

摘要

移动 Ad Hoc 网络 (MANET: Mobile Ad hoc NETwork) 是一种具有特殊结构的无线通信系统, 它的通信不依赖于任何固定设施, 而是依靠节点之间的相互协作以多跳方式完成, 具有自组织、分布性、动态性等特点, 因而能够在复杂多变的环境中实现快速部署和数据通信。移动 Ad Hoc 网络作为移动通信新崛起的一个重要分支, 近几年发展迅速, 并从最初单一的军事应用逐渐渗透到民用领域。但由于网络中的无线节点一般是由具有有限能量的电池供电的, 而电池容量很难在短期内有大幅度的提高, 因此能量问题是移动 Ad Hoc 网络在向实用化方向迈进所需要着重研究的问题。论文对移动 Ad Hoc 网络的 MAC 层的功率控制机制和网络层的节能路由机制进行研究, 通过理论上的深入分析和数学建模, 提出一系列行之有效的节能算法以节省节点的能量消耗和提高网络的协同工作时间, 主要研究贡献归结如下:

第 3 章提出了一种基于信号衰减比的功率控制算法——SAR-PCA (Signal Attenuation Rate based Power Control Algorithm), 该算法最重要的特点是节点只要获得信号衰减比就可以对报文进行功率控制, 而通过对于无线信号在自由空间模型和地面反射模型的衰减模型的分析, 信号衰减比虽然在数值上是与传播模型与节点间距相关的, 但在计算时只需要获得报文的发送信号功率和接收信号功率即可, 因此无线节点并不需要额外的 GPS (Global Position System) 设备或定位算法的支持, 具有简单性和经济性, 此外, SAR-PCA 通过与网络层的路由协议的有机结合, 可以很容易与节能路由算法协同工作。模拟实验表明, SAR-PCA 可以有效地提高网络中的报文投递数, 在一定程度上提高节点的生存期, 从而提高移动 Ad Hoc 网络的效益。

第 4 章分析了移动 Ad Hoc 网络中的 DSR (Dynamic Source Routing protocol) 协议基于“最小跳数”的路由选取标准在节能能量消耗方面的不足, 然后联合 MAC 层的功率控制算法 SAR-PCA, 提出了一种基于 DSR 协议的最小能耗路由协议——MECP-DSR (Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR), 该协议通过理论分析得出可以以信号衰减比的倒数作为节点的发射功率的指标, 从而可以高效地结合到 DSR 协议中; 针对 MECP-DSR 协议在平衡节点间能量消耗方面的不足, 提出了一种基于 DSR 协议的功率感知的路由协议——PAR-DSR (Power Aware Routing protocol based on DSR), 该协议通过将节点的剩余电池能量作为节点的发射代价函数的组成部分, 使那些剩余电池能量较小的节点由于发射代价较高而避免被选入路由当中。模拟实验表明, MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议都可以有效地提高移动 Ad Hoc 网络的生存期, MECP-DSR 协议在节省网络的全局能量消耗方面要优于 PAR-DSR 协议, 但是在平衡所有节点的生存期差异方面 PAR-DSR 协议要优于 MECP-DSR 协议。

第 5 章对于在实际无线通信系统中报文并非总能投递成功而需要引入重传的特点, 从理论上分析了在端到端 (EER) 重传模型和逐跳重传 (HHR) 模型下“基于最小化能量消耗”的节能路由协议所选取的路径并非总是最优的, 指出现实系统是以一种更一般化的模型 (GR 模型) 进行重传的, 即链路层是进行有限次数的重传, 如果这些重传失败由上层来保证端到端的可靠性。该章从概率论角度分析并提出了在 GR 模型下的节能路由协议所应采取的数学模型, 指出 EER 和 HHR 模型是 GR 模型的两个特例, 因此 GR 模型是更广泛和一般化的模型, 具有较大的现实意义。基于 GR 模

型,提出了一种适用于差错链路的节能路由协议——ERRC (Energy-efficient Routing protocol for Reliable Communication)。模拟实验表明,ERRC 算法相比于没有考虑报文错误概率的基于同样的能量优化目标的节能路由算法,表现出了更好的节能性能,是一种更精确的节能路由协议。

第 6 章针对泛洪式广播对于节能路由协议缺乏指导作用的缺点,提出了一种基于多点中继的高效能的广播协议——MPREB (MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。MPREB 协议提供了 3 种不同的 MPR 选择策略,每个节点选取部分邻居节点作为它的 MPR 集,不在 MPR 集中的邻居节点不处理和转发来自该节点的广播包,从而达到减小广播开销的目的。模拟实验结果表明,MPREB 协议可以有效降低节能路由协议在路由寻找过程中所需要的广播报文,同时也表现出了良好的节能性能。

关键字: Ad Hoc, 功率控制, 信号衰减比(SAR), 节能路由, 最小能耗, 功率感知, 差错链路, 广播协议

Abstract

A Mobile Ad hoc NETWORK (MANET) is a wireless communication system with special structure. It is composed of a group of mobile, wireless nodes which cooperate in forwarding packets in a multi-hop fashion. It can be distributedly and dynamically self-organized without any centralized administration and can be deployed in many complicated environments to support data communication. As a new branch of the wireless communication technologies, MANET has been developed rapidly and widely used in both military and civil applications. However, the wireless nodes in MANET are usually powered by batteries with limited energy, while the capability of the batteries cannot be greatly improved in a short term. Thus, energy efficiency has been the key problem in MANET's practical application. This thesis researches on the energy efficient algorithms in both MAC layer and network layer in MANET. Through deep analysing in theory and mathematical modeling, a series of energy efficient algorithms are proposed in this thesis to reduce the energy consumption and improve the cooperating time of all the nodes in the network. The main contributions of this thesis are listed as follows:

In Chapter 3, a Signal Attenuation Rate based Power Control Algorithm (SAR-PCA) is proposed. SAR-PCA utilizes the signal attenuation rate (SAR) to perform power control in MAC layer. Through in-depth analysis on the two common-used wireless signal propagation models (the free-space model and the ground reflection model), the author concluded that although the signal attenuation rate still numerically depends on the propagation model and the distance between two communicating nodes, it can be calculated only by the signal transmission power at the sender side and the received signal power at the receiver side. Thus SAR-PCA does not need the support of GPS (Global Position System) equipments and the localization algorithms. Since SAR-PCA works in a cross-layer fashion, it can be easily cooperate with energy efficient routing protocols. The simulation results show that SAR-PCA can efficiently improve the packet delivery number and prolong the lifetime of the nodes, thus improve the economic efficiency of MANET.

Chapter 4 analyses the energy deficiency of route selection criteria in the Dynamic Source Routing (DSR) protocol of the MANET. By cooperating with SAR-PCA, a Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR (MECP-DSR) is proposed. Through in-depth analysis in theory, MECP-DSR concludes that the reciprocal SAR is equivalent to the signal transmission power, thus can be used in the route discovery procedure to find a path with minimum power in DSR. However, MECP-DSR still lacks the mechanisms of balancing the energy consumption between nodes, a Power Aware Routing protocol based DSR (PAR-DSR) is also proposed in this chapter. By defining a new cost function, the nodes that have little battery energy possess large cost and consequently avoid being selected as the forwarding nodes in the route. The simulation results show that both MECP-DSR and PAR-DSR can significantly prolong the lifetime of MANET. MECP-DSR outperforms PAR-DSR in decreasing the energy consumption of the whole network, while PAR-DSR ourperforms MECP-DSR in reducing the differences of the nodes' lifetimes.

Chapter 5 addresses the problem that the existence of retransmission in MANET does harm to the energy efficiency of the traditional energy efficient routing protocols which do not consider the packet error rate. The in-depth theoretical analysis shows that the routes found by traditional minimum consumption routing protocols tend not to be optimal in both End-to-End Retransmission (EER) model and Hop-by-Hop Retransmission (HHR) model. A more General Retransmission (GR) model is studied in this chapter. In this model, a node implements a limited number of retransmissions if the packet delivery fails. If all these retransmissions fail, the end-to-end reliability is guaranteed by the upper layers. This chapter analyses GR model in probability theory and proposes a mathematical model to calculate the accumulated path cost under this model. Also, the mathematical analysis shows that both EER model and HHR model are two special cases of GR model, thus the GR model is of excellent practicability. To satisfy the energy efficiency in the presence of GR model, an Energy-Efficient Routing protocol for Reliable Communication (ERRC) is proposed. The simulation results show that ERRC outperforms and is more accurate than the energy efficient routing protocols which do not considerate the packet error rate.

Chapter 6 proposes a MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol (MPREB) to overcome the drawback of the flooding broadcast mechanism that it cannot provide instructions for energy efficient routing protocols. MPREB provides 3 MPR selection strategies. In MPREB, each node uses some MPR selection strategy to select a part of its neighbors to establish a MPR set. When a node receives a broadcasting packet from one neighbor, it simply drops the packet to reduce the broadcast overhead if it determines that it is not among the MPR set of the sender. Simulation result shows that MPREB is energy efficient and significantly reduces the amount of necessary routing packets for energy efficient routing protocols.

Key words: Ad Hoc, power control, Signal Attenuation Rate (SAR), energy efficient routing, minimum energy consumption, power aware, lossy link, broadcast protocol

图表索引

图 1.1 一种典型的移动 Ad Hoc 网络示意图.....	3
图 1.2 移动 Ad Hoc 网络的节点结构示意图.....	8
图 1.3 移动 Ad Hoc 网络的分级结构示意图.....	9
图 2.1 移动 Ad Hoc 网络路由协议按驱动方式的分类及其代表协议.....	14
图 2.2 DSR 协议的路由发现过程示意图.....	16
图 2.3 DSR 协议的路由维护机制示意图.....	18
图 2.4 DSR 协议的路由缓存机制示意图.....	18
图 2.5 AODV 协议的路由发现过程示意图.....	20
图 3.1 功率控制示意图.....	27
图 3.2 传统的网络分层模型.....	28
图 3.3 跨层设计理论模型.....	29
图 3.4 SAR-PCA 与路由协议依赖关系示意图.....	30
图 3.5 SAR-PCA 对发送队列中数据的发送功率管理.....	33
图 3.6 信号衰减比 (SAR) 的不对称性示意图.....	34
图 3.7 扩展后的 HELLO 报文.....	35
图 3.8 SAR-PCA-AODV 协议广播 HELLO 报文的流程示意图.....	37
图 3.9 SAR-PCA-AODV 协议对 HELLO 报文的处理流程示意图.....	38
图 3.10 三种速度下的报文投递数.....	40
图 3.11 SAR-PCA 在三种速度下对报文投递数的增加率.....	41
图 3.12 三种速度下的报文投递率.....	41
图 3.13 首个死亡节点的生存期.....	42
图 3.14 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点静止).....	43
图 3.15 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=5m/s).....	43
图 3.16 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=10m/s).....	44
图 3.17 第 15 个死亡节点的生存期.....	44
图 3.18 前 15 个死亡节点的平均生存期.....	45
图 4.1 DSR 协议的路由选取示意图.....	47
图 4.2 PARO 通过中间节点转发以实现节能目的.....	49
图 4.3 MECP-DSR 协议扩展后的 RREQ 报文.....	53
图 4.4 MECP-DSR 协议扩展后的 RREP 报文.....	54
图 4.5 MECP-DSR 数据报文携带的“路由记录”列表.....	55
图 4.6 MECP-DSR 协议的路由发现示意图.....	55
图 4.7 中间节点 n_{i+1} 对 RREQ 报文的处理流程.....	56
图 4.8 MECP-DSR 协议的路由维护示意图.....	59
图 4.9 节点移动性和功率控制机制对链路稳定性的影响.....	59
图 4.10 邻居修复请求 (NRRQ) 报文格式.....	60
图 4.11 邻居修复应答 (NRRP) 报文格式.....	60
图 4.12 基于最小能耗的路由算法的缺点示意图.....	61
图 4.13 PAR-DSR 协议的 RREQ 报文格式.....	63
图 4.14 不同速度速度下首个死亡节点的生存期.....	65
图 4.15 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点静止).....	65

图 4.16 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=5M/s)	66
图 4.17 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=10M/s)	66
图 4.18 第 15 个死亡节点的生存期	67
图 4.19 前 15 个死亡节点的平均生存期	68
图 4.20 四种协议的报文时延对比	68
图 5.1 平均最小传输能量 \bar{E}_{total_min} 与路径链路数目 N 的关系示意图	74
图 5.2 ERRC 算法的重传模型示意图	77
图 5.3 ERRC-AODV 的 RREQ 报文格式示意图	79
图 5.4 ERRC 协议的路由发现示意图	80
图 5.5 最大重传次数 $M=1$ (EER) 时每千个报文所消耗的能量	84
图 5.6 最大重传次数 $M=2$ 时每千个报文所消耗的能量	84
图 5.7 不同最大重传次数下的网络吞吐量	85
图 5.8 不同速度下首个死亡节点的生存期	86
图 5.9 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (速度=5M/s)	86
图 5.10 不同移动速度下的前 10 个节点的平均生存期	87
图 6.1 泛洪式广播对节能路由请求缺乏指导作用示意图	90
图 6.2 MPREB 与节能算法的关系示意图	93
图 6.3 MPREB 协议的局部拓扑信息收集示例	94
图 6.4 MPR 的维护与选择示意图	95
图 6.5 MPREB 协议的路由开销降低率	98
图 6.6 不同移动速度下的前 20 个节点的平均生存期	99
表 1.1 移动 Ad Hoc 网络与现有无线网络的主要区别	5
表 2.1 移动 Ad Hoc 网络中各种路由协议的性能对比	25
表 2.2 三类移动 Ad Hoc 网络路由协议的性能对比	26
表 3.1 扩展后的 HELLO 报文各域的设置值	35
表 3.2 无线节点的基本参数	39
表 4.1 所示网络中各备选路径的最小发射信号功率总和	48
表 4.2 第 15 个死亡节点与首个死亡节点的生存期之差 (单位: 秒)	66
表 5.1 中间节点 n_{i+1} 对 RREQ 报文的处理子程序	81
表 6.1 三种 MPR 选择策略的对比	96

