

## 基于名声、可用带宽和最小跳数的多量度自适应 Ad hoc 路由协议

陈 晨 裴昌幸 郭楠 陈南 易运晖  
(西安电子科技大学 ISN 国家重点实验室 西安 710071)

**摘要:** 通过对实际 Ad hoc 网络中节点通信情况的研究, 考虑到网络中节点的自私性以及单纯使用最小跳数选路方法的缺陷, 综合考虑名声、可用带宽和最小跳数, 该文提出了一种新的参数量度。基于这个量度, 借鉴 TOPP(Trains Of Packet Pairs)测量可用带宽的思想, 设计了一种快速测量逐跳可用带宽的方法, 并通过 MAC 层和网络层的跨层设计, 提出了一个基于以上混合量度的路由协议(Ad hoc Routing Based on Fame, Available Bandwidth and Minimum Hops, ARBFAM)。通过使用该协议在不同场景的网络环境中仿真证明, 该路由协议在节点公平性, 网络的拥塞控制和负载均衡, 网络的平均寿命, 网络的端到端吞吐量, 平均端到端延迟方面较 DSR 都有较大的改善。  
**关键词:** Ad hoc 网络; 节点自私性; 跨层设计; 路由量

中图分类号: TP393.04

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)05-1206-05

## ARBFAM: Ad hoc Routing Based on Fame, Available Bandwidth and Minimum Hops

Chen Chen Pei Chang-xing Guo Nan Chen Nan Yi Yun-hui  
(National Key Lab. of Integrated Service Networks, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

**Abstract:** Based on the analysis of the communication status in real life Ad hoc networks, a new metric, which utilizes fame, available bandwidth and minimum hops, is presented in order to overcome the node selfishness and drawbacks of min-hop routing selection method. Through cross layer design on MAC and network layer, a novel routing protocol, ARBFAM(Ad hoc Routing Based on Fame, Available Bandwidth and Minimum Hops), which employs the new metric is given in this paper. Simulation results show, compared with DSR, fairness between nodes is improved and congestion control and load balance is implemented by using ARBFAM. At the same time, average life-span and end-to-end throughput is increased, whereas average end-to-end delay is decreased.

**Key words:** Ad hoc network; Node selfishness; Cross layer design; Routing metric

### 1 引言

Ad hoc网络是一种节点不依赖任何预先设置的基础架构进行通信的网络。网络中的节点不仅是信源或者信宿, 同时还要充当路由器对数据包进行转发。本文通过对大量相关文献的研究和实际环境中Ad hoc网络的观察, 发现实际中的网络并不像理论分析中那样遵循预定的机制进行通信, 而是存在许多自私节点, 即节点为了保存能量或者延长工作寿命而不积极参与网络的转发甚至是路由发现和维持, 导致个别节点成为“热点”以至于过早耗尽能量而失效, 造成整个网络的寿命下降。这种现象在以缺乏持续供电设备为特点的Ad hoc网络中就尤其显得突出。Dewan<sup>[1]</sup>等指出, 大多数的Ad hoc网络由于存在自私节点而使一些常见的如DSR或者AODV等协议失效。仿真结果显示, 如果网络中有40%的节点有自私行为, 就会使整个网络的吞吐量降低一半; Buttayan<sup>[2]</sup>等提出了Nuglets协议来减少节点自私性对网络

整体性能的影响; Zhong<sup>[3]</sup>等设计了SPRITE协议来防止网络中节点的自私行为。上述协议虽然都考虑到了网络中节点自私性的影响, 但其实现都较为复杂, 且在考虑节点自私性的同时并没有考虑到无线网络特有的衰落, 重传等问题。

另外, 本文通过研究已有的Ad hoc路由协议的设计方法, 发现传统的分层设计方法并不能最有效地在无线环境下工作, 所设计出的路由协议由于仅仅使用最小跳数作为路由选择量度而忽略了无线网络中普遍存在的衰落和重传等因素。Douglas<sup>[4]</sup>等指出, 最小跳数路由大多数情况下并不能提供最大的吞吐量。并且由于使路由跳数的最小化导致每一跳传输距离的最大化, 从而导致接收端信号强度的最小化和无线链路丢包率的最大化, 给网络带来不必要的重传; Wu<sup>[5]</sup>在其论文里提出了LSR(Load Sensitive Routing)协议。他把路由量度定义为本地节点以及其邻居节点的所有队列长度之和, 从而把无线信道中节点之间的竞争考虑了进来。但是由于其考虑量度是队列长度之和, 因此对于队列长度和相等而节点数目不等甚至相差很大的情况并不能体现。

