具有时间窗的局内开放式车辆调度的竞争分析①

马卫民[1,2]，徐寅峰[3]
(1. 清华大学经济管理学院，北京 100048；2. 西安工业学院经济管理学院，陕西 西安 710032；
3. 西安交通大学管理学院，陕西 西安 710049)

摘要：基于 k-卡车问题和局内运输问题，提出了具有时间窗的局内开放式车辆调度问题. 该问题的优化目标为：在服务需求的发布为局内方式的条件下，如何最小化完成整个服务需求序列的时间跨度. 建立了该问题的数学模型并对有关的概念和参数进行了定义和说明. 研究了当车辆数为 1 时该问题的竞争分析的有关结果：给出并证明了对于该问题的竞争策略的竞争比下限；针对该局内问题，设计了两种不同的竞争策略，得到了相应的竞争比，并进行了理论证明.

关键词：局内带时间窗开放式车辆调度问题；竞争策略；竞争比
中图分类号：TB114. 1　　**文献标识码**：A　　**文章编号**：1000 - 5781(2005) 04 - 0387 - 06

Competitive analysis concerning open on-line TSPTW

MA Wei-min[1,2]，XU Yin-feng[3]
(1. School of Economics and Management, Tsinghua University, Beijing 100084, China;
2. School of Economics and Management, Xi'an Institute of Technology, Xi'an 710032, China;
3. School of Management, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China)

Abstract: Based on the k-truck problem and on-line transportation problem, the open on-line truck scheduling problem with time-window (TSPTW) is originally proposed. The goal of the optimization of the TSPTW is to minimize the span time for finishing the whole request sequence under the condition that all requests are revealed with an on-line fashion. A relevant model is established and some concepts are defined. Furthermore, the case which has only one vehicle is studied and some relative results are obtained: the lower bound of competitive ratio is given and proved; two different competitive strategies are designed and the relevant competitive ratios are obtained and proved.

Key words: on-line TSPTW; competitive strategy; competitive ratio

0　引　言

在传统的优化领域中，运输问题是一类在给定的度量空间中的顶点之间进行货物运输优化的组合优化问题. 传统模型中，总是假定关于某个实例的完整输入(即关于输入的全部信息)都是事先知道的，然后在此基础上设计某种策略以求出相应的最优解. 但是，在很多情形下，这种局外优化的模型并不能准确地反映现实生活中的真实情况. 事实上，现实生活中的很多决策问题往往要求决策者在对未来一无所知的情况下来做出对全局有某种影响的决策.

① 收稿日期：2003 - 09 - 23；修订日期：2004 - 03 - 04.
基金项目：国家自然科学基金资助项目(70401006；70231010)；中国博士后科学基金资助项目(2003034014).

本文讨论一个与传统的运输问题完全不同的局内运输问题——具有时间窗口的局内 k-卡车调度问题(on-line truck scheduling problem with time-window, TSPTW). 给定度量空间 M, k 辆卡车在该空间的各个顶点之间进行货物的往来运送. TSPTW的一个服务需求由所需要运输的货物要求的发货时间和该货物的发货点和到货点组成. 服务需求是以局内方式到来的. 一个服务需求由某一辆卡车在该货物的发货点和到货点之间进行货物运输来完成. 所有的卡车对服务需求序列进行服务时从给定的原点出发. 卡车在进行货物运输时在货物起运点载货后到达到货点之后卸货, 不能在运输过程中卸货后再去运输其它货物. 假定最后一个服务需求的发布时间和服务需求序列的长度都是事先不知道的, 该局内决策问题的优化目标为通过合理的安排各个服务需求的顺序从而使得卡车能尽可能早地完成对整个服务需求序列的服务.

基于上述的 TSPTW 的概念, 考虑了只有一辆卡车的情形, 即当 $k=1$ 时的情形. 对于 $k>1$ 的情形, 迄今为止还没有任何理论结果. 对于 $k=1$ 时的情形, 有如下两种不同的变形:

1) 封闭式问题: 卡车对服务需求序列进行服务时从给定的原点出发, 而在完成全部服务需求序列后必须回到原点;

2) 开放式问题: 卡车对服务需求序列进行服务时从给定的原点出发, 而在完成全部服务需求序列后无须回到原点.