中国科学技术大学学位论文相关声明

本人声明所呈交的学位论文，是本人在导师指导下进行研究工作所取得的成果。除已特别加以标注和致谢的地方外，论文中不包含任何他人已经发表或撰写过的研究成果。与我一同工作的同志对本研究所做的贡献均已在论文中作了明确的说明。

本人授权中国科学技术大学拥有学位论文的部分使用权，即：学校有权按有关规定向国家有关部门或机构送交论文的复印件和电子版，允许论文被查阅或借阅，可以将学位论文编入有关数据库进行检索，可以采用影印、缩印或扫描等复制手段保存、汇编学位论文。

保密的学位论文在解密后也遵守此规定。

作者签名： 黄景博

2007 年 5 月 6 日

第1章 绪论

1.1 移动 Ad Hoc 网络概述

1.1.1 移动 Ad Hoc 网络的产生背景

随着人们对随时随地可以进行自由通信的需求,近几年来,无线通信网络无论在技术上、还是在商业上都获得了飞速的发展,并且已经在世界范围内被广泛地应用。无线通信网络由于能快速、灵活、方便地支持用户的移动性而使它成为个人通信和 Internet 发展的方向,而且也只有通过无线通信网络才能实现“任何人在任何时间、任何地点与任何人进行任何种类的信息交换”的理想通信目标。

目前主要的无线通信网络可分为两大类,一类是由目前的第2代数字蜂窝移动通信系统(2G,包括 GSM^[4]、CDMA^[5]等)发展而来的第2.5代(2.5G,包括 GPRS、CDMA1x 等)和第3代(3G,包括 WCDMA、CDMA2000、TD-SCDMA 等)移动通信系统,另一类是应用了国际电气和电子工程师协会(IEEE: Institute of Electrical and Electronic Engineers)开发的802系列无线协议的无线通信系统,根据覆盖范围不同,这些系统可归纳为无线个人网(WPAN: Wireless Personal Area Network,包括 IEEE 802.15.1 蓝牙^[6]、IEEE 802.15.3 超宽带接入)、无线局域网(WLAN: Wireless Local Area Network,包括 IEEE 802.11^[6]/a/b/g, HiperLAN)和无线城域网(WMAN: Wireless Metropolitan Area Network,包括 IEEE 802.16^[9]、IEEE 802.20^{[10][11]})。这些技术的出现,极大方便了人民的生活,同时也推动了无线通信技术的发展。

我们经常提及的无线通信技术一般都是有中心的,要依赖于预先部署的网络基础设施才能运行。典型的例子有:蜂窝移动通信系统要有基站和移动交换中心等基础设施的支持;而无线局域网中移动终端则主要通过接入点(AP: Access Point)接入有线骨干网。这两种网络的架构都是基于中心控制的,实际上其无线链路都只有一跳(无线单跳)。但对于有些特殊场合来说,这种有中心的移动网络并不能胜任,因为不可能有这种预先部署的固定设施可以使用。比如,在战场上指挥快速展开的部队,发生地震或水灾等大型灾害后的营救,太空环境中科学考察、偏远地区作业以及临时性的大型会议等。在这些应用场景中,不能依赖于任何预设的基础设施,或者预先架设的网络基础设施已经因灾害或战争而损毁不能发挥作用。在此情况下,一种能够临时快速自动组网的移动网络——移动 Ad Hoc 网络应运而生,并且迅速成为了移动通信技术的一个重要分支,将在未来的通信技术中占据重要地位。

1.1.2 移动 Ad Hoc 网络的发展

移动 Ad Hoc 网络的起源可以追溯到 1968 年,当时为了能够和夏威夷群岛的教育机构交换

数据,美国建立了一种使用无线电广播技术的报文交换计算机网(ALOHA网络),虽然只是一种单跳的网络协议,但是ALOHA网络为日后移动Ad Hoc网络的发展奠定了基础。移动Ad Hoc网络的发展主要由军事需求所推动,它的前身是报文无线网(PRNet: Packet Radio Network)。早在1972年,美国国防部高级研究规划署(DARPA: Defense Advanced Research Project Agency)就启动了报文无线网项目(PRNET: Packet Radio NETWORK),研究在战场环境下利用报文无线网进行数据通信。在此之后,DARPA于1983年启动了高残存性自适应网络项目(SURAN: SURvivable Adaptive Network),研究如何将PRNET的研究成果加以扩展,以支持更大规模的网络。此外,还要开发能够适应战场快速变化环境需要的自适应网络协议。继续SURAN的研究成果,1987年出现了低开销报文无线技术(LPR: Low-cost Packet Radio),它基于Intel 8086微处理器,是采用直序扩频通信的报文交换系统。为了进行持续的研究,1994年,DARPA又启动了全球移动信息系统GloMo(Globe Mobile Information Systems)项目,旨在对能够满足军事应用需要的、可快速展开、高抗毁性的移动信息系统进行全面深入的研究。

近年来,移动Ad Hoc网络在军事领域逐渐走向实用。美国军方于1997年实施的战术互联网(TI: Tactical Internet)是目前最大规模的多跳报文无线网,ELB ACTD(Extending the Littoral Battle-space Advanced Concept Technology Demonstration)是美国军方1999年建立的另一个移动Ad Hoc网络。2000年,DAPRA资助了一项研究——“自愈式雷场系统”,采用智能化的移动反坦克地雷阵来挫败敌人对地雷防线的突破,这些地雷都配备由无线通信与自组织联网单元,通过飞机、地对地导弹或火箭弹等方式撒播之后,迅速构成移动Ad Hoc网络,在遭到敌方坦克突破之后,这些地雷通过对拓扑的自适应判断和自身具备的自动弹跳功能迅速“自愈”,即通过网络重构恢复连通,再次对敌方坦克进行拦阻,从而达到限制敌军机动能力,延缓敌军进攻或撤退的速度,在一段时间内封锁特定区域。

不仅限于军事领域移动Ad Hoc网络,在民用领域的应用至今已得到长足发展。到20世纪90年代基于射频和红外线的各种无线通信设备的出现以及笔记本电脑的流行,使得移动Ad Hoc网络在民用通信领域产生了巨大的应用空间。成立于1991年5月的IEEE802.11标准委员会采用了“Ad hoc网络”一词来描述这种特殊的、自组织、对等式多跳移动通信网络,移动Ad hoc网络就此诞生。互联网工程任务组(IETF: The Internet Engineering Task Force)为此还专门成立了一个MANET(Mobile Ad Hoc NETWORK)工作组研究这种网络的路由协议,并制订了一系列协议与草案。除此之外,国内外众多高校与研究机构也纷纷展开了对移动Ad Hoc网络的广泛研究,短短几年间,移动Ad Hoc网络已经成为学术界的热点。

本文在下面的章节中采用IETF的叫法,统一称这种网络为“移动Ad Hoc网络”或者MANET。

1.1.3 移动Ad Hoc网络的概念

移动Ad Hoc网络中“Ad Hoc”一词来源于拉丁语,其含义是“For this”,引申为“For this

purpose only”，即“专为某种目的，特别的”意思，意即移动 Ad hoc 网络是一种有特殊用途的网络。Whatis.com 对移动 Ad Hoc 网络是这样定义的：移动 Ad Hoc 网络是一个局域网或小型网络，它采用无线通信技术，网络中的节点互相作为其邻居节点的路由器，通过节点转发，实现移动 Ad Hoc 网络内部主机之间和内部主机与外部主机之间的通信。

移动 Ad Hoc 网络可以独立工作，也可以与 Internet 或蜂窝无线网络连接。在后一种情况中，移动 Ad hoc 网络通常是以末端子网（树桩网络）的形式接入现有网络。考虑到带宽和功率的限制，移动 Ad Hoc 网络一般不适于作为中间传输网络，它只允许产生于或目的地是网络内部节点的信息进出，而不让其它信息穿越本网络，从而大大减少了与现存 Internet 互操作的路由开销。

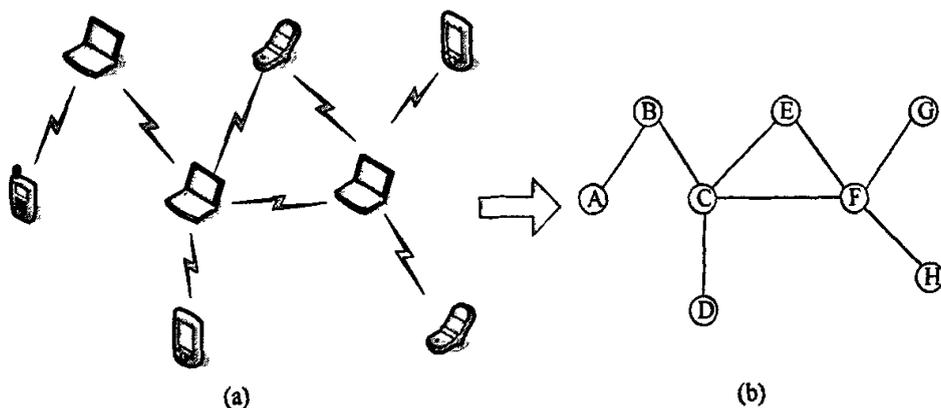


图 1.1 一种典型的移动 Ad Hoc 网络示意图

图 1.1 (a) 给出了一种典型的移动 Ad Hoc 网络的物理结构图，而图 1.1 (b) 给出了其逻辑结构图，由图可见，网络中的节点可以是带有无线接口的笔记本电脑、个人数字助理 (PDA)、掌上电脑、智能手机等移动终端，每个节点的地位平等，无需设置任何中心控制节点，节点都可以通过无线信道的连接形成一个灵活的拓扑结构，网络的拓扑结构随着节点的移动而动态变化，网络中的节点同时具有主机和路由器的功能：作为主机，节点提供面向用户的服务；而作为路由器，节点运行相应的路由协议，根据路由策略参与报文转发和路由维护。由于节点的无线传输范围有限，两个无法直接通信的无线节点可以通过多个中间节点的转发来实现通信。如图 1.1(b) 中的节点 A 和节点 G 无法直接通信，但节点 A 和节点 G 可以通过路径 $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow F \rightarrow G$ 或者路径 $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow E \rightarrow F \rightarrow G$ 进行通信，即节点间以多跳 (Multi-Hop) 方式进行相互之间的数据传输，这样，节点通过相互的协作自组织成一个连通的无线多跳网络，因此，移动 Ad Hoc 网络又称为多跳无线网 (Multi-Hop Wireless Network)、自组织网络 (Self-Organized Network) 或无基础设施的网络 (Infrastructureless Network)。

1.1.4 移动 Ad Hoc 网络的特点

与其它传统的无线通信网络和固定网络相比, 移动 Ad Hoc 网络具有以下特点^{[1], [2], [20]}:

(1) 无中心

移动 Ad hoc 网络中没有严格的控制中心, 所有节点的地位平等, 组成一个对等式网络。其中的节点可以随时加入和离开网络, 任何节点的故障不会影响整个网络的运行, 与有中心的网络相比, 移动 Ad Hoc 网络具有分布式特征、节点的冗余性等特点, 具有很强的健壮性和抗毁性。

(2) 自组织

移动 Ad hoc 网络相对常规通信网络而言, 最大的区别就是可以不需要现有的网络基础设施 (包括有线和无线网络) 的支持, 通过分布式算法来协调彼此的行为, 在任何时刻任何地方快速展开并构建起一个移动通信网络。

(3) 动态变化的网络拓扑

网络的拓扑结构是指从网络层角度来看, 物理网络的逻辑视图。在移动 Ad hoc 网络中, 移动用户终端可以随机地在网络中移动, 加上无线发送装置发送功率的变化、无线信道间的互相干扰因素、地形等综合因素的影响, 移动终端间通过无线信道形成的网络拓扑结构随时可能发生变化, 而且变化的方式和速度都是难以预测的, 具体的体现就是拓扑结构中代表移动终端顶点的增加或消失, 代表无线信道的有向边的增加和消失, 网络拓扑结构的分割和合并等等。而对于传统的有线网络而言, 网络拓扑结构则表现较为稳定。这是移动 Ad Hoc 网络和传统的有线网络的最大区别之一。

(4) 多跳路由

由于节点发射功率的限制, 节点的覆盖范围有限。当节点要与其覆盖范围之外的节点进行通信时, 需要中间节点的多跳转发。与固定网络的多跳不同, 移动 Ad Hoc 网络中的多跳路由是由普通的网络节点在无线链路上接力完成的, 而不是由专用的路由设备 (如路由器) 完成。移动 Ad Hoc 网络中的每一个网络节点扮演着多个角色, 它们可以是服务器、终端, 也可以是路由器。

(5) 受限的无线传输带宽

移动 Ad Hoc 网络采用无线传输技术作为底层通信手段, 由于无线信道本身的物理特性, 它所能提供的网络带宽相对有线信道要低得多。此外, 无线信道竞争共享产生的冲突、信号衰减、噪音和信道之间干扰等多种因素, 使得移动终端得到的实际带宽远远小于理论上的最大带宽, 并且会随时间动态地发生变化。我们在实际环境中的测试表明, 在链路层采用 802.11b 的移动 Ad Hoc 网络中, 理论上一跳带宽是 11Mb/s, 而采用不同的无线网卡所测得的结果是 3Mb/s 到 6Mb/s 之间。

(6) 存在单向的无线信道

移动 Ad Hoc 网络采用无线信道通信, 由于天线的发射功率和接收门限、传播模式以及地形

环境等因素,可能使得两个节点之间存在单向链路,即一个节点可以成功地向另一个节点发送报文,而反向则无法通信。这些单向信道可能为路由协议带来三个严重的影响:认知的单向性、路由单向性和汇聚点不可达^[4]。

