文章编号: 1001-4098(2003)06-0024-03

并购中销售服务网络结构的集成优化*

沈凤武, 徐寅峰, 符亚明, 崔文田

(西安交通大学 管理学院 管理科学系, 陕西 西安 710049)

摘 要: 从企业购并活动中销售服务网络的集成优化入手, 建立优化模型并给出模型的求解算法与计算复杂性。由于企业的销售服务网络中的网点数量通常不会很大, 所以所求得的复杂性为 $O(n^2\log n)$ 的算法是一个可行结果。本文所给出的算法虽然所针对背景问题是静态的, 但算法对联机问题也是适用的。同时本文所研究的问题从应用方面来讲拓展了 Voronoi 技术的应用领域。

关键词: Voronoi 图; 算法; 计算复杂性; 并购

中图分类号: F274 **文献标识码**: A

当两个同行业公司发生兼并、或收购活动后, 对于面对相同的客户群体的两个公司的销售服务部门毫无疑问会出现冗员与分支机构过于密集的问题, 而且分支过密是导致冗员问题的一个非常重要的原因。针对这一问题, 传统的措施一般是将被并公司作为拆剪的对象(这是一种普遍的做法, 除非目标公司良好的销售服务机构是主购公司施行并购的主要动因)。这往往是从公司人事管理以及企业文化与经营战略的有效性的角度来考虑的。我们知道对于公司的并购活动而言, 这是一个系统的集成过程, 那么仅仅从上述几个角度去分析实施并购后的系统集成是不够的。而且在考虑上述问题的时候应该是建立在公司合并后的整体系统结构得到优化的基础上, 对于一个不是最优化的系统结构来说, 围绕系统的所有工作都要参与分担一部分用来克服因系统缺欠所产生的成本。可见系统的优化在系统集成的过程中是一个非常重要的基础工作。本文将对并购后的销售服务系统的优化集成加以分析。

在过去二十年的时间里, Voronoi 技术取得了很好的研究成果, 并在许多领域得到广泛的应用, 并随着应用领域的延展, 极大地丰富了 Voronoi 图的理论体系。Voronoi 图也从平面向非平面拓扑结构发展, 例如, 在军事上, 世界范围内为实现在某一区域的支配优势, 而展开的军事布局就是在 R^3 空间内构造 Voronoi 图。我们所以将 Voronoi 技术引入现代企业的兼并、收购与联盟的经营活动中, 得益于在我们从事计算几何研究的过程中遇到了企业界所提出的具体问题。由于[1]已经给出了构造 Voronoi 图的最好结果 $O(n)$, [2]给出了减量算法及复杂性 $O(n^2\log n)$, 这为我们的工作提供了很好的理论基础。

1 模型的建立

现以两个公司的购并为例来介绍一下这类问题的优化过程。公司 1 的销售服务中心集合用 $S_1=\{a_1, a_2, \cdots, a_n, i=1, 2, \cdots, n\}$ 来表示, 公司 2 的销售服务中心的集合用 $S_2=\{b_1, b_2, \cdots, b_m, j=1, 2, \cdots, m\}$ 来表示, 客户的集合用 $C=\{c_1, c_2, \cdots, c_k, l=1, 2, \cdots, k\}$ 表示。销售服务机构的集合 S_1 与 S_2 在市场中有共同的客户集合 C, 当两个公司合并后, 原来分别属于两个独立公司的销售服务网络中的销售服务点所对应的服务区域必然会发生交叉或重叠。本文研究的目的是对发生交叉、重叠区域所对应的销售服务网点进行优化评价, 删除冗余的销售服务网点, 使得两个公司合并后的销售服务分支机构的数量最少且效率极大的高于合并前任一公司的效率。

模型 给定集合 $S_1=\{a_1, a_2, \cdots, a_n, i=1, 2, \cdots, n\}$, $S_2=\{b_1, b_2, \cdots, b_m, j=1, 2, \cdots, m\}$, $C=\{c_1, c_2, \cdots, c_k, l=1, 2, \cdots, k\}$, 另有集合 $S=S_1\cup S_2$, $S'=\{s_1, s_2, \cdots, s_h, h=1, 2, \cdots, p\}$, $S'\subseteq S$. 定义函数:

* 收稿日期: 2003-01-16
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(7980004)
作者简介: 沈凤武(1968-), 男, 西安交通大学管理学院管理科学系博士研究生。

$$f_1(S_1,C)=\max_{a_i\in S_1}\min_{c_{il}\in C}d(a_i,c_{il}),\ f_2(S_2,C)=\max_{b_j\in S_2}\min_{c_{jl}\in C}d(b_j,c_{jl}),\ f_3(S,C)=\max_{s_h\in S}\min_{c_{il}\in C}d(s_h,c_{hl})$$

