

# 基于网关信息素更新的 MANET 接入 Internet 开销控制方法

李 昕<sup>1</sup>, 李 哲<sup>2</sup>

(1. 东北大学软件学院, 辽宁沈阳 110004; 2. 东北大学信息科学与工程学院, 辽宁沈阳 110004)

**摘 要:** 寻找可用网关是 MANET 接入 Internet 过程中产生开销最大的一个环节. 为了有效控制接入过程中的路由开销, 根据蚂蚁寻径与移动节点寻找网关的相似性, 提出了一种基于网关信息素更新的接入网络开销控制算法. 该算法模仿蚁群算法中信息素更新方式, 运用路由应答报文中携带的信息对网关信息素进行更新. 节点在寻路时根据路径上的信息素浓度、链路带宽和时延等参数计算转发概率并进行转发. 通过运用 NS2.29 对该算法进行仿真, 结果表明该算法虽然平均端到端时延略有增加, 但是有效地减少了归一化路由开销, 并提高了分组投递率, 验证了算法的有效性.

**关键词:** 开销控制; MANET 接入; 网关发现; 网关信息素

**中图分类号:** TP393

**文献标识码:** A

**文章编号:** 0372-2112 (2010) 04-0870-05

## Overhead Reducing Method for MANET Accessing Internet Based on Gateway Pheromone Update

LI Xin<sup>1</sup>, LI Zhe<sup>2</sup>

(1. Software College, Northeastern University, Shenyang, Liaoning 110004, China;

2. College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang, Liaoning 110004, China)

**Abstract:** Looking for usable gateway is a process, which brings the biggest overhead, in MANET accessing Internet. For controlling the routing overhead effectively, an accessing network overhead control algorithm, which based on gateway pheromone, is proposed in this paper according to the similar between ant searching path and mobile node searching gateway. By simulating the pheromone's update process in ant colony algorithm, this algorithm uses information carried in RREP to update gateway pheromone. According to the pheromone density on the link, link bandwidth and delay, the node computes transmission probability and transmits the RREQ. This algorithm is simulated by NS2.29. The test result indicates that though it increases average delay appreciably, it reduces normalized routing overhead effectively and increases packet delivery ratio. The validity of algorithm is validated.

**Key words:** overhead control; mobile ad hoc networks(MANET) accessing; gateway discovery; gateway pheromone

### 1 引言

移动 Ad Hoc 网络(MANET, Mobile Ad Hoc Networks)是由一组具有路由和转发功能的移动节点组成的多跳、动态的临时性自治系统.它能够在没有任何通信基础设施支持的环境中进行无缝地互联互通,因此,它可以通过网关节点接收 Internet 服务,有效地将 Internet 服务延伸到没有基础设施的区域,如战地通信、灾害救援等环境,这也就要求 MANET 成为无线多跳接入网络.这种扩展可以有效地增强 Internet 的覆盖能力.

目前的 MANET 接入 Internet 网关发现提方案可以分为四类:主动方案<sup>[1]</sup>、被动方案<sup>[1]</sup>、混合方案<sup>[2~4]</sup>和自适应方案<sup>[5]</sup>.主动方案是由网关洪泛网关通告 GWADV

(Gateway Advertisement)到整个 MAENT,收到 GWADV 的节点根据此报文了解到整个异构网络的联通情况并利用其与固定节点通信.主动方案可以提供良好的接入性能,但是洪泛 GWADV 会带来很大开销.当有 Internet 接入需求的节点数目较少时,这种以高代价换来的接入是非常不必要的.被动方案是在有移动节点有接入需求时,由移动节点发送网关请求 GWSOL(Gateway Solicitation)来寻找可用网关.这种方案有效地降低了开销,但是由于采用反应式方法,所以分组时延较大.混合方案将上述两种方案混合,通过限制 GWADV 的 TTL(Time To Live)字段取值,在网关附近采用主动方案,而在 TTL 范围之外采用被动方案.中间节点在中转 GWADV 的时候会对其进行解析,保存其中的有效全局连接信息并在收