表 1.1 移动 Ad Hoc 网络与现有无线网络的主要区别

网络类型 比较的内容	现有无线网络	移动 Ad Hoc 网络
无线网络结构	有中心,单跳	无中心,多跳
拓扑结构	固定	动态建立、灵活变化
有无基础设施支持	有	无
安全性和服务质量	较好	较差
配置速度	慢	快
生存时间	长	短
路由选择和维护	容易	困难
网络健壮性	低	高
研究重点	物理层和链路层	协议的所有层
中继设备	基站和有线骨干网	无线节点和无线骨干网
中继节点的特点	基站有多部收发信机,全双工方式通信,有专用硬件,容易实现全网同步	无线节点通常只有一部收发信机,半双工方式工作,不容易实现全网同步
无线节点的控制管理	由基站集中负责,无线节点必须先与基站通信,再通过基站与目的节点通信	由无线节点本身负责,通常采用分布式方式

(7) 移动终端的局限性

在移动 Ad Hoc 网络中,无线终端通常以 PDA、掌上型电脑或手持式电脑为主要形式。相对于台式机而言,在带来移动性、灵巧、轻便等好处的同时,其固有的特性,例如依靠电池这样的可耗尽能源提供电源(车载终端的电源相对而言较有保障)、内存较小、CPU 性能较低等,给应用程序设计开发和推广带来一定的难度。同时屏幕等外设较小,不利于开展功能较复杂的业务。而且,考虑到成本和易携带性,移动节点不能配备太多的无线收发器并且一般依靠具有有限能量的电池供电。因此如何有效利用电池能量和系统资源,是移动 Ad Hoc 网络实用化所面

临的一个非常突出的问题。

(8) 低安全性

相对固定网络而言,移动无线网络一般更易遭遇物理安全威胁。由于无线网络的广播式信道,外部攻击者更易于在物理层上进行窃听、欺骗、拒绝服务等攻击。此外,由于移动 Ad Hoc 网络与传统网络的巨大差异,传统网络中的许多安全策略和机制不再使用。因此,传统的安全措施如信道加密、抗干扰、用户认证、密钥管理、访问控制等机制在移动 Ad Hoc 网络都必须重新考虑和设计。

上述特点使得移动 Ad Hoc 网络在体系结构、网络组织、协议设计等方面都与普通的蜂窝移动通信网络和无线局域网有着显著的区别。无线局域网的研究内容集中在物理层和数据链路层,而移动 Ad Hoc 网络的研究内容覆盖了协议的所有层。表 1.1 列出了移动 Ad Hoc 网络与现有无线网络的区别。

1.1.5 移动 Ad Hoc 网络的应用场景

移动 Ad Hoc 网络的许多优良特性为它在民用和军用通信领域占据了一席之地提供了有利的依据。首先,移动 Ad Hoc 网络的自组织性提供了廉价并且快速部署网络的可能;其次,多跳和中间节点的转发特性可以在不降低网络覆盖范围的条件下减少每个终端的发射功率,从而降低了天线和相关发射/接收单元的设计难度和成本,从而为无线终端的小型化、低功耗提供了可能。从共享无线信道的角度来看,移动 Ad Hoc 网络降低了信号冲突的几率,提高了信道利用率;从用户的角度看,低功率的无线电波产生的电磁辐射较少,对用户身体健康的影响较小。另外,网络的鲁棒性、抗毁性,使得移动 Ad Hoc 网络在某些特殊的场景中,更是不可替代的方案。结合当前的应用领域和未来的发展趋势,移动 Ad Hoc 网络的应用场合包括以下方面:

(1) 军事应用

针对移动 Ad Hoc 网络的研究是因军事应用而发起的,因此,军事应用仍是移动 Ad Hoc 网络的主要应用领域。因其特有的无需架设网络设施、可快速展开、抗毁性强等特点,无线自组网是数字化战场通信的首选技术,并已经成为战术互联网的核心技术。美军研制的大量可应用于单兵、车载、指挥所等不同场合的无线自组织网络设备,在近几年的阿富汗反恐战争、第二次海湾战争中得到了广泛应用。在可以预见的将来的信息化军事斗争中,移动 Ad Hoc 网络将发挥着更为重要的作用。

(2) 无线传感器网络

无线传感器网络(Wireless Sensor Network)是一种特殊的移动 Ad Hoc 网络,它由大量的无线传感器节点组成,每个传感器节点由数据采集模块(传感器、A/D 转换器)、数据处理和控制模块(微处理器、存储器)、通信模块(无线收发器)和供电模块(电池、DC/DC 能量转换器)等组成^[15],节点的发射功率很小,地理位置较为分散,因此移动 Ad Hoc 网络特有的无

线多跳通信方式是其非常实用的解决方案。分散的传感器节点在自动组网之后,可以实现数据采集节点的信息共享,以及与控制中心之间的通信,可以用来监测目标区域的环境变化,收集和處理相关的敏感信息。无线传感器网络不仅在军事应用,而且在环境监测等民用领域具有非常广阔的应用前景。

(3) 紧急事故和临时突发场合

在发生了地震、水灾、强热带风暴或遭受其他灾难打击后,固定的通信网络设施(如有线通信网络、蜂窝移动通信网络的基站等网络设施、卫星通信地球站以及微波接力站等)可能因被摧毁而无法正常工作;处于边远或偏僻野外地区时,同样无法依赖固定或预设的网络设施进行通信,移动 Ad hoc 网络技术的独立组网能力和自组织特点,是这些场合通信的最佳选择。类似地,对于临时场合的通信,例如在大型会议、庆典、展览等场合,移动 Ad Hoc 网络网络技术的采用可以免去布线和部署网络设备的繁琐工作。

(4) 个人通信

个域网 PAN 是移动 Ad Hoc 网络的又一个重要应用领域,它可以用作实现 PDA、手机、笔记本电脑等多种个人通信设备之间的通信,并可以构造虚拟教室和讨论组等崭新的移动对等应用(MP2P)。考虑到电磁波辐射的问题,个人网络通信设备的无线发射功率应尽量小,这种情况下移动 Ad Hoc 网络的多跳通信特点将再次展现它的优势。蓝牙技术中的散射网^[21](Scatternet)就是一个典型的例子。

(5) 商业应用

移动 Ad Hoc 网络的商业应用包括组建家庭无线网络、无线数据网络、移动医疗监护系统、车载无线自组网等,开展移动和可携带计算等。

(6) 与其他通信系统的融合^[22]

移动 Ad Hoc 网络还可以作为末端子网通过接入点接入到现有的网络基础设施上,如 Internet 或者蜂窝移动通信网络,在解决宽带互联网接入的“最后一英里”问题中被认为是非常有前景的解决方案之一^[16]。移动 Ad Hoc 网络与蜂窝移动通信系统相结合,利用移动台的多跳转发能力扩大蜂窝移动通信系统的覆盖范围、均衡相邻小区的业务、提高小区边缘的数据速率等。

(7) 其它应用

移动 Ad Hoc 网络具有许多优良特性,应用领域还有很多,需要我们进一步去挖掘。

1.1.6 移动 Ad Hoc 网络的体系结构

1.1.6.1 节点结构

移动 Ad Hoc 网络的节点同时具有普通移动终端和路由器的功能,就完成的功能而言可以将节点分为主机、路由器和无线接口三部分,其中主机部分(外置计算机或嵌入式计算机)完成

普通移动终端的功能,包括人机接口、数据处理等应用软件;路由器部分主要负责维护网络的拓扑结构和路由信息,负责网络拓扑的维护、对报文的转发等功能;无线接口部分提供物理上的无线传输功能。从物理结构上分,节点可以分为以下几类,如图 1.2 所示:单主机单无线接口、单主机多无线接口、多主机单无线接口和多主机多无线接口。手持机一般采用图 1.2 (a) 的单主机单无线接口的简单结构,而一个复杂的车载台节点可能包括通信车内的多个主机,因此可以采用图 1.2 (b) 或图 1.2 (d) 的结构,以实现多个主机共享一或多个无线接口。多无线接口具有更大的灵活性和自适应能力,可以用来构建重叠(Overlay)网络,也可用作网关节点来互联多个移动 Ad Hoc 网络。

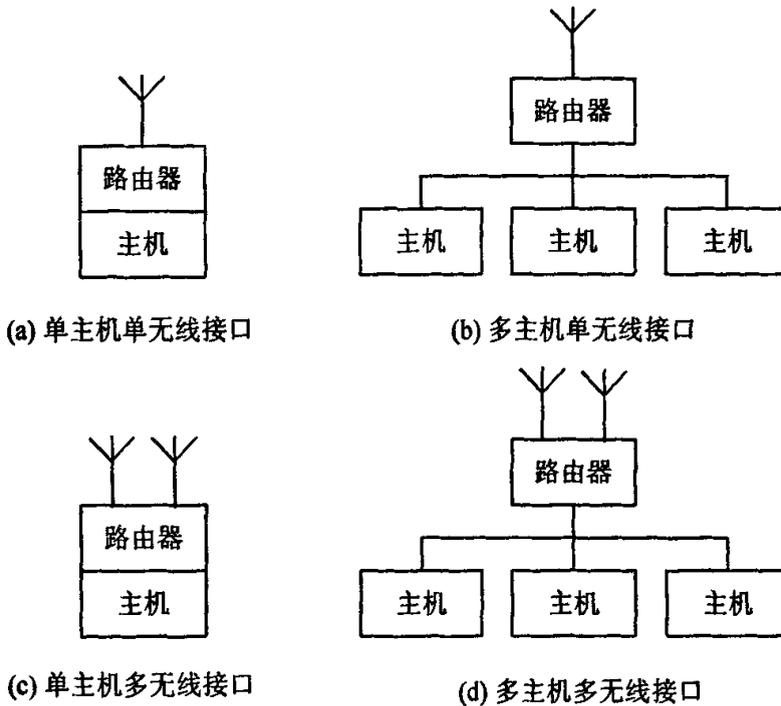


图 1.2 移动 Ad Hoc 网络的节点结构示意图

1.1.6.2 网络结构

移动 Ad Hoc 网络一般有两种结构:平面结构和分簇结构。

图 1.1 (b) 所示的移动 Ad Hoc 网络采用的就是平面结构,这种结构采用全分布式控制,所有节点的地位平等,所以又可以称为对等式结构。

而在分簇结构(如图 1.3)中,网络节点被划分成簇(cluster),每一个簇产生一个簇首(cluster header)负责本簇中节点的管理,这些簇首形成了高一层次的网络,在高一层次网络中,又可以分簇,再次形成更高一层次的网络,直至最高层次。在不同的簇中可使用不同的工作频率,在

簇内可采用高效的多址协议, 如 UPMA^[25] (User-dependent Perfect-scheduling Multiple Access)、TDMA、FDMA、CDMA 等。在分簇结构中, 需要采用自组织算法 (如 CBRP^[26]: Cluster Based Routing Protocol) 来产生簇和簇首、计算最佳路由和进行动态资源分配, 簇首节点负责簇间数据的转发, 在图 1.3 所示的例子中, 当节点 21 要与节点 18 通信时, 节点 21 先把数据发送给本簇的簇首, 即节点 20, 节点 20 发现节点 18 在别的簇中, 就把数据转发给节点 18 的簇首即节点 11 (可能要经过其它簇首的转发), 节点 11 收到数据后, 发现节点 18 是自己簇的成员, 把数据发送给节点 18。

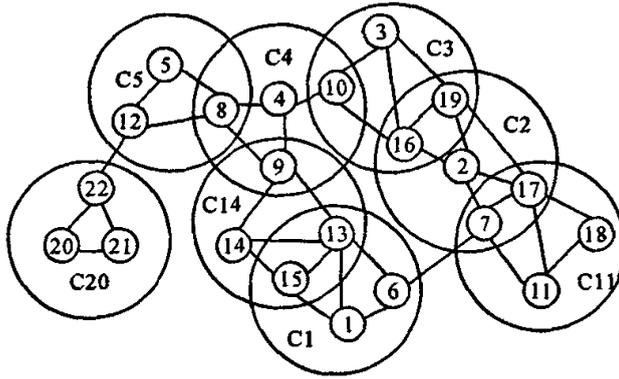


图 1.3 移动 Ad Hoc 网络的分级结构示意图

平面结构的网络比较简单, 网络中所有节点是完全对等的, 原则上不存在瓶颈, 所以比较健壮, 但其缺点是网络规模受限, 当网络的规模增加到某个程度时, 所有的带宽都可能被路由协议消耗掉^[27], 网络的可扩展性较差, 因此在此情况下应优先考虑分簇结构。然而, 分簇结构也有其缺点: 需要复杂的簇首选择算法和簇维护算法; 簇首节点的任务相对较重, 可能成为网络的瓶颈; 簇间路由不一定时最优路由。总之, 当网络规模较小时, 应当采用简单的平面结构, 而当网络规模较大时应当采用分簇结构。

当前, 移动 Ad Hoc 网络主要以一种末端网络形式存在, 应用规模都较小, 分簇的思想不明显, 这在一定程度上抑制了分簇思想在移动 Ad Hoc 网络的研究^[2], 因此, 除非特殊说明, 本文在后续章节讨论的移动 Ad Hoc 网络都是指采用平面结构的网络。

1.2 论文的背景和意义

20 世纪 90 年代以来, 移动 Ad hoc 网络的研究在世界范围内方兴未艾, 已经从无线通信领域中的一个小分支逐渐扩大到相对较独立的领域。由于其不需要基础设施支持、自组织、分布性、动态性等特点, 移动 Ad Hoc 网络具有广阔的应用前景, 然而也正由于这些有别于传统网络的特殊性, 使得存在许多未能得到有效解决的问题, 其中能量问题是移动 Ad Hoc 网络在向实用化方向上迈进所需要着重研究的问题。