针对以上问题, 考虑到文献[6,7]中所提出的无线可用带宽的概念, 本文提出了ARBFAM(Ad hoc Routing Based on

2006-01-16 收到, 2006-10-08 改回

国家自然科学基金重点项目(60132030, 60572147)和西安市工业科技攻关项目(GG04018)资助课题

Fame, Available Bandwidth and Minimum Hops)协议——基于名声、可用带宽和最小跳数的多量度自适应Ad hoc路由协议。ARBFAM是一种按需路由协议,通过联合MAC层和网络层来进行跨层设计,使每个节点在其路由缓存中保留了每一跳的可用带宽,节点通过转发数据包所获得的名声和最小跳数。利用这一混合量度,来为源节点的路由选择提供依据。

本文第2节详细介绍了ARBFAM路由协议的算法和实现细节;第3节通过仿真,分别分析了ARBFAM协议在静态网络和动态网络中的性能以及其与DSR协议相比较的优势;第4节总结了全文。

## 2 ARBFAM 协议

### 2.1 协议描述

假设网络中的节点数目为 $N$ ,节点分别为 $S_1, S_2, \dots, S_N$ ,每个 $S_i$ 有邻居节点集 $Ne(S_i)$ 。对于动态网络,由于节点的移动性导致网络拓扑动态变化,因此 $S_i$ 不一定能和 $Ne(S_i)$ 中的每个节点通信。因此,对一个动态的网络, $S_i$ 只能和 $Ne(S_i)$ 的一个子集 $A(S_i)$ 进行通信。如果是静态网络, $A(S_i) = Ne(S_i)$ 。对于一对源节点和目的节点 $S_i$ 与 $S_j$ ,从路由回复信息中提取出 $m$ 条路径, $q_{i,j}(l)$ 表示其中的一条路径,其中 $l \in 1, 2, \dots, m$ ;记 $S_i$ 与其邻居节点子集 $A(S_i)$ 中的节点 $S_k$ 的一跳链路为 $L_{i,k}$ ,其中 $S_k \in A(S_i)$ 。路由选择依据如下:

(1)节点名声 对于网络中的任意一个节点 $S_i$ ,设置一个计数器 $C_i$ ,每当有路由请求,路由回复或者数据转发时, $C_i$ 加1。当有数据从 $S_i$ 发送到 $S_j$ ,存在 $m$ 个 $q_{i,j}(l)$ 为 $S_i$ 与 $S_j$ 之间的 $m$ 条可用路径,其中 $l \in 1, 2, \dots, m$ 。对于每一个 $q_{i,j}(l)$ 中的节点 $S_{t_l}(i, j)$ 有一个计数器 $C_{t_l}(i, j)$ 作为其名声,其中 $t_l$ 为 $q_{i,j}(l)$ 这条路径上的一个节点,并且 $t_l$ 不等于 $i, j$ 。链路 $q_{i,j}(l)$ 的名声定义为

$$C_{q_{i,j}(l)} = \max[C_i(i, j, l), C_{t_1}(i, j, l), C_{t_2}(i, j, l), \dots, C_{t_n}(i, j, l)] \quad (1)$$

其中 $t_1, t_2, \dots$ 表示链路 $q_{i,j}(l)$ 上除了 $i, j$ 以外的其它节点。 $C_p(i, j, l)$ 为 $p$ 节点的名声,其中 $p$ 为链路 $q_{i,j}(l)$ 上的一个节点。节点 $S_i$ 选择到 $S_j$ 的路径所依赖的名声为

$$C_{i,j} = \min[C_{q_{i,j}(1)}, C_{q_{i,j}(2)}, \dots, C_{q_{i,j}(m)}] \quad (2)$$

(2)可用带宽 对于 $S_i$ 的邻居 $A(S_i)$ ,每隔 $T$ 秒发送一组探测分组 $P_{i,k}$ , $k \in A(S_i)$ ,测出 $L_{i,k}$ 的可用带宽 $AB_{L_{i,k}}$ 放入 $S_i$ 的路由缓存中。在有数据从 $S_i$ 发送到目的节点 $S_j$ 时,存在一个 $q_{i,j}(l)$ , $l \in 1, 2, \dots, m$ ,为从 $S_i$ 到 $S_j$ 的可用路径。计算每条路径的可用带宽

$$AB_{q_{i,j}(l)} = \min[AB_{L_{i,t_1}}, AB_{L_{t_1,t_2}}, \dots, AB_{L_{t_n,j}}] \quad (3)$$