到 GWSOL 时将自己所知的有效信息回复给请求节点. 这种混合方案在主动方案和被动方案之间进行折中, 在提供良好接入性能的同时降低了接入开销, 但是这种方法需要收集相关信息来确定 TTL 的取值, 也会带来相应的开销, 因此它更适用于大部分有接入需求的节点位于网关附近的情况. 自适应方案是在混合方案的基础上使 TTL 值能够根据网络状况自适应调整. 现有的自适应方案是通过调整 TTL 使网关通告报文能够覆盖所有的有接入需求的节点, 实际上是一种改进的主动方案. 当 TTL 值不断增大时, 此种方法对开销的控制越来越有限. 文献[6]对上述的四种方案的性能进行了分析, 发现自适应方案在保证一定传输时延的前提下能较其他三种方案取得更优的归一化路由开销性能.

由于大量的控制开销都是在网关发现的过程中产生的, 为了更好地解决 MANET 接入 Internet 过程中开销过大的问题, 本文提出了一种接入网络开销控制算法 ANOCA (Accessing Network Overhead Control Algorithm). 通过借鉴蚁群算法中信息素的更新方法<sup>[7~11]</sup>, 改变现有网关信息获取方式, 将网关信息模仿信息素更新的方式传播出去, 中间节点保存收到的网关信息并仿照蚁群算法中信息素挥发的方式对节点保存的网关信息进行更新. 通过采用该方法达到在保持一定传输时延的前提下减少归一化路由开销, 提高分组投递率, 改善接入网络的性能的目的.

## 2 接入网络开销控制算法 ANOCA

### 2.1 方法与规则

ANOCA 的关键过程是网关信息的获取与更新过程, 在具体的通信过程中它又体现为路径选择概率的生成与更新过程, 这个过程包括以下三种规则. 其中状态转移规则是路径选择概率的生成过程, 其余的两种规则都是路径选择概率的更新过程.

#### 2.1.1 状态转移规则

状态转移规则实质上就是节点选择下一跳节点的转移概率的计算方法. 在传统的蚁群算法求解旅行商问题时, 通常只考虑城市之间的距离, 但是在接入网络网关资源发现问题中, 对节点选择下一跳造成影响的因素是多方面的, 如下一跳节点的网关信息素浓度、链路的带宽、下一跳节点的排队延迟和链路的传输延迟等等. 因此, 节点在选择下一跳节点时, 除了倾向于网关信息素浓度高的节点外, 还要考虑上述的因素, 尽量避开那些重负荷节点, 均衡网络负载. 基于上述考虑, 定义状态转移规则如下:

由节点  $i$  到节点  $j$  的转移概率  $p_{ij}$  为

$$p_{ij} = \frac{\tau_{ij} B_{ij} \frac{1}{\text{delay}(j) + \text{delay}(l_{ij})}}{\sum_{u \in U} \left[ \tau_{iu} B_{iu} \frac{1}{\text{delay}(u) + \text{delay}(l_{iu})} \right]} \quad (1)$$

$\tau_{ij}$  表示链路  $ij$  上网关信息素浓度;  $B_{ij}$  表示链路  $ij$  的带宽;  $\text{delay}(j)$  表示节点  $j$  的排队延迟;  $\text{delay}(l_{ij})$  表示链路  $ij$  的传输延迟;  $U$  表示节点  $i$  的邻居节点减去  $i$  的上游节点后的节点集合.

#### 2.1.2 网关信息素全局调整规则

网关信息素的全局调整是事件触发的, 只有成功到达网关的较优链路才可以进行网关信息素的全局调整. 但是考虑到现有的蚁群算法中信息素更新机制大多采用正反馈机制, 即无论搜索到的解是什么样的, 路径上的信息素都会得到一定程度的加强. 实际上, 这种机制存在明显的不公平性, 搜索到解的路径上的信息素得到加强, 但可能存在未搜索到的更好的解, 该路径上的信息素却没有得到加强, 反而会随着时间推移而不断蒸发, 变得更加难以搜索到, 导致网络负载不均衡, 这也正是蚁群算法的一个弊端. 为了克服这一弊端, 本文引入了正反馈和负反馈相结合的方式. 这种方法的核心思想是: 在找到路径后, 首先将该路径与之前的最优路径进行比较, 如果该路径好于之前的最优路径, 则加强该路径上的网关信息素, 即采用正反馈; 否则, 就减弱该路径上的网关信息素浓度. 在引入正负反馈相结合的机制后, 网关信息素的全局调整规则如下所示:

$$\tau_{ij}(t + \Delta t) = (1 - \xi_r \Delta t) \tau_{ij}(t) + \Delta \tau_{ij} + \Delta \tau'_{ij} \quad (2)$$