在移动 Ad Hoc 网络中,组成网络的节点是一些无线节点,由于移动性,这些节点的能量一般是由电池供电的,人们一般都希望移动终端在不充电的情况下能够连续工作尽量长的时间,因此,在进行移动 Ad Hoc 网络的系统设计时,如何节省能量以有效地利用网络中有限的能量资源成为一个非常重要的指标。显然,采用高容量的电池是增加节点的工作时间最直接、最有效的方法,然而在目前的技术条件下,电池容量平均每十年只能提高 20%左右^[22],单位重量的电池容量很难在短期内有大幅度的提高,因此,能量的节省只能从节点能量消耗方面着手研究。另外,从降低网络运行成本和节约自然资源的角度来说,采用节能机制也是一项意义重大的措施。

移动 Ad Hoc 网络的节能问题是一个非常大的问题,可以在硬件和软件方面进行改进。在硬件方面,可以通过设计低功耗 CMOS (Complementary Metal-Oxide Semiconductor) 器件、低功耗显示技术、磁盘驱动器的节能算法、低功耗 I/O 设备、低功耗 CPU 等来降低终端的能耗,这也是前些年业界研究的重点并取得了很多成果应用到终端的生产制造中。然而,从网络技术角度看,我们更关注的是如何在软件层次上,通过在协议栈各层设计专门的节能协议来降低移动节点通信子系统的能量消耗,以延长节点的工作时间。移动 Ad Hoc 网络的节能问题涉及网络协议栈的各个层次,每一层都可以根据自身的特点和功能涉及不同的节能算法。

本文以如何节省移动 Ad Hoc 网络的能量消耗,提供网络生存期为研究目标,着重研究了在数据链路层和网络层上的节能算法。基于跨层设计的考虑,联合这两个层次并结合无线链路的特点,提出了一种可以方便地应用于传统路由协议以及本文所提出的节能路由协议的行之有效的功率控制算法,在此基础上,本文针对现有的路由协议没有考虑能量因素的缺点提出了一系列有效的节能路由算法。这些算法和机制经过了理论分析和计算机模拟的验证,具有可行性和有效性,对于移动 Ad Hoc 网络的节能算法研究以及实现具有一定的参考价值。

1.3 论文结构和主要创新点

本文的后续章节安排如下:

第 2 章根据网络逻辑视图的不同和路由发现的驱动模式的不同,对目前移动 Ad Hoc 网络中的路由协议进行了分类,按照第二种分类方法为介绍了当前移动 Ad Hoc 网络中被广泛提及的几种路由协议,并将重点叙述了在后续章节中所涉及的两个具体的两个路由协议——动态源路由协议 (DSR: Dynamic Source Routing protocol) 和按需距离矢量路由协议 (AODV: Ad hoc On-demand Distance Vector routing protocol),这两个路由协议的有效工作是本文所提出的节能路由算法的基础。

第 3 章讨论了移动 Ad Hoc 网络在数据链路层上的功率控制机制,通过对无线信号传播模型的分析,提出了一种基于信号衰减比的功率控制算法——SAR-PCA (Signal Attenuation Rate based Power Control Algorithm)。SAR-PCA 协议具有简单性和容易与上层路由协议相结合的特性。

第4章对DSR协议的路由机制进行了能耗分析,分析了DSR协议在路由选取时没有考虑能量消耗的缺点,在DSR协议基础上提出了一种旨在最小化能量消耗的路由协议——MECP-DSR^[83](Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR);然后,分析了DSR协议和MECP-DSR协议对于平衡节点间的能量消耗的考虑的不足,提出了一种综合考虑了节省能量消耗与平衡节点间能量消耗的节能算法——PAR-DSR^[84](Power Aware Routing protocol based on DSR)。

第5章从理论上分析和讨论了在无线链路中所不可避免的错误率对于没有考虑报文错误概率的节能路由算法和MECP-DSR协议、PAR-DSR协议的影响,针对已有的文献没有考虑一般化的重传模型的不足,从概率论角度分析和提出了一个一般化的重传模型,并基于此模型提出了一种基于差错链路的节能路由协议——ERRC^[85](Energy-Efficient routing protocol for Reliable Comunication)。

第6章分析了泛洪式广播存在“广播风暴”、“路由冗余度”、对于节能路由协议缺乏指导作用的缺点,为了达到减小广播开销的目的,提出了一种基于多点中继的高效能的广播协议——MPREB(MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。

第7章是全文的总结,并讨论了对未来后续工作的展望。

论文的主要创新点如下:

(1) 提出了一种基于信号衰减比移动Ad Hoc网络中的功率控制机制SAR-PCA。SAR-PCA在分析无线信号传播模型的基础上,提出可以以信号衰减比(SAR)作为参数的功率控制机制。信号衰减比虽然在数值上依赖于具体的传播模型和节点间距离,但在计算时却只需要无线信号的发射功率和接收功率,因此该机制只需要无线网卡提供无线信号的发射功率和接收功率就可以工作,不需要GPS设备、定位算法、测距算法等额外设备和算法的支持,具有简单性和可以很方便地应用于移动Ad Hoc网络已有的按需路由协议的特点。

(2) 通过数据链路层和网络层的联合设计,基于DSR协议和SAR-PCA提出了MECP-DSR协议,它是一种“最小化能量消耗”的路由协议,分析结果表明可以以节点到下一跳的信号衰减比的倒数作为节点的归一化最小发射功率,MECP-DSR协议通过在路由发现过程中累计各个节点到下一跳的最小发射功率从而发现能量最优的路由,它可以有效提高网络全局的能量利用率。

(3) 根据MECP-DSR协议等基于“最小化能量消耗”的节能路由协议有可能使得一些关键节点频繁地落入被选路径从而使得这些节点过早地耗尽能量的缺点,提出了PAR-DSR协议,它定义了一种新的节点代价函数,节点的发射信号功率的增大和剩余电池能量的减小都会增大节点的发射代价,因此它同时兼顾了路径上的能量消耗和节点剩余电池能量,可以有效地平衡节点间的能量消耗、提高网络中所有节点的协同工作时间。

(4) 在现实的无线通信系统中,由于链路间错误率的存在,报文节点在进行有限次数的逐跳重传报文失败后将依赖于上层的端到端重传来保证数据的可靠传输。本文从概率论角度进行分析这种由于链路错误率所导致的报文重传对于节能路由算法的影响,得出报文重传所消耗的能量

在某些场景下甚至超过节能路由协议所减小的能量消耗。有鉴于此，本文提出了一种适应于现实通信系统的一般化的重传模型的能耗模型，并在此基础上提出了一种适用于差错链路的节能路由协议——ERRC (Energy-Efficient routing protocol for Reliable Communication)。ERRC 算法的特点是它考虑的是更加符合实际情况的一般化重传模型，通过理论上的分析可得，已有文献所考虑的两种重传模型是我们的一般化模型的两个特例，因此 ERRC 算法具有较大的现实意义。

(5) 提出了一种基于多点中继的高效能的广播协议——MPREB (MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。由于泛洪式广播存在“广播风暴”、“路由冗余度”、对于节能路由协议缺乏指导作用的缺点，MPREB 协议提供了 3 种不同的 MPR 选择策略，每个节点选取部分邻居节点作为它的 MPR 集，不在 MPR 集中的邻居节点不处理和转发来自该节点的广播包，因此 MPREB 协议可以有效地减小广播开销和节省节点能量消耗。

第2章 移动 Ad Hoc 网络的路由协议

移动 Ad Hoc 网络的中间节点必须具有报文的选路功能,其网络层除了提供传统意义上的功能(如为通信节点间提供建立、保持和终止网络连接的手段并使得不同的链路层对上层透明)之外,还要在节点移动以及信道变化的情况下维护和更新路由,因此路由算法始终是移动 Ad Hoc 网络的核心问题之一。然而,这些路由协议在设计之初,首先考虑的是可用性、鲁棒性问题,没有考虑到移动 Ad Hoc 网络中的无线节点对于节省能量的迫切需求,这也正是本文所讨论的节能路由算法的意义所在。本文所提出的节能路由算法,本质上就是针对移动 Ad Hoc 网络已有的路由协议进行相应的节能改进,这些算法的有效实现离不开已有路由协议的有效工作,因此本章专门介绍移动 Ad Hoc 网络的路由协议。

2.1 移动 Ad Hoc 网络路由协议的概述与分类

在移动 Ad Hoc 网络中,无线信道变化的不规则性、节点的移动、加入、退出等原因导致了网络拓扑结构经常发生变化,而且由于节点无线覆盖范围的有限性,两个无法直接连接的节点需要借助于其它节点的报文转发才能通信,路由协议的作用就是在这种环境中监控网络拓扑结构变化,交换路由信息,定位目的节点位置,产生、维护和选择路由,并根据选择的路由转发数据,提供网络的连通性,它是移动节点互相通信的基础,是移动 Ad Hoc 网络的一个重要和核心的问题。Internet 中传统的路由协议包括应用距离矢量算法¹(DVA: Distance Vector Algorithm)思想的 RIP^[28](Routing Information Protocol)协议和应用链路状态算法(LSA: Link State Algorithm)思想的 OSPF^[29](Open Shortest Path)协议,但是由于我们在本文 1.1.4 节所提到的移动 Ad Hoc 网络的特殊性,这两种协议都不适合运行在移动 Ad Hoc 网络中。鉴于此,IETF 于 1996 年专门成立了 MANET 工作组,研究移动 Ad Hoc 网络环境下基于 IP 协议的路由协议规范和接口设计,并提出了一系列路由协议与草案,比如 DSR^[30](Dynamic Source Routing protocol)、AODV^[31](Ad hoc On-demand Distance Vector routing protocol)、OLSR^[32](Optimized Link State Routing protocol)、CBRP、TORA^[33](Temporally-Ordered Routing Algorithm)、TBRPF^[34](Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding)等,此外,国内外的科研人员还发表了许多学术论文提出了一系列路由协议,比如 DSDV^[35](Destination Sequenced Distance Vector routing protocol)、WRP^[36](Wireless Routing Protocol)、STARA^[37](System and Traffic dependent Adaptive Routing Algorithm)、CGSR^[38](Cluster head Gateway Switch Routing protocol)、ZRP^[39](Zone Routing Protocol)等。

根据协议的设计和实现方法,当前的路由协议存在多种分类标准。从网络逻辑视图的角度

¹ 距离矢量算法又称为 Bellman_Ford 算法和 Ford_Fulkerson 算法。

来看,可分为平面(Flat)路由协议和分簇(Clustered)的路由协议,分别适用于在本文 1.1.6.2 节所提到的移动 Ad Hoc 网络的两种网络结构。前者典型的路由协议如 DSR、AODV 等,后者典型的路由协议如 CBRP、CGSR 等。

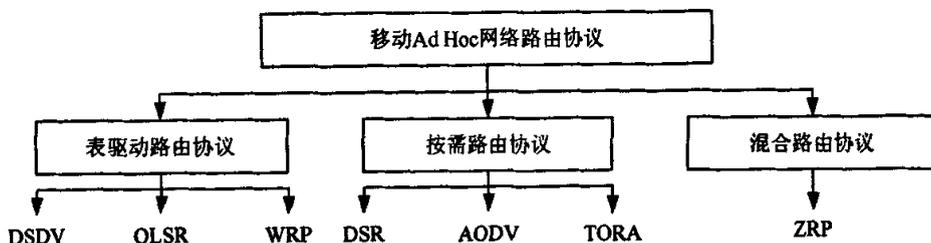


图 2.1 移动 Ad Hoc 网络路由协议按驱动方式的分类及其代表协议

根据路由发现的驱动模式的不同,移动 Ad Hoc 网络的路由协议可分为表驱动(Table-driven)和按需(On-demand)路由协议,结合这两类路由协议的优点,还有一类所谓的“混合路由协议”,图 2.1 示出了这种分类方法和各自包含的几种典型的路由协议。这种划分方法是目前国内外学术界对移动 Ad Hoc 网络的路由协议的主流划分方法,下面我们就按照这种划分方法来介绍移动 Ad Hoc 网络中被广泛提及的几种路由协议,并重点论述本文在后续章节中所涉及的两个具体的路由协议——DSR 和 AODV。

2.2 表驱动路由协议

表驱动路由协议又称为先应式(Proactive)路由协议,在移动 Ad Hoc 网络路由协议的研究初期,其主要思路是修改有线网络的路由协议以适应在移动 Ad Hoc 网络环境中运行,这些路由协议大多属于表驱动路由协议。这种协议的基本特点是无论有无通信需求,网络中所有节点总是主动发现路由,试图维护到所有已知目的节点的路由表,为此节点之间定期或者在网络拓扑改变时交换路由信息。常用的表驱动路由协议有 DSDV、OLSR、WRP 等。

2.2.1 DSDV 协议

DSDV 协议是在距离矢量算法基础上进行改进设计的,被认为是最早的自组网路由协议,它的特点是采用了序列号机制以区分路由的有效和过期,防止可能产生的路由环路。其路由表信息交换采用时间驱动和事件驱动两种模式:每个节点周期性地将本地路由表传送给相邻节点;或者当节点的路由表发生变化时,也会将自己的路由信息传给相邻节点。它的路由表更新有两种方式:一种是全部更新(Full Dump),即拓扑更新消息中包含整个路由表;另一种是增量更新(Incremental Update),更新消息中仅包含变化的路由部分。DSDV 的每条路由由具有序列号,它只使用序列号最大的路由,而当两条路由由具有相同的序列号时,将以其它原则(如跳数最短)

来选择最优的路由。DSDV 不支持单向信道。

2.2.2 OLSR 协议

OLSR 协议是一种链路状态路由协议。在运行 OLSR 协议的网络中,节点通过周期性的控制信息交换和分布式计算,更新和建立网络拓扑图。为了减少相同区域内的重传冗余和限制网络中的路由信息的广播,OLSR 协议引入了多点中继集(MPR: Multipoint Relays)的思想:每个节点在它的一跳邻居节点集中选择一个子集作为 MPR 集,不在 MPR 集中的节点仅接收和处理广播消息不转发他们;节点的 MPR 集的选择策略必须使得节点通过它的 MPR 集可以覆盖所有的两跳邻居节点,任何 MPR 集选择策略只要满足这一点均可以应用。这样带来的好处有二:(1)只有 MPR 中的节点才产生链路状态信息,减轻了广播风暴带来的路由开销;(2)参与链路状态交换的节点规模减小,而且网络只需要关心 MPR 节点间的链路状态,因此更新报文也相应减小了。

