

南京航空航天大学
论文集

(二〇〇四年) 第23册

经济与管理学院

(第2分册)

南京航空航天大学科技部编

二〇〇五年三月

经济与管理学院

092 系

093 系



目 录

序号	姓 名	职 称	单 位	论 文 题 目	刊物、会议名称	年、卷、期	类 别
1.	李帮义 付铅生	教授 副教授	092 093	在线 multicast 数据传输网络中的一个优化问题	通信学报	2004.25.10	
2.	刘益平 仇冬芳	教授 讲师	092 092	关于加强法务会计工作的探讨	财会月刊	2004.A2	
3.	彭 灿	教授	092	供应链中的知识流动与组织间学习	科研管理	2004.25.3	
4.	马 珩 刘益平	副教授 教授	092	内部控制与现代审计的关系	审计与经济研究	2004.19.2	
5.	马 珩	副教授	092	亏损企业的税务管理问题	财会研究	2004.4	
6.	耿成轩	副教授	092	当代财务管理的演进与走向	财会研究	2004.10	
7.	张 卓	副教授	092	质量经济学发展评述	外国经济与管理	2004.26.9	
8.	张 卓	副教授	092	产品开发中的风险评估修正模型	商业研究	2004.305.21	
9.	张 卓	副教授	092	基于顾客价值的企业价值评估模型	理论探讨	2004.6	
10.	仇冬芳	讲师	092	会计诚信缺失背景下高校审计教学研究	甘肃科技纵横	2004.2	
11.	仇冬芳	讲师	092	论实质重于形式原则在我国独立审计中的运用	审计与经济研究	2004.3	
12.	李国彦 李 南	硕士 教授	092	我国机场旅客吞吐量预测方法及其现状	中国民用航空	2004.5	
13.	张莉芳 刘益平	硕士 教授	092 092	如何解决管理层收购存在的定价问题	商业研究	2004.6	
14.	李文虹 刘益平	硕士 教授	092 092	反观我国银行业的混业经营	金融与经济	2004.10	
15.	郭 蓉 刘益平	硕士 教授	092 092	先营销后技术的渐进发展道路	南京航空航天大学学报(社会科学版)	2004.3	
16.	郭 蓉 刘益平	硕士 教授	092 092	中小企业组织结构改革方略	企业技术进步	2004.1	
17.	许汝科 刘益平	硕士 教授	092	国企改制中存在问题的成因及治理	企业经济	2004.8	
18.	许汝科 刘益平	硕士 教授	092	对现代企业成本管理的思考	现代经济探讨	2004.7	
19.	胡学鹏 张 卓	硕士 副教授	092	基于实物期权的高新技术风险投资项目决策模型	理论探讨	2004.6	
20.	金辉 钱焱	硕士 副教授	092 092	论中国民航业的竞争战略走向	江苏航空	2004.4	
21.	龚剑波	硕士	092	个人分配方式的改革——股票期权	市场周刊	2004.8	
22.	戎维莉	硕士	092	男女退休年龄差异问题刍议	市场周刊.财经论坛	2004.9	
23.	江可申	教授	093	南京六朝文化资源潜质与城市科学发展	南京社会科学	2004.194	
24.	江可申	教授	093	洪都航空股票上市及资本运营分析	南京理工大学学报	2004.17.2	

	刘晓红	助教	093				
25.	陈 圻 黄 玲	教授	093	提高社会保障水平是启动居民消费的关键	现代经济探讨	2004.5	
26.	陈 圻	教授	093	大力推进社会责任认证, 保护我市务工农民合法权益	2004 年南京市“关注农村、富裕农民”政协论坛会议上交流	2004 年卷	
27.	陈 圻	教授	093	坚持以人为本, 树立科学发展观——积极应对 SA8000 对我省外贸出口的挑战	江苏民革	2004.4	
28.	陈 圻	教授	093	提高社会保障水平, 启动居民消费	江苏政协	2004.8	
29.	陈 圻	教授	093	提高社会保障水平是启动居民消费的重要因素	江苏民革	2004.1	
30.	陈 圻	教授	093	五类消费品竞争力因素的统计分析	统计与决策	2004.7	
31.	付铅生	副教授	093	人力资源管理中员工招聘方法的建模研究	理论探讨	2004.6	
32.	付铅生	副教授	093	网络经济中垃圾邮件的危害与对策	理论探讨	2004.6	
33.	付铅生	副教授	093	关于高校电子商务专业学科建设问题的探讨研究	2004 年福州电子商务国际研讨会	2004	
34.	付铅生	副教授	093	高等院校电子商务教学实习环境建设探讨	南京航空航天大学学报 (社科版)	2004.6.1	
35.	付铅生	副教授	093	SPAM: ONE PUZZLED PROBLEM FOR E--COMMERCE	Journal of Electronic Science and Technology of China	2004.2.3	
36.	付铅生	副教授	093	基于国际电子商务发展的新特征分析	商业研究	2004.3	
37.	付铅生 李帮义	副教授 教授	093 092	Pendants-median 支撑树及其一个相关问题: 复杂性和算法	高等学校计算数学学报	2004.26.2	
38.	付铅生	副教授	093	ERP 软件企业发展的契机	科技创业	2004.11	
39.	曹锐生	副教授	093	Analysis of provision production Security in Sichuan and Countermeasures	Kybernetes The International Journal Of Systems &Cybernetics	2004.33.2	
40.	潘 军	副教授	093	论经济发展的生态学模式	江汉论坛	2004.4	
41.	潘 军 黄 昕	副教授 硕士	093 093	一种新的视觉: 商业生态系统观	生态经济	2004.4	
42.	李 敏	讲师	093	“消费经济学”课程教学方法探析	南京航空航天大学学报 (社科版)	2004.6.12	
43.	李 敏	讲师	093	社会资本视角下的企业组织变革	理论探讨	2004.6	

44.	李 敏	讲师	093	企业社会网络对组织变革的影响	生产力研究	2004.3	
45.	李 敏	讲师	093	社会资本概念的重新界定与社会资本的历史文化根源	2004 年中华外国经济学会	2004	
46.	姜树元	讲师	093	消费者效用测度与产业需求函数	中国管理科学	2004.12.6	
47.	王志华 陈 圻	博士 教授	093 093	江苏推广油菜收获机的经济性浅析	农业现代化研究	2004.3 增刊	
48.	陈华鹏 陈 圻	硕士 教授	093 093	对中国企业实施战略管理的几点建议	市场周刊	2004.11	
49.	陈华鹏 陈 圻	硕士 教授	093 093	战略联盟合作伙伴的选择	2004 年南京航空航天大学第六届研究生学术会议上交流		
50.	黄 玲 陈 圻	硕士 教授	093 093	江苏省产业技术创新现状与对策	中华学术论坛	2004.2	
51.	陈慧群 江可中	硕士 教授	093 093	投资基金规模与业绩相关性分析	中华外国经济学说第 12 届年会会议上交流		
52.	江本强 江可中	硕士 教授	093 093	对财务舞弊的认识及其控制研究	商业研究	2004.7	
53.	张海斌 江可中 周德群	硕士 教授 教授	093 093 091	准公共物品投资主体、投资方式和经营方式探析	学习论坛	2004.20.10	
54.	董 钊 曹锐生 杜 捷	硕士 副教授 硕士	093 093 093	保健品行业呼唤诚信	市场周刊	2004.9	
55.	杜 捷 董 钊 曹锐生	硕士 副教授 硕士	093 093 093	江苏白酒行业竞争分析	市场周刊	2004.6	
56.	邵 娟	硕士	093	商业银行市场细分因素浅析	河北理工学院学报	2004.4	
57.	黄 玲	硕士	093	关于江苏区域经济发展的思考	生产力研究	2004.ZK1	
58.	黄 昕 潘 军	硕士 副教授	093 093	论集成化在商业系统和供应链中的耦合性	经济与管理	2004.2	
59.	胡 浩 潘 军	硕士 副教授	093 093	探讨员工满意度调查分析方法	中国人力资源开发	2004.9	
60.	付 凯 潘 军	硕士 副教授	093 093	利用因子分析解决市场细分问题及实证研究	南航第六届研究生学术会议	2004	
61.	蒋良骏	硕士	093	发展南京会展经济的对策	南京航空航天大学学报(社科版)	2004.6	
62.	张建伟 赵莲花	硕士 副教授	093	对目前 CRM 客户关系管理的探析	市场周刊	2004.8	
63.	王保如 赵莲花	硕士 副教授	093	价值理论对供应链再造的启示	市场周刊	2004.7	