$\xi_r$  是单位时间内网关信息素的挥发系数;  $\Delta t$  表示本次更新距离上次更新的时间的差值;

$$\Delta \tau_{ij} = \sum \Delta \tau_{ij}^k \quad (3)$$

$\Delta \tau_{ij}^k$  表示报文  $k$  在  $\Delta t$  时间内在链路  $ij$  上留下的网关信息素的数量;

$$\Delta \tau'_{ij} = (1 - \xi_r)^n \Delta \tau' \quad (4)$$

$n$  为路径上的节点到网关的跳数;

$$\Delta \tau' = \begin{cases} Q/hop & P \in P_{best} \\ -Q/hop & P \notin P_{best} \end{cases} \quad (5)$$

$Q$  为网关信息素强度常量;  $hop$  表示路径总的跳数;  $\Delta \tau'$  表示网关信息素奖惩的最初值;  $P$  表示本次选择的路径;  $P_{best}$  表示最优路径.

通过使用这种正负反馈相结合的信息素调整规则, 可以避免蚁群算法中信息素一直增强导致集中使用某些链路造成负载不均衡的弊端, 起到负载均衡的目的.

#### 2.1.3 网关信息素局部调整规则

网关信息素局部调整模拟的是信息素挥发过程. 任意链路随时间推移, 其上的网关信息素都会逐渐挥

发,因此经过一段时间后就需对链路上的网关信息素进行调整.传统蚁群算法采用周期更新机制,但这种方法并不适用于节点移动的 MANET.在 MANET 接入 Internet 环境下,网关信息素局部调整的时间与网络稳定程度有直接关系.链路越稳定,调整周期就应该越长;反之,就应该减小调整周期.因此,本文采取了一种时间触发和事件触发相结合的网关信息素局部更新机制.当链路比较稳定的时候,采用周期更新的机制;当链路因为节点的移动而快速改变时,采用事件触发的机制,立刻对节点上的网关信息素进行更新.

### (1) 事件触发网关信息素局部更新

本文使用节点邻居变化率作为判断网络稳定度依据.首先对节点邻居变化率做如下定义:

假设节点  $i$  在  $t_1$  时刻的邻居集为  $S_{i-t_1}$ ,在  $t_2$  时刻的邻居集为  $S_{i-t_2}$ ,则由  $t_1$  时刻到  $t_2$  时刻的节点  $i$  的邻居变化率可以表示为

$$R_i = \frac{|S_{i-t_1} \cap S_{i-t_2}|}{|S_{i-t_1} \cup S_{i-t_2}|} \quad (6)$$

$R_i$  可以反映节点  $i$  与其邻节点间的链路通断变化情况. $R_i$  越大,表示节点  $i$  附近的拓扑结构越稳定,反之说明节点  $i$  附近的拓扑变化很剧烈.本文设定邻居变化率的阈值为 0.33,即当节点  $i$  检测到其邻居变化率高于 0.33(即节点  $i$  的邻节点已经有一半发生变化)时,立即进行网关信息素局部更新,更新的具体规则如下:

$$\tau_{ij}(t+t') = (1 - \xi_\tau \cdot t') \tau_{ij}(t) + \Delta \tau_{ij}(t') \quad (7)$$

$t'$  表示进行网关信息素局部更新时间与上次更新时间的差值; $\Delta \tau_{ij}(t')$  表示在  $t'$  时间内经过该节点的分组所带来的信息素的增量.

节点邻居变化率的检测只需要通过监听邻居节点的活动建立一个邻居节点列表即可实现,并不需要增加额外的控制报文.