2.2.3 WRP 协议

WRP 协议是一种基于距离矢量算法的协议,是在路径发现算法^[40](PFA: Path Finding Algorithm)基础上改进设计的。WRP 的每个节点都维持一个距离表、路由表、链路费用表和消息重发表,通过其邻居节点的最短路径生成树(SST: Shortest-path Spanning Tree)生成自己的 SST 后,再向邻居节点传递更新信息。当网络路由表没有任何变化时,接收节点需回传一个 Hello 报文以示连接,否则,节点修改距离表,寻找更优路径,新的路由信息需反馈给原始节点以便其同步更新路由表。WRP 对 PFA 的改进之处在于当节点 i 监测到与邻居节点 j 的链路发生变化时, i 会检查所有邻居节点关于倒数第二跳节点信息的一致性,而 PFA 只会检查节点 j 关于倒数第二跳节点信息的一致性。这种方式可以加速路由协议的收敛速度,进一步地减少出现路由环路的次数。

2.3 按需路由协议

按需路由协议又称为反应式(Reactive)路由协议。顾名思义,所谓“按需”是指节点平时没有通信需求的时候不维护网络的全局拓扑信息和自身到网络中所有节点的路由信息,而只有在有通信需求,即有报文需要转发的时候才“按需”地发起路由发现过程以寻找到目的节点的可用路由,并且,这些按需的路由信息在长时间没有通信时,将过期而被自动删除。运行按需路由协议的节点所感知的网络拓扑结构和路由表内容是按需建立的,并且可能仅仅是整个拓扑结构信息的一部分。按需路由的代表协议有 DSR、AODV、TORA 等。

2.3.1 DSR 协议

DSR 协议于 2002 年 4 月份作为草案被提交给 IETF 的 MANET 工作组,是该工作组最早提

出的按需路由算法之一，经历了将近 5 年的数十次修订，终于于 2007 年 2 月中旬被提交为正式文档 RFC4728，它是该工作组所提出的路由协议当中修订时间最长的。

DSR 协议采用“源路由”（Source Routing）的思想，这种机制最初是 IEEE 802.5 协议用于在网桥互连的多个令牌环网中的节点寻找路由，它的显著的特点是每个要发送的数据包都带有完整的、包含了从源到目的地所有中间节点（包括源节点及目的节点）的一张地址列表，通过这张表，每个数据包都可以独立找到目的地。这种思想使得节点可以灵活地选择和控制路由，维持到同一个目的节点的多条路由，并且保证所发现的路由是无环回（Loop-free）的。DSR 是一种按需的路由协议，在平时没有通信需求的时候并不维护到其它节点的路由，此类协议最核心的问题是在节点需要发送数据时，如何知道到达目的节点的路由。DSR 协议主要包括路由发现和路由维护两个部分：前者用于帮助源节点获得到达目的节点的路由；而后者则用于当路径中的节点由于移动、关机等原因而使路由失效时来检测当前路由的可用性。此外，为了提高系统性能，在 DSR 协议中还引入了路由缓存（Route Cache）机制。下面具体来介绍 DSR 协议的这三个主要机制。

2.3.1.1 DSR 的路由发现机制

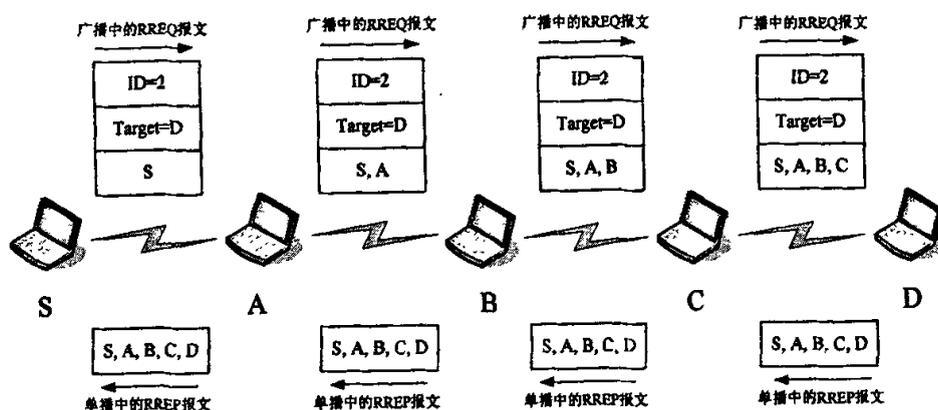


图 2.2 DSR 协议的路由发现过程示意图

DSR 协议是一种源始发（Source Initiate）的路由协议，我们以图 2.2 为例来说明 DSR 的路由发现过程。当源节点 S 有数据要发送给目的节点 D 时，首先检查自身的路由缓存中是否有到达目的节点的路由信息，如果正好存在一个非过期的路由，那么直接采用这条路由开始发送报文，否则启动路由发现机制。源节点 S 生成并在网络中广播一个路由请求（RREQ: Route REQuest）报文，RREQ 报文中主要包括“目的节点地址”、“路由记录”以及“请求 ID”等域：“路由记录”域用于记录从源节点到目的节点中的中间节点地址，在由源节点 S 发出时，只有源节点 S 本身的 IP 地址在路由记录的第一个位置上；“请求 ID”域由源节点管理，中间节点维护一张“历史 RREQ 列表”，每个表项可表示为<源节点地址, 请求 ID>，用于唯一标识一个 RREQ

报文。

每一个中间节点在收到源节点的 RREQ 报文之后，按下列步骤来处理报文：

- (1) 如果 RREQ 报文中的<目的节点地址，请求 ID>存在于当前节点的“历史 RREQ 列表”中，表明这个 RREQ 报文已经收到过，则丢弃该 RREQ 报文，不作进一步处理；
- (2) 如果当前节点的地址已存在于该 RREQ 报文的“路由记录”域中，为防止环回路由，节点丢弃该 RREQ 报文，不作进一步处理；
- (3) 如果当前节点就是该 RREQ 报文指定的目的节点 D 或者当前节点的路由缓存存在一条非过期的到目的节点 D 的路由，则根据该 RREQ 报文中的“路由记录”列表和路由缓存生成一个路由应答 (RREP: Route REPLY) 报文，并单播给源节点 S；
- (4) 否则，将当前节点的地址添加到该 RREQ 报文的“路由记录”后面，重新广播更新后的 RREQ 报文。

在上述的步骤 (3) 中，目的节点 D 或者知晓到目的节点 D 的中间节点在单播 RREP 报文给源节点时，根据网络中的无线链路情况，需要分开处理：

(1) 网络中的所有链路是双向的

如果目的节点 D 的路由缓存中存在到达源节点的路由，则直接使用该路由回送 RREP 报文；否则，目的节点 D 反转 RREQ 报文中的“路由记录”（前向路由）作为到达源节点的反向路由来单播 RREP 报文；

(2) 网络中存在单向链路

目的节点 D 执行与源节点 S 的路由发现过程，同时将 RREP 报文捎带 (Piggyback) 在新的 RREQ 报文中。

在上述的操作中，目的节点可能收到具有相同源地址（即“路由记录”域的第一个地址）和请求 ID 但路由记录不同的 RREQ 报文，这表明在源节点 S 和目的节点 D 之间存在多条路径，目的节点 D 将这些路由信息都保存在自己的路由缓存中。在路由应答过程中，节点 D 根据最短路由原则选择路由作为最终路由。

2.3.1.2 DSR 的路由维护机制

DSR 协议没有周期性地网络中广播路由更新消息，因此各个节点需要路由维护机制来保证网络中这些按需路由的运行情况。

路由维护根据路径有效性的检测方法的不同，可分为两种：

(1) 逐跳确认机制。

在逐跳确认机制中,各邻居节点通过数据链路层的消息证实或者高层应用层之间的消息确认机制,来检测路由中各相邻节点的可达性。如图 2.3 所示,假设源节点 S 通过前述的路由发现机制获得了一条到目的节点 D 的路由 $S \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D$, 节点 S 将负责维护节点 S 到节点 A 的链路监测,节点 A 维护节点 A 到节点 B 的链路,以此类推。当中间节点 C 移出了其上一跳节点 B 的通信范围,或者由于节点 C 遭受到自然或人为损坏时,节点 B 将监测到自身到节点 C 的链路断开,这条路由将不再有效,此时节点 B 将生成并发送一个路由错误 (RERR: Route Error) 报文给源节点 S,源节点 S 收到该 RERR 报文后,将该路由从自身的路由缓存中删除。之后如果源节点 S 的路由缓存当中还有其它到达目的节点 D 的未过期的路由,那么在发送后续数据将使用该候选路由,否则将重新启动前述的路由发现机制再次寻找路由。

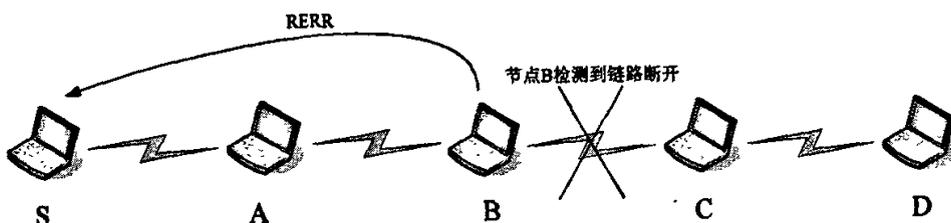


图 2.3 DSR 协议的路由维护机制示意图

(2) 端到端确认机制。

端到端的确认 (如 TCP 的确认机制) 也可以用来检测整个路由的有效性,这种检测是由源节点来负责的,但是当路由发生故障时,该机制无法确定故障发生的位置,因此将由源节点重新发起路由发现过程来寻找路由。

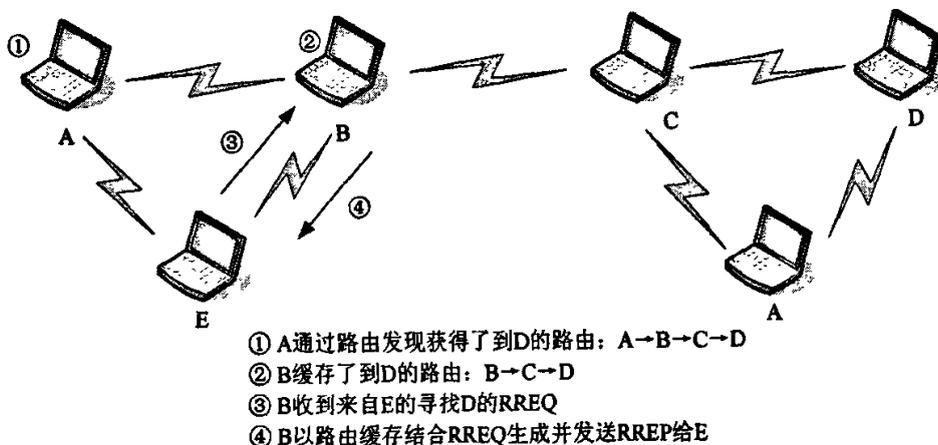


图 2.4 DSR 协议的路由缓存机制示意图

2.3.1.3 DSR 的路由缓存机制

在 DSR 协议中,为了提高系统效率,采用了本文在前面的叙述中已经不止一次提到的路由缓存的优化策略。

由于无线信道的广播特性,当节点处于“混合侦听”状态时,可以听到相邻节点发出的所有报文,包括 RREQ 报文、RREP 报文等,这些报文中携带了网络的一些路由信息,节点通过缓存这些路由信息,可以尽量减少每次发送新报文时启动的路由发现过程,以提高系统的效率。如图 2.4 所示,节点 A 通过路由机制获得了到目的节点 D 的路由 A→B→C→D,同时节点 A 也获得了到该路由的所有中间节点(节点 B、C)的路由,中间节点 B、C 也获得了到节点 D 的路由。此时,如果节点 B 收到了来自邻居节点 E 的寻找节点 D 的 RREQ 报文,那么节点 B 可在缓冲一段随机时间之后,根据该 RREQ 报文和路由缓存中到节点 D 的路由信息生成 RREP 报文回复给节点 E,从而加快了路由请求的响应速度,减小了 RREQ 报文在网络中的广播。

当然,路由缓存机制也可能带来一定的负面影响:由于网络中某些节点的移动,路由缓存中的某些路由信息可能失效,而成为“脏”路由,此时,如果这个节点根据这个路由表项回复其它节点的路由请求,那么将影响和感染其他节点。对此,可采取为路由缓存设定有效期的机制来减小其影响。

2.3.1.4 DSR 协议的优缺点

DSR 协议具有如下优点:

(1) 只有处于网络中已有路由上的节点才需要进行路由维护,减小了路由维护的代价,有效地利用了网络带宽;

(2) 路由缓存技术可以减小路由发现的代价,进一步抑制网络中路由控制信息的数量;

(3) 支持源节点对到达同一目的节点的多条路径的维护,当一条路径失效时,节点可以采取另外一条备用路径,而不需要重新发起路由发现过程;

(4) 支持单向信道。

但是 DSR 协议也存在一些缺点:

(1) 由于采用“源路由”思想,每个报文的头标中都要携带完整的路由信息,增加了报文长度,在报文净荷本身不大的情况下这是一个很大的开销;

(2) 路由发现的 RREQ 报文采用广播,可能波及到全网的所有节点,造成一定的浪费;一种可行的优化方法是控制 RREQ 报文的传输距离(如跳数),如果本次路由发现失败,后续的路由发现过程中再加大传输距离;

(3) “路由应答风暴” (Route Reply Storm) 问题。由于采用路由缓存技术, 中间节点根据自己的路由缓存对路由请求直接应答, 源节点会同时收到多个 RREP 报文, 造成路由应答信息之间的竞争; 通常的解决方法是当中间节点在监听到邻节点的 RREP 报文所代表的路由比自己的路由更短时, 就不再发送本节点的 RREP 报文;