在线 multicast 数据传输网络中的一个优化问题

李帮义, 付铅生

(南京航空航天大学 经济管理学院, 江苏 南京 210016)

摘要: 首先建立了数据传输网络选择的最小成本模型, 给出了有效支撑树代表集的概念, 并给出了一个时间复杂性为 $O(m\log_e n)$ 的算法产生代表集。然后对静态数据传输问题和在线数据传输问题, 分别给出了一个时间复杂性为 $O(m\log_e n)$ 和 $O(m^2+m\log_e n)$ 的多项式时间的算法。

关键词: 传输网络; 支撑树; 有效解; 代表集

中图分类号: TP393; TN913.24 **文献标识码:** A **文章编号:** 1000-436X(2004)10-0031-07

An optimization problem in online multicast data transmission network

LI Bang-yi, FU Qian-sheng

(College of Economics and Management, Nanjing University of Aeronautics and Astronautics, Nanjing 210016, China)

Abstract: First established the minimum transmission cost model in online multicast data transmission network, given the concept of efficient presenting set of spanning tree, and presented an algorithm to generate one efficient presenting set with time complexity $O(m\log_e n)$. Then, the static multicast data transmission problem and online multicast data transmission problem are investigated, and two algorithms for them are presented, whose complexity are separately $O(m\log_e n)$ and $O(m^2+m\log_e n)$.

Key words: transmission network; spanning tree; efficient solution; presenting set

1 引言

数据传输业务广泛应用于商业网和军用网中, 是一种由源点向多个目标节点传输信息的通信方式 (即称为 multicast), 其典型的应用有电视会议、远程教学、Internet 上的在线游戏、股票报价、数据采集等。数据传输网络可以用一个赋权图 $G=\langle V, E, F, C \rangle$ 表示, 其中 $V=\{v_1, v_2, \dots, v_{n-1}, v_n\}$ 是 G 的顶点集合, 表示传输网络中的节点或路由器; $E=\{e_1, e_2, \dots, e_{m-1}, e_m\}$ 是 G 的边集合, 边 $\langle v_i, v_j \rangle$ 为连接节点 v_i 和 v_j 的传输线路; F 和 C 是边上的两个参数, 基于不同的研究问题, F 和 C 可以有不同的物理含义。

数据传输网络一般采用树型结构。这样做一方面能够保证数据传输到每个目标节点, 又能保证复制数据最少^[1]。如果目标节点只是网络中的一部分节点, 则数据传输网络一般归结为 Steiner 最小树问题^[2,3]。如果目标节点是网络的全部节点, 则数据传输网络可以归结为支

收稿日期: 2003-04-10; 修订日期: 2004-06-19

基金项目: 江苏省教育厅社会科学基金资助项目 (02SJD630020)

撑树问题^[4], 最小支撑树问题是一个经典的组合优化问题, 该问题有广泛的应用, 并经常作为许多问题的子问题, 因此该问题有很长的研究历史和大量的研究结果^[4]。对于树状传输网络, 国内也已有许多学者进行了研究^[5, 6]。随着信息科学和决策科学的发展, 该问题又出现了大量的新变形问题^[7-9]。实际上, 本文研究的数据传输最小成本模型也是一个最小树问题的新变形问题。

设 $G = \langle V, E, F, C \rangle$ 是个数据传输网络, V 是数据传输节点 (顶点) 集合, $|V| = n$; E 是传输线路 (边) 集合, $|E| = m$ 。每条传输线路 $\langle v_i, v_j \rangle$ 上有两个非负参数 $f_{i,j} \in F$ 和 $c_{i,j} \in C$, 其中 $f_{i,j}$ 是单位时间内 (如一小时) 传输线路 $\langle v_i, v_j \rangle$ 的租赁费用 (使用成本), $c_{i,j}$ 是传输线路 $\langle v_i, v_j \rangle$ 的传输容量。问题是怎样选择 G 的一个支撑树 T , 使在单位时间内总量为 δ 的数据沿着 T 中的线路传输到每一个传输节点所用的总费用最少。按照假设, 总费用包括两部分, 即网络的租赁使用费和数据加工费。对于 G 的一个支撑树 T , 单位时间内 T 的使用租赁费为 $\sum_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} f_{i,j}$ (用 $f(T)$ 表示); T 的传输容量为 $\min_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} c_{i,j}$ (用 $c(T)$ 表示), 故对 δ 数据进行

加工处理 (如打包) 的次数为 $\frac{\delta}{\min_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} c_{i,j}}$ 。不妨假设数据处理的费用正比于数据加工的次数,

因此单位时间内总量为 δ 的数据用支撑树 T 传输完毕所用的总费用为 $\sum_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} f_{i,j} + \frac{\delta}{\min_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} c_{i,j}}$ 。

用 $\tilde{T}$ 表示 G 的所有支撑树集合, 则最小成本数据传输支撑树问题为如下的组合优化问题

$$\min \left\{ \sum_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} f_{i,j} + \frac{\delta}{\min_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} c_{i,j}} : T \in \tilde{T} \right\} \quad 0 \leq \delta < +\infty \quad (1)$$

在模型 (1) 中, 数据总量 δ 为随机输入的, 而不是像以前传统模型中, δ 是固定的。因此式 (1) 的最优解不但依赖于集合 $\tilde{T}$, 还依赖于随机输入 δ , 这是本文中“在线”的含义。在模型 (1) 中, 数据要传输到每一个节点, 而不是一个固定的节点, 这是本文中 multicast 的含义。

本文的主要内容和安排如下: 在第 2 节, 给出了有效支撑树代表集的概念, 并给出了一个时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 的算法产生代表集。第 3 节对静态数据传输问题和在线数据传输问题, 分别给出了一个时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 和 $O(m^2 + m \log_e n)$ 的算法。最后给出了一个计算实例。

2 有效支撑树代表集的概念和算法

为了求解式 (1), 引入如下的双目标优化问题:

$$\begin{aligned} & \max \sum_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} f_{i,j} \\ & \max \min_{\langle v_i, v_j \rangle \in T} c_{i,j} \\ & \text{s.t.} \quad T \in \tilde{T} \end{aligned} \quad (2)$$

对于一个 $T \in \tilde{T}$, $\langle f(T), c(T) \rangle$ 对应于平面上的一个点。

定义 1 设 $T^* \in \tilde{T}$, 如果不存在一个 $T \in \tilde{T}$, 满足 $f(T) < f(T^*), c(T) \geq c(T^*)$, 或者 $f(T) \leq f(T^*), c(T) > c(T^*)$, 则 T^* 称作式 (2) 的一个有效解。

定义 2 设 $\hat{T} \subseteq \tilde{T}$ 是式 (2) 的一个有效解集合, 且任意取式 (2) 的一个有效解 T^* , 存

在惟一一个 $T \in \hat{T}$, 满足 $\langle f(T), c(T) \rangle = \langle f(T^*), c(T^*) \rangle$, 则 $\hat{T}$ 称作式 (2) 的一个代表有效解集合。

式 (2) 是有许多有效解的, 如式 (2) 的字典序最优解就是有效解, 但许多有效解其 $\langle f(T), c(T) \rangle$ 是相同的。 $\hat{T}$ 是在 $\langle f(T), c(T) \rangle$ 相同的那些有效解中选择一个所形成的支撑树集合, 因此 $\hat{T} \neq \emptyset$ 。

下面设计求解 $\hat{T}$ 的算法。

为求解式 (2), 先对 $\{c_{i,j} : \langle v_i, v_j \rangle \in E\}$ 由小到大排列。不妨设排列结果为 $c_1 < c_2 < c_3 < \dots < c_q$, 其中 q 为 $c_{i,j}$ 不同的个数。令 $E_k = \{\langle v_i, v_j \rangle \in E : c_{i,j} = c_k\}$, $1 \leq k \leq q$, 则由序列 $\{E_k : 1 \leq k \leq q\}$ 定义 G 的一个子网络序列 $\{G_k : 1 \leq k \leq q\}$, 其中 $G_k = \langle V, \cup_{k \leq l \leq q} E_l, F, C \rangle$ 。

根据 G_k 的定义, 显然有 $E(G_1) \supset E(G_2) \supset \dots \supset E(G_{q-1}) \supset E(G_q)$ 。可以假设 G_q 是连通的, 否则, 在这个序列中将不连通的图删去, 因为其中已不存在支撑树。在 G_q 中, 利用 Prim 算法求出最小树 (按 F) $\hat{T}_q$ 。 $\hat{T}_q$ 是式 (2) 的一个字典序最优解, 显然 $\hat{T}_q$ 也是式 (2) 的有效解。故可以首先令 $\hat{T}_q \in \hat{T}$ 。同样利用 Prim 算法, 在 G_{q-1} 中求出最小树 (按 F) $\hat{T}_{q-1}$ 。怎样判断 $\hat{T}_{q-1}$ 是不是一个有效解? 下面分析 $\hat{T}_q$ 和 $\hat{T}_{q-1}$ 之间的关系。

引理 1 若 $L(\hat{T}_{q-1}) = L(\hat{T}_q)$, 则 $\hat{T}_{q-1} \notin \hat{T}$; 若 $L(\hat{T}_{q-1}) < L(\hat{T}_q)$, 则 $\hat{T}_{q-1}$ 是一个有效解, 且可以令 $\hat{T}_{q-1} \in \hat{T}$ 。

证明 $\hat{T}_q$ 是 G_q 中的最小树 (按 F), $\hat{T}_{q-1}$ 是 G_2 中的最小树 (按 F), 由于 $E_{q-1} \supset E_q$, 故 $f(\hat{T}_{q-1}) \leq f(\hat{T}_q)$ 。若 $f(\hat{T}_{q-1}) = f(\hat{T}_q)$, $C(\hat{T}_{q-1}) < C(\hat{T}_q)$, 则由定义 1, $\hat{T}_{q-1}$ 不是有效解, 自然 $\hat{T}_{q-1} \notin \hat{T}$ 。若 $f(\hat{T}_{q-1}) = f(\hat{T}_q)$, $C(\hat{T}_{q-1}) = C(\hat{T}_q)$, 则 $\hat{T}_q$ 、 $\hat{T}_{q-1}$ 都是有效解, 但由于 $\hat{T}_q \in \hat{T}$, 故 $\hat{T}_{q-1} \notin \hat{T}$ 。若 $f(\hat{T}_{q-1}) < f(\hat{T}_q)$, 则必有 $C(\hat{T}_{q-1}) < C(\hat{T}_q)$, 否则 $\hat{T}_{q-1}$ 也是 G_q 中的支撑树, 这与 $\hat{T}_q$ 是 G_q 中的最小树 (按 F) 矛盾。显然 $\hat{T}_{q-1}$ 是 $\langle f(T), c(T) \rangle$ 不同于 $\hat{T}_q$ 的有效解, 故可以令 $\hat{T}_{q-1} \in \hat{T}$ 。证毕

在 G_k 中求最小支撑树 (按 F) $\hat{T}_k$ 可以作为一个独立的问题, 每次都调用 Prim 算法, Prim 算法的时间复杂性为 $O(m \log_e n)$, 又 $q = O(m)$, 故在最坏情况下, 计算出支撑树序列 $\{\hat{T}_k : 1 \leq k \leq q\}$ 的总时间复杂性为 $O(m^2 \log_e n)$ 。在本文中, 我们不把在 G_k 中求最小支撑树 (按 F) $\hat{T}_k$ 问题作为一个独立的问题, 而是利用 G_k 中的最小支撑树 (按 F) $\hat{T}_k$ 求出 G_{k-1} 中的最小支撑树 (按 F) $\hat{T}_{k-1}$ ($2 \leq k \leq q$)。文献[10]中研究了动态最小树问题, 即利用 G 中的最小支撑树求 $G+e$ 中的最小支撑树问题这里 ($e \notin E(G)$), 并给出了一个平均时间复杂性为 $O(\log_e n)$ 的算法 (本文将该算法称作 dynamic-MST 算法)。本文利用 dynamic-MST 算法作为一个子程序来求解支撑树序列 $\{\hat{T}_k : 1 \leq k \leq q\}$, 每一次都是以 G_k 为基础, 将 E_{k-1} 中的一条传输线路增加到前一个网络中, 当 E_{k-1} 中的边全部加进去以后, 求出的最后一个支撑树就是 $\hat{T}_{k-1}$ ($2 \leq k \leq q$)。

$\{\hat{T}_k : 1 \leq k \leq q\}$ 的产生过程见图 1 所示。

以引理 1、序列 $\{G_k: 1 \leq k \leq q\}$ 和 dynamic-MST 算法为基础, 设计求 $\hat{T}$ 的算法如下:

$\hat{T}$ —算法:

step 1 构造序列 $G_k = \langle V, \cup_{k \leq i \leq q} E_i, F, C \rangle$, 其中 $E_k = \{ \langle v_i, v_j \rangle \in E : c_{i,j} = c_k \}$, $1 \leq k \leq q$ 。

step 2 在 G_q 中求出最小树 (按 F) $\hat{T}_q$ 。

$k \leftarrow q-1$, $\hat{T} \leftarrow \{\hat{T}_q\}$, $\delta \leftarrow f(\hat{T}_q)$ 。

step 3 调用 dynamic-MST 算法在 G_k 中求出最小树 (按 F) $\hat{T}_k$ 。

若 $f(\hat{T}_k) < \delta$, 则转 step 4; 若 $f(\hat{T}_k) = \delta$, 则转 step 5。

step 4 $k \leftarrow k-1$, $\hat{T} \leftarrow \hat{T} \cup \{\hat{T}_k\}$, $\delta \leftarrow f(\hat{T}_k)$ 。若 $k \geq 2$, 转 step 3。

step 5 $k \leftarrow k-1$ 。若 $k \geq 2$, 转 step 3。

输出 $\hat{T}$ 。

定理 1 $\hat{T}$ —算法给出式 (2) 的一个代表有效解集合 $\hat{T}$, 其时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 。

证明 由引理 1、网络序列 $\{G_k: 1 \leq k \leq q\}$ 和 dynamic-MST 算法, 知 $\hat{T}$ —算法确实产生一个式 (2) 的代表有效解集合。下面分析 $\hat{T}$ —算法的时间复杂性。

第 1 步的时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 。 $\hat{T}$ —算法最多调用 $m-n+1$ 次 dynamic-MST 算法, 平均每次的时间复杂性为 $O(\log_e n)$ 。故 $\hat{T}$ —算法的时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 。 证毕

3 在线 multicast 数据传输网络优化问题的求解

设 $\hat{T}$ —算法的输出结果为 $\hat{T} = \{\hat{T}_1, \hat{T}_2, \dots, \hat{T}_p\}$, 且 $F(\hat{T}_i) = \hat{f}_i, C(\hat{T}_i) = \hat{c}_i, 1 \leq i \leq p \leq q$ 。根据引理 1 和 $\hat{T}$ 的产生过程, 显然有不等式 $\hat{f}_1 < \hat{f}_2 < \dots < \hat{f}_{p-1} < \hat{f}_p$ 和 $\hat{c}_1 < \hat{c}_2 < \dots < \hat{c}_{p-1} < \hat{c}_p$ 。

在实际数据传输网络中, 若 δ 是固定的, 则问题 (1) 称作静态最小成本数据传输支撑树问题; 若 δ 是在线 (随机) 输入的, 则问题 (1) 称作动态最小成本数据传输支撑树问题。因此本节中, 关于问题 (1) 有两个基本问题需要解决:

(1) 当 δ 是固定时, 怎样求出式 (1) 的最优解?

(2) 当 δ 由 0 变化到 $+\infty$ 时, 怎样求出式 (1) 的最优解序列? 式 (1) 的最优解序列最多有多少个解?

引理 2 对于任意的 δ , $\hat{T}$ 中必存在一个式 (1) 的最优解。

证明 设 T^* 是式 (1) 的一个最优解, 则 T^* 必是式 (2) 的一个有效解。否则, 设存在一个 $T \in \hat{T}$, 满足 $0 < f(T) < f(T^*), c(T) \geq c(T^*) > 0$, 或者 $0 < f(T) \leq f(T^*), c(T) > c(T^*) > 0$ 。无论那种情况, 此时都有 $0 < f(T) + \frac{\delta}{c(T)} < f(T^*) + \frac{\delta}{c(T^*)}$, 这与 T^* 是式 (1) 的最优解矛盾。

若 $T^* \in \hat{T}$, 则结论成立; 若 $T^* \notin \hat{T}$, 则根据代表有效解集合的定义, 存在一个 $T' \in \hat{T}$, 满足 $\langle f(T'), c(T') \rangle = \langle f(T^*), c(T^*) \rangle$ 。由此可知 $T' \in \hat{T}$ 也是式 (1) 的一个最优解。结论成立。

引理 2 将式 (1) 最优解的搜索范围限制在了代表有效解集合中, 从而降低了计算复杂性。

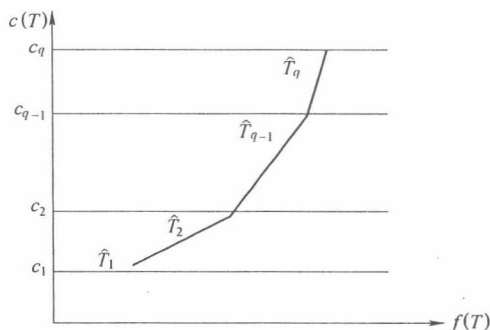


图 1 $\{\hat{T}_k: 1 \leq k \leq q\}$ 的产生过程

由引理 2 得到如下结果。

定理 2 对于固定的 δ , 令 $\min\{\hat{f}_i + \frac{\delta}{\hat{c}_i} : 1 \leq i \leq p\} = \hat{f}_r + \frac{\delta}{\hat{c}_r}$, 则 $\hat{T}_r$ 就是式 (1) 的一个最优解。

推论 1 对于固定的 δ , 式 (1) 的最优解在 $O(m \log_e n)$ 时间内即可求出。

证明 $\hat{T}$ —算法的时间复杂性为 $O(m \log_e n)$; 在 $\hat{T}$ 中选择 $\hat{T}_r$ 的时间复杂性为 $O(m)$ 。因此对于固定的 δ , 式 (1) 在 $O(m \log_e n)$ 时间内即可解决。 证毕

引理 3 对于某一个固定的 δ , 如果 $\hat{T}_i$ 是式 (1) 的最优解, 则存在一个闭区间 $[\delta_i^-, \delta_i^+]$, 使对任意一个 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+]$, $\hat{T}_i$ 都是式 (1) 的最优解。

证明 对于某一个固定的 δ , $\hat{T}_i$ 是式 (1) 最优解的充分必要条件是

$$\hat{f}_i + \frac{\delta}{\hat{c}_i} \leq \hat{f}_j + \frac{\delta}{\hat{c}_j}, 1 \leq j \leq p, j \neq i, \delta \in [0, +\infty) \quad (3)$$

式 (3) 是一个关于 δ 的线形不等式, 故存在一个闭区间 $[\delta_i^-, \delta_i^+]$, 使对任意一个 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+]$, 式 (3) 都成立, 也即 $\hat{T}_i$ 都是式 (1) 的最优解。 证毕。

定义 3 设 $\hat{T} = \{\hat{T}_1, \hat{T}_2, \dots, \hat{T}_p\}$, 且 $F(\hat{T}_i) = \hat{f}_i, C(\hat{T}_i) = \hat{c}_i, 1 \leq i \leq p$ 。定义两个序列 $\{\delta_i^- : 1 \leq i \leq p\}, \{\delta_i^+ : 1 \leq i \leq p\}$ 如下

$$\delta_1^- = 0, \delta_i^- = \max_{j < i} \frac{-\hat{f}_i + \hat{f}_j}{\frac{1}{\hat{c}_i} - \frac{1}{\hat{c}_j}}, 2 \leq i \leq p,$$

$$\delta_i^+ = \min_{i < j} \frac{-\hat{f}_i + \hat{f}_j}{\frac{1}{\hat{c}_i} - \frac{1}{\hat{c}_j}}, 1 \leq i \leq p-1, \delta_p^+ = +\infty。$$

定理 3 设序列 $\{\delta_i^- : 1 \leq i \leq p\}$ 和 $\{\delta_i^+ : 1 \leq i \leq p\}$ 由定义 3 所给出。则有如下结论:

(1) 如果 $\delta_i^- > \delta_i^+$, 那么对任意的 $\delta \in [0, +\infty)$, $\hat{T}_i$ 都不可能是式 (1) 的最优解, $1 \leq i \leq p$ 。

(2) 如果 $\delta_i^- \leq \delta_i^+$, 则 $\hat{T}_i$ 是式 (1) 的最优解充分必要条件是 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+]$, $1 \leq i \leq p$ 。

证明 该定理证明的核心是判断式 (3) 是否成立。

(1) 如果 $\delta_i^- > \delta_i^+$, 则不可能存在一个 $\delta \in [0, +\infty)$, 使式 (3) 成立, 也即对任意的 $\delta \in [0, +\infty)$, $\hat{T}_i$ 不可能是式 (1) 的最优解, $1 \leq i \leq p$ 。

(2) 如果 $\delta_i^- \leq \delta_i^+$, 则式 (3) 成立的充分必要条件是 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+]$ 。也即 $\hat{T}_i$ 是式 (1) 最优解的充分必要条件是 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+]$, $1 \leq i \leq p$ 。 证毕

计算 $\hat{T} = \{\hat{T}_1, \hat{T}_2, \dots, \hat{T}_p\}$ 的时间复杂性是 $O(m \log_e n)$; 计算 $\{\delta_i^- : 1 \leq i \leq p\}$ 和 $\{\delta_i^+ : 1 \leq i \leq p\}$ 的时间复杂性是 $O(m^2)$ 。因此得到如下结论:

推论 2 当 δ 由 0 变化到 $+\infty$ 时, 式 (1) 不同最优解的个数最多为 $|\hat{T}|$ (不超过 $m-n+1$); 有时间复杂性为 $O(m \log_e n + m^2)$ 的算法对每一个最优解 $\hat{T}_i$, 计算出其对应的闭区间 $[\delta_i^-, \delta_i^+]$, $1 \leq i \leq p$ 。

根据 $\hat{T}$ —算法、定理 3 和推论 2, 设计求解在线 multicast 数据传输模型的算法如下:

ONLINE MULTICAST—算法:

step1 利用 $\hat{T}$ —算法, 输出 $\hat{T}$ 。计算出 $F(\hat{T}_i) = \hat{f}_i, C(\hat{T}_i) = \hat{c}_i, 1 \leq i \leq p$ 。

step2 按照定义 3, 计算出序列 $\{\delta_i^-: 1 \leq i \leq p\}, \{\delta_i^+: 1 \leq i \leq p\}, 1 \leq i \leq p \leq q$ 。

step3 随机输入待传输的数据量 δ 。

step4 找到一个 i , 使 $\delta \in [\delta_i^-, \delta_i^+], 1 \leq i \leq p$ 。

输出 $\hat{T}_i$ 。

说明: $\bigcup_{1 \leq i \leq p} [\delta_i^-, \delta_i^+] = [0, +\infty)$, 故对每个 δ , 总能选择出 δ 所在的区间。

计算实例。设有一个数据传输网络 G 如图 2 所示, 每条边旁的 2 维数组表示 $\langle f_{i,j}, c_{i,j} \rangle$ 。

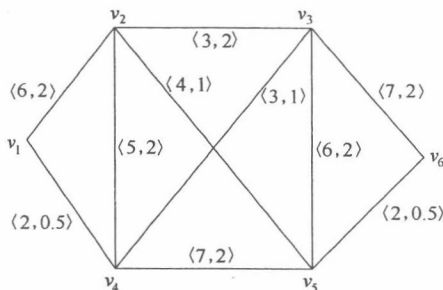


图 2 $G = \langle V, E, F, C \rangle$

step1 构造出 G_3 , 并求出 $\hat{T}_3$ 。如图 3, 4 所示。

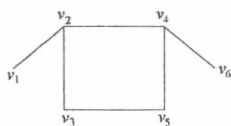


图 3 G_3

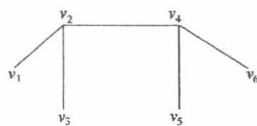


图 4 $\hat{T}_3: \hat{c}_3=2, \hat{f}_3=27, \hat{T} = \{\hat{T}_3\}$

step2 构造出 G_2 , 并求出 $\hat{T}_2$ 。如图 5, 6 所示。

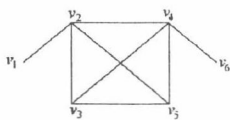


图 5 G_2

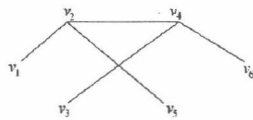


图 6 $\hat{T}_2: \hat{c}_2=1, \hat{f}_2=23, \hat{T} = \{\hat{T}_2, \hat{T}_3\}$

step3 构造出 G_1 , 并求出 $\hat{T}_1$ 。如图 7, 8 所示。

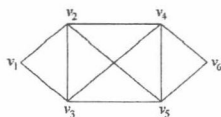


图 7 G_1

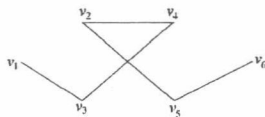


图 8 $\hat{T}_1: \hat{c}_1=0.5, \hat{f}_1=14, \hat{T} = \{\hat{T}_3, \hat{T}_2, \hat{T}_1\}$

step4 根据 $\hat{T} = \{\hat{T}_3, \hat{T}_2, \hat{T}_1\}$ 、 $\{\langle \hat{f}_i, \hat{c}_i \rangle: 1 \leq i \leq 3\}$ 和定义 3, 计算结果如下: $[\delta_1^-, \delta_1^+] = [0, 8.67]$, 即当 $\delta \in [0, 8.67]$ 时, $\hat{T}_1$ 是最优解; $\delta_2^- = 9, \delta_2^+ = 8$, 由于 $\delta_2^- > \delta_2^+$, 则 $\hat{T}_2$ 永远不可能是最优解; $[\delta_3^-, \delta_3^+] = [8.67, +\infty)$, 即当 $\delta \in [8.67, +\infty)$ 时, $\hat{T}_3$ 是最优解。实际上, 由 $\hat{T} = \{\hat{T}_3, \hat{T}_2, \hat{T}_1\}$ 得到平面上的 3 条直线 $l_1: f_1 = 14 + \frac{\delta}{0.5}$; $l_2: f_2 = 23 + \frac{\delta}{1}$; $l_3: f_3 = 27 + \frac{\delta}{2}$ 。当 $\delta \in [0, 8.67]$ 时, 三条直线中 f_1 最小, 即 $\hat{T}_1$ 是最优解; 当 $\delta \in [8.67, +\infty)$ 时, 三条直线中 f_3 最小, 即 $\hat{T}_3$ 是最优解; 当 $\delta \in [0, +\infty)$ 时, 三条直线中 f_2 都不是最小者, 即 $\hat{T}_2$ 不可能是最优解。

1 结论与分析

本文首先建立了在线 multicast 数据传输网络的优化模型, 给出了有效支撑树代表集的概念, 并给出了一个时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 的算法产生代表集。然后对静态数据传输问题和在线 multicast 数据传输问题, 分别给出了一个时间复杂性为 $O(m \log_e n)$ 和 $O(m^2 + m \log_e n)$ 的多项式时间的算法。

本文的关键是证明了代表有效解集合恰好包含在线 multicast 数据传输优化模型的一个最优解, 从而缩小了搜索范围, 设计出了多项式时间的算法。

本文提出的方法与参考文献中的传统方法比, 有如下创新之处: 建立了在线 multicast 数据传输优化选择模型, 从而避免了 Steiner 支撑树问题的 NP-C 完全性, 设计出了多项式时间的算法; 本文设计的算法是在线算法, 即数据传输量 δ 是随机输入的, 这提高了算法的适应性和有效性。本文设计的算法还可以进行深入研究, 以提高算法的速度。

参考文献:

- [1] SRIRAM R, MAMIMARAN G. Algorithms for delay-constrained low-cost multicast tree construction[J]. Computer Communications, 1998, 21(18): 1693-1706.
- [2] HWANG K F, RICHARDS D S. Steiner tree problems[J]. IEEE Network, 1992, 25(1): 55-89.
- [3] BAUER F, VARMA A. Distributed algorithm for multicast path setup in data networks[J]. IEEE/ACM Transaction on Networking, 1996, 29(2): 181-190.
- [4] GRAHAM R L, HELL P. On the history of minimum spanning tree problem[J]. Ann Hist Comput, 1985, 15(7): 43-57.
- [5] 王新红, 王光兴. 基于遗传算法的时延代价最小组播路由选择算法[J]. 通信学报, 2002, 23 (3): 112-117.
- [6] 宋晓龙, 廉玉忠, 吴世忠. 基于有根树的多点传输密钥分配技术分析[J]. 通信学报, 2002, 23(6): 110-115.
- [7] DALIL Z, SCHIEBER B. On finding most uniform spanning trees[J]. Discrete Applied Mathematics, 1988, 20(2): 173-175.
- [8] HAMACHER H W, RUHE G. On spanning tree problems with multiple objectives[J]. Ann Oper Res, 1994, 5(2): 209-230.
- [9] ANDERSON K A, JORNSTON K. On bicriterion minimal spanning trees: an approximation[J]. Computer Ops Res, 1996, 23(12): 1171-1182.
- [10] SLEATER D D, TARJAN R E. A data structure for dynamic trees[J]. Journal of Computers and System Science, 1983, 26(3): 362-391.

作者简介:



李帮义 (1963-), 男, 山东邹平人, 博士, 南京航空航天大学教授、博士生导师, 主要研究方向为智能优化算法、网络设计与网络资源管理等。



付铅生 (1949-), 男, 江苏南京人, 南京航空航天大学经济管理学院副教授, 主要研究方向为电子商务、算法设计、企业信息化等。



关于加强法务会计工作的探讨

南京航空航天大学 刘益平 仇冬芳

随着我国市场经济的逐步建立和法制体系的逐步完善,在经济高速增长的同时,法律案件中经济案例的比重日益上升,法务会计在处理经济纠纷中的作用日趋显现。但是法务会计在我国还是一个新生事物,法务会计人才十分短缺,相关的法律体系尚未建立。这就要求我们尽快从发展法务会计的基础工作入手,逐步发挥法务会计在发展社会主义市场经济中的保障和支持作用。

一、建立法务会计人才培养体系

对于一个国家来讲,要形成一支法务会计师队伍,必须有完善的法务会计师培养体系作支撑。笔者认为,要在我国尽快形成法务会计师队伍,当务之急应做好以下几项工作:

1.设置法务会计专业。目前,在国家教委公布的本科专业目录中有经济法、会计学、审计学等相关专业,但尚未有法务会计专业。国家教委应尽快组织法务会计本科专业的申报,鼓励那些已开设了会计学、审计学、经济法专业的高校积极申报法务会计专业。可以先在全国重点高校中选择十所左右开始试点。

法务会计专业的培养目标是:培养全面掌握会计、审计、法学等学科的专门知识和技能,具有较为扎实的外语、计算机应用能力基础,能在企事业单位、社会中介机构、司法部门从事法务会计专门工作和在高校、研究机构从事法务会计教

学和理论研究的高级专门人才。

法务会计专业的业务规格是:掌握会计学、审计学、法学、统计学、逻辑学、心理学、证据学等学科的专门知识和技能;具有较强的语言和文字表达、人际沟通、信息获取能力以及分析、解决法务会计问题的能力;掌握辨别会计舞弊的专门知识和能力;熟悉国内外与会计、财务相关的方针政策、法律法规以及相关国际惯例;了解本学科的理论前沿及发展动态;掌握文献检索、资料查询的基本方法;掌握一门外语,能够熟练使用计算机。

法务会计专业的课程设置是:分理论教学与实践教学两个部分,理论教学分为必修课和选修课两类。法务会计专业必修课包括:政治理论、思想品德、体育和军事理论等公共课程,以及为实现本专业培养目标而设置的专业基础课和专业课,如英语、高等数学、计算机应用技术、管理学、基础会计学、财务会计学、高级会计学、成本会计学、管理会计学、财务管理学、审计学原理、财务审计、经济法、民法、刑法、逻辑学、心理学、微观经济学、宏观经济学、证据学等。法务会计专业选修课



公司的影响。有一种看法认为,市场不能够解释收益信息,即市场对收益信息是无效的,并将这种现象归咎于会计信息披露过剩。他们的假设是,过多的披露使公众完全忽略了披露内容,削弱了资本市场的有效性。这种假设正受到越来越多的质疑。可以肯定的是,披露的信息越少,加工的过程越多,粉饰会计报表的可能性就会越高,会计信息披露失真的概率也越高。使用者改变目前的会计处理和信息披露方法的要求,客观上为事项法的应用创造了条件。

从会计信息披露的成本看,随着计算机技术、网络技术和通讯技术等现代信息技术的不断发展,企业建立会计事项数据库并提供适时会计信息已不存在太多困难。因而,除非公司存在有意调节会计信息的企图,否则是不应该排斥更多地披露会计信息的要求的。

四、事项法的运用

以往的理论认为事项法与价值法是相对立的,并且从发展趋势看,事项法将取代价值法。笔者认为,在目前的阶段,两种方法可以并行,并不必然存在冲突。事项法提供的信息可以(而且应当)是价值法的基础。通用财务报告披露有其优越的

一面,那就是简洁和易于比较,不需要使用者增加新的会计知识。因而,会计信息可以采用分类披露的方法,一类是通用财务报告,一类是详细信息。企业应建立以事项法理论为基础的、以计算机技术为依托的,包括了财务和非财务信息在内的所有日常经济活动的会计事项信息库,并以此作为价值法下会计处理和信息披露的基础,同时按事项法的要求进行详细的信息披露。这样,一方面满足了使用者对事项法会计信息的需求,另一方面又保持了价值法下会计信息的简洁性。同时,还可以吸引更多的会计中介机构和会计专业人士加入会计信息的分析和相关的咨询工作中,如美国存在大量的财务分析师,就是解决外部使用者因缺乏会计知识而难以充分利用所披露的会计信息这一问题的。事项法用于会计信息披露还可以减少会计师事务所的责任。因为会计信息是充分的,也就避免了会计师事务所参与制作虚假会计信息之嫌。事项法与价值法共同用于会计信息的披露,也有利于避免“事项”标准不完善造成的会计信息缺乏可比性的问题。但事项法用于会计信息披露还涉及如何保护企业的商业秘密的问题,这需要进一步加以研究。□

也分为两类:一类是根据专业需要设置的选修课,如:应用文写作、公共关系学、证券投资、税务会计、保险法、劳动法、仲裁法、法律与公证实务等。另一类是为拓宽学生的知识面,增强其适应能力和提高其文化修养而设立的校内选修课或公共选修课。这类课程涉及领域较为广泛,学生可根据自己的兴趣自主选择。

实践性环节是培养高质量法务会计人才的重要教学环节。实践性环节可分为不定期实践性环节和定期实践性环节两个部分。不定期实践性环节,主要是配合理论课程进行的案例调查、案例讨论、模拟法庭辩论、专题研究报告等;定期实践性环节,是在学生学完了基本理论课程的基础上,在本科第三、第四学年,定期安排两个月时间毕业实习和两个月时间做毕业论文。毕业实习的两个月时间,将学生分别安排到法院和会计师事务所进行实际工作锻炼。其间,学生应在律师和注册会计师的指导下,参与一到两个经济案件的调查、取证、审理和撰写报告工作,将所学的理论知识应用到分析、解决实际问题中去。毕业论文阶段学生应在老师的指导下,就法务会计的某个研究领域进行深入的理论研究,最后撰写一份一万字左右的毕业论文。

为了加快法务会计专业人才的培养,近期可以采用三种培养模式。一是在法务会计专业试点院校招收四年制本科学学生,按照前文所述法务会计专业的培养目标、业务规格及课程设置进行系统培养。二是在设有会计学、法学或经济法本科专业的高校中,选择十所左右的重点院校实行“3+1”的培养模式,即将会计学专业三年级的学生,根据其志愿转成法务会计专业,本科第四年主要加强法律知识和业务技能的教学与实践;将法学或经济法专业三年级的学生,根据其志愿转成法务会计专业,本科第四年主要加强会计学、审计学知识和技能的教學与实践。学生在修满规定的学分后,可获得管理学或法学学士学位。三是在部分设有会计学、法学或经济法专业的重点高校实行“4+2”的双学位培养模式,即将会计学、法学或经济法专业的三年级学生转到法务会计专业学习。对于原先是会计专业的学生,主要学习法律知识和技能;对于原先是法学或经济法专业的学生,主要学习会计学、审计学知识和技能。学生在修满规定的学分后,可分别获得管理学和法学双学士学位。

2. 加快研究型法务会计人才的培养。目前在研究生培养中,法务会计专业人才的培养还几乎是空白,应尽快设置法务会计专业硕士点,或在现有会计学专业、法学专业硕士点以及会计学专业博士点上设置法务会计研究方向。对于报考法务会计专业研究生的学生要有资格限制,其应具备会计学专业或法学专业学士学位;在职报考的考生应具备律师或注册会计师资格。这些研究生在读期间除了学习有关法务会计专业研究型的理论课程外,主要从事法务会计的理论与实务研究,通过一年到一年半左右的硕士学位论文研究或通过两年左右的博士学位论文研究,使学生对法务会计的某个领域有比较深入的研究,并初步具备专门从事法务会计理论研究和实际操作的能力。这部分学生毕业后可作为业务骨干尽快地充实到法务会计教学、研究和实务工作第一线,以推动我国法务会计工作的开展。

二、加快法务会计师的资格认定

同注册会计师、律师的资格认定一样,法务会计师的资格认定是一项基础性工作。目前可以用两种方法来认定:一种方法是对已取得律师资格的人员,鼓励他们参加注册会计师的“会计”和“审计”两个科目的考试,待其取得了合格证之后,连同律师证一起,认定其法务会计师资格;对于已取得注册会计师资格的人员,鼓励他们参加全国统一组织的司法考试,待其取得合格证后,同样认定其法务会计师资格。这种方法,对于尽快形成一支法务会计师队伍很有帮助。另一种方法是着手准备法务会计师的资格考试工作。在两年左右的时间,建立法务会计师的资格认定管理制度,设立法务会计师的考试科目(可以考虑会计学、审计学、经济法和法理学等科目),通过五年左右的时间逐步过渡到规范统一的风务会计师考试及资格认定上来。

三、关于配备法务会计人员

一般来说,法务会计存在于三大领域,一是企事业单位,二是社会中介服务机构,三是司法机关及国家审计机关。

我国的大中型企事业单位大都聘请了法律顾问,其主要任务是协助企事业单位处理日常法律事务,并进行法律支持。但很少有企事业单位专门配备法务会计人员或聘请法务会计顾问。目前,虽在所有企事业单位配备法务会计人员是不现实的,但至少可以考虑在上市公司和大型国有企业配备法务会计人员。企事业单位的风务会计人员可以归口到其内部审计部门。在没有专门法务会计人才的情况下,可以从内部审计或会计人员中挑选具有一定法律知识的人员担任。他们的主要职责是站在单位的角度处理财务、会计业务,在遵守国家法律法规的前提下寻求本单位的最大利益,并运用法律的武器进行相关交涉,维护企事业单位的合法利益。

社会中介服务机构(主要是会计师事务所)的许多注册会计师都从事过法务会计业务,但大部分会计师事务所还没有成立专门的风务会计部门,没有设置法务会计岗位。因此必须立即着手设立专门的风务会计部门并配备专职工作人员。目前,这些人员可以直接从具有资产评估资格、税务代理资格或上市公司证券评估资格的注册会计师中产生。他们的主要任务是接受客户法务会计的业务委托,依据各种法定经济标准和规范,通过调查、分析、认定后出具鉴定报告。

我国的司法机关(尤其是检察院)历来就有司法会计,其在维护法律尊严、提高办案效率和质量方面起着十分重要的作用。就其内涵来讲,司法会计本身不属于会计活动(没有记账、核算、编制会计报表等业务处理程序),它是司法机关在经济案件的侦查、审理中,为了查明案情,对案件所涉及会计问题进行鉴定的法律诉讼活动。但是因为司法会计的工作对象和内容都与会计有密切的联系,其使用的手段也大都与会计方法有关,因此它是法务会计的一个重要组成部分。这几年经济犯罪案件的数量不断增加,司法机关的司法会计人员的任务不断加重,许多司法机构出现了司法会计人员严重不足的情况。为了适应不断变化的新形势,应尽快增加司法会计人员的配备数量,同时司法机关也可以借助于社会中介服务机构和高校的力量,将部分司法会计业务委托它们进行调查、取证及鉴定。

文章编号:1000-2995(2004)03-005-0081

供应链中的知识流动与组织间学习

彭 灿

(郑州航空工业管理学院 工业工程系, 河南 郑州 450005)

摘要:供应链是企业知识增长和价值创造的重要源泉。本文对供应链中的知识流动规律和组织间学习机制进行了研究,并对丰田供应链中的知识共享机制与组织间学习模式进行了分析。

关键词:供应链;知识流动;组织间学习;知识转移;知识共享

中图分类号:F270; F273

文献标识码:A

供应链管理和组织学习是当今国际管理科学界共同关注的两大热门研究领域。在这两个研究领域里,众多国内外专家学者已开展过大量研究工作,并已取得丰硕的研究成果。但在已有的绝大多数研究中,供应链管理和组织学习是彼此割裂、相互独立的^[1]。事实上,大多数组织学习研究文献都是以单一组织的学习为其研究对象,而组织之间的学习(以下简称组织间学习),特别是供应链中的组织间学习,“却几乎没有得到深层次的研究”^[1]。这不能不令人感到吃惊。因为供应链(网络)在当今世界上是广泛存在、司空见惯的,而供应链又是组织获取新知识的重要源泉之一(这一点已成为人们的共识)^[1]。因此,研究供应链中的组织间学习问题意义重大。

1 供应链:企业知识增长和价值创造的重要源泉

价值创造理论认为:企业的根本任务就是为股东、雇员和用户创造价值。而企业拥有的资源和能力则是其创造价值的基础和源泉。在知识经济时代,知识资源和智力资源无疑是企业最重要的资源,而知识创新能力和技术创新能力——它

与知识应用能力密切相关——则自然是企业最重要的能力。因为在知识经济时代,哪一个企业拥有丰富、优质、新颖的知识资源和卓越的知识创新能力与技术创新能力,它就拥有了强大的核心竞争力和明显的竞争优势,它就能为股东、雇员和用户创造最大价值。而企业知识资源的积累和企业知识创新能力的提高主要通过两条途径来实现:一条是“自主知识创新”,另一条是“外部知识获取”。虽然上述两条途径各有利弊而且相辅相成,企业应当而且可以并行不悖地同时采用,但是笔者认为,对于我国大多数企业来说,目前应当采取以“外部知识获取”为主、“自主知识创新”为辅的知识发展战略。因为我国大多数企业目前还远不是知识创新主体,也远不是“知识创造(创新)型企业”——它们所创造的新知识极其有限,而且它们也不是大多数新知识的率先应用者,更准确地讲,它们是知识需求者和接受者,而不是知识创造者和供给者。如果不能及时地从外部知识源获取足量的新知识,这些企业的知识增长和价值创造就将成为“无源之水”和“无本之木”。因此,能否正确地选择外部知识源和外部知识的获取方式与途径,并通过有效的组织学习来获取、掌握和应用企业外部的先进知识(包括先进科学知识、先进技术

收稿日期:2003-08-05.

基金项目:航空科学基金项目(01J55002)、河南省软科学计划项目(0113072000)与河南省教育厅科研项目。

作者简介:彭 灿(1962-),男(汉),湖南长沙人,郑州航空工业管理学院工业工程系教授,研究领域为技术经济、研究与发展管理、工业工程等。

知识、先进管理知识等),以提高企业的知识资源存量和价值创造绩效,就直接关系到这些企业的兴衰成败。而供应链恰恰是一种非常重要而且非常有效的企业外部知识源和技术创新源^[1,2]。

供应链是由原材料和零部件供应商、产品的制造商、分销商和零售商以及最终用户构成的企业纵向网络,其主要功能是完成由顾客需求开始到提供给顾客以所需要的产品与服务的整个过程^[1,3]。供应链的成员企业之间存在着千丝万缕、错综复杂的联系:这种联系不仅体现在这些企业之间存在着大量的物流(即物料的流动),而且体现在它们之间还发生着与物流密切相关的信息流、资金流和知识流^[4]。因此,从知识管理的角度看,供应链不仅是物料供应链,而且是知识供应链(简称知识链),更准确地说,供应链是一种“知识供应网”或“知识网络”。在这种知识网络中,位于不同节点的成员企业所拥有的知识资源往往是各不相同而又互为补充的,例如,供应商一般对其所提供产品的性能、制造与使用等方面的知识有比较全面和深入的了解,但对该产品在使用过程中存在哪些缺点以及要在哪些方面进行改进等方面的知识则掌握得比较少,而制造商又往往不能完整地拥有供应商所提供产品尤其是专用设备的使用与维修方面的知识^[4]。而且,“尺有所短,寸有所长”,每一个企业都有其核心知识和优势知识;有一些知识对其拥有者来说,是价值不高的非核心知识,但对其他企业来说,却恰恰是“价值连城”的核心知识。由这些异质而又互补的知识资源聚合而成的“供应链知识库”显然要比供应链中的任何一个成员企业所拥有的知识都更加丰富,因此,对于供应链中的任何一个企业来说,供应链都是一个蕴藏着丰富知识资源的“知识源”。而且,由于供应链中的企业往往是“一损俱损,一荣俱荣”,彼此之间的关系要比其他类型的组织间关系(如战略联盟、虚拟企业、产学研合作等)更加紧密,因此,在供应链中进行组织间知识转移和共享一般要比在其他类型的组织间关系中进行组织间知识转移和共享更加容易,而且前者的成本一般也将明显地低于后者。总之,“混合的组织形式(笔者注:如供应链网络)是一种获取外部知识资源的快速手段”^[1]。然而,由于受经济发展和人类认识的局限,迄今为止人们对供应链中的物流和资金流

格外重视,而对供应链中的信息流和知识流却没有给予足够的关注,有关的研究也非常稀少^[1,4,5]。因此,我国企业在管理供应链中的知识流时,常常因缺乏科学的理论指导而无所适从。这是导致供应链中蕴藏的大量宝贵知识被闲置、埋没和浪费,而远未发挥出其应有价值和效能的重要原因之一。在这种情况下,企业普遍陷入了这样一个“知识怪圈”:一方面,由于自有知识资源不足而又找不到合适的知识供给者,许多企业经常面临知识“供不应求”的困境;另一方面,由于对供应链中的知识流动规律和组织间学习机制知之甚少,而且知识挖掘与获取能力明显不足,许多企业明知供应链是一座近在咫尺的“知识宝库”,但却无法从该宝库中“开采”出企业亟需的高价值知识资源。而要帮助企业走出这一“知识怪圈”,就必须对供应链中的知识流动规律和组织间学习机制进行深入的研究,从而为有关企业提供科学的理论指导和具体的行动指南。

2 供应链中的知识流动和组织间学习

供应链中的知识管理主要包括知识的获取、知识的共享与传播、知识的运用及支持供应链知识管理的基础性活动内容,其中,知识在成员企业之间的共享与传播,即组织间的知识流动(转移)与共享,是供应链知识管理的核心内容^[4]。而知识在组织间转移与共享的程度(或成效)主要取决于有关组织间的双边或多边学习的有效性。因此,搞好供应链知识管理的关键是要在掌握供应链中知识转移与共享规律的基础上,大力加强与改善供应链各成员企业间的双边或多边学习,以提高其有效性。

从知识管理的角度看,每一个企业都是由多种知识构成的知识系统。在企业知识系统中,既有明晰知识(显性知识),也有缄默知识(隐性知识);既有操作知识(业务知识),也有理论知识(概念知识);既有技术(级)知识,也有系统(级)知识和战略(级)知识;既有公共知识,也有产业独有知识和公司(企业)独有知识^[1,6]。从理论上讲,供应链中流动的知识中可以包括上述各类知识。但是,出于保护知识产权和维护竞争优势等因素的考虑,企业独有知识与核心知识一般不会出现在

供应链中的知识流中。

不同类型的知识具有不同的特性,因而要求不同的组织学习过程(程序)与之相匹配^[1]。例如,与技术(级)知识、系统(级)知识和战略(级)知识相对应的组织学习过程(类型)分别为技术学习、系统学习和战略学习;而与操作知识和理论知识相对应的组织学习过程(类型)分别为操作学习和理论学习^[1]。所以,供应链中的组织学习类型也是多种多样的。不过,在供应链中最普遍的学习类型是操作学习和相互接受共同组织常规(即系统学习),理论学习则没有得到企业的足够重视^[1]。耐人寻味的是,在供应链(网络)中,理论学习本应比操作学习更易开展和完成^[1]。其实,在供应链中,理论学习也是非常重要的,所有有关企业都不应该轻视它、冷落它,也不应该将其与理论学习割裂开来,而应该努力搞好两者的平衡,以使其相辅相成、相互促进、相得益彰。

然而,搞好操作学习和理论学习之间的平衡——即同时推进操作学习和理论学习——并非易事。因为这两类学习各有其适宜的“成长环境”:前者需要密切的合作和紧密的结合,因而更适于在“紧密型供应链”中进行;而后者则在强调松散关系和创造性混乱的动态网络——即“松散型供应链”——中发展得特别快^[1]。例如,日本供应链大多属于“紧密型供应链”,这种供应链的优点是它能有力地促进内部和外部学习以及团队精神的形成,使信息和知识能够在组织内和组织间相对自由地进行流动,并使模糊知识(隐性知识)的获取和显性化成为可能,即它适宜于操作学习的开展;日本式供应链的主要缺点在于它比较容易在供应链内形成支配与被支配关系,从而会阻碍理论学习和突破创新的进行^[1]。与日本式供应链相反,美国和英国的大多数供应链(简称美英式供应链)则是典型的“松散型供应链”,这种供应链“非常适应理论学习和创新,但无助于操作学习和连续的渐进改善”^[1]。介于日本式供应链和美英式供应链之间的是德国式供应链,这种供应链有利于企业的内部学习和外部学习,但是其外部学习特征没有日本式供应链那样显著,而且其外部学习仅限于客户—供应商关系;这种供应链中的信息流和知识流虽然没有日本式供应链中的那样密集,但却比美英式供应链中的密集;在这种供应链

中,操作学习因受到高度重视而成效显著,但理论学习则因缺乏足够的支持而难以有效开展^[1]。因此,从组织学习的角度看,供应链(网络)的构建要根据所要促进的学习类型来确定。

上述三种典型供应链(网络)中的组织间学习分别代表了三种典型的组织间学习模式(或风格)。所谓组织间学习,是指两个或两个以上的组织共同参与的学习活动。根据参与学习活动的组织的学习目标是相互补充还是相互竞争,可以将组织间学习分为合作(性)学习和竞争(性)学习两种^[1]。前一种学习一般发生在有关企业认为彼此之间的竞争微不足道、也不存在长期的不相容利益时^[1]。这种学习可以通过两种方式来实现:一种是向伙伴学习;另一种是与伙伴一起学习^[1]。后一种学习是指合作的某一方(通常是合作中的优势方)想要尽可能多地向其他各方学习而不是把共同学习作为首要任务^[1]。这种学习是一种为企业自身利益而不是为合作各方的共同利益而进行的学习,因而是一种不对等学习,它往往只对合作中的优势方有利,而对合作中的弱势方则极为不利,从而会使共同学习难以启动或过早夭折,并有可能导致合作的破裂。因此,为了使供应链中的组织间学习能够有效地开展起来并取得良好的学习效果,就必须在供应链内大力倡导、支持和鼓励合作(性)学习,并采取有效措施抑制、减少乃至杜绝竞争(性)学习的发生。

与组织内部的学习不同,供应链中的组织间学习涉及到两个或两个以上在法律和经济上彼此独立的企业。这些企业之间往往是既有合作,也有竞争;既有共同利益,也有自身利益;既有相互共享知识的愿望,也有保护“自有知识”的“本能”。所有这一切使得供应链中的组织间学习既面临诸多便利条件,也面临不少特殊问题和障碍。有关研究^[1]表明:供应链中的组织间学习面临的首要问题是组织间的信任问题。因为“互相信任是培养组织间学习的唯一最主要和最基本的条件”^[1]。而要在供应链的成员企业之间建立良好的信任关系,就应当“双管齐下”:一方面要积极鼓励和支持有关企业的员工间的个人交往(特别是面对面的交往),以增进彼此间的“个人信任”关系;另一方面要努力增加组织层面的交流与合作,以提高组织间的信任水平,即“组织信任”水平。(供应链)