转移到新路径 $l^{N\prime}$ 上依次对 r_2, r_1, r_4 进行服务. 如此重复计算,直到不再出现新的服务请求为止. 整个过程及结果如表 1 所示. 由表 1 可以看出,策略 B 最终完成的服务请求序列为 $R_B^* = (r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}, r_{13}, r_{15}, r_{18})$,即 $B_B(R^*) = |R_B^*| = 9$.

利用枚举法可以很容易得到该问题的一个局外最优解,其服务请求序列为 $R_{OPT}^* = (r_1, r_4, r_5, r_8, r_{11}, r_{15}, r_{12}, r_{19}, r_{18})$,即 $B_{OPT}(R^*) = |R_{OPT}^*| = 9$. 值得注意的是,该局外最优解需在完成服务请求 r_{11} 后等待 0.42 个单位时间才能对下一个服务请求 r_{15} 进行服务,这是因为配送车是在 $t = 2.08$ 时刻完成 r_{11} 的,而 r_{15} 要在 $t = 2.5$ 才能出现. 在本例中,策略 A 的结果显然劣于策略 B 给出的结果. 而实际上,策略 B 给出的也是一个局外最优解.

表 1　策略 B 的工作过程及结果

Table 1 Working process and result of B strategy

t	$R^A(t)$	$R^C(t)$	$R^N(t)$	已完成的服务请求序列
0.01	r_1, r_2, r_3	Ø	r_2, r_1	Ø
0.20	$r_1, r_2, \cdots, r_7$	r_2, r_1	Ø	
0.80	$r_1, r_3, r_4, \cdots, r_8$	r_1, r_4	r_2	
1.20	r_8, r_9, r_{10}, r_{11}	r_8	r_8, r_{11}	r_2, r_1, r_4
2.00	$r_7, r_9, r_{10}, \cdots, r_{14}$	r_{11}	r_{11}, r_{14}, r_{13}	r_2, r_1, r_4, r_8
2.50	$r_{12}, r_{13}, r_{14}, r_{15}$	r_{14}, r_{13}	r_{14}, r_{13}, r_{15}	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}$
2.90	$r_{12}, r_{13}, r_{15}, r_{16}, r_{17}$	r_{13}, r_{15}	r_{13}, r_{15}, r_{18}	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}$
3.00	$r_{13}, r_{15}, r_{16}, \cdots, r_{19}$	r_{13}, r_{15}	r_{13}, r_{15}, r_{18}	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}$
3.32	$r_{15}, r_{16}, \cdots, r_{19}$	r_{15}, r_{18}	r_{15}, r_{18}	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}, r_{13}$
3.67	$r_{16}, r_{17}, r_{18}, r_{19}$	r_{18}	r_{18}	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}, r_{13}, r_{15}$
3.77	r_{16}, r_{17}, r_{19}	Ø	Ø	$r_2, r_1, r_4, r_8, r_{11}, r_{14}, r_{13}, r_{15}, r_{18}$

6　结束语

局内管理决策及其竞争策略分析为解决不确定性给日益复杂的现代经济管理带来的困扰提供了新的思路. 本文针对物流管理决策中的一个典型的优化问题 —动态配送车调度进行了分析, 给出了两种不同的局内管理策略, 并利用竞争分析的方法, 分别就配送车载重量为 $Q = 1$ 和 $Q = \infty$ 两种情况进行了讨论, 得到两种策略下的竞争比. 本文假定每个服务请求的服务期限均等于 1, 而实际上每个服务请求的服务期限可能并不相等. 如何设计算法来解决这种情况是我们下一步要研究的问题和方向.

参 考 文 献:

[1] 马为民, 王刊良, 局内管理决策问题及其竞争策略[J]. 管理科学学报, 2003, 6(2): 29 —34.
Ma Weimin, Wang Kanliang, On-line management decision problem and its competitive strategies[J]. Journal of Management Sciences in China, 2003, 6(2): 29 —34. (in Chinese)

[2] 宋洁蔚, 荣　冈. 运输调度中不确定性问题的研究[J]. 浙江大学学报(工学版), 2003, 37 (2): 243 —248.
Song Jiewei, Rong Gang. Study of uncertainty problem in vehicles scheduling[J]. Journal of Zhejiang University(Engineering Science), 2003, 37(2): 243 —248. (in Chinese)

[3] Manasse M S, McGeoch L A, Sleator D D. Competitive Algorithms for Server Problems[J]. Journal of Algorithms, 1990, (11): 208 —230.

[4] Manasse M S, McGeoch L A, Sleator D D. Competitive Algorithms for On-line Problems[C]. In Proc. 20th Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 1988, 322 —333.

[5] Koutsoupias E, Papadimitriou C. On the k-server conjecture[J]. Journal of the Association for Computue Machinery, 1995, 42(5): 971 —983.

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

[7] Achlioptas D, Chrobak M, Noga J. Competitive analysis of randomized paging algorithms[J]. Theoretical Computer Science, 2000, 234(1 —2): 203 —218.

[8] Albers S. Improved Randomized On-line Algorithms for the List Update Problem[C]. In Proc. 6th Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 1995, 412 —419.

[9] Torng E. A unified analysis of paging and caching[J]. Algorithmica, 1998, 22(20): 175 —200.

[10] Young N. On Line File Caching[C]. In Proc. 9th ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 1998. 82 —86.

[11] Fuatm A, Karp R N, Luby M, *et al*. On The Power of Randomization in On-line Algorithm[C]. In Proc. 22nd Annual ACM Sym-

posium on Theory of Computing, 1990. 379—386.
[12] Calderbank A R, Coffman E G, Flatto L. Sequencing problems in two-server systems[J]. Mathematics of Operations Research, 1985, 44 (10): 585—598.
[13] Chrobak M, Sgall J. The Weighted 2-server Problem[C]. Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science, 2000. 593—604.
[14] Hall L A, Shmoys D B. Apporximation Schemes for Constrained Scheduling Problems[C]. In Proc. 30th Annual IEEE Symposium on Foundations of Computer Science, 1989, IEEE, 134—139.
[15] Galambos G, Woeginger GJ. An on-line scheduling heuristic with better worst case ratio than Graham's list scheduling[J]. ALAM Journal of Computation, 1993, 22(2): 349—355.
[16] Chen B, Vliet A, Woeginger GJ. A lower bound for randomized on-line scheduling algorithms[J]. Inf. Process. Lett., 1994, 51 (5): 219—222.
[17] Bartal Y, Fiat A, Karloff H, *et al*. New algorithms for an ancient scheduling problem[J]. Journal of Comput. Syst. Sci., 1995, 51(3): 359—366.
[18] Feuerstein E, Stougie L. On-line single server dial-a-ride problems[J]. Theoretical Computer Science, 2001, 268(1): 91—105.
[19] Irani S, Lu X, Regan A. On-line Algorithms for the Dynamic Traveling Repair Problem[C]. In Proceedings of the 13th Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 2002. 517—524.
[20] **徐寅峰, 王刊良. 局内出租车问题与竞争算法**[J]. **西安交通大学学报**, 1997, 31(1): 56—61.
Xu Yinfeng, Wang Kanliang. Online taxi problem and competitive algorithms[J]. Journal of Xi'an Jiaotong University, 1997, 31 (1): 56—61. (in Chinese)
[21] **马卫民, 徐寅峰, 王刊良. 局内卡车问题及其竞争策略**[J]. **西北大学学报(自然科学版)**, 1999, 29(4): 254—258.
Ma Weimin, Xu Yinfeng, Wang Kanliang. Online truck problems and competitive[J]. Journal of Northwest Normal University, 1999, 29(4): 254—258. (in Chinese)
[22] **马卫民, 徐青川. 局内 k —军车问题及其竞争策略研究**[J]. **系统工程学报**, 2002, 17(5): 395—400.
Ma Weimin, Xu Qingchuan. Online k-truck problem and competitive strategy[J]. Journal of Systems Engineering, 2002, 17(5): 395—400. (in Chinese)
[23] **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(1): 36—40.
Du Dingzhu. k-server problem and competitive algorithms[J]. Mathematics In Practice and Theory, 1991, 4(1): 36—40. (in Chinese)

On-line management in dynamic distribution-truck scheduling problem and its strategies

YI Fang-lei, XU Yin-feng, XIN Chun-lin
School of Management, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China

Abstract: In this paper, we propose the problem of vehicle scheduling in logistic distribution, which can be outlined as follows: transportation requests with deadlines between points in a metric arrive on-line, specifying the objects to be transported and the corresponding sources and destinations. These requests are to be handled by a server which picks up and drops objects at their sources and destinations. The goal is to plan the motion of vehicle in an on-line way so that the maximum number of requests is met by their deadlines, in which the time for loading and/or unloading the objects is considered. Two on-line strategies are presented for the indeterminate management of decision problem. And based on the theory of on-line problem and competitive analysis, we obtain the competitive ratios of the strategies in two cases, when the vehicle has infinite capacity and finite capacity.

Key words: dynamic vehicle scheduling; on-line management strategy; competitive analysis