(4) 路由缓存中的“脏”路由对其它节点的影响, 虽然可以采取为路由缓存设定有效期的机制来减小其影响, 但由于移动 Ad Hoc 网络的移动特性, 这种影响只能尽量避免和减少, 而无法得到彻底遏制。

2.3.2 AODV 协议

AODV 协议本质上是 DSDV 和 DSR 的结合, 它是在 DSDV 的基础上, 结合 DSR 的按需路由机制改进而提出的, 不同之处在于它采用了逐跳转发的方式而不是 DSR 的源路由方式以提高带宽利用率。AODV 协议的假设无线链路是双向的, 与 DSR 类似, 本文将 AODV 协议将其协议规范概括为路由发现和路由维护两个主要机制, 下面具体介绍。

2.3.2.1 AODV 的路由发现机制

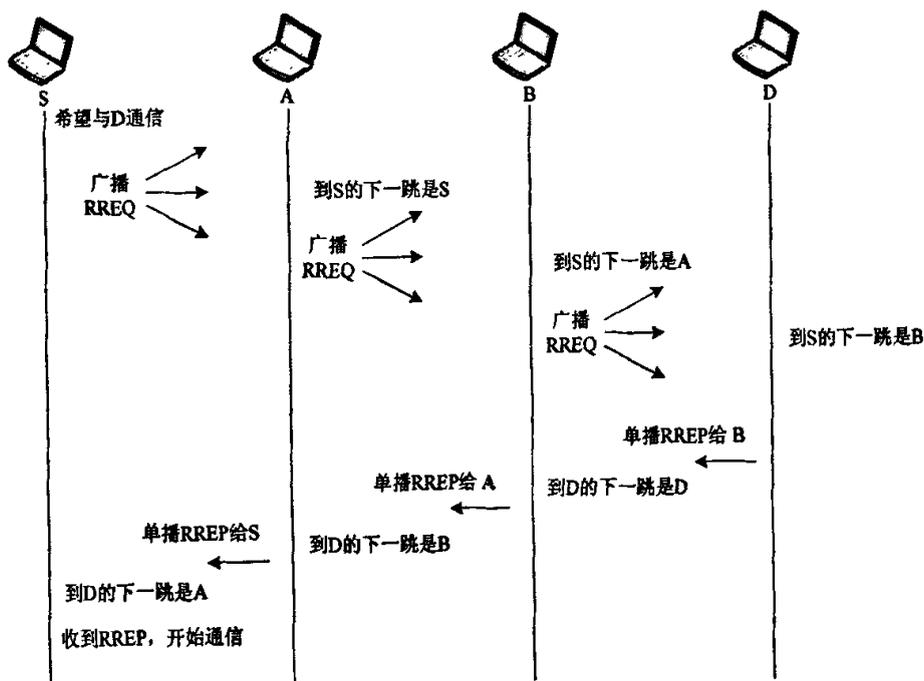


图 2.5 AODV 协议的路由发现过程示意图

AODV 的路由发现过程由反向路由的建立和前向路由的建立两部分组成，反向路由是指从目的节点到源节点方向的路由，是在广播 RREQ 报文的过程中建立起来的，前向路由是指从源节点到目的地址方向的路由，是在节点回送 RREP 报文过程中建立起来的。我们以图 2.5 为例来说明 AODV 的路由发现机制。

与 DSR 协议类似，在 AODV 中，当源节点 S 有数据要发送给目的节点 D 时，如果不存在有效路由，则生成并在网络中广播一个路由请求 (RREQ) 报文，RREQ 报文中包括源节点地址、源序列号、广播 ID、目的节点地址、目的序列号、跳计数，其中：

(1) <源节点地址, 广播 ID>唯一表示了一个 RREQ 报文，为此，每个节点都要维护一张<源节点地址、广播 ID>表，用以表示自己是否接收过该 RREQ 报文；

(2) 源序列号由源节点维护，用以表示该路由请求的新旧程度，同时也代表了“到信源的反向路由”的新旧程度，每个中间节点为源节点维护一个包含序列号等于源序列号的反向路由；

(3) 目的序列号表示源节点可接受的“到目的节点的前向路由”的新旧程度，等于过去接收到的有关目的节点的最大序列号，每个中间节点为目的节点维护一个包含序列号等于目的序列号的前向路由。

每一个接收到该 RREQ 的中间节点根据以下算法进行操作：

(1) 查找<源节点地址、广播 ID>表判断是否收到过该 RREQ 报文，如果收到过，则丢弃该 RREQ 报文，否则创建一个表项并根据该 RREQ 报文更新该表项，并转下一步；

(2) 如果该 RREQ 报文中的源序列号大于反向路由表中对应源节点的路由（如果没有该项则创建之）的源序列号，更新相应的反向路由表项，包括：上游节点地址（即向本节点广播 RREQ 报文的节点）、源节点地址、广播 ID、反向路由超时时长和源序列号等，并转下一步；

(3) 如果节点本身就是目的节点，则产生一个包含与该 RREQ 报文相同的目的序列号的路由应答 (RREP) 报文沿反向路由单播给源节点，否则转下一步；

(4) 将该 RREQ 报文中的跳计数域加 1，然后向邻居节点继续广播该 RREQ 报文。

在上述的步骤 (3) 中，反向路由上的中间节点根据下面的算法来处理 RREP 报文：

(1) 如果没有与 RREP 报文中的目的节点地址对应的表项，则在前向路由表中创建一个相应表项，如果该 RREP 报文的序列号和跳计数都比该路由表项的相应值大，则转下一步；

(2) 根据该 RREP 报文更新前向路由表中的目的节点对应的表项，包括下一跳地址、目的序列号、跳计数等，然后转下一步；

(3) 如果自己就是源节点，则丢弃该 RREP 报文，否则继续向反向路由的上游节点单播。

一旦源节点接收到 RREP 报文，网络中就建立了一条从源节点到目的节点的双向路由。

2.3.2.2 AODV 的路由维护机制

如果源节点由于移动而导致路由失效,那么源节点将重新发起一次路由发现过程以重新初始化路由表;若路由的失效是由中间节点移动造成的,那么其上游节点会发现链路失效,首先试图在一个局部的范围内(通过限制跳数)发送 RREQ 消息,如果在规定时间内收到 RREP,那么该节点的局部恢复(local repair)成功;否则它将链路失效的信息通过路由错误(RERR)消息,逐跳向上行邻居节点报告,直到源节点收到该 RERR 信息。

此外,作为选项,AODV 还可以发送 HELLO 消息以进行邻居的连通性维护。在每个 HELLO_INTERVAL 到期时,节点检查自己在上一个 HELLO_INTERVAL 周期内是否发送过广播的控制消息(RREQ 或者二层的广播帧),如果没有则发送跳数限制(TTL)为 1 的 HELLO 消息,使其仅在邻居范围内传播。HELLO 消息的报文格式基于 RREP。

2.3.2.3 AODV 协议的序列号

使用节点序列号是 AODV 协议的一个突出特点。节点序列号是 AODV 协议中进行路由选择的主要依据,同时也是保持路由有效性、防止出现路由表环路的手段。节点的序列号是一个单调增加的整数值,由节点在本地维护,并随 AODV 协议事件(一般为 AODV 控制消息的发送和接收)的发生不断增加。当一个节点发出某种 AODV 控制消息时,它往往会将自身当前的序列号包含其中(当发出 RREP 时将同时包含相应路由请求目的节点的序列号),而这个序列号将被收到该消息的节点用来判断相应路由信息的时效性和可用性。

节点仅在以下情况下增加自身的序列号:

- 在节点发起一个路由发现过程(发出 RREQ 消息)之前。这样,所有接收到该 RREQ 消息的节点会在本地建立或更新到源节点的路由表项。
- 在节点对收到的 RREQ 消息做出响应(发送 RREP)之前。这是为了使发出的 RREP 所包含的目标节点序列号在全网范围内保持最大,从而可以确保在各个中间节点转发该路由应答消息,并更新对应的路由表项。

如前所述,AODV 协议的路由表每一个表项中均存有一个目的节点的序列号值¹。由于每个序列号只能被其所属的节点增加,因此,当有来自同一目标节点的新的控制消息到达时,序列号的比较就成为判断是否进行路由更新的准则。仅当新到达的控制消息包含更大的目的节点序列号时,相应的路由表项才被更新。这被用作在路由发现的过程中,对先后返回的多条路由进行选择:只有最早到达源端的路由消息才有可能被接收并写入路由表中。

在控制消息中包含节点序列号可以避免出现路由环路。出现这种情况的原因是,在一次路

¹ 此处的“目的节点”并非指路由发现过程中的目的节点,而是指普通的 IP 寻路时路由表中对应的目的地址。

由发现过程中,有可能有某个中间节点具有到目的节点的路由。根据 AODV 协议,它可以对该路由请求做出响应。但是,由于 AODV 协议是一个分布式的路由协议,任何一个节点都不具有整个网络的拓扑信息,因而在这种情况下所建立的路径有可能多次经过同一个节点。即所谓的路由环路。引入节点序列号作为路由更新的判断准则可以解决这一问题。基于上述的序列号维护原则,由目标节点本身所发出的 RREP 报文始终拥有全网内最大的目标节点序列号,因此在路由更新中具有最高的优先级,可以覆盖由中间节点响应所生成的历史路由。同时,由于在序列号比较中,二者相同的情况不会进行路由更新,也避免了类似环路的出现。

2.3.2.4 AODV 协议的优缺点

与 DSR 相比, AODV 协议的每个中间节点隐式保存了路由请求和路由应答的结果,而不需要像 DSR 那样将路由结果显式地保存在 RREQ 报文和 RREP 报文中,通过在路由发现过程使路径上的中间节点建立和维护源节点与目的节点之间的双向路由,因此采用 AODV 协议的节点在进行实际的数据发送时也不需要到头标中携带路由信息,因此,从这个角度看, AODV 协议比 DSR 协议更能有效地利用网络中的带宽利用率,通过发送可选的周期性 HELLO 报文,可以更及时地对网络拓扑结构变化做出反应。此外, AODV 还提供了组播扩展支持和 QoS 支持,此处不再赘述。

但是在 AODV 协议中也存在一些缺点:

(1) AODV 协议的工作是基于链路是双向信道的假设的,因此,不支持网络中具有单向链路的情况;

(2) DSR 协议在一次路由发现过程中可以获得多个路由,而 AODV 协议只维护一条到目的节点的路由,因此,当某条路由失效时,采用 DSR 协议的源节点可以选择其它替代路由而 AODV 协议需要重新发起路由发现过程,从这个角度看, AODV 协议进行路由发现的操作可能更于频繁,尤其是在网络拓扑变化频繁的环境中。

2.3.3 TORA 协议

TORA 协议是在有向无环图 DAG^[42] (Directed Acyclic Graph) 算法的基础上提出的一种源初始化的按需路由协议,分为路由发现、路由维护和路由删除三个过程。其路由发现与其他按需路由协议一样,由源节点首先在网络中扩散路由请求报文。但在路由应答中,使用了 DAG 算法:每个节点被分配一个相对于源节点的“高度值”,其中目的节点的“高度值”最低,并根据相邻节点之间的“高度值”的比较形成一条或多条的有向路径,方向是从“高度值”大的节点指向小的节点。从图论的角度来看,即为一棵根为目的节点的有向无环图。算法的具体实现是通过路由更新报文在回到源节点的过程中完成的。为了在拓扑结构发生变化时能够迅速重新

生成路由，并将产生的协议报文限制只在受到影响的节点中扩散，TORA 协议仍然采用上述算法重新构造失效的 DAG。

TORA 协议的优点是具有高度自适应、高效率 and 较好的可扩展性，比较适合高度动态移动、多跳的无线网络。其缺点主要有：TORA 的有效运行依赖于网络的高连通度提供路由维护所需的多条备选路径；TORA 需要依靠 IMEP^[43] (Internet MANET Encapsulation Protocol) 协议提供邻居节点信息和底层可靠有序传输等功能，国外研究机构的仿真研究^[44]结果表明，TORA 协议开销比其他按需路由协议大的主要原因在于使用了 IMEP 协议；三是它不支持单向信道。

2.4 混合路由协议

“混合路由协议”结合了表驱动路由与按需路由的优点，通过在局部的范围内使用表驱动路由以维护较为准确的路由信息，而在查找距离较远的路由时使用按需路由以减少全局的路由协议开销，因此可以发挥出更好的网络性能，这类协议较为适用于拓扑高度动态变化等特殊场景中，其主要的代表性协议为 ZRP 协议。

ZRP 是第一个利用分簇结构混合使用按需和主动路由策略的自组网路由协议。在 ZRP 中，簇被称作域 (Zone)，域形成算法较为简单，它是通过区域半径 (以跳数为单位) 参数指定每个节点维护的区域大小，即所有距离不超过区域半径的节点都属于该区域。一个节点可能同时从属于多个区域。为了综合利用按需路由和主动路由的各自优点，ZRP 规定每个节点采用距离矢量算法主动路由协议维护去往区域内节点的路由，而采用类似于 DSR 协议中的按需路由机制寻找去往区域外节点的路由。

ZRP 协议的性能很大程度上由区域半径参数值决定。通常，小的区域半径适合在移动速度较快的节点组成的密集网络中使用；大的区域半径适合在移动速度慢的节点组成的稀疏网络中使用。目前 ZRP 采用预置固定区域半径值的做法，限制了它的可适应性。

2.5 性能比较

一个理想的移动 Ad Hoc 网络的路由协议应当满足以下七个方面的要求^[41]：分布式运行、提供无环路由、按需进行协议操作、对单向信道的支持、提供节能策略、可扩展性、安全性。根据上述要求，表 2.1 列出了对比上面所描述的 7 种移动 Ad Hoc 网络路由协议，其中，ZRP 协议的主要贡献因为不在路由策略上而未列出。

表驱动路由协议由于实时地维护着网络的拓扑和路由信息，因此其优点是当节点有数据要发送时能够立即判断目的节点的可达性，减少报文等待延迟。但这是以额外消耗网络资源为代价的；同时，由于建立了所有已知目的节点的路由，而有些路由是根本用不到的，所以存在一定的浪费；此外，动态变化的拓扑结构可能使得这些路由信息变成过时信息，路由协议始终处

于不收敛状态。在网络规模、节点移动速度较大、拓扑变化频繁的移动 Ad Hoc 网络中,使用这种路由协议可能导致无线信道中充斥着大量的拓扑和路由更新报文,用户的数据报文无法发送,严重降低了系统的性能。

表 2.1 移动 Ad Hoc 网络中各种路由协议的性能对比

	DSDV	OLSR	WRP	DSR	AODV	TORA
分布式操作	是	是	是	是	是	是
无环回路由 (Loop-free)	是	是	是	是	是	是
表驱动/按需	表驱动	表驱动	表驱动	按需	按需	按需
周期性 路由更新	是	是	是	否	发送 HELLO 报文	否
维护多条路由	否	否	否	是	否	是
支持单向链路	否	否	否	是	否	否
基于节能策略	否	否	否	否	否	否
报文转发机制	逐跳	逐跳	逐跳	源路由	逐跳	逐跳
提供安全机制	否	否	否	否	否	否
路由度量	最短 路径	最短 路径	最短 路径	最短 路径	最短 路径	最短 路径
存在特殊节点 ¹	否	否	否	否	否	否
特殊硬件需求	否	否	否	否	否	双信道 GPS
组播功能支持	否	否	否	否	是	否
QoS 支持	否	否	否	否	否	否

按需路由协议的优点是不需要周期性地广播路由信息来维护无用的路由,路由协议开销小;其缺点也是:路由发现过程将导致产生一定的时延,这不利于实时业务的传输;路由发现控制报文需要在全网范围广播扩散,而且最终的发现结果不能得到保证。

因此,在中小型的移动 Ad Hoc 网络中,如果网络的拓扑变化频繁,应采用按需路由协议;而当网络拓扑结构相对稳定,业务对实时性要求较高时,则应采用基于表驱动方式的路由协议。

¹ 此处的“特殊”指节点是否需要特殊硬件设备如 GPS 设备的支持,而不是指路由功能上的特殊。

对于大型的移动 Ad Hoc 网络,采用“混合路由协议”不失为一个较好的选择。表 2.2 列出了这三类路由协议在路由时延、控制开销、耗电量和带宽开销方面的对比。

表 2.2 三类移动 Ad Hoc 网络路由协议的性能对比

协议类型 特性	表驱动	按需	混合
路由时延	低	高	中等
控制开销	高	低	中等
耗电量	高	低	中等
带宽开销	高	低	中等

由于现实中移动 Ad Hoc 网络规模和无线节点的带宽、能量等能力的限制,按需路由协议由于能够有效节约网络资源,是更适合此类移动无线网络的一类路由协议,其中的 DSR 协议和 AODV 协议由于其优异的性能更是在国内外的学术研究中得到了广泛采用和深入研究。国内外的许多大学与研究机构还开发了针对这两个协议的实现,如美国国家标准与技术研究院 NIST 的 Kernel-AODV^[45]、瑞典乌普萨拉大学所的 DSR-UU^[46]和 AODV-UU/AODV-UUv6^[46]、芬兰赫尔辛基理工大学的 HUT AODV for IPv6^[47]、美国马里兰异构网研究中心 HyNet 的基于 AODV-UU 的组播扩展^[48]、德国不莱梅大学的基于 JAVA 的 aodv.org^[49]、加拿大西蒙·弗雷泽大学的 IPv6 版本的 AODV 实现^[50]、美国伊利诺伊大学的 AODV-UIUC Implementation^[51]等。

此外,在迫切需要应用本文研究的节能路由技术的移动 Ad Hoc 网络场景中,网络中的节点一般需以一定速度在网络中随机移动¹,根据上一小节的分析,按需路由协议更适合于这种场景。基于上述两点考虑,本文所提出的节能路由算法都是针对这种按需的路由协议。

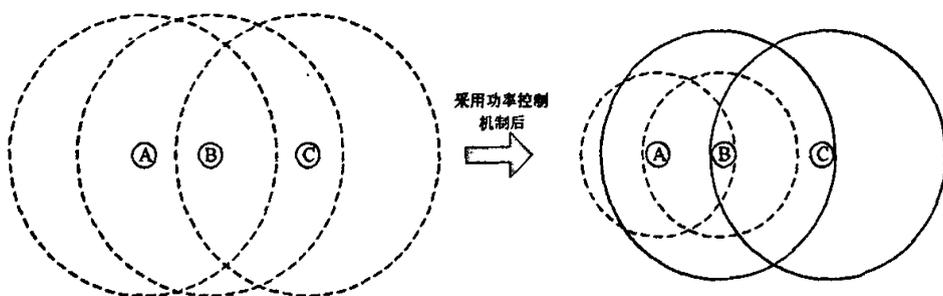
2.6 本章小结

由于移动 Ad Hoc 网络的移动性、多跳转发等不同于传统 Internet 的特性,路由协议自移动 Ad Hoc 网络的概念出现之初就是广受学术界研究的核心问题之一,一系列的路由协议被提了出来。根据协议的设计和实现方法,本章首先将这些路由协议分别以网络逻辑和路由发现的驱动模式不同进行了分类,然后按照第二种分类方法介绍了移动 Ad Hoc 网络被广泛提及的多种路由协议,并重点叙述本文在后续章节中所设计的两个具体的路由协议——DSR 和 AODV,最后阐述了本文所提及的 7 种路由协议的性能差异,对移动 Ad Hoc 网络的路由协议的应用场合进行了归纳总结。

¹ 无线传感器网络是一个例外,由于网络的专用性,节点一般是配备根据特殊用途定制的特殊设备的无线节点,能力较弱,一般是固定不动的,本文所研究的节能路由算法并不适用于这种网络。它作为移动 Ad Hoc 网络的独立分支,一系列专为这种网络定制的路由协议被国内外的研究学者提出。

第3章 一种基于信号衰减比的功率控制机制

3.1 功率控制机制概述



节点的最大通信距离为250米，但A-B间的距离只有100米，B-C间的距离只有180米

图 3.1 功率控制示意图

功率控制是移动 Ad Hoc 网络的一种重要的节能策略。如图 3.1 所示，功率控制是在保证一定通信质量下，通过尽量降低信号的发送功率从而达到节省能量目的的机制。在移动 Ad Hoc 网络中，采用功率控制还可以降低对邻居节点的干扰，提高信道的空间复用度。在一些发送数据的代价较大的移动 Ad Hoc 网络中，功率控制机制对于节省能量消耗有着重要的意义。比如在有些由配备车载移动台的移动节点构成的移动 Ad Hoc 网络中，如果天线的最大信号发射功率只有数十瓦，但由于转换效率问题，天线以最大功率发射时实际消耗的功率可达数百瓦，即时由车载蓄电池供电，这也是一个很客观的功率消耗。由于天线处于接收或空闲状态时的功率相对于处于最大发射功率时的功耗来说非常小，天线的能耗在很大程度上决定了节点的总能耗^[1]。

移动 Ad Hoc 网络采用功率控制技术要遵循以下几条原则^[1]：

分布性：要求功率控制算法能在各个节点分别运行；

算法简单性：能满足实时计算的需求，而不过多消耗节点的计算开销；

快速灵活性：能快速跟踪信道环境的变化以及由于节点移动而造成的网络拓扑变化；

健壮稳定性：能适应突发事件，对于快速变化的网络有较好的差错容忍（Fault Tolerance）；

兼容扩展性：在各种网络规模条件下都能正常运行。

基于上述这些原则的考虑，在进行功率控制算法的设计时，要充分考虑到各种因素，以保证算法的实用性、可靠性。

3.2 功率控制机制的研究现状

移动 Ad Hoc 网络对功率机制的研究主要集中在网络层和链路层。

网络层的功率控制所关心的是如何通过改变发射功率动态地调整网络的拓扑结构和选路，

使全网的性能达到最优，当前主要研究两个方面的问题。一是利用路由协议来获得邻居节点信息或者网络的拓扑信息动态调整发射功率，最终使节点构成全连通（单向连通或双向连通）网络，如文献[55]-[57]等，这方面的研究一般更偏向于理论研究，为通过网络层功率控制提高网络性能提供了参考；二是如何调整节点发射功率以提高信道的空间复用度、增大网络容量、减少链路中断等，如文献[58]-[60]等。

功率控制主要通过 MAC 协议来完成，发送节点根据每个报文的接收节点的距离、信道状况等条件来动态调整发送功率，以达到尽量节省节点能耗和提高信道的空间复用度的目的，如文献[61]-[63]等。相对于网络层的功率控制，链路层功率控制是一种经常性的调整，每发送一个数据报文都要进行功率控制，而网络层的功率控制是在一个较长时间内才进行一次，调整的频率较低。

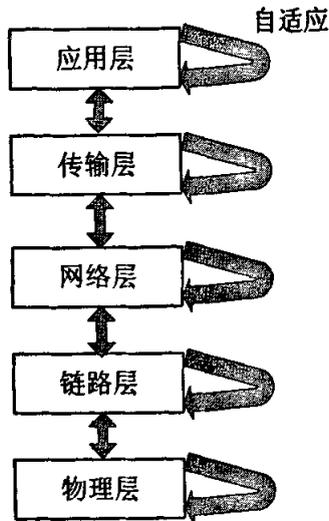


图 3.2 传统的网络分层模型

还有些文献如[64]，将这两种功率控制机制结合起来形成混合功率控制机制，网络层功率控制负责调整节点发送广播或控制报文时的功率以形成较合适的网络拓扑，而当节点发送数据报文时则根据目的节点的位置通过链路层功率控制机制使用较小的功率发送。

然而，上述的大多数协议主要目的是为了提高网络吞吐量、提高信道利用率，在专门为了节省节点的能量消耗的场所，其性能表现未必是最优的。此外，这些研究都侧重于对传统的分层协议栈分别进行研究，即使是混合型的功率控制机制，其功能也是独立的，在结合以节能为主要目的的路由算法进行工作时，其性能未必能表现良好。

此外，还有些节能路由方面的文献如[66]-[69]，他们的节能路由算法从本质上说是基于功率控制机制的，但是在协议设计时，这种功率控制机制要么只是纯粹的理论分析，将具体机制留待后续工作^{[66]-[68]}，要么是需要获得网络拓扑、节点位置等全局信息，如文献[69]、[89]就要求网络中的所有节点均配备 GPS (Global Position System) 设备。还有些文献要求节点支持 ToA

(Time of Arrival) / TDoA (Time Difference of Arrival)^[70]、AoA (Angle of Arrival) 等定位算法。然而这些额外的定位、测距设备或算法的引入至少在两方面不利于节省能量消耗，一是这些设备和算法的采用，尤其是 GPS 设备的引入势必加重了节点的能量消耗，二是从经济上考虑，计算复杂度高、代价昂贵，在实际的移动 Ad Hoc 网络中是很难实现的。

本文所研究的节能算法的目的在于，根据跨层设计的思想，通过联合网络层和链路层的信息设计一系列协议，以实现优化移动 Ad Hoc 网络的能量消耗的目的。为此，本章首先提出了一种 MAC 层的基于信号衰减比 (SAR: Signal Attenuation Rate) 的功率控制机制——SAR-PCA (Signal-Attenuation-Rate-based Power Control Algorithm)，该算法为设计后续章节的节能路由协议提供了基础，其简单性和不需要额外设备支持的特性使得它可以很方便地应用于已有的路由协议以及我们在后续章节所要研究的节能路由算法。

3.3 SAR-PCA 与路由协议的依赖关系

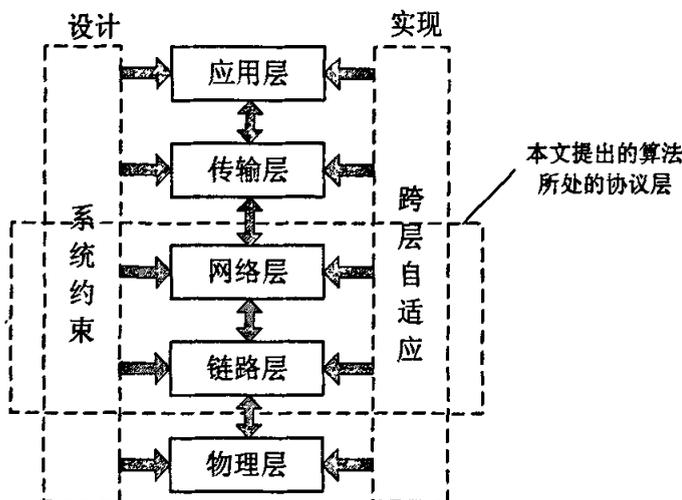


图 3.3 跨层设计理论模型

移动 Ad Hoc 网络的协议设计沿用了传统的分层结构，如图 3.2 所示^[65]，协议栈的各层都是单独设计和工作的，这种模型极大地简化了整体网络设计的复杂性，满足了软件设计的信息隐藏原则，并具有很好的鲁棒性，因而得到广泛应用。但是，在移动 Ad Hoc 网络中，不论逻辑上是否直接相邻，其每一个协议层的功能都是互相关联的，不同协议层中存在一定的信息冗余，如果严格地遵循这种分层的设计理念必然摒弃协议层之间跨层交互，从而无法使得网络性能得到整体优化。因此，有必要考虑层与层之间的依赖关系，加强层与层之间的信息交互和共享，使网络性能得到整体优化。图 3.3 给出了各层间跨层信息交互的示意图^[65]。在本文所研究的节能问题中，图中的“系统约束”条件即为：在移动 Ad Hoc 网络环境中，如何高效地节省网络中所有的能量消耗，提高网络中的整体生存期。跨层设计一般可以通过两种方法来实现：一种是

在对某一协议层进行优化时，把其他协议层的相关参数也考虑进来；另一种是将依赖关系密切的两个或多个协议层合并为一体。从这个意义上讲，本章所讨论的功率控制算法和后续章节所研究的节能路由算法，都是属于第一种方法进行跨层设计，我们在图 3.3 中标出了它们在跨层设计模型当中所处的协议层次，并且在图 3.4 中给出了它们之间的相互依赖关系。

从图 3.4 可知，本文所提出的一系列节能算法主要集中在网络层和 MAC 层上，在网络层通过改变选路时的标准为能量相关的度量，而在 MAC 层进行功率控制（即 SAR-PCA），两层的算法是相互依存的。为了实现在两层间进行参数传递，我们引入了“邻居节点 SAR 表”这一概念，在 SAR-PCA 中，网络层和 MAC 层通过共享这张表，协同地进行工作。在本文所研究的节能算法体系中，网络层的节能路由协议主要是改进自得到学术界所广泛认同和研究的 AODV 协议和 DSR 协议，这两类协议在路由发现和数据发送机制存在较大差异，而跨层设计的主要思想就是需要协议间的协同合作，因此应用于不同路由算法的 SAR-PCA 自然也有所差异，下面分别进行简要介绍，具体的机制在后续的章节详细叙述。

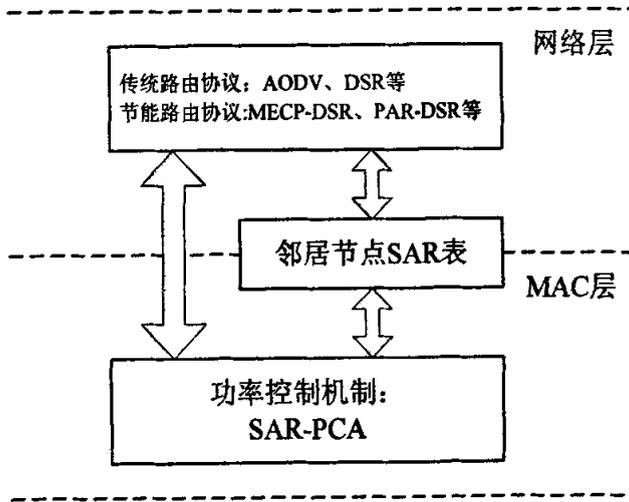


图 3.4 SAR-PCA 与路由协议依赖关系示意图

(1) 网络层运行的路由协议是 AODV 协议及其扩展算法

在网络层，每个节点都要维护一张“邻居节点 SAR 表”，表中的每一个表项可以表示为<邻居节点 ID，本节点到该邻居节点的 SAR 值，序列号>，前两项表示节点到下一跳的信号衰减比（SAR），而序列号用以表示该 SAR 值的新旧程度，该表的建立、维护与更新在 AODV 协议的 HELLO 机制中结合 MAC 层提供的功率参数进行，在路由发现过程中是路由协议累计路径代价并最终选路的重要依据之一；在 MAC 层，节点进行数据发送时，从该表读取到下一跳的 SAR 值，调整自身的发射功率。

(2) 网络层运行的路由协议是 DSR 协议及其扩展算法

在网络层，每个节点在物理上并不存在这么一张“邻居节点 SAR 表”，由于 DSR 协议的“源

路由”特性，每个数据报文都携带了一张完整的从自身节点到目的节点的地址列表，SAR-PCA在这张地址列表中添加了每一跳对应的 SAR 信息；在 MAC 层，在进行数据发送的时候，节点读取报文中所携带的路由信息，调整自身的发射功率。

在本章中，我们将网络层的节能路由问题留待后续章节讨论，而专门阐述我们所提出的处于 MAC 层的基于信号衰减比的功率控制算法——SAR-PCA。

3.4 SAR-PCA 的主要思想

SAR-PCA有如下的基本假设：

- (1) SAR-PCA 的应用场合是那些发送数据的代价较大的移动 Ad Hoc 网络，因此要求网络中节点的发射功率远大于接收功率；
- (2) 节点具有动态调整自身的发射功率的能力；
- (3) 为了协议操作的需要，节点在进行路由协议操作即发送路由控制报文时，依然采用最大发射功率 P_{\max} ，而只在发送、转发数据报文时才调整发射功率。对于一个设计合理的路由协议来说，用于路由协议的报文只占总的数据通信的少部分^[33]，因此在发送这些报文时仍然采用最大发射功率对于节省能量的整体效果的影响是有限的；此外，由于节点的发射机的工作功率 P_{TX} 是对应的发射信号功率¹ P_t 的单调增函数，为了表示方便，除非特别声明，在后面的协议描述中我们不再区分二者的差异，并且认为 P_{TX} 等于 P_t ；
- (4) 节点不对接收机功率进行动态调整，假设节点所能正确接收并解码的无线信号的最小接收功率为 P_0 ，显然，无线信号强度大于 P_0 的报文都可以被接收机正常接收；
- (5) 节点的 MAC 层具有从无线网卡读取数据的发射信号功率和接收信号功率的能力，并具有向网络层反馈的能力；

由上述假设可知，SAR-PCA 的核心问题在于如何确定在发送、转发数据报文时的发射功率 P_{TX} ，下面我们讨论如何确定该值。

在实际的无线信道中，信号接收功率的衰减为传输距离的幂函数关系，并且是与传播模型相关的。需要考虑的无线信号传播模型主要有两种：自由空间传播模型和地面反射（Two-Ray）模型。自由空间传播模型用于预测接收机和发射机之间是完全无阻挡的视距路径时的接收信号，在这种模型中，距发射机 d 处天线的接收功率，由 Friis 公式给出^[52]：

$$P_r = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \quad (3.1)$$

其中 P_t 为无线信号在发送节点发出时的功率值，即发射信号功率， $P_r(d)$ 为接收节点所收到的来自发送节点的无线信号的功率值，即接收信号功率； G_t 、 G_r 分别是发射天线和接收天线增益，对于两个固定的节点来说这两个值都是常量； L 是与传播无关的系统损耗因子； λ 为无线电波的波长。

¹ 请注意发射机功率和发射信号功率是两个不同的概念，前者是节点的天线设备的工作功率，而后者是无线信号从天线发射出来后在空间中传播时的功率值，接收机功率和接收信号功率这两个概念的差异也是如此。

在移动无线信道中，发送节点和接收节点之间的传播路径很少是单一直接路径，因此，单独使用公式(3.1)的自由空间传播模型，在多数情况下是不准确的。地面反射模型不仅考虑了直接路径，而且考虑了发射机和接收机之间的地面反射路径，是比较符合移动 Ad Hoc 网络中的节点通信的无线传播模型。在这种模型中，发射信号功率 P_t 和接收信号功率 $P_r(d)$ 的关系为^[52]：

$$P_r = P_t G_t G_r \frac{h_t^2 h_r^2}{d^4} \quad (3.2)$$

其中 h_t 、 h_r 分别是发送节点的发射天线高度和接收节点的接收天线的高度。

我们可将上述两个模型一般化表示为：

$$\frac{P_t}{P_r} = \frac{d^\beta}{\eta} \quad (3.3)$$

其中 η 和 β 分别是传播模型相关的常数， β 表示信号随着距离衰减的程度，被称作路径损耗指数 (path loss exponent)。 β 的大小随着环境状况而变化，很多常见场景中的 β 已经通过实验被基本确定，其取值基本满足在 2 到 4 之间。这个模型被称为对数距离路径损耗模型。

我们定义节点与其下一跳的信号衰减比 (SAR: Signal Attenuation Rate) 为

$$SAR = \frac{\eta}{d^\beta} = \frac{P_r}{P_t} \quad (3.4)$$

因此，对于两个相邻的通信节点，在某个特定时刻，为了保证数据在下游节点的正常接收，上游节点发送数据所需要的发射信号功率是个确定的值 (与 d^β 成正比)，如果我们在一定时间间隔内可以获得该值，那么，在进行数据发送时只要调整自身的发射机功率为根据公式(3.5)计算所得的值，即可保证数据被下游节点正确接收。

$$P_{tx} = \frac{P_0}{SAR} \quad (3.5)$$

考虑到节点移动性和周围环境的影响，实际上节点调整后的发射功率应该有一定冗余来保证数据能被成功接收，因此，ERRC 节点在转发数据报文时应调整自身的发射功率为

$$P_{tx}(SAR) = \frac{P_0}{SAR + \delta} \quad (3.6)$$

其中 δ 是负的修正系数，可根据实际情况或实验测定预先设定，典型值可取为 $-10\% \times SAR$ 。这样，上游节点只要在发送、转发数据报文的时候能获得自身与下一跳节点间的 SAR 值，就可以根据公式(3.6)进行功率控制。

然而，如图 3.5 所示，节点的发送队列中的数据有可能是要发送给多个目的地址并且没有什么规律可循的，那么如果只是简单采用上述算法，节点的发射机势必要频繁地根据不同的目的节点调整发射信号功率，这一方面对于发射机设备的处理能力提出了更高的要求，另一方面频繁地调整发射机功率也是要额外消耗能量的。因此，SAR-PCA 引入了功率调整窗口 W ，它是一个以字节为单位的量，可根据实际天线设备的不同进行配置。节点在处理发送队列中的数据时，预先计算处于队列出口的具有 W 字节大小的数据，根据目的地址不同查询“邻居节点 SAR

表”并按照公式(3.6)计算各段数据所需要的发射信号功率，在实际发送时，以这些功率的最大值发送这段 W 字节大小的数据。

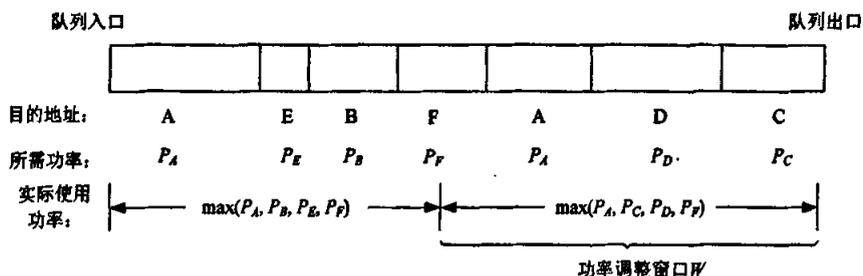


图 3.5 SAR-PCA 对发送队列中数据的发送功率管理

通过分析可知，SAR-PCA 相比其它的功率控制算法至少有两大优点：

(1) 算法简单性。

从公式(3.5)可知，在上述的功率控制算法中，节点需要获得自身与下一跳的 SAR 值，而该 SAR 值在数值上虽然也是传播模型与节点间距相关的 (η/d^β)，但是在计算时只是接收信号功率与发射信号功率的比值，与传播模型与节点间距无关，因而不需要定位算法和测距模块的额外支持。SAR-PCA 只要能获得接收信号功率和发射信号功率的值就可以顺利完功率控制操作，而在满足本节的 5 条基本假设的移动 Ad Hoc 网络中，这是很容易结合在已有的路由算法中实现的。

此外，由于 SAR-PCA 只在数据发送和转发时才进行功率控制，对于路由控制报文依然以最大功率进行发送，而只是对单纯的数据发送才进行功率控制，这样，该算法的采用并不会影响网络层的拓扑结构，不需要像文献[71]-[79]那样小心翼翼地处理功率控制算法所可能带来的网络分割等问题，因而算法相对简单。

(2) 对网络层的易配性

SAR-PCA 的思想是通过信息共享方式来与网络层的路由协议进行交互，但是它并没有对上层的具体协议提出要求，因而可以很容易地结合移动 Ad Hoc 网络的按需路由算法，如 AODV 协议、DSR 协议及其扩展算法，而不需要对这些协议做较大的改进。

3.5 基于 SAR-PCA 的 AODV 协议

前两节给出了 SAR-PCA 与路由协议的依赖关系，描述了它与已有的路由协议以及我们在后续章节所要研究的节能路由协议的结构框架，以及 SAR-PCA 有效操作的理论依据。为了单独阐述 SAR-PCA 的节能特性，并且它说明是如何与路由协议协同操作的，为本文第四章和第五章所提出的节能路由算法打下基础，本节我们将叙述 SAR-PCA 应用于 AODV 协议时对路由协议所作的修改。在下一节，我们将对基于 SAR-PCA 的 AODV 协议（记为 SAR-PCA-AODV）与已有的 AODV 协议进行仿真，对比两者的各项性能指标。

3.5.1 “邻居节点 SAR 表”和“邻居节点到本节点的 SAR 表”

本文第 3.3 节已经提到过，当网络层运行的路由协议是 AODV 协议及其扩展算法时，图 3.4 中所示的“邻居节点 SAR 表”是一张在每个节点中客观存在的表，表中的每一个表项可以表示为：

<邻居节点 ID, 本节点到该邻居节点的 SAR 值, 序列号>

其中前两项表示节点到下一跳的信号衰减比 (SAR)，而序列号用以表示该 SAR 值的新旧程度，当路由协议工作正常时，表中应该包含本节点到所有邻居节点的 SAR 信息。节点在发送、转发数据报文时，从该表读取到下一跳的 SAR 值，然后根据上一节所示的功率控制算法调整发射机的工作功率。根据 AODV 协议周期性发送 HELLO 报文的特点，这就使得“邻居节点 SAR 表”可以在该周期性的 HELLO 报文广播机制中得到维护。

此处要注意的问题是，虽然 AODV 协议的正常工作是基于无线链路是双向的假设，但是即时两个相邻通信节点间的距离 d 是固定的，由于周围物理环境的影响，同一链路两个方向的路径损耗指数 β 可能有所差别，根据公式(3.4)，导致的结果是两个方向的信号衰减比依然有可能不完全相等。如图 3.6 所示，节点 A、B、C 均运行 SAR-PCA-AODV 协议，节点 A 所维护的“邻居节点 SAR 表”中节点 B 所对应的 $SAR_{A \rightarrow B}$ 与节点 B 的“邻居节点 SAR 表”中节点 A 所对应的 $SAR_{B \rightