

QoS-DRMR: Ad Hoc 网络中有 QoS 约束的组播协议^{*}

周元¹ 卿林² 詹永照² 侯义斌³

(西安交通大学电子与信息工程学院 西安 710049)¹ (江苏大学计算机科学与通信工程学院 镇江 212013)²

(北京工业大学软件学院 北京 100022)³

摘要 近年来, Ad hoc 网络的组播路由协议研究受到广泛关注, 其中 QoS 保障问题是关键技术之一。目前已经提出了许多组播路由协议, 其中动态广播环组播路由协议(DRMR), 在降低控制开销的基础上, 能够取得较好的分组递交率和扩展性。但 DRMR 没有考虑 QoS 保证要求的问题, 本文对 DRMR 协议进行了 QoS 保证的扩充, 根据多目标约束条件, 优化组播路由的选择, 提出了一种保证最小带宽要求情况下取得整体优化延时和包丢失率条件的路由方案。最后, 利用 NS2 仿真软件对新的 QoS-DRMR 协议进行仿真, 结果表明: QoS-DRMR 协议较好地实现了在多目标约束条件下的组播服务。

关键词 Ad hoc 网络, 组播路由协议, 服务质量(QoS)

QoS-DRMR: QoS Multicast Routing Protocol for Ad Hoc Network

ZHOU Yuan¹ QING Lin² ZHAN Yong-Zhao² HOU Yi-Bin³

(School of Electron and Information Engineering, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049)¹

(School of Computer and Communication Engineering, Jiangsu University, Zhenjiang 212013)²

(School of Computer Software, Beijing University of Technology, Beijing 100022)³

Abstract Recently the research of multicast routing protocols for Ad hoc network has attracted extensive attention. The QoS (Quality of Service) is one of the key technique of Ad hoc network. By far, many multicast routing protocols for Ad hoc have been proposed, including DRMR (Dynamic Ring Based Multicast Routing Protocol for Ad hoc Networks). DRMR has a high data packet delivery ratio and good scalability, basing on the decreasing of control cost. But DRMR didn't take account of the QoS. According to the multiple objects inhibiting precondition, the paper presents a routing algorithm which guarantees the minimal bandwidth request and optimizes the delay and the lost rate whole. The new protocol is called QoS-DRMR. It is simulated and evaluated with NS2. The result of simulation shows that QoS-DRMR can improve the multicast service at the multiple objects inhibiting precondition.

Keywords Ad hoc network, Multicast routing protocol, QoS (Quality of Service)

1 引言

移动 Ad hoc 网络(MANET)^[1], 作为一种特殊形式的移动计算网络, 有着广阔的应用前景。该网络无需基站和基础设施支持, 可应用于战场指挥、临时会议、灾难救助及其它各种军用和民用领域。这些应用通常有一个共同的特征, 即一到多或多到多的数据传输, 提供群组多播通信能力的组播路由协议是一个很好的解决方案。

目前, 组播路由协议按拓扑结构不同分为基于树型结构, 基于格网结构和基于混合结构三种类型。基于树型结构的组播路由协议主要有 MAODV^[2], AMRIS^[3]等; 基于格网型结构的组播路由协议主要有 ODMRP^[4], CAMP^[5], DRMR^[6]等; 基于混合结构的组播路由协议主要有 MHMR^[7], ADMR^[8]等。其中动态广播环组播路由协议(DRMR)有效性较好, 在降低控制开销的基础上, 能够取得较好的分组递交率。但 DRMR 只提供尽力而为的传输模式, 对于需要有 QoS 保障的组播用户来说, 无法保证按组播用户的约束要求建立路

由, 因此无法提供 QoS 的保证, 这里提出的改进算法是在 DRMR 的基础上提供路由的 QoS 策略, 满足组播中对 QoS 的需求。

在 QoS 路由选择时, 主要考虑 3 种计算参数: 一是可加性参数, 如时延、时延抖动、跳数; 二是可乘性参数, 如包丢失率; 三是取小参数, 如带宽。目前多数 QoS 路由算法仅仅考虑单约束计算参数, 和实际应用有一定差距, 实际往往是多个约束条件, 这里给出改进的支持多约束条件的 QoS-DRMR 算法, 它是一种满足最小带宽要求且具有整体优化时延和包丢失率条件的 DRMR 算法。

最后, 利用 NS2 仿真软件对 QoS-DRMR 协议进行仿真。

2 DRMR 协议算法原理

2.1 算法思想

DRMR 协议充分利用无线通信的广播特性建立路由。当节点在广播报文时, 如果将报文 IP 报头中 TTL 域, 设成一个很小的值, 那么报文将在一个较小的环形区域内传播。根

^{*} 本文受到国家自然科学基金项目(60273040)的资助。周元 博士研究生, 主要研究方向: 无线网络路由协议。卿林 硕士研究生, 主要研究方向: 无线网络路由协议。詹永照 博士生导师, 主要研究方向: 分布式计算、图形学、计算机网络。侯义斌 博士生导师, 主要研究方向: Internet 理论与技术、多媒体技术、广义人机交互。

据区域路由原理,环内节点可以建立一条到达环心的路由。环的边界称为该节点的广播环,边界节点到环心节点的跳数距离定为广播环半径。当两个节点的跳数距离小于或等于它们的广播环半径之和时,两个广播环相交,这时存在中间节点(桥节点),它们有到达两个节点的路由,此时,两个节点可以通过桥节点建立路由,如图1所示。

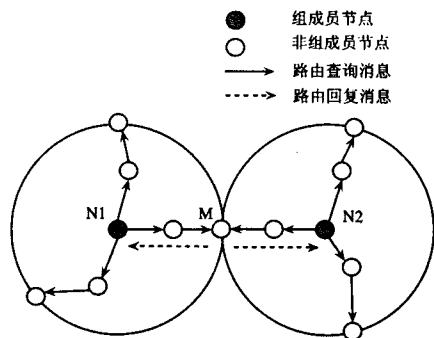


图1 两个邻居组成员节点的广播环

在DRMR协议中每个成员节点都有一个广播环,这些广播环构成一个广播环图 $G=(V,E)$,其中 V 为广播环集合(对应组播组成员节点), E 为相交广播环对集合(对应两组播组成员节点之间的路由),相交广播环所对应的组成员互称邻居组成员。当 G 是连通环图时,任意两个组成员之间都可以建立路由。DRMR协议路由建立和维护实质就是建立连通环图 G ,并维护 G 的连通性。

2.2 转发格网建立和维护

在DRMR协议中组成员节点通过广播MEM_QUERY报文和接收MEM_REPLY报文来建立路由。每个组成员节点在各自的广播环内周期性广播MEM_QUERY报文,收到MEM_QUERY报文的节点,将发送报文的组成员节点IP地址,和上一跳节点的IP地址记录到路由表中,建立一条到发送报文节点的反向路由,并将自身IP地址写入MEM_QUERY报文前一跳地址域,转发该报文。节点接收到MEM_QUERY报文,表明它位于产生报文的组成员的广播环内,如果它位于两个或多个广播环内,那么该节点成为桥节点,它就发送MEM_REPLY报文给对应的组成员节点。当节点收到MEM_REPLY报文时,表明它位于两个组成员节点之间的路径上,于是该节点设为转发组状态。当两个相邻组成员节点收到MEM_REPLY报文时,就可以在它们之间建立路由。当广播环图是连通环图时,任意组成员节点之间都有一条或多转发路径,这些转发路径构成转发格网。

2.3 数据包的组播

当核心连通环图包含所有组播组的成员节点时,任意组成员节点之间就都有一条或多转发路径,这样组播路由就建立起来,任意一个源成员节点通过这些转发路径向组播组的接受节点发送数据。

3 网络模型和基本理论

3.1 网络模型

设 E_{xyk} 表示组成员节点 N_i 和 N_j 之间的第 k 条路径,其中 $N_i, N_j \in V$,其权值为 $\langle b_{ijk}, d_{ijk}, l_{ijk} \rangle$ 表示从组成员节点 N_i 经过第 k 条路径到组成员节点 N_j 的带宽、时延和包丢失率。

设组成员有 n 个, $i, j=1, \dots, n$ 。设 x, y 分别为环 $V_i \cap V_j$ 中的移动节点,引入变量 E_{xyk} 。

$$E_{xyk} = \begin{cases} 0 & \text{if } x, y \text{ 不在 } N_i, N_j \text{ 之间的第 } k \text{ 条路径上,} \\ 1 & \text{if } x, y \text{ 在 } N_i, N_j \text{ 之间的第 } k \text{ 条路径上} \end{cases}$$