其中 $t_1, t_2, \dots, t_n$ 为路径 $q_{i,j}(l)$ 上除 $i, j$ 外的节点,节点 $S_i$ 选择到 $S_j$ 的路径所依赖的最大可用带宽为

$$AB_{i,j} = \max[AB_{q_{i,j}(1)}, AB_{q_{i,j}(2)}, \dots, AB_{q_{i,j}(m)}] \quad (4)$$

(3)跳数  $S_i$ 到 $S_j$ 的可用路径 $q_{i,j}(l)$ , $l \in 1, 2, \dots, m$ ,定义跳数最小的链路的跳数为 $H_{i,j}$ 。

根据以上选路原则,对于一个 $S_i$ 到 $S_j$ 的路由选择,综合考虑以上因素的混合量度为:

$$M_{i,j}(l) = \alpha C_{q_{i,j}(l)} + \beta(1 - AB_{q_{i,j}(l)}/TB) + \gamma H_{i,j}(l) \quad (5)$$

其中 $TB$ 为链路总带宽, $\alpha, \beta, \gamma$ 为常数,通过调整这些常量达到平衡3种不同量度对网络性能作用的目的。

### 2.2 协议实现

本文通过将MAC层测量所得的可用带宽数值存储在网络层路由缓存中,以及在网络层设置计数器来指示MAC层拥塞情况等跨层设计方法,对ARBFAM进行了实现,以下是部分实现细节。

(1)在每个节点网络层的路由缓存中设计一个计数器,每当节点参与route request, route reply 或者作为源节点,目的节点以及转发数据节点时,计数器加1;

(2)在每个节点网络层的路由缓存中增加数据结构ava\_data。此数据结构中存放当前节点的邻节点地址以及当前节点与此邻节点的一跳路径可用带宽值。对于一个有 $n$ 个邻节点的节点来说,定义一个大小为 $n$ 的ava\_data数组ava\_band[n]来存放所取得的与邻节点的一跳可用带宽值;

(3)修改route reply 数据包为图1所示格式以存储从MAC层返回的可用带宽值。

SRC (8bits)	DEST (8bits)	NEXT (8bits)	SEQUEN CE (8bits)	ROUTE_DEP TH (8bits)	DEPTH_LEFT (8bits)
Node_0 (16bits)		Node_1 (16bits)		...	Node_n (16bits)

图1 Route reply 数据包格式

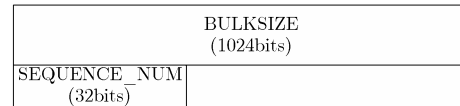


图2 探测包数据结构

图1中SEQUENCE为包序号;ROUTE\_DEPTH为路由发现的最大跳数;DEPTH\_LEFT为当前所剩下的发现跳数;Node\_I是一个数据结构,存放所发现的节点地址,名声值和该节点 $i$ 与 $i-1$ 节点间的可用带宽。

(4)对于链路容量为 $C$ 的无线信道,定义可用带宽的分级数为 $n$ ,即 $AVA_i = (c/n) * i$ , $i = 1, 2, \dots, n$ 。接收到探测包的邻居节点借鉴TOPP测量可用带宽的方法,比较收到的数据包的发送速率 $R_t$ 和接收速率 $R_r$ 来确定可用带宽落到哪个等级里,即确定 $i$ 。探测包的格式如图2。

发送端发送bulk size的 $n$ 个数据包,并设定发送间隔初始值为 $T$ 。每发送一个数据包,调整发送间隔为前一个发送间隔的 $1/2$ 并填充包序号(SEQUENCE\_NUM),依次递减,直到 $L/T = C$ 时停止发送。接收端提取出包序号,通过计算并存储 $R_{ava} = R_t / R_r$ 的比值来进行 $i$ 的确认。对于一组已经存储的序列 $R_{ava}(i)$ , $i = 1, 2, \dots, n$ ,在笛卡尔坐标系里画出序列对应的曲线并求出拐点,则拐点处对应的 $i$ 为所确定的

该路径的可用带宽等级。

### 3 协议仿真

本文的仿真是在 opnet 网络仿真平台下进行的, 仿真的参数见表 1。

表 1 仿真参数表

信道带宽(Mbps)	1
传输半径(m)	250
仿真区域(m <sup>2</sup> )	1500 * 1500
仿真时间(s)	300
可用带宽测量时间间隔(s)	30
探测包大小(Byte)	1024
探测包发送间隔初始值(s)	1
探测包发送数量(个)	10
可用带宽划分等级数	10
网络中节点数目(个)	16
数据分组大小(Byte)	512
分组发送速率初始值	Exponential(0.25)
节点能量	10000
$\alpha$	0.3
$\beta$	0.5
$\gamma$	0.2

仿真所采用的评估参数如下:

(1) 分组传输平均时延: 定义为所有传递成功的分组的接收时间和发送时间差的平均值。

$$AD = \frac{TD}{PR} \quad (6)$$

其中 AD 为分组传输平均时延, TD 为成功传递分组的时延之和, PR 为成功传递的分组数目。

(2) 网络吞吐量: 定义为网络中所有节点收到的字节数除以节点总数和当前仿真时间之积。

$$TP = \frac{TRB}{NTN \times EST} \quad (7)$$

其中 TP 为网络吞吐量, TRB 为所有节点收到的字节数之和, NTN 为节点总数, EST 为当前仿真时间。

(3) 网络寿命: 因为网络中第 1 个节点的死亡往往会加速网络的崩溃, 缩短网络寿命, 因此定义网络寿命为网络中第 1 个节点能量耗尽的时间;

(4) 分组投递率: 定义为接收端应用层成功接收数据分组个数和发送端应用层发送数据分组个数之比。

#### 3.1 节点自私性

本文通过给一定数量的节点以一定概率丢弃数据包来模拟由于节点的自私性所造成的网络的吞吐量下降的情况。仿真中, 节点总数为 16, 其中恶意节点的数量分别为 1, 5, 13, 恶意节点丢弃数据包的概率为 50%, 网络负荷为 100%,

节点移动模型采用billard mobility model<sup>[8]</sup>。仿真结果如图 3。由图 3 可见, ARBFAM在网络中存在 1, 5 个恶意节点时的吞吐量都比DSR在相应环境下的高出 10%~20%左右; 而当网络中只有一个恶意节点的时候, ARBFAM的吞吐量几乎比DSR高出 40%左右。这主要是因为ARBFAM将数据源的流量均衡到各条链路上, 减少了排队时延, 增加了各节点的本地可用带宽<sup>[7]</sup>。节点本地可用带宽定义为:

$$LAB = C - \sum_{i=1}^n TH_i \quad (8)$$

其中 LAB 为本地可用带宽, C 为信道容量, n 为节点通信范围内参与竞争的节点数目, TH<sub>i</sub> 为该节点到每条邻节点链路的吞吐量。由于强调了节点的公平性, 对某个节点来说, 同一时间竞争节点个数下降, 式(7)的值增大, 网络的总吞吐量增加。

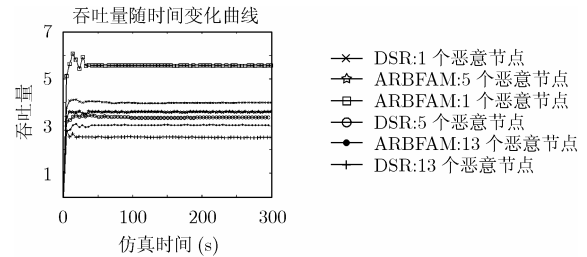


图 3 自私性的抑制

#### 3.2 节点碰撞

本文通过比较相同仿真条件下(表 1)ARBFAM 和 DSR 协议的平均碰撞次数来反映 ARBFAM 协议在抑制节点碰撞方面的优越性。平均碰撞次数的定义如式(9):

$$ACT = PNA / PNC \quad (9)$$

其中, ACT 为平均碰撞次数。当没有使用 RTS/CTS 机制时, 碰撞次数为数据分组碰撞的次数 PNA; 启用 RTS/CTS 时, 碰撞次数为 CTS 碰撞的次数 PNC。仿真结果如图 4。由图 4 可见, 随着仿真时间的推进, ARBFAM 的碰撞次数远远小于 DSR。当仿真结束时, DSR 的碰撞次数几乎是 ARBFAM 的 3 倍。根据式(8), 这主要是由于采用了节点本地可用带宽作为路由量度从而导致参与竞争的节点数目下降, 减少了碰撞次数。

#### 3.3 网络寿命

本文通过改变网络的负载情况来观察网络寿命的变化

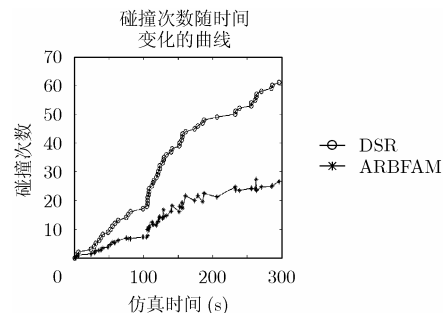


图 4 碰撞的抑制图

情况。仿真参数服从表 1 所述。仿真结果如图 5。由图 5 可见,随着网络负载的增加,ARBFAM 协议下的网络寿命始终远远大于 DSR 协议下的网络寿命,基本上是 DSR 协议的 3 倍。当网络负载接近饱和的时候,ARBFAM 协议和 DSR 协议的网络寿命都趋于一个定值。这主要是因为分组在各节点的发送缓存排队导致网络的吞吐量同时也趋于一个定值(如图 3)。

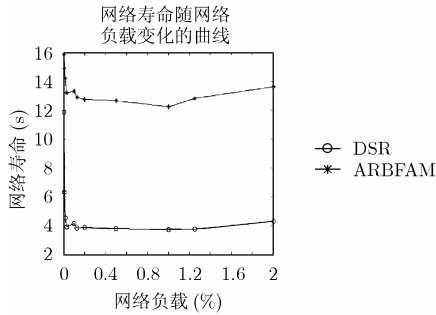


图 5 网络寿命的延长

### 3.4 综合仿真

为了考证 ARBFAM 协议的综合性能,本文在网络中放置 5 个恶意节点,50%分组丢弃率,网络负载为 100%。通过比较相同仿真条件下 ARBFAM 和 DSR 在分组投递率、分组传输平均时延(网络的吞吐量比较见图 3)方面的性能,来验证 ARBFAM 协议的实用性、鲁棒性和合理性。此外,为了考察 ARBFAM 协议所带来的开销与网络负荷的关系,本文所使用归一化平均分组开销的计算公式如式(10)。

$$APO = \frac{TCP}{TDP+TCP} \times 100 \quad (10)$$

其中 APO 为归一化平均分组开销, TCP 为所有节点的控制分组数之和, TDP 为所有节点的数据分组之和。仿真结果如图 6-图 9。

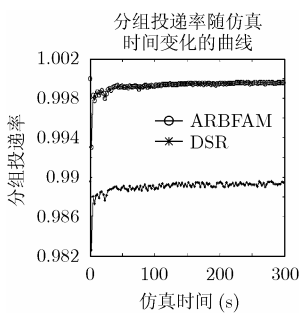


图 6 分组投递率

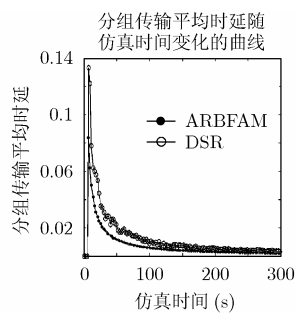


图 7 分组传输平均时延

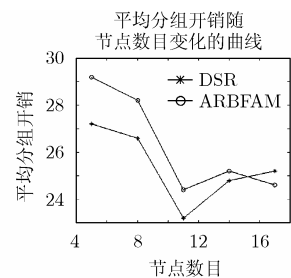
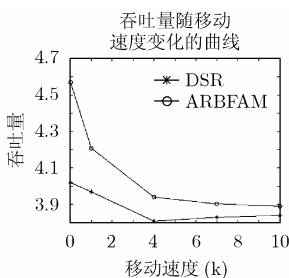


图 8 不同移动速度下的吞吐量 图 9 不同节点数目下平均分组开销

由图 6, 图 7 可见,在网络中存在一定的恶意节点和网络负载饱和的情况下,ARBFAM 在分组投递率和分组传输平均时延方面都较 DSR 有较大改善。在整个仿真过程中,ARBFAM 的分组投递率除了刚开始几秒钟在 0.995 以下,其余时间始终在 0.998 以上;而 ARBFAM 的分组传输平均时延在刚开始仿真的 100s 几乎始终是 DSR 的 2/3,在 150s 以后逐渐趋于 DSR 的分组传输平均时延,但始终低于 DSR 的数值。

图 8 是网络中的节点以不同的运动速度运动时网络吞吐量的变化情况。我们用  $k$  来表征移动速度。

$$k = \frac{\text{speed\_step}}{\text{update\_timer}} \quad (11)$$

其中 speed\_step 是位置更新步长, update\_timer 是位置更新频率。两者的比值反映了节点移动速度的大小。仿真中将 update\_timer 的取值减小为 0.1s 以使节点获得较高的移动性。由图 8 可见,在节点静止时 ARBFAM 协议由于更好的均衡了流量,强调了节点公平性,从而获得了比 DSR 协议大 13%左右的吞吐量;当节点的移动速度逐渐增大的时候,由于拓扑的动态变化造成路由的频繁失效,而可用带宽的测量间隔往往跟不上路由变化的速度,从而 ARBFAM 协议的吞吐量较节点静止时有所下降,但仍然大于 DSR 协议的吞吐量。

由于测量可用带宽发送的探测包会给网络带来一定的负载,本文仿真了节点数目增加的情况下,网络平均分组开销的变化情况,结果如图 9。由图 9 可见,在节点数目较少,网络负荷较轻的情况下,ARBFAM 的开销由于频繁发送探测包和 route\_reply 结构的改变而比 DSR 略大;当网络负荷继续增大的时候,ARBFAM 的平均分组开销逐渐下降,甚至从 15 个节点的时候开始低于 DSR 的平均分组开销。这主要是因为 ARBFAM 减少了数据分组的碰撞,重传,从而增加了吞吐量,导致了利用式(10)计算所得的平均分组开销低于 DSR。

### 4 结束语

本文提出了一种基于名声,可用带宽和最小跳数的多量度自适应 Ad hoc 路由协议 ARBFAM。通过仿真并与 DSR 协议比较,证明本文提出的 ARBFAM 协议在抑制网络的节点自私性,节点碰撞,提高网络的寿命,减少分组传输的平均端到端时延,提高分组投递率方面都较 DSR 有较大改善。

### 参考文献

[1] Dewan P, Dasgupta P, and Bhattacharya A. On using reputations in Ad hoc networks to counter malicious nodes. Proceedings of the Tenth International Conference on Parallel and Distributed Systems (ICPADS'04), California, USA, 2004: 665-674.

[2] Butty'an L and Hubaux J P. Enforcing service availability in

- mobile Adhoc WANS. ACM international symposium on Mobile Ad hoc networking and computing. Boston, Massachusetts, 2000: 87-96.
- [3] Zhong S, Chen J, and Yang R. A simple, cheat-proof, credit-based system for mobile Ad-hoc networks. IEEE INFOCOM, San Francisco, USA, 2002: 79-90.
- [4] De Couto S J D, Aguayo D, Bicket J, and Morris R. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. proceedings of the Ninth Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom03), San Diego, California, USA, 2003: 419-432.
- [5] Wu K and Harms J. Load-sensitive routing for mobile Ad hoc networks. Proc. IEEE ICCCN'01. Scottsdale, AZ, 2001: 540-546.
- [6] Sarr C, Chaudet C, Chelius G, and Lassous I. A node-based available bandwidth evaluation in IEEE 802.11 Ad hoc networks. The 11th International Conference on Parallel and Distributed Systems, fukuoka, Japan, 2005: 68-72.
- [7] Zhang Liang, Shu Yantai, Liu Yan, and Wang Guang-hong. Efficient available bandwidth estimation in Ad hoc networks. Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, Ontario, Canada, 2004: 633-636.
- [8] Pallot X, Roux N, and Pegon J S. Simulation model for the DSR MANET routing protocol. [http://www.antd.nist.gov/wctg/prd\\_dsrfiles.html](http://www.antd.nist.gov/wctg/prd_dsrfiles.html), 2002, 04.
- 陈 晨: 男, 1977年生, 博士生, 研究方向为无线通信与网络测量.
- 裴昌幸: 男, 1945年生, 博士生导师, 研究方向为无线通信和通信抗干扰.