

# 时间依赖无向中国邮路问题的分支限界算法

谭国真 孙景昊 肖宏业 吕凯

(大连理工大学计算机科学与技术学院 大连 116023)

**摘要** 时间依赖网络相比传统网络模型有更广泛的应用领域,比如公交网络和通信网络都可以抽象成为时间依赖的网络模型。当模型中弧的访问代价为时间依赖的变量时,中国邮路问题的求解将变得非常困难。首先分析了传统的中国邮路问题求解算法,如奇偶图上作业法和 Edmonds & Johnson 算法,以及不能有效求解时间依赖中国邮路问题的根本原因;其次给出了一般时变无向中国邮路问题的特性,并在此基础上设计了该问题的分支限界最优化算法;然后针对 FIFO(First In First Out)这一类特殊时变网络,设计了新的剪枝条件,从而得到了更有效求解 FIFO 网络的时变无向中国邮路问题的分支限界最优化算法;最后对算法进行了实验,算法实验结果正确。

**关键词** 时变网络,中国邮路问题,分支限界,先进先出

中图法分类号 TP393 文献标识码 A

## Branch-bound Algorithm for Undirected Time-depended Chinese Postman Problem

TAN Guo-zhen SUN Jing-hao XIAO Hong-ye LU Kai

(School of Computer Science and Technology, Dalian University of Technology, Dalian 116023, China)

**Abstract** The time-dependent network Chinese postman problems(TDCPP) have more applications than the classical Chinese postman problem(CPP). Many transportation and communication systems can be represented by network with travel times that are time-dependent. When the arc traveling time of system model is time-dependent, the problem becomes considerably more difficult. Firstly, it was proved that the standard CPP algorithms can not be used to solve the TDCPP. Then according to the properties for the TDCPP, a branch and bound algorithm for undirected time-depended Chinese postman problem was derived. While, particularly, for the FIFO time varying network, a branch and bound algorithm was proposed which can solve the problem more effective. Finally, experiment was implemented on micro computer and results show that the algorithm can solve the TDCPP successfully.

**Keywords** Time-dependent network, Chinese postman problem, Branch and bound, FIFO

## 1 引言

中国邮路问题(CPP)由管梅谷教授 1960 年首次提出以来<sup>[1]</sup>,一直是计算机科学、组合优化以及交通规划等领域的一个研究热点。该问题可以直接应用于解决实际生活中的许多问题,如邮件投递路线、警察出巡安排、垃圾收集路线等<sup>[2]</sup>。因此, CPP 问题引起了通信、交通工程、运筹学等领域的专家学者的广泛兴趣,从而提出了大量求解 CPP 问题的方法,如奇偶图上作业法、Edmonds & Johnson 算法等。然而这些算法属于静态算法,即网络拓扑固定和权值固定。这些静态假设在许多实际应用中并不适用。计算机网络与通信、分布式处理和智能交通系统(ITS)的兴起,给这个传统的研究课题带来了新的挑战:时间依赖,即网络中边的代价随时间变化。这在最短路径领域中已经得到了深入的研究和应用<sup>[3-6]</sup>。

时间依赖中国邮路问题比传统中国邮路问题有更重要的实际应用价值。比如在邮递员投递邮件过程中,由交通事故、上下班高峰期以及其它众多随机因素的影响所带来的交通密度的变化,会引起旅行时间的变化。可知两点之间的旅行时

间不仅仅是关于距离的函数,还与进入该边的时刻有关。在软件测试领域<sup>[7-9]</sup>,中国邮路问题算法得到的在 FSM(有穷自动机)对应图中的旅行路线可以保证每一步转换至少被测试一次,进而保证了计算结果在逻辑上的正确性。

由于时间依赖网络具有传统静态网络不同的特性,使得传统静态邮路算法无法直接应用于求解时间依赖邮路问题(后面将说明),因此需要探索新的求解算法。目前国内外这方面研究很少,仅仅在文献[10]中首次将时间窗概念引入到了中国邮路问题中,但仍未考虑边的旅行时间动态变化的情况。本文在分析时间依赖网络无向中国邮路问题特性的基础上给出了求解该问题的分支限界最优化方法;同时针对拥有 FIFO 这一特性的时变网络,设计了新的剪枝条件,得到了一个更有效的求解 FIFO 网络时变中国邮路问题的分支限界最优化方法。

本文第 2 节给出了时变中国邮路问题中的一些基本概念以及传统中国邮路问题算法不适合时变网络环境的原因;第 3 节分析了时变无向中国邮路问题所具有的特性,并且分析了具有 FIFO 特性的时变网络所具有的新的性质;第 4 节基

到稿日期:2010-03-24 返修日期:2010-06-25 本文受国家 973 项目(2005CB321904),国家自然科学基金项目(60873256)资助。

谭国真(1960-),男,博士,教授,主要研究方向为时变网络优化、智能交通和城市交通, E-mail: gztan@dlut.edu.cn; 孙景昊(1986-),男,博士生,主要研究方向为网络优化、数学规划理论。

于时变网络的特性,设计了求解时变无向中国邮路问题的分支限界算法,以及针对 FIFO 时变网络的分支限界算法,并进行了测试;最后是结论。

## 2 相关概念

### 2.1 基本概念

时变无向中国邮路问题(Time Dependent Chinese Postman Problem 简称 TDCPP):在无向时变网络中,求遍历每条边至少一次并回到起点的最优回路。我们首次提出了该问题并对其进行了研究,证明了该问题是 NP 完全问题,并建立了该问题的整数线性规划模型。显然,TDCPP 是对经典 CPP 的扩展。

FIFO 网络:在时间依赖网络中,设边  $v_i \leq v_j$  权值函数为  $c_{ij}$ ,对于任何时刻  $t_h < t_k$ ,都满足  $t_h + g_{ij}(t_h) \leq t_k + g_{ij}(t_k)$ ;则称该边是 FIFO 的;若所有边都是 FIFO 的,则这个时间依赖网络被称为 FIFO 网络。

分支限界方法:是求解组合优化问题的常用方法,它采用隐式枚举方式,在求解时对解空间逐次划分,尽可能去掉明显的非最优解,从而避免完全枚举<sup>[6]</sup>。分枝定界算法的实际计算效果取决于具体的分枝策略和定界方法。文献[11-13]中都使用了分枝限界方法。

### 2.2 传统算法的局限

通过对传统算法的研究发现,在时变网络中,传统 CPP 定理不再适用。在传统 CPP 中,由于边权固定,因此只要确定了重复边的添加方案,就很容易确定最优解。奇偶点图上作业法和 Edmonds & Johnson 算法<sup>[14]</sup>求解传统中国邮路问题的关键是:(1)寻找一个最优的添边方案,使原来的图变为一个最优欧拉图;(2)在最优欧拉图上任意寻找一条欧拉回路即可作为最优解。

而在时变网络中,情况有所不同:(1)边权随时间变化,导致最优添边方案也会随着时间而变化;(2)问题的最优解不但和添加重复边的方案有关,还依赖于欧拉回路上边的遍历次序。综上,后面的算法将不按传统算法的两个步骤进行,而是在行走时,动态决策添加哪些重复边。在此之前,我们先给出适合求解无向时变网络中中国邮路问题的性质定理。

## 3 TDCPP 性质定理

### 3.1 一般时变无向网络性质定理

TDCPP 中,设网络中有个  $n$  节点,  $m$  条边,假设最优解(一条邮路)中边数的上界为  $L$ ,任意边  $(i, j)$  在第  $k$  个时段的代价为  $c_{ij}^k$ ,则有如下定理和推论。