$$b_{ijk} = \min(b_{xy} E_{xyk}), d_{ijk} = \sum d_{xy} E_{xyk},$$

$$l_{ijk} = 1 - \prod (1 - l_{xy} E_{xyk}),$$

定义1 设 P 为组成员节点 N_i 和 N_j 之间的路径,则

$$\text{bandwidth}(p) = \min\{b_{ijk} \mid k=1, \dots, m\}$$

$$F_1(e) = \text{delay}(P) = d_{ijk} \mid k=1, \dots, m$$

$$F_2(e) = \text{lose}(P) = l_{ijk} \mid k=1, \dots, m$$

设 B_0 是业务所需的最小信道带宽,通过建立以下的多目标整数优化模型(MOIP)来求解满足带宽要求且有较小时延和较小包丢失率的通信路由。

$$\min F = [F_1(e), F_2(e)] = [\sum d_{xy} E_{xyk}, 1 - \prod (1 - l_{xy} E_{xyk})] \quad (1)$$

式(1)必须满足带宽约束,即

$$\text{bandwidth}(P) = \min\{b_{ijk} = \sum b_{xy} E_{xyk} \mid k=1, \dots, m\} \geq B_0$$

定义2 如果不存在 E 中的 e ,使得不等式 $F_1(e^*) \geq F_1(e), F_2(e^*) \geq F_2(e)$ 成立,则称 e^* 是问题(1)的有效解。

定义3 设MOIP的两个目标函数 F_1, F_2 分别在约束条件下的最优解为 e_1^*, e_2^* ,此时目标函数 F_1, F_2 的最优解为 F_1^*, F_2^* ,则称 $F = (F_1^*, F_2^*)$ 是MOIP的理想点,如果 $e_1^* = e_2^*$,则令 $e^* = e_1^*, e^*$ 就是MOIP的绝对最优解。

注意:MOIP的绝对最优解不一定存在,但有效解总是存在。

3.2 基本理论

定理1 多目标整数优化(MOIP)的有效解是存在的(证明见文[9])

$$\text{设 } d_{\min} = \min(\text{delay}(e_1)), d_{\max} = \max(\text{delay}(e_1)),$$

$$l_{\min} = \min(\text{lose}(e_2)), l_{\max} = \max(\text{lose}(e_2))$$

记

$$S_k = \{e \mid e \in E \text{ 且 } F_1(e) \leq d_{\max}, F_2(e) \leq l_{\max}\}$$

为MOIP的目标空间,得到多目标优化问题

$$\begin{cases} \min F(e) = [F_1(e), F_2(e)] \\ \text{s. t. } e \in S_k \subset E \end{cases} \quad (2)$$

定理2 如果 e 是问题(2)的有效解,则它也是问题(1)的有效解。

根据定义2,结论显然成立。

考虑单目标优化问题

$$\begin{cases} \min \left[\frac{1}{d_{\max} - d_{\min}} F_1(e) + \frac{1}{l_{\max} - l_{\min}} F_2(e) \right] \\ \text{s. t. } e \in S_k \subset E \end{cases} \quad (3)$$

这是一个单目标的非线性整数规划问题。

定理3 如果 e^* 是问题(3)的最优解,则它也是问题(1)的有效解(证明见文[10])。

这样对带宽、时延和丢包率都有要求的QoS约束问题就转变成了在满足最小带宽要求的路径集合中寻找一条使式(3)成立的路径这样一个单目标求解问题。

4 QoS-DRMR 协议

QoS-DRMR协议采用带内信令系统,同时假设MAC协议具有本地可用带宽估计、时延估计以及资源预留功能的。在QoS-DRMR协议中由MEM_QUERY进行QoS条件判断,然后用MEM_REPLY进行资源预留,最后组成员节点来进行选择、确认,资源释放过程是通过超时启动的。

4.1 新转发格网建立方法

DRMR 协议使用了转发组的概念,它是负责转发数据的节点集合,这些转发组节点组成了一个转发格网,源节点就是利用转发格网将数据传递给所有的接收者。在 QoS-DRMR 中转发格网的建立要考虑多目标 QoS 约束条件。

转发格网建立过程如下:

当组成员收到 CORE_ADV 或 JOIN_REPLY 时,组成员节点在各自的环内广播 MEM_QUERY 报文,同时携带最小带宽要求 B_0 。

环内节点收到 MEM_QUERY 消息后,计算与上游节点的实际带宽 b_{xy} ,实际延迟 d_{xy} ,实际包丢失率 l_{xy} 。

如果本节点不是桥节点,则,

$$b_{ijk} = \min(b_{ijk}, b_{xy}),$$

$$d_{ijk} = d_{ijk} + d_{xy},$$

$$l_{ijk} = 1 - (1 - l_{ijk}) * (1 - l_{xy})$$

将 b_{ijk} 、 d_{ijk} 、 l_{ijk} 带入 MEM_QUERY 中,转发此消息。

如果本节点是桥节点,在一定时间内收到两个或多个组成员的 MEM_QUERY 消息,则两两一对的比较收到对应的 b_{ijk} ,如果 $b_{ijk}(N_1) \geq B_0$ 且 $b_{ijk}(N_2) \geq B_0$ 成立,则计算:

$$b_{ijk} = \min(b_{ijk}(N_1), b_{ijk}(N_2)),$$

$$d_{ijk} = d_{ijk}(N_1) + d_{ijk}(N_2),$$

$$l_{ijk} = 1 - (1 - l_{ijk}(N_1)) * (1 - l_{ijk}(N_2))$$

将 b_{ijk} 、 d_{ijk} 、 l_{ijk} 带入 MEM_REPLY 消息中单播给 N_1 和 N_2 节点。如果 $b_{ijk}(N_1) \geq B_0$ 且 $b_{ijk}(N_2) \geq B_0$ 不成立,则丢弃消息。

当中间节点收到 MEM_REPLY 消息时,表明该节点位于两个邻居组成员之间的路径上,于是该节点设为转发组状态。

当组成员收到 MEM_REPLY 报文时,该节点可以根据内容确定它的邻居组成员,并通过桥节点建立了一条到达邻居组成员的满足最小带宽要求的路由。

4.2 两邻居组成员节点直接路由的优化

如果两个组成员分别收到对应对方的多个 MEM_REPLY,则表示建立了多条满足最小带宽要求的路径。

在满足最小带宽要求下,取最小延时和最小包丢失率的路径,通过计算单目标优化算式(3),取 $\min[\frac{1}{d_{\max} - d_{\min}} F_1(e) + \frac{1}{l_{\max} - l_{\min}} F_2(e)]$ 的路径为正式路径,其他路径则删除,发送删除消息。如果两个组成员分别计算出的最优解有多条不同的路径,则取桥节点 IP 地址最小的路径。

4.3 组成员无法建立路由时的处理

组成员超时没有收到 MEM_REPLY 时,即没有满足最小带宽要求的到邻居节点的路径,进入 ERS(Expanding Ring Search)过程。扩大环半径,继续发 MEM_QUERY 进行路径建立。多次扩大环半径仍然没有收到 MEM_REPLY,此时等待一段较长时间后广播 CORE_QUERY 消息。(此时有可能三种情况:一是有 CORE_CRG,但和邻居节点没有满足 QoS 的路径;二是无 CORE_CRG;三是有 CORE_CRG,但和该邻居组成员节点物理上不能相通)。

此时核心节点收到 CORE_QUERY 消息,则广播 CORE_ADV,组成员收到 CORE_ADV 后发送 MEM_QUERY 消息,重新开始寻找与邻居组成员节点的 QoS 路由:源节点收到 CORE_QUERY 消息,随机等待一段时间,若没有收到 CORE_ADV 消息,则将自己设置为核心节点并广

播 CORE_ADV 消息。

如果出现多个核心节点,则根据它们的 IP 地址,选择一个最小地址的源节点成为核心节点。

5 仿真分析与评价

为了比较 DRMR 协议加入 QoS 保证机制前后的性能,我们用 NS2^[11] 仿真平台对原协议和改进后的协议进行仿真,并根据仿真结果对协议性能进行分析评价。

5.1 性能评价指标

我们用如下几个指标比较和评价协议性能:

a) 数据包传输率:它是实际接收到的数据分组数和应接收到的数据分组数的比值,该指标反映协议的有效性。

b) 分组传输所需的平均端到端的延迟:该指标反映了协议使用的路由是否是较优路由。

5.2 仿真参数设定

仿真环境参数设定如下:操作系统为 redhat7.3,模拟软件为 ns-2.1b8;MAC 层协议为 IEEE 802.11 DCF;无线传输模型是自由空间传输模型,节点传输距离为 250 米;仿真场景由 50 个节点组成,它们可以自由地在 1000 米×1000 米矩形区域内任意移动,组播源和组播接收者在 50 个节点中随即选取;数据源使用恒定比特速率(CBR),每个数据分组大小固定为 512 字节;每次模拟时间为 600 秒。

5.3 仿真结果比较及性能分析

为分析 QoS-DRMR 协议的性能,我们同时模拟了 DRMR 协议,并将它们的性能进行了比较。

为了分析源节点个数和数据包的发送速率对协议性能的影响,在模拟时我们设置了五个接收节点,节点的最大移动速度为 10 米/秒。源的个数从 1 个增加到 5 个;数据包发送速率按 2 packets/second,4 packets/second,6 packets/second,8 packets/second 变化。图 1 给出了不同的数据包发送速率下协议性能随源节点个数变化的曲线。从图 1 我们可以看出 QoS-DRMR 和 DRMR 都有较高的数据包传输率。在低负载的情况下,QoS-DRMR 的数据分组传输率略高于 DRMR,高出 1%~4%。在负载比较适中时,QoS-DRMR 的数据分组传输率要明显的高于 DRMR,高出 2%~10%。这是因为采用 MOIP 原则进行选路,所选路径满足了数据传输对带宽的要求,保证了数据包不会因为传输带宽的限制而被丢掉,同时考虑了路径的丢包率特性,选取优化了该 QoS 约束条件的路径,从而提高了数据包的传输率,由于 DRMR 采用的是格网路由,本身也是多路径路由,它的数据传输率已经比目前主流的组播路由协议高,因此提高 2%~10% 已是较难得了。在负载较大时,QoS-DRMR 的数据分组传输率要略高于 DRMR,高出 0.5%~3%。这是因为当网络负载进一步增大时 MOIP 原则可能已经很难找到满足最小带宽要求的路径,同时可能有拥塞发生,导致数据传输率的下降。

图 2 给出了在不同数据包发送速率下协议的端到端延迟随源个数变化的曲线。从图 2 中我们可以看出在中、低负载的情况下 QoS-DRMR 和 DRMR 的端到端的延迟相差不多,其中 QoS-DRMR 的端到端延迟略高于 DRMR。这是因为采用 MOIP 原则选路,是综合延迟和丢包率整体考虑的。但是在高负载下两种协议的延迟都急剧增加,这是因为协议尚未考虑拥塞控制。在高负载下,网络中同时传输的数据分组多,导致信道竞争非常激烈。从而使发送数据分组的成功率急剧下降,也使数据包的传输延迟急剧增加。

根据以上分析可知:QoS-DRMR 采用了 MOIP 原则进行路由选择,发现,建立了保证最小带宽要求情况并取得整体优化延时和包丢失率条件的路由方案。保证了数据传输的带宽要求,同时也减少了 DRMR 路由的数目,从而减少了中间节

点转发数据包的数量,有效地减轻了网络负载,因而具有较高的数据传输率。因为 MOIP 原则是综合考虑了延迟和丢包率两个因素,所以能够获得较好的多目标整体优化效果。

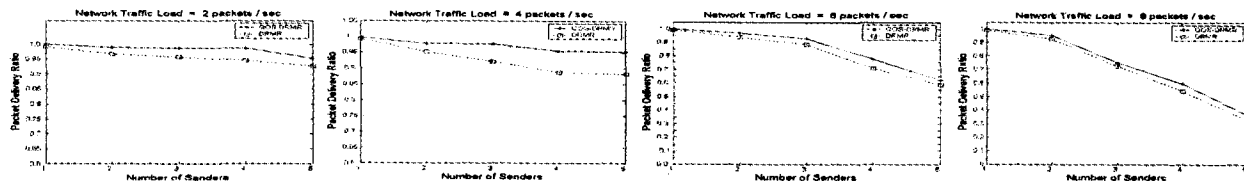


图 1 在不同送速率下源个数对两种协议性能的影响

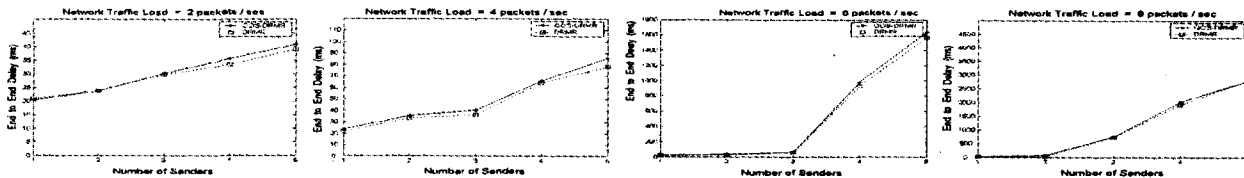


图 2 在不同发送速率下源个数对两种协议的端到端延迟的影响

结束语 本文根据 Ad Hoc 网络中组播对 QoS 保证的实际需求,考虑多目标约束条件,通过多目标整数优化模型来寻找满足最小带宽要求且具有优化的较小时延和较小包丢失率的组播路由,本文对 DRMR 协议中路由建立的过程进行了改造,形成了扩展的 DRMR 组播协议(QoS-DRMR),利用 NS2 仿真软件对 QoS-DRMR 协议进行仿真,结果表明:QoS-DRMR 协议较好地实现了在多目标约束条件下的组播服务。

进一步工作可以考虑支持多源节点对 QoS 要求不同情况下的路由建立机制以及通过交互机制进一步寻找更小时延和更小包丢失率的路由。

参 考 文 献

- 1 Agrawal D P, Zeng Qing-An. Introduction to Wireless and Mobile Systems [M]. Brooks/Cole, 2003
- 2 Royer E M, Perkins C E. Multicast Operation of the Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing Protocol [C]. In: Proc. of the Annual Intl. Conf. on Mobile Computing and Networking, MOBI-COM, 1999. 207~218
- 3 Wu C W, Tay Y C. AMRIS: A Multicast Protocol for Ad hoc Wireless Networks [C]. In: Proc. of IEEE MILCOM'99, Atlantic City, Nov. 1999. 25~29

- 4 Lee Sung-Ju, Gerla M, Chiang Ching-Chuan. On-Demand Multicast Routing Protocol in Multihop Wireless Mobile Networks [J]. Mobile Networks and Applications, 2002(7): 441~453
- 5 Garcia-Luna-Aceves J J, Madruga E L. The Core-Assisted Mesh Protocol [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1999, 17(8): 1380~1394
- 6 Zhou Yuan, Li Guang-Sheng, Zhan Yong-Zhao, et al. DRMR: Dynamic Ring Based Multicast Routing Protocol for Ad hoc Networks [J]. Journal of Computer Science and Technology, 2004, 19(6): 909~919
- 7 An Beongku, Papavassiliou S. A Mobility-Based Hybrid Multicast Routing in Mobile Ad-hoc Wireless Networks [C]. In: Proc. of MILCOM 2001. 316~320
- 8 Jetcheva J G, Johnson D B. Adaptive Demand-Driven Multicast Routing in Multi Hop Wireless Ad Hoc Networks [C]. In: Proc. of Mobihoc 2001, October Long Beach, CA, USA, 2001. 33~44
- 9 Fandel G, Gal T. Multiple Criteria Decision Making-Theory and Application [M]. New York: Springer-Verlag, 1980
- 10 Mi Zhi-chao, Zheng Shao-ren, Wang Ze-yan, et al. An Interactive QoS Routing Algorithm for Ad Hoc Networks [J]. Journal of Wuhan University (Natural Science Edition), 2002, 48(1): 051~054
- 11 Fall K, Varadhan K. NS notes and documentation. The VINT Project, UC Berkeley, LBL, USC/ISI and Xerox PARC, Nov. 1997. Available at: http://www.isi.edu/nsnam/ns/

(上接第 26 页)

表 2 本文算法与文[1]算法的性能比较

问题编号	本文算法的收敛性能	本文算法收敛的进化代数	ES($\mu+\lambda$)的收敛性能	ES($\mu+\lambda$)收敛的进化代数
问题 1	100%	200	100%	1518
问题 2	100%	1200	100%	6710
问题 3	100%	900	100%	2536

结论 本文提出一种遗传进化规划算法,实验表明该方法的自适应性能对于整数规划的困难问题有较好的搜索能力,并证明该方法优于现有的 GA、ES、SA 等方法。如何有效地应用遗传进化规划解决其它问题以及从理论上更深刻地研

究遗传规划的性能,将是我们继续研究的问题。

参 考 文 献

- 1 Costa L, Oliveira P. Evolutionary algorithms approach to the solution of mixed integer non-linear programming problems. Computers and chemical Engineering 2001, 25: 257~266
- 2 De Jong K. An analysis of the behavior of a class of genetic adaptive systems. [Ph D dis]. University of Michigan, 1975
- 3 Back T, Hammel U, Schwefel H-P. Evolutionary computation: Comments on the history and current state. IEEE Trans Evol Comput, 1997, 1(1): 3~17
- 4 云庆夏. 进化计算. 北京: 冶金工业出版社, 2001
- 5 李人厚. 智能控制理论和方法. 西安: 西安电子科技大学出版社, 1999
- 6 李孝安. 西北工业大学博士论文, 2000