本文所涉及的研究内容是基于局内 k-卡车调度问题[1]以及局内运输问题[2]的研究工作. 文献[2]中的关于局内运输问题的研究则是德国柏林的一个很大的物资配送中心的绩效分析[3]. 该物资配送中心的自动货盘运输系统, 使用了几个垂直运输系统(例如电梯)往来服务于该中心的各个楼层之间. 所有的货盘必须在对未来需求事先一无所知的条件下进行往来运输. 如果选择优化目标为最小化完成整个服务需求的时间(时间跨度), 则该问题可以抽象为上述的 TSPTW 模型在给定问题空间为一条路时的情形. 此外本文仅仅研究了开放式变形的有关结果.

1 模型及预备知识

给定一个度量空间 M, TSPTW 的一个实例总是由该度量空间的顶点中的一个作为原点的顶点以及各个顶点之间的距离函数所决定. 为了表述的方便, 本文用图论中的有关概念来建立 TSPTW 的模型和定义有关概念. 给定一个无向图 $G=(V, E)$, 其中 V 为顶点集合, E 为所有的加权边的集合, 并且该图有一个作为原点的顶点 $o \in V$. 每一个服务需求由一个三元数组 $r_i=(t_i, a_i, b_i)$ 表示, 其中 t_i 是一个实数, 表示服务需求的发布时间, 而顶点 $a_i \in V$ 和顶点 $b_i \in V$ 分别表示运送货物的起始点和目标点. 考虑一个服务需求的集合 $\sigma=\{r_1, \cdots, r_m\}$, 该集合的元素以对应的服务需求的发布时间的先后顺序排列.

本文所有的结果都基于如下基本假设:

1) 局内决策者既不知道关于最后一个服务需求发布时间的任何信息, 也不知道服务需求的总的数目.

2) 卡车以恒定的速度移动, 并且在 0 时刻该卡车位于原点 o 处. 允许卡车在给定的图上连续移动, 例如连续地从某一条边 (u, v) 的一个端点移动到另外一个端点, 而且有可能在边 (u, v) 上的某一个位置 s 处改变车的运动方向.

3) 所有卡车的载重量相同, 且单位路程重载与空载所花时间之比为 θ, 且 $\theta \geq 1$.

4) 不允许提前卸货: 即一辆卡车一旦装载了某一货物, 则不允许把该货物卸在除了该货物的目标终点的以外的顶点.

显而易见, 不失一般性, 每次调动的卡车都应该在问题空间图 G 中的相应的最短路上移动. 所以, 当面对一个服务需求时, 我们总是忽略卡车的实际行车路线, 即不明确的说明该路线, 而只是简单地说某辆卡车从顶点 x 到顶点 y. 因此, 假设问题空间图 G 为一个满足三角不等式的完全图. 据此, 令 $d(a, b)$ 为图 G 中顶点 a 和顶点 b 之间的最短距离. 同时, 按照以下规则把传统的距离函数的概念推广到了图 G 上位于边上的任意 2 个点之间的距离: 如果 s 是在上述的完全图的某一条边 $d(u, v)$ 上的任一点, 且其到顶点 u 和顶点 v 的距

离分别为 $d(s,u)$ 和 $d(s,v) = d(u,v) - d(s,u)$,那么该点到图 G 上的其它的任一点 x 的距离由下式决定:$\min\{d(s,u) + d(u,x), d(s,v) + d(v,x)\}$.

给定一个服务需求序列 σ,则一个合理的对于该序列的卡车调动的行动序列应该满足以下条件:(a) 该卡车开始时在原点 o 处; (b) 服务需求序列 σ 中每一个运输的服务需求不能在其发布时间之前完成.

令 $T_A(\sigma)$ 表示局内策略 A 完成服务需求序列的所花费的总的时间. 同样的,用 OPT 表示局外最优策略. 如果对于任意的服务需求序列 σ 存在一个常数 c 满足

$$T_A(\sigma) \leq c \cdot T_{OPT}(\sigma)$$

则称对于 TSPTW 问题的一个局内策略 A 为 c 竞争的.

2　有关研究结果

文献[4～6]在所研究的局外计算问题的模型中首次引入了服务需求的发布时间. 在这些文献中, 研究的问题是局内旅行商问题 (on-line traveling salesman problem, OLTSP) : 一个旅行商以一个恒定的速度在一个度量空间中移动,对发生在该度量空间中的顶点上的服务需求进行服务. 本文所研究的问题 TSPTW 与 OLTSP 的区别在于:

在问题 OLTSP 中,旅行商可以在任何时间改变他的主意,并进行重新计算以安排最优的服务方案,若有必要,该旅行商甚至可以在接到服务需求时所处的位置处改变其移动的方向. 通过上面的论述,本文的 TSPTW 问题中的卡车显然不能这样做. 因为卡车一旦装载货物并必须从顶点 a 到顶点 b 处,而不允许把该批货物卸于任何其它不同于顶点 b 的位置.