**定理 1** 在 TDCPP 中,其最优解的边数上界可表示为:

$$L = 2m * \max_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\}.$$

证明:(1)假设最优解(代价最小的一条时间依赖中国邮路)代价为  $\min\text{Cost}$ ,边数为  $l$ ,则:

$$l \leq \min\text{Cost} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} \quad (1)$$

(2)将原图中所有边都重复一次,必定得到一个欧拉图,欧拉图边数为  $2m$ ,如图 1 所示。



图 1 把所有边都重复一次,形成欧拉图

假设欧拉图中任意一条欧拉回路代价为  $\text{Cost}$ ,结合式(1)显然有:

$$l \leq \min\text{Cost} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} \leq \text{Cost} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} \quad (2)$$

$$\text{Cost} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} \leq 2m * \max_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} \quad (3)$$

因为  $\min\text{Cost} \leq \text{Cost}$ ,根据式(2)、式(3)有:

$$l \leq 2m * \max_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\}$$

即

$$L = 2m * \max_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\}$$

证毕。

根据定理 1 的证明过程,容易得到下面的推论:

**推论 1** TDCPP 中,任意给定一条回路,代价为  $\text{tmpCost}$ ,则: $L = \text{tmpCost} / \min_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\}$ 。

**推论 2** TDCPP 中,假设最优解代价为  $\min\text{Cost}$ ,则: $\min\text{Cost} \leq 2m * \max_{V_{i,j,k}} \{c_{ij}^k\}$ 。

**定理 2** TDCPP 问题中,假设图中所有奇度节点为  $2n'$  个,最优解中任意一条边的重复次数  $m''$  上限为  $M''$ ,则: $M'' = L - m - n' + 1$ 。

证明:(1)假设最优邮路所在的欧拉图中,所有重复边数目总数为  $m' > 0$ ,结合定理 1 有:

$$m' \leq L - m \quad (4)$$

(2)根据假设,形成包含最优解的欧拉图,至少要添加  $n'$  条不同的重复边。特别地,当所有奇度结点间都有边时,就可能仅在奇数节点之间添加边形成欧拉图(此时  $m'$  最小且  $m' = n'$ ),如图 2 所示。

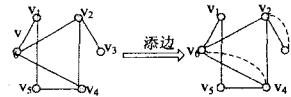


图 2 仅在奇数节点对  $(v_4, v_6)$ ,  $(v_2, v_3)$  之间添加重边,形成欧拉图

$$\text{所以有: } m'' \leq m' - (n' - 1) \quad (5)$$

根据式(4)、式(5)则有:

$$m'' \leq L - m - n' + 1$$

$$M'' = L - m - n' + 1$$

其中,对于任意一条边,当所有其它边都只重复一次,并且仅在奇数节点对之间添加重复边时,不等式等号成立。证毕。

根据定理 2 的证明过程,易得如下推论:

**推论 3** 假设最优邮路所在的欧拉图中,所有重复边总数为  $m'$ ,则  $m' \leq L - m$ 。

### 3.2 FIFO 时变无向中国邮路问题性质定理

**定理 3** FIFO 的 TDCPP,在它的一个最优解中,相同的边不能连续重复 3 次。

证明:假设定理不成立。设存在一条最优邮路  $O = n_1 n_2 \dots n_i n_j n_i n_j n_m \dots n_i n_1$ 。把  $O$  中“ $n_i n_j n_i n_j$ ”段中去掉一个“ $n_i n_j$ ”,得  $O' = n_1 n_2 \dots n_i n_j n_m \dots n_i n_1$ 。假设到达  $n_m$  的时间  $t_1$ ,  $O'$  到达  $n_m$  的时间  $t_2$ ,则  $t_2 < t_1$ ,根据 FIFO 性质,  $O$  到达终点  $n_1$  的时间将大于  $O'$  到达终点  $n_1$  的时间。

综上,邮路  $O'$  时间代价小于  $O$ ,与假设  $O$  为一条最优邮路矛盾,所以定理成立。

**定理 4** FIFO 的 TDCPP,任取最优解中一个子路段  $n_i \dots n_j$ (其端点不会在路段中间出现),到达该路段的时间为  $t$ ,如果该路段中所有的边在该路段之外都被遍历过,那么,该路段是  $t$  时刻从  $n_i$  到  $n_j$  的最短路径。

证明:假设  $O = n_1 n_2 \dots n_i n_j \dots n_k n_l \dots n_m n_1$  为具有 FIFO 性质 TDCPP 的最优邮路,段  $L = n_i \dots n_k n_j$  为节点  $i$  到节点  $j$  的一条路径,且到达  $i$  的时刻为  $t_1$ ,离开  $j$  点的时刻为  $t_2$ 。若

$L$  不是在  $t_1$  时刻到  $j$  的最短路径, 则定存在  $t_1$  时刻从  $i$  到  $j$  的最短路径  $L' = n_i n_w \dots n_k n_j$ , 将  $L'$  替换  $L$  得到一条回路  $O'$ , 因  $L$  中所有边在该路段之外都被遍历过, 所以  $O'$  为一条邮路。在  $t_1$  时刻到达  $L'$ , 则离开  $L'$  的时刻为  $t_3$ , 由 FIFO 特性知  $t_2 < t_3$ 。再次利用 FIFO, 易知邮路  $O'$  时间代价小于  $O$ , 则  $O$  不是最优邮路, 与假设矛盾, 证毕。

由定理 4 易得推论 4 和推论 5。

**推论 4** FIFO 的 TDCPP 问题中邮递员在走一条邮路时, 在  $t$  时刻从  $i$  节点开始行走  $e_{ij}$  到  $j$  节点, 且  $e_{ij}$  在  $t$  之前走过, 则  $C_{ij}(t)$  必为  $t$  时刻  $i$  节点到  $j$  节点的最短路径代价。

**推论 5** 最优解不存在这样的子回路: 子回路中所有的边都在回路之外被遍历过。

**定理 5** FIFO 的 TDCPP 问题, 其最优解中任意一条子回路满足这样的性质: 假设子回路的遍历起始时间为  $t_1$ , 遍历该回路的时间代价为  $t$ ; 在  $t_1$  时刻反向遍历该回路的时间为  $t'$ , 那么, 必然有  $t' \geq t$ 。

证明: 设  $O = n_1 n_2 \dots n_i n_j \dots n_k n_i \dots n_1$  为具有 FIFO 性质 TDCPP 的最优邮路, 其中  $o = n_i n_r \dots n_k n_i$  为  $O$  的任意子回路, 其遍历起始时刻为  $t_1$ , 遍历代价为  $t$ ; 将  $o$  反转得到  $o' = n_i n_k \dots n_r n_i$ , 设在  $t_1$  时刻遍历完  $o'$  的代价为  $t'$ 。

假设定理不成立, 即  $t' < t$ 。用  $o'$  替代  $o$  得新回路:  $O' = n_1 n_2 \dots n_i n_k \dots n_r n_i \dots n_1$ 。显然  $O'$  也是原 TDCPP 问题的可行解。设  $O$  在  $t_1 + t$  时刻位于  $o$  的终点  $n_i$ , 在  $T_1$  时刻结束, 则  $O'$  在  $t_1 + t'$  时刻位于  $o'$  的终点  $n_i$ , 在  $T_1'$  时刻结束; 根据 FIFO 性质和  $t' < t$  得:  $T_1' < T_1$ 。

也就是说  $O'$  的代价比  $O$  更小, 与假设“ $O$  是最优解”相矛盾, 所以定理成立。证毕。

## 4 一般时变无向中国邮路的分支限界算法

### 4.1 TDCPP 的分支限界算法描述

我们将时间依赖网络分为 FIFO 网络和非 FIFO 网络。根据两者所具有的不同特性, 设计了不同的求解算法, 具体的算法过程如下。

#### 4.1.1 一般 TDCPP 的分支限界算法

一般 TDCPP 问题的分支限界算法流程如下。

- (1) 选择起始点  $V_0$ , 确定初始剪枝条件。
  - ① 根据推论 2 给出初始最优解代价上限。
  - ② 根据定理 1 给出初始最优解边数上限;
  - ③ 根据定理 2 给出初始最优解重复边次数上限;
  - ④ 根据推论 3 给出初始最优解中重复边总数上限。
- (2) 检查是否存在满足剪枝条件的可行解路径, 有则转 (3), 否则转 (4)。
- (3) 修改剪枝条件, 进一步缩小解空间。
  - ① 修改最优代价上限为当前最优代价 (即当前可行解代价);
  - ② 根据推论 1 和当前最优代价, 修改最优解边数上限;
  - ③ 根据定理 2 和最优解边数上限, 修改最优解中任意边重复次数上限;
  - ④ 根据推论 3 和最优解边数上限, 修改最优解中重复边总数上限;
  - ⑤ 转 (2)。
- (4) 当前解即时变无向中国邮路问题的最优解。

#### 4.1.2 FIFO 的 TDCPP 的分支限界算法

具备 FIFO 性质的 TDCPP 问题的分支限界算法流程如

下所示:

- (1) 选择起始点  $V_0$ , 并确定初始剪枝条件。  
这里的步骤同一般 TDCPP 的分支限界算法不再重复。
- (2) 检查是否存在满足剪枝条件的 (其他) 可行解路径。有则转 (3), 否则转 (4)。
- (3) 修改剪枝条件, 进一步缩小解空间。
  - ① 若当前可行解存在一条边, 连续遍历了三次, 转 (2), 否则继续;
  - ② 若当前可行解存在一条边, 该边以前被遍历过且该边权值大于其端点之间的最短路径长度, 转 (2), 否则继续;
  - ③ 若当前可行解存在一条子回路, 并且遍历该子回路的代价比在同一时刻反向遍历该子回路的代价大, 转 (2), 否则继续;
  - ④ 修改最优代价上限为当前已知最优代价 (即当前可行解代价);
  - ⑤ 根据推论 1 和当前最优代价, 修改最优解边数上限;
  - ⑥ 根据定理 2 和最优解边数上限, 修改最优解中任意边重复次数上限;
  - ⑦ 根据推论 3 和最优解边数上限, 修改最优解中重复边总数上限;
  - ⑧ 转 (2)。
- (4) 当前解即时变无向中国邮路问题的最优解。

### 4.2 测试用例

我们首先给出了一个完整的测试用例, 其它例子计算结果类似。为了更清晰地展示算法的性能, 分别以表格的形式列出了算法求解其它图所用的时间和最优代价等参数。

#### 4.2.1 一个完整的测试用例

测试原图如图 3 所示。

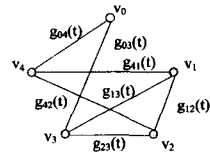


图 3 测试用例图

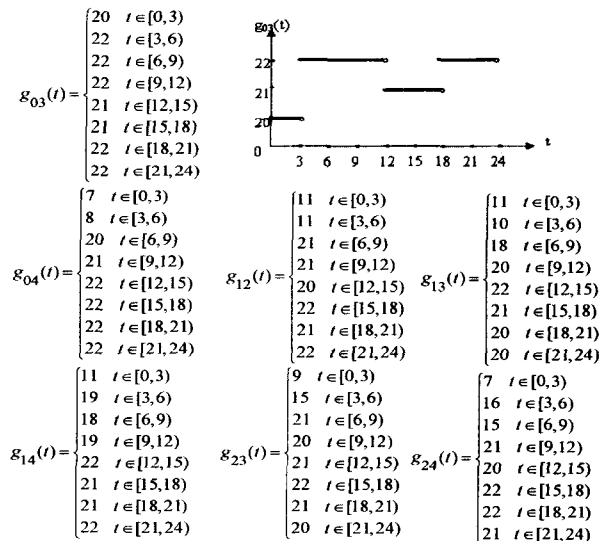


图 4 原图边对应的时间依赖函数

每条边所对应的时间依赖函数如图 4 所示, 同时图 4 中给出了边 (0,3) 权值函数对应的函数图像, 具体如下。

对于上面给出的例子,利用算法求得的最短路径是:  
MinP={0,4,2,4,1,3,2,1,3,0}

最优代价是:MinCost=94。后面对 8 个测试实例分别用一般时变网络和 FIFO 网络的算法进行了计算,并且列出所有的测试结果。

#### 4.2.2 测试结果

最后对一般时变网络和 FIFO 时变网络均进行了实验,具体的实验结果如表 1 和表 2 所列。

表 1 一般时变网络分支限界算法测试数据

编号	节点数	边数	时间 段数	边权 上限	边权 下限	计算 次数	最优 解	最小时 间(秒)	最大时 间(秒)	平均时 间(秒)
(1)	5	7	8	25	5	10	94	0.891	0.938	0.9141
(2)	5	7	12	25	5	10	77	0.765	0.813	0.7798
(3)	5	10	12	25	5	10	68	136.276	141.768	138.266
(4)	6	8	8	25	5	10	71	2.313	2.391	2.3504
(5)	6	10	12	25	5	10	111	297.041	308.052	303.031
(6)	7	10	6	25	5	10	111	208.125	219.775	211.797
(7)	10	10	3	25	15	10	253	3.547	3.672	3.6062
(8)	10	12	4	25	15	10	290	1188.26	1203.25	1190.22

表 2 FIFO 时变网络分支限界算法测试数据

编号	节点数	边数	时间 段数	边权 上限	边权 下限	计算 次数	最优 解	最小时 间(秒)	最大时 间(秒)	平均时 间(秒)
(1)	5	7	8	25	5	10	94	0.218	0.235	0.228
(2)	5	7	12	25	5	10	77	0.172	0.188	0.1782
(3)	5	10	12	25	5	10	68	18.219	18.875	18.4219
(4)	6	8	8	25	5	10	71	0.218	0.25	0.2377
(5)	6	10	12	25	5	10	111	130.937	132.235	131.391
(6)	7	10	6	25	5	10	111	69.011	73.216	70.36
(7)	10	10	3	25	15	10	253	2.328	2.484	2.389
(8)	10	12	4	25	15	10	290	255.15	262.126	259.125

实验测试结果表明:(1)对于同一实例,表 1 的平均计算时间要比表 2 长,表明 FIFO 网络分支限界算法性能优于一般时变网络。(2)在节点数固定的情况下,边数越多,所需时间越长。在边数固定情况下,节点数越多,所需时间越少。分析认为,计算时间与图中节点的平均度有关,节点平均度的增加(减少)会导致解空间树分支的增加(减少),计算时间也会随之增加(减少)。

**结束语** 时间依赖网络的中国邮路问题相比传统的邮路问题有更广泛的应用领域,更具有现实意义。时间依赖邮路问题的时间动态变化特性,使得传统的理论和算法不再适用。本文在分析时间依赖网络特性的基础上,提出了解决时间依赖网络邮路问题的分支限界最优化方法,同时针对 FIFO 网

络,设计了新的剪枝条件,得到了一个更有效的求解 FIFO 网络时变无向中国邮路问题的分支限界最优化方法。该算法可以应用到网络通信、实时系统测试以及智能交通系统等众多领域。同时对算法进行了实验,得到了正确的结果。

#### 参考文献

- [1] 管梅谷. 奇偶图上作业法[J]. 数学学报, 1960, 10(3)
- [2] Eiselt H A, Gendreau M, Laporte G. Arc routing problems, part 1: The Chinese postman problem [J]. Operations Research, 1995, 43(2): 231-242
- [3] Orda A, Rom R. Shortest path and minimum-delay algorithms in networks with time-dependent edge-length[J]. Journal of ACM, 1990, 37(3): 607-625
- [4] 谭国真, 高文. 时间依赖的网络中最短路径算法[J]. 计算机学报, 2002, 25(2): 165-172
- [5] 谭国真, 柳亚玲, 高文. 随机时间依赖网络的 K 期望最短路径算法[J]. 计算机学报, 2003, 26(3): 323-331
- [7] Chen W H, Lu C S, Chen L, et al. Synchronizable Protocol Test sequence Generation via the Duplex Technique[J]. IEEE INPO-COM, 1990, 2: 561-563
- [8] 范洪达, 叶文. Time Petri 网在实时软件测试中的应用[J]. 计算机应用与软件, 2003, 20(12): 23-25
- [9] 王用杰, 杨红雨, 王玲, 等. 实时软件测试管理的设计与实践[J]. 中国民航飞行学院学报, 2005, 16(1): 44-47
- [10] Chryssi M, Daskin Mark S. Time dependent vehicle routing problems: formulations, properties and heuristic algorithms[J]. Transportation Science, 1992, 26(3): 185-201
- [11] Ghiani G, Laporte G. A branch-and-cut algorithm for the Undirected Rural Postman Problem [J]. Mathematical Programming, 2000, 87(3): 467-481
- [12] Liu S B, Ng K M, Ong H L. Branch-and-bound algorithms for simple assembly line balancing problem [J]. The International Journal of Advanced Manufacturing Technology, 2008, 36(1): 169-177
- [13] 黄婉珍, 唐国春. 分支定界法求解最小带权误工工件数排序[J]. 应用数学学报, 1992, 15(2): 194-199
- [14] Edmonds J. Paths, Trees and Flowers [J]. Canadian Journal of Mathematics, 1965, 17: 449-467
- [15] 谭国真, 李栋, 瞿晓高, 等. 时间依赖的混合型网络的分布式路由协议[J]. 通信学报, 2004, 25(10): 117-126

(上接第 105 页)

- [6] Bredin J, Kotz D, Rus D, et al. Computational markets to regulate mobile-agent systems [J]. Autonomous Agents and Multi-Agent Systems, 2003, 6(3): 235-263
- [7] Wolski R, Brevik J, Plank J, et al. Grid Resource Allocation and Control Using Computational Economies [M]. E Berman, G Fox, T Hey, eds. Grid Computing: Making the Global Infrastructure a Reality. Chichester: Wiley & Sons Ltd. 2003
- [8] Wolski R, Plank J S, Brevik J, et al. Analyzing market-based resource allocation strategies for the computational grid [J]. Int'l Journal of High Performance Computing Applications, 2001, 15(3): 258-281
- [9] Sandholm T. Making Markets and Democracy Work: A Story of Incentives and Computing [C] // Proceeding of the International

Joint Conference on Artificial Intelligence, 2003

- [10] Buyya, Abramson D, Giddy J. An Economy Driven Resource Management Architecture for Global Computational Power Grids [C] // The 2000 International Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications. Las Vegas, 2000
- [11] 李志洁. 基于经济原理的网格资源分配策略与算法研究 [D]. 大连: 大连理工大学, 2007: 1-27
- [12] 陈晓梅, 卢锡城, 王怀民. 基于微观经济学方法的网络资源分配问题 [J]. 计算机研究与发展, 2001, 38(11): 1345-1353
- [13] 翁楚良, 陆鑫达. 一种基于双向拍卖机制的计算网格资源分配方法 [J]. 计算机学报, 2006, 29(6): 1004-1009
- [14] 杨小凯, 等. 新兴古典经济学与超边际分析 [M]. 北京: 社会科学文献出版社, 2003