### (2) 时间触发网关信息素局部更新

当网络的稳定度比较好时,邻居变化率会比较低,可能很久都不会对网关信息素进行更新.因此,在上述事件触发机制的基础上,添加了时间触发机制——以  $T_\tau$  为周期进行网关信息素的更新,即节点以  $T_\tau$  为周期定期对自身的网关信息素进行更新.但是,这种更新可能会与网关信息素的全局调整和事件触发的网关信息素局部更新存在部分的重复操作,造成网关信息素失真.因此,在进行这种周期性的网关信息素局部更新时,首先要查看一下在此周期内该节点是否进行了网关信息素的更新操作.如果是的话,就按照式(8)进行更新操作;否则的话,就按照式(9)进行操作.

$$\tau_{ij}(t + T_\tau) = [1 - \xi_\tau (T_\tau - \Delta t')] \tau_{ij}(t) + \Delta \tau_{ij}(T_\tau - \Delta t') \quad (8)$$

$$\tau_{ij}(t + T_\tau) = (1 - \xi_\tau T_\tau) \tau_{ij}(t) + \Delta \tau_{ij}(T_\tau) \quad (9)$$

$\Delta t'$  表示上次网关信息素调整和上次时间触发网关信息素局部调整的时间差值.

## 2.2 算法描述

本算法中的三种规则分别作用于路由的不同阶段:状态转移规则(即对报文的转发控制)作用于节点对路由请求报文的处理阶段;网关信息素全局调整规则作用于节点对路由应答报文的处理阶段;网关信息素局部调整规则中的事件触发更新作用于节点邻居变化率发生较大改变之后,而时间触发更新则由节点自身按周期进行操作.三种规则的具体实现过程分别如图 1 所示.

### 一、状态转移规则的实现

```
Step 1: Initialize() //参数初始化
Step 2: Wait Command //等待指令
Step 3: Receive HELLO //收到邻节点 HELLO 报文
Step 4: Update ( $\tau_{ij}, B_{ij}, delay(j), delay(lij)$ ) //更新邻节点参数
Step 5: Receive RREQ //接收到路由请求
    (i) Compute  $P(pij)$  //计算状态转移概率
    (ii) Select  $N(ni)$  //挑选转发节点
    (iii) Forward RREQ //转发路由请求报文
    (iv) goto step 2
```

### 二、网关信息素全局调整规则的实现

```
Step 1: Wait Command
Step 2: Update () //更新节点网关信息素浓度
Step 3: Receive HELLO
Step 4: Update ( $\tau_{ij}, B_{ij}, delay(j), delay(lij)$ )
Step 5: Trigger Update //触发更新
    (i) Receive RREP //接收 RREP 调整全局信息素
    (ii) Forward RREP //转发处理后的 RREP 报文
    (iii) Compute  $\Delta t$  //计算信息素更新间隔
    (iv) Compute  $\Delta \tau_{ij}$  //计算时间内的信息素和值
    (v) Compute  $\Delta \tau'_{ij}$  //计算网关信息素奖惩值,即实现正负反馈相结合
    (vi) Compute  $\tau_{ij}(t + \Delta t)$  //调整网关信息素
    (vii) goto step 2
```

### 三、网关信息素局部调整规则的实现

```
Step 1: Wait Command
Step 2: Update ( $\tau$ )
Step 3: Receive HELLO
Step 4: Update ( $\tau_{ij}, B_{ij}, delay(j), delay(lij)$ )
Step 5: Trigger Update
    (i) Timer ( $R_i$ ) //到时更新邻居变化率
    Compute  $R_i$  //按照式(6)计算节点邻居变化率
    if  $R_i > 0.33$ 
        Compute  $\tau_{ij}(t + t')$  //按照式(7)调整信息素
    else goto step 2
    (ii) Timer ( $T_\tau$ ) //到时局部调整网关信息素
    check  $\Delta \tau(T_\tau)$  //检查前一  $T_\tau$  是否进行过信息素更新
    if  $\Delta \tau(T_\tau)$  //上一内进行过信息素更新
        Compute  $\tau_{ij}(t + T_\tau)$  //按照式(8)调整信息素
        goto step 2
    else Compute  $\tau_{ij}(t + T_\tau)$  //按照式(9)调整信息素
        goto step 2
```

图 1 三种规则的实现

### 3 性能评估

#### 3.1 仿真场景设置

本文在网络仿真平台 NS2.29 上实现了 ANOCA. 仿真过程中,接口队列最多可以存放 60 个分组. MAC 层采用 IEEE802.11 DCF,无线链路带宽 2Mbps,节点发送范围 250m. 节点移动模型采用随机移动模型:节点停留预设时间后,随机选择下一个目标位置,在  $[0, 20\text{m/s}]$  的速度区间内随机选择一个速度向目标位置移动. 仿真时间 900s,每种仿真场景随机重复 10 次,取平均值作为最终的结果.

仿真场景具体设置如下:网络由 50 个移动节点和 10 个静止节点组成. 其中 20 个移动节点具有网关功能. 节点在  $1200 \times 800\text{m}^2$  矩形区域内移动. 10 个静止节点为 Internet 节点,作为 CBR 流的目的节点,放置在矩形区域边缘. 移动节点停滞时间分别设为 0s, 30s, 60s, 120s, 300s, 600s 和 900s,用来模拟网络节点活跃程度不同的应用场景. 当节点停滞时间为 900s 时,网络就是一个静止网络. 同时,针对不同的移动节点停滞时间,分别考察设置 3 对、5 对和 8 对 CBR 业务流情况下网络的性能, CBR 分组大小为 512bytes,发送速率为 5 个分组/s. 通过这些不同的应用场景研究网络不同活跃程度对接入网络性能的影响.

#### 3.2 性能评估指标

本文采用归一化路由开销、分组投递率、平均传输时延三个性能参数对算法进行评估.

归一化路由开销:成功发送一个数据分组而发送的路由控制分组个数. 它比单纯使用路由开销更能说明算法的开销情况并能反映网络拥塞程度,并间接反映动态环境下路径稳定性.

端到端分组投递率:目的节点接收分组个数与源节点发送分组个数的比值. 它能反映数据分组受发送缓冲区溢出、接口队列溢出、MAC 分组冲突影响的情况和网络传输可靠性.

数据分组的平均端到端时延:目的节点接收分组的时间与源节点发送分组的时间差值. 它可以反映路由的有效性.

#### 3.3 结果分析

由前面分析可知,现有的接入网络网关发现方案中,自适应方案在控制开销方面的效果是最好的. 因此,将本文所提的 ANOCA 与 Ruiz 提出的基于 AODV 的自适应路由协议<sup>[8]</sup>(以下简称 Adaptive)进行比较. 通过分别对 CBR 流数量为 3 对、5 对和 8 对情况下两种方法进行仿真,得到了如图 2 所示的仿真结果.

观察图 2 可以看到:分组投递率随暂停时间的增加而增加,随着 CBR 流数量的增加而降低,在静止场景下

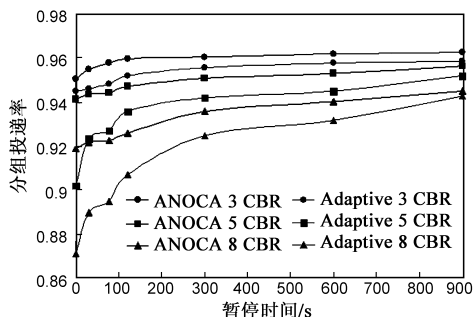


图2 分组投递率仿真结果

分组投递率比较接近. 这说明:移动是引起分组投递率下降的主要因素,而 CBR 流增加所引起的 MAC 分组冲突是导致分组投递率下降的次要因素. 这是因为随节点活跃程度增加,节点间无线链路的平均维系时间缩短,链路断裂越频繁,数据分组等待可用路由的时间就会延长,因发送队列溢出或等待超时而被丢弃的分组增加,分组投递率会随之呈下降趋势. 然而,在节点运动情况下,ANOCA 的分组投递率均大于 Adaptive,且节点运动越活跃这种优势越明显,这是因为 ANOCA 采用邻居节点变化率来选择那些较稳定链路,因链路中断而造成的分组丢弃现象得到有效控制,因此分组投递率得到提高.

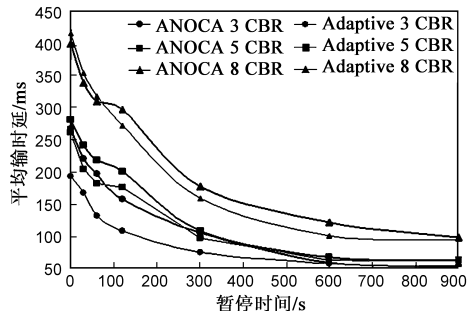


图3 平均端到端时延仿真结果

观察图 3 可以看到:平均端到端时延随节点暂停时间增加而减少,随 CBR 流数量增加而增加. 这是因为随节点移动的减少,节点链路断开几率下降,源节点与目的节点间路由失效的次数也随之减少,时延自然降低;而随着 CBR 流数量的增加,网络负载加重,数据分组等待可用路由的时间会延长,因此时延随之增加. 两种情况下时延较接近是因为:Adaptive 定期广播网关通告, TTL 范围内的节点不需要进行路由查找,因此延迟较小. ANOCA 需要根据邻节点的网关信息素浓度选择转发节点,可能存在“绕远”情况,造成时延增加. 但是由于 ANOCA 选择了比较稳定的链路,减少了链路中断的次数,进而减少了分组重发所带来的时延,因此弥补了部分因“绕远”情况所带来的时延的增加.

观察图 4 可以看出,节点暂停时间越长,归一化路由开销就越小; CBR 流数量越多,归一化路由开销就越

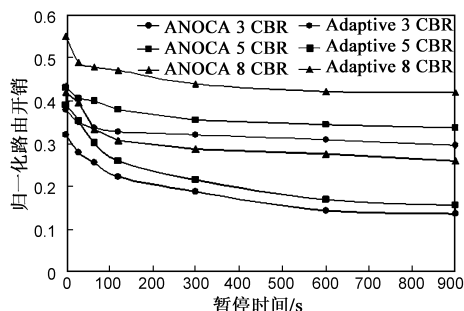


图4 归一化路由开销仿真结果

大.这是因为随节点暂停时间增加,链路稳定性增强,减少了路径中断次数,进而降低了因链路中断而产生的重新路由发现的次数,降低了控制包数目;随着 CBR 流数量增加,网络负载变重,造成了更多的碰撞和拥塞,导致路由开销增加.经计算,在运动场景下 ANOCA 的归一化路由开销比 Adaptive 减小 9.3% ~ 53.4%.这主要是因为 Adaptive 需要广播网关通告,造成了洪泛开销,而 ANOCA 只在发送路由应答报文时顺便对网关信息素进行更新,未产生额外的控制报文,因此它的开销就较小.

通过以上的分析,我们可以看到使用本文所提出的接入网络开销控制算法后,接入网络在保证一定的平均端到端时延的前提下,归一化路由开销有了明显下降,同时,分组投递率也得到了提高,算法的有效性得到了验证.

## 4 结论

本文提出了一种基于网关信息素的 MANET 接入 Internet 开销控制方法——ANOCA.该方法借鉴蚁群算法中信息素更新策略,变传统的广播网关通告方法为节点保存网关信息素的方法,避免了网关通告报文的洪泛.研究结果表明采用 ANOCA 方法后,可以在保证一定端到端时延的前提下有效降低归一化路由开销,提高数据分组的投递率,方法的有效性得到验证.

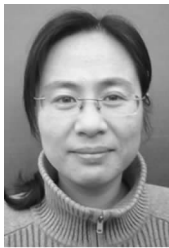
## 参考文献:

- [1] C Y Wang, C Y Li, R H Hwang, Y S Chen. Global Connectivity for Mobile IPv6-based Ad Hoc Networks[A]. In Proceedings of the 19th International Conference on Advanced Information Networking and Applications[C]. Taipei: IEEE Computer Society, 2005. 807 – 812.
- [2] P Ratanchandani, R Kravets. A Hybrid Approach to Internet Connectivity for Mobile Ad Hoc Networks[A]. In Proc. IEEE WCNC'03[C]. New Orleans: IEEE Communications Society, 2003. 1522 – 1527.
- [3] Jelger C, Noel T, Frey A. Gateway and address autoconfiguration for IPv6 ad hoc networks[S]. IETF draft, 2004.

- [4] J Lee, D Kim, J J Garcia-Luna-Aceves, Y Choi, J Choi, S Nam. Hybrid gateway advertisement scheme for connecting mobile ad hoc networks to the internet[A]. Proceedings of VTC 2003-Spring[C]. Orlando, 1(3): 191 – 195.
- [5] P M Ruiz, A F Gomez-Skarmeta. Adaptive Gateway Discovery Mechanisms to Enhance Internet connectivity for Mobile Ad Hoc Networks[J]. Ad Hoc and Sensor Wireless Networks, 2005, 1(1): 159 – 177.
- [6] 沈斌, 胡中功, 刘滢丽. MANET 与 Internet 互联时网关发现方案的性能研究[J]. 武汉工程大学学报, 2007, 29(3): 66 – 70.  
Shen Bin, Hu Zhong-gong, Liu Yan-li. Performance comparison and analysis of gateway discovery protocols of Internet connectivity for ad hoc networks[J]. J. Wuhan Inst. Tech., 2007, 29(3): 66 – 70. (in Chinese)
- [7] 彭沛夫, 林亚平, 胡斌, 张桂芳. 基于遗传因子的自适应蚁群算法最优 PID 控制[J]. 电子学报, 2006, 34(6): 1109 – 1113.  
Peng Pei-fu, Lin Ya-ping, Hu Bin, Zhang Gui-fang. Optimal PID Control of Self-Adapted Ant Colony algorithm Based on Genetic Gene[J]. Acta Electronica Sinica, 2006, 34(6): 1109 – 1113. (in Chinese)
- [8] 刘徐迅, 曹阳, 邹学玉, 张晋. 无线传感器网络多目标路由的改进蚁群算法[J]. 华中科技大学学报, 2007, 35(10): 24 – 27.  
Liu Xu-xun, Cao Yang, Zou Xue-yu, Zhang Jin. An improved ant colony optimization algorithm for multi-object routing in wireless sensor networks[J]. J. Huazhong Univ. of Sci. & Tech., 2007, 35(10): 24 – 27. (in Chinese)

(下转第 881 页)

## 作者简介:



李 昕 女, 1981 年 4 月出生于辽宁锦州. 2010 年于东北大学获工学博士学位, 现为东北大学软件学院讲师, 从事复杂网络方面的有关研究. E-mail: neulixin@139.com



李 J 女, 教授, 博士生导师. 1967 年 6 月出生于辽宁沈阳. 1989 年于上海交通大学获工学学士学位, 1992 年和 1996 年于东北大学获工学硕士和工学博士学位. 生前为东北大学通信与信息系统研究所所长, 主要从事宽带网络及无线通信系统等方面的研究工作.

(上接第 874 页)

- [9] 李领治,郑洪源,丁秋林.一种基于改进蚁群算法的选播路由算法[J].电子与信息学报,2007,29(2):340-344.

Li Ling-zhi, Zheng Hong-yuan, Ding Qiu-lin. An Anycast Routing Based on Improved Ant Colony Algorithm[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2007, 29(2): 340-344. (in Chinese)

- [10] 岳凤,刘希玉.自适应调整挥发系数的逆向蚁群算法[J].计算机工程与应用,2008,44(3):105-107.

Yue Feng, Liu Xi-yu. Converse ant algorithm basis of adjust information element hangover coefficient[J]. Computer Engineering and Applications, 2008, 44(3): 105-107. (in Chinese)

- [11] Y Lu, G Z Zhao, F J Su. Adaptive ant-based dynamic routing algorithm[A]. WCICA 2004[C]. Hangzhou: Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., 2004. 2694-2697.