其中, $d(a_i,c_l)$、$d(b_j,c_l)$分别表示平面内两点间的欧氏距离, c_{il}、c_{jl}、c_{hl}分别表示点 a_i、b_j、s_h 所在Voronoi区间内的点。求:

$$\begin{cases}\min|S|\\ \min f_3(S,C)<\min\{\min f_1(S_1,C),\min f_2(S_2,C)\}\\ \max f_3(S,C)<\max\{\max f_1(S_1,C),\max f_2(S_2,C)\}\end{cases}$$

2　算法设计

(1) 求解思路

运用最近点Voronoi图量化优化指标, 通过脱机减量法构造最近点意义下的Voronoi图来评价各销售服务网点, 将冗余点删除。

固定位置策略: 这种策略下, 只可以对原有的销售服务网点进行删减却不可以改变它们原来的位置。

(2) 算法

第一步　分别作平面点集 S_1 和 S_2 的最近点意义下的Voronoi图。

第二步　计算出每个点(销售服务中心)所对应的Voronoi区域 $d(a_i,c_{il})$ 和 $d(b_j,c_{jl})$。

第三步　求解 $f(S_1)$ 和 $f(S_2)$。

第四步　计算 $\min\{f(S_1),f(S_2)\}$。

第五步　作合并后的点集 $S=S_1\cup S_2=\{s_1,s_2,\cdots,s_h,h=1,2,\cdots,n+m\}$的最近点意义下的Voronoi图。

第六步　对每个服务中心按照$\max_{s_h\in S}\min_{c_{il}\in C}d(s_h,c_{hl})$进行排序, 然后从其中最小的开始删减, 运用减量法构造点集造点集 $S=\{s_1,s_2,\cdots,s_h,h=1,2,\cdots,n+m\}$的最近点意义下的Voronoi图。

减量算法[2]:

步 1　if　s_{h-1},s_h,s_{h+1}是BCH(S)上的连续的 3 个点$\wedge s_{h-1}$与 s_{h+1}是BCH$(S-\{s_h\})$上相邻顶点$\wedge s_h$ 关联的Voronoi多边形边 $e_1,e_2,\cdots,e_{hk}$分别是 s_h 与 s_t, s_h 与 $s_{t+1},s_{t+2},\cdots,s_h$ 与 s_{t+k}的垂直平分线

then　删去点 s_h 及 s_h 关联的Voronoi多边形的边和顶点, 作$\overline{s_{h-1}s_{h+1}}$的垂直平分线并修改点 $s_{h-1},s_t,s_{t+1},s_{t+k}$, s_{h+1}关联的Voronoi多边形的边和顶点

else if　s_{h-1}、s_k、s_{h+1}是BCH$(S-\{s_h\})$上连续的三个顶点

then　删去点 s_k 及 s_k 关联的Voronoi多边形的边和顶点, 并修改点 s_k 关联的Voronoi多边形的边和顶点

步 2　if　s_h 在CH(S)内部$\wedge s_h$ 关联的Voronoi多边形的边分别是 s_h 与 s_t, s_h 与 $s_{t+1},\cdots,s_h$ 与 s_{t+k}的垂直平分线

then　删去点 s_h 及 s_h 关联的Voronoi多边形的边和顶点, 并修改点 $s_t,s_{t+1},s_{t+2},\cdots,s_{t+k}$关联的Voronoi多边形的边和顶点

第七步　判断在减掉一个点后构造出新的Voronoi图中是否存在$\min f_3(S,C)<\min\{\min f_1(S_1,C),\min f_2(S_2,C)\}$。如果不等式关系成立, 则进行下一步, 否则将改减掉点恢复保留, 并返回到第六步删减其他的点(S/s_h)。

第八步　判断$\max f_3(S,C)<\max\{\max f_1(S_1,C),\max f_2(S_2,C)\}$是否成立。

if　成立

then　输出上一次的结果即 s_{h-1}所对应的结果。否则, 返回第五步。

第九步　返回到第六步在剩余的点集(S/s_h)中继续进行删减, 直至所有的点都被检验过一次。

第十步　在第八步所得到的所有可行解集合中, 求出$\min|S|$。

3　算法复杂性分析

算法第一步的时间复杂性为$O(n)$[1]。

第二步的时间复杂性: 计算 $d(a_i,c_{il})$的时间为$O(l)$, 故完成第二步的计算时间复杂性为$O(n)$。

第三步计算 $f_1(S_1)$和 $f_2(S_2)$需花费$O(\log n)$时间完成, 所以第一至三步其需花费$O(n\log n)$时间。

第四步的时间复杂性为常数可得。

第五步的时间复杂性为$O(n)$。

第六步的时间复杂性: 判断 p_i 是否为凸壳顶点或在凸壳内, 这需要先求出 CH(S) 然后再进行比较, 其耗费时间为 $O(n\log n)$。如果点 p_{i-1}, p_i, p_{i+1} 是 BCH(S) 上的连续的 3 个点, 删去 p_i 之后, 需耗费 $O(\log^2 n)$ 的时间来重新构造 BCH($S-\{p_i\}$), 即判定 p_{i-1} 与 p_{i+1} 之间是否有新的凸壳顶点。删去点 p_i 及 p_i 关联的 Voronoi 多边形的边和顶点, 修改相应的 Voronoi 多边形的边和顶点, 耗费常数时间。因此这一过程的整体时间复杂性为 $O(n\log n)$。

第七步的时间复杂性: 构造新的 Voronoi 图需要耗费 $O(n)$ 时间。比较判断是否 $\min f_3(S, C) < \min\{\min f_1(S_1, C), \min f_2(S_2, C)\}$ 需耗费常数时间。在该部中含有一个循环, 即第五步, 故该步的整体时间复杂性为 $O(n^2\log n)$。

第八步的时间复杂性: 判断是否 $\max f_3(S, C) < \max\{\max f_1(S_1, C), \max f_2(S_2, C)\}$ 需耗费常数时间。如果不等式 $\max f_3(S, C) < \max\{\max f_1(S_1, C), \max f_2(S_2, C)\}$ 成立, 则需耗费常数时间。

如果不等式不成立, 则需要第五步参与循环, 那么, 该步的整体耗费时间为 $O(n\log n)$。

第九步需执行 $m+n$ 次从第六步至第八步的循环, 故完成该步计算共需耗费 $O((m+n)n^2\log n)$。

第十步的计算 $O(\log n)$ 时间内可以完成。

故上述算法的时间复杂性为 $O((m+n)n^2\log n)$。

4 结论

本文针对企业并够联盟中的实际问题, 建立了网络优化模型, 并设计给出了计算复杂性为 $O(n^2\log n)$ 的算法, 有机地将 Voronoi 技术与企业的实际经营运作结合起来, 拓展了 Voronoi 技术在平面计算几何领域的应用广度, 同时为企业的优化集成探索出了一种有效的技术方法。虽然本文给出了问题的算法, 但是我们只采用了减量算法来解决这一问题, 而没有从其他角度思考问题的解决方法, 同时, 对减量算法的结果也没有创新或突破。由于本文仅考虑了公司合并后销售服务网点只可删减不能移动的情况, 所以本文结果的实用性还有很大的限制。在企业实际的兼并、收购、联盟等经营活动中有很多情况与本文所考虑的问题不同, 例如, 考虑到各种限制因素的情况下, 可能合并后的某些销售服务网点是不可动的, 既不可删除也不能移动。这些都是我们接下来所要继续研究的工作。

参考文献:

[1] Megiddo N. Linear-time algorithms for linear programming in R^3 and related problems[J]. Siam J. Comput., 1983, 12(4).

[2] 周培德. 计算几何——算法分析与设计[M]. 北京: 清华大学出版社, 2000.

[3] Bao Z S. Delaunay triangulations and Voronoi diagrams on non-planar topologies[Z]. Theory, Algorithm, and Implementation CS20c Final Report. http://www.stanford.edu/~jbao/Voronoi.pdf.

[4] Aurenhammer F. Voronoi diagrams - a survey of a fundamental geometric data structure[J]. Computing Sur- veys, 1991, 23: 345~406.

[5] Fortune S. Voronoi diagrams and delaunay triangulations[A]. Du D Z. Computing in euclidean geometry [C]. Word Scientific Publishing Co., Pte. Ltd, 1995.

[6] Gold C M, Remmele P R, Roos T. Fully dynamic and kinematic Voronoi diagrams in GIS[J]. Algorithmica, 1998. (http://www.ti.inf.ethz.ch/pw/publications/papers99.html)

[7] Wong K. An efficient implementation of fortune's plane-sweep algorithm for Voronoi diagrams[Z]. http://www.cs.ualberta.ca/~kenw/publications.html.

[8] Aurenhammer F, Klein R. Voronoi diagrams[A]. Sack J, Urrutia G. Handbook of Computational Geometry [C]. Elsevier Science Publishing, 2000: 201~290.

Intergrated Optimization of Enterprise Service Net in Enterprises' Merger

SHEN Feng-wu, XU Yin-feng, FU Ya-ming, CUI Wen-tian

(College of Management, Xi'an Jiaotong Universiyt, Xi'an 710049, China)

Abstract: From the fore-field of enterprises operation, a optimized model was established, further the algorithm for the model and its complexity was given about integration and optimization of enterprises service net. Since scope of enterprises service net is not large usually, the complexity $O(n\log n)$ is available. The algorithm is not only fit for offline problem but also fit the state of online. The study extends Voronoi technology in a new field of enterprise service net.

Key words: Voronoi Graph; Algorithm; Computing Complexity; Merger