在问题 OLTSP 中,度量空间中的距离是对称的. 因此,如果旅行商的始点和终点都为原点,则完成服务需求序列 $\sigma = \{r_1, \cdots, r_m\}$ 可以按照顺序 $r_1, \cdots, r_m$,也可以按照顺序 $r_m, \cdots, r_1$ 进行服务,且其花费相同. 与之相比较,本文中所研究的问题 TSPTW 中,如果卡车改变其服务方向,则有可能会使得总的费用增加到 2 倍.

在文献[5]中,作者给出了问题 OLTSP 的确定性局内策略的竞争比的下限 $\frac{9+\sqrt{17}}{8} \approx 1.64$. 这个竞争比的下限是通过设定问题空间为一个实直线的度量空间的方法来求出的. 文献[4～6]也给出了一个竞争比为 7/4 的针对于问题空间为实直线时的 OLTSP 竞争策略,同时给出了对于任何的对称度量空间的该问题的竞争比为 2 的局内竞争策略. 其它相关文献可参见文献[7～11].

文献[2]研究了在线运输问题,该文给出了与本文类似的竞争策略. 但是,本文考虑了运输工具重载和空载时所花费的时间不相同的情形,例如运货卡车重载时的花费时间显然要比空载时的多. 另外,本文所得到的竞争比与文献[2]的结果有所不同. 本文的表述符号参照了文献[2]的表述方式.

3　竞争策略的结果

3.1　竞争比的下限

关于竞争比的下限,有如下定理.

定理 1　对于开放式 TSPTW 问题,无确定性局内策略能够获得一个竞争比 c,满足不等式 $c < 2$.

证明　给定问题空间为一个实直线的度量空间,记其原点为顶点 o. 该实直线上的任一顶点 v_i 满足 $d(o, v_i) = i$.

令 A 为任一具有竞争比 c 的局内策略,且满足 $c < 2$(否则定理显然成立). 显而易见,存在足够大的 n 使得不等式 $\theta < (n-2)/3$ 和 $2 \geq 2 - (4\theta+1)/(n-1+\theta) > c$ 同时成立. 下面设计一个序列使得任何局内策略的竞争比与上述不等式矛盾.

在时刻 $t_0 = 0$,针对局内策略 A 设计服务需求 $r_0 = (0, v_0, v_{-1})$. 那么,可以断言在时刻 $t_1 = n-1$,进行局内服务的卡车不可能在原点右边的某个位置 $v_{2\theta}$ 的严格右边,例如,在从顶点 $v_{2\theta}$ 到 $+\infty$ 的路径上的任何位置但不在顶点 $v_{2\theta}$ 上. 事实上,如若不然,如果该卡车在上述位置,例如处于顶点 $v_{2\theta}$ 右边且距离它 $\delta > 0$ 的位置处,那么构造一个服务需求 $r_1 = (n-1, v_{-(n-\theta)}, v_{-(n-\theta+1)})$. 这样局内卡车至少需要 $n + 2\theta + \delta$ 的时间才能完成该服务需求. 则任何局内策略完成

上述两个服务需求所花费的总时间将至少为 $2(n-1)+2\theta+\delta+1$. 而另一方面,局外策略将是卡车在时刻 t_0 完成 r_0, 并连续移动到顶点 $v_{-(n-\theta)}$ 处准备对服务需求 r_1 进行服务,此时所处的时刻为 $n-1$. 这样局外策略完成这两个服务需求所花费的时间为 $n-1+\theta$. 综上有

$$\frac{T_A(r_0,r_1)}{T_{OPT}(r_0,r_1)}=\frac{2(n-1)+2\theta+\delta+1}{n-1+\theta}>2$$

上式表明局内策略不是具有竞争比 2 的竞争策略. 与假设矛盾.

现在来看在时刻 $t_1=n-1$ 如果局内卡车在顶点 $v_{2\theta}$ 的左边时的情形. 此时构造服务需求 $r_1'=(n-1,v_{n-2-\theta},v_{n-1-\theta})$. 显然,局内卡车完成此服务需求所需要的时间最少为 $n-2-2\theta$,则完成上述两个服务需求的总时间至少为 $2n-3-2\theta$. 再来考虑相应的局外策略的完成服务需求序列 (r_1,r_2') 的最优时间. 显然局外策略在时刻 t_0 完成服务需求 r_0 后将立即移动到顶点 $v_{n-2-\theta}$ 处准备对服务需求 r_1 进行服务,此时的时刻为 $n-1$. 这样, 局外策略的最优解为 $T_{OPT}(r_0,r_1')=n-1+\theta$. 显然有如下不等式

$$\frac{T_A(r_0,r_1')}{T_{OPT}(r_0,r_1')}=\frac{2n-3-2\theta}{n-1+\theta}=2-\frac{4\theta+1}{n-1+\theta}<c$$

这显然与局内策略具有竞争比 c 且 $c<2$ 的假设相矛盾. 故定理得证. 证毕.

3.2 重新计划策略(reschedule strategy, RS)

对于一个服务需求序列 σ 和一个顶点 x, 令 $\Delta^*(t,x,\sigma)$ 表示在时刻 t 由顶点 x 开始完成 σ 中的所有服务需求的最优调度计划所花费的最短时间(即完成时间和开始时间 t 的差值). $\Delta^*(t,x,\sigma)$ 与 3.5 节中的 $\Delta^*(t,x,\sigma)$ 的不同之处在于前者不再要求卡车在完成所有的服务需求之后必须回到原点. 显然对于任何 $t'>t$ 有 $\Delta^*(t',x,\sigma)\le\Delta^*(t,x,\sigma)$. 而且有 $T_{OPT}(\sigma)=\Delta^*(0,o,\sigma)$, 因此对于任意 $t\ge0$ 有 $T_{OPT}(\sigma)\ge\Delta^*(t,o,\sigma)$.

按照问题的相关表述,因为局外最优的策略 OPT 不能在 σ 中的最后一个服务需求 $r_m=(t_m,a_m,b_m)$ 发布时间之前就对其进行服务,所以对于任意的 $t\ge0$ 有

$$T_{OPT}(\sigma)\ge\max\{\Delta^*(t,o,\sigma),t_m+\theta d(a_m,b_m)+d(b_m,o)\}$$

综上所述,有如下引理成立.

引理 令 $\sigma=\{r_1,\cdots,r_m\}$ 为一个服务需求序列,则对于任何 $t\ge t_m$ 以及该序列 σ 中的任何服务需求 $r_i=(t_i,a_i,b_i)$ 有

$$\Delta^*(t,b_i,\sigma\setminus r_i)\le\Delta(t,0,\sigma)-\theta d(a_i,b_i)+d(a_i,0)$$

证明 考虑一个最优调度方案 S^*, 该方案在时刻 t 从原点 o 开始完成所有的 σ 中的所有服务需求,其时间跨度为 $\Delta^*(t,o,\sigma)$. 显然,只需构造另外一个调度计划 S, 该计划最早于时刻 t 在顶点 b_i 开始,完成原服务需求序列 σ 中除 r_i 之外的所有服务需求(记为 $\sigma\setminus r_i$), 而其时间跨度最长为 $\Delta^*(t,o,\sigma)-\theta d(a_i,b_i)+d(a_i,o)$ 即可.

令调度计划 S^* 完成服务需求的顺序为 $r_{j1},\cdots,r_{jm}$ 并且 $r_i=r_{jk}$. 注意到如果于时刻 t 在顶点 b_i 开始以如下的顺序对所有的服务需求进行服务

$$r_{j(k+1)},\cdots,r_{jm},r_{j1},\cdots,r_{j(k-1)}$$

并且在完成所有的服务需求之后把卡车调回原点,而该服务策略正是所要构造的具有上述性质的调度策略 S. 证毕.

现在来看一种局内竞争策略 ——重新计划策略(RS):

当一个新的服务需求来到时,如果局内卡车正在对某一服务需求进行服务,首先完成该服务需求后停止于该服务需求的终点,然后对已知的服务需求序列中的服务需求的服务顺序进行重新计划,即通过计算寻找一个时间跨度最短的调度方案,该方案考虑完成所有当前尚未完成的服务需求以及按照问题的不同使得卡车回到原点或者停止于最后一个服务需求的终点.

对于局内策略 RS,有如下定理:

定理2 对于开放式的 TSPTW 问题,策略 RS 是具有竞争比为 4 的竞争策略.

证明 令 $\sigma=\{r_1,\cdots,r_m\}$ 为任一服务需求序列. 显而易见,当最后一个服务需求到来时(即其发布时间 t_m 确定时), 存在两种情形.

如果卡车没有执行任何的服务需求,即卡车此时处于空闲状态. 那么局内决策者将通过计算以重新确定一个新的最优调度策略. 该调度策略

使得卡车从卡车的当前位置 $s(t_m)$ (时刻 t_m 时的位置) 出发,完成所有尚未完成的服务需求. 显然,此时 RS 所花费的总时间将满足如下不等式,

$$T_{RS}(\sigma) \le t_m + \Delta^*(t_m, s(t_m), \sigma) \le t_m + d(s(t_m), o) + \Delta^*(t_m, o, \sigma) \le 3T_{OPT}(\sigma)$$

如果在时刻 t_m 卡车正在执行一个服务需求 $r = (t, a, b)$,则显然完成此服务需求还需要花费时间 $\theta d(s(t_m), b)$ (若 $s(t_m)$ 为边 (a, b) 上的点) 或者 $d(s(t_m), a) + \theta d(a, b)$ (若 $s(t_m)$ 不是边 (a, b) 上的点). 此时,RS策略将进行重新计算以确定一个从顶点出发完成所有尚未完成的服务需求的调度方案,该调度方案的时间跨度显然最长为 $\Delta^*(t_m, b, \sigma\setminus r)$. 因此,在第二种情形下,有

$$T_{RS}(\sigma) \le t_m + d(s(t_m), a) + \theta d(a, b) + \Delta^*(t_m, b, \sigma\setminus r) \le t_m + d(s(t_m), a) + \theta d(a, b) + 2\Delta^*(t_m, o, \sigma) - \theta d(a, b) \le t_m + d(s(t_m), a) + 2\Delta^*(t_m, o, \sigma) \le 4T_{OPT}(\sigma)$$

其中:第 2 个不等号因引理而成立.　　证毕.

3.3　暂时搁置策略(lie over strategy, LOS)

再来看另外一种局内竞争策略 ——暂时搁置策略(LOS):

局内卡车先保持空闲状态. 当 0 时刻的(所有) 服务需求到来时,立即按照最优的调度方案对该(所有) 服务需求进行服务. 在此服务过程中出现的所有的新的服务需求将被LOS策略暂时搁置. 在0时刻的服务需求都完成时,LOS策略将针对当前尚未完成的所有服务需求重新计算一个时间跨度最短的调度顺序,并立即进行服务. 在完成最新确定的服务需求序列的过程中出现的新的服务需求再一次被策略 LOS 暂时搁置,直至完成该服务过程. 重复以上步骤,被暂时搁置的服务需求总是在 LOS 完成当前序列之后被立即计算并服务. LOS 策略总是保持目前正在进行服务的序列不被打乱,而忽略此服务过程中所有到来的新的服务需求.

对于策略 LOS,有如下定理.

定理 3　对于开放式的 TSPTW 问题,局内策略 LOS 是竞争比为 5 的竞争策略.

证明　考虑时刻 t_m,在该时刻服务需求序列中的最后一个服务需求 r_m 得以发布. 如果此时卡车位于原点 o 处,并且处于闲置状态,则显而易见,按照策略 LOS 卡车完成最后一个服务需求的时间不会迟于时刻

$$t_m + d(o, a_m) + \theta d(a_m, b_m) + d(b_m, o) \le T_{OPT}(\sigma) + d(o, a_m) \le 2T_{OPT}(\sigma)$$

若在最后一个服务需求 r_m 的发布时刻 t_m,卡车正在执行某一调度方案 S 的情形. 即在时刻 t_m 策略 LOS 所调度的卡车正在执行一个调度方案 S,该方案将完成一个服务需求序列 σ 的子序列 σ_S 的所有服务需求. 令 t_S 为该调度方案的开始时刻,而 x 与 y 分别为卡车完成该调度方案的起始顶点和终止顶点. 因此,策略LOS完成该调度方案 S 的时刻为 $t_S + \Delta^*(t_S, x, \sigma_S)$. 令 $\sigma_{\ge t_S}$ 为策略LOS在最后一个调度方案中将要完成的服务需求序列的子序列. 显然,策略LOS完成整个服务需求序列的时刻不会迟于时刻

$$t_S + \Delta^*(t_S, x, \sigma_S) + \Delta^*(t_m, y, \sigma_{\ge t_S})$$

根据有关函数的定义易知

$$t_S \le t_m \le T_{OPT}(\sigma)$$

$$\Delta^*(t_S, x, \sigma_S) \le T_{OPT}(\sigma) + d(o, x)$$

$$\Delta^*(t_m, y, \sigma \ge t_s) \le T_{OPT}(\sigma) + d(o, y)$$

综上所述有

$$T_{LO}(\sigma) \le t_S + \Delta^*(t_S, x, \sigma_S) + \Delta^*(t_m, y, \sigma_{\ge t_S}) \le 3T_{OPT}(\sigma) + d(o, x) + d(o, y) \le 5T_{OPT}(\sigma)$$

显而易见,根据上文的相关讨论,$d(x, o)$ 与 $d(o, y)$ 被限定在最优解 $T_{OPT}(\sigma)$ 之内,因此所求证的定理成立.　　证毕.

4　结　论

本文讨论了开放式 TSPTW 问题的竞争策略的设计及其理论结果的证明等问题,给出了两种竞争策略及其相应的竞争比,同时讨论了竞争比下限的问题. 从所设计的竞争策略的竞争比和竞

争比的下限的比较中可以看出,本文所设计的竞争策略是强竞争性的.但是,是否存在更好的竞争策略和竞争比,则需要作进一步的研究工作.另外,本文只讨论了只有1个车辆的情形,对于多个车辆的问题仍需进一步的研究.

本文的研究结果在现实经济活动中有着广阔的应用前景.例如,在第3方物流的经济活动中,如何在不知道未来服务需求的条件下制定较好的局内策略,以达到最小化运输的货币成本或者时间成本,就是本文研究结果的一个很好的应用方向.具体的应用实例可参见文献[3].另外,由于本文考虑的是时间成本的优化以及时间在军事活动中的重要性,本文的研究结果对于战时军用物资调运的策略制定具有一定的参考意义.

参考文献:

[1] Ma W M, Xu Y F, Wang K L. *k*-truck problem and its competitive algorithms[J]. Journal of Global Optimization, 2001, 21(1): 15—25.

[2] Ascheuer N, Krumke S O, Rambau J. Online dial-a-ride problems: Minimizing the completion time[A]. In: Proceedings of the 17th International Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science, Vol 1770 of Lecture Notes in Computer Science[C]. Berlin: Springer, 2000, 639—650.

[3] Ascheuer N, Grotschel M, Krumke S O, *et al*. Combinatorial online optimization[A]. In: Proceedings of the International Conference of Operations Research (OR'98)[C]. Zurich: Springer, 1998. 21—27.

[4] Ausiello G, Feuerstein E, Leonardi S, *et al*. serving request with on-line routing[A]. In: Proceedings of the 4th Scandinavian Workshop on Algorithm Theory (SWAT'94), Lecture Notes in Computer Science[C]. Berlin: Springer, 1994, 824: 37—48.

[5] Ausiello G, Feuerstein E, Leonardi S, *et al*. competitive algorithms for the traveling salesman[A]. In: Proceedings of the 4th Workshop on Algorithm and Data Structures (WADS'95), Lecture Notes in Computer Science[C]. Berlin: Springer 1995, 955: 206—217.

[6] Ausiello G, Leonardi S, Spaccamela A M. On salesmen, repairmen and other travelling agents[A]. In: Invited Paper to the 4th Italian Conference on Algorithms and Complexity (CIAC'00), LNCS[C]. Berlin: Springer, 2000, 1767: 1—16.

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

[8] Ma W M, Xu Y F, You J, *et al*. New result on the *k*-truck scheduling problem[A]. In: The Eighth Annual International Computing and Combinatorics Conference (COCOON'02)[C]. Singapore: Lecture Notes in Computer Science, 2002, 2387: 504—513.

[9] 马卫民, 徐青川. 局外出租车问题及其动态规划求法[J]. 系统工程学报, 2001, 16(6): 481—485.

[10] 马卫民, 徐青川. 局内军车调度的时间优化及其竞争策略[J]. 系统工程学报, 2002, 17(5): 395—400.

[11] 马卫民, 王刊良. 局内管理问题及其竞争策略论[J]. 管理科学学报, 2003, 6(2): 29—34.

作者简介:

马卫民(1971—),男,陕西合阳人,博士,研究方向:系统工程,运筹学,运作管理,信息系统与不确定决策理论;

徐寅峰(1962—),男,吉林市人,教授,博士生导师,研究方向:运筹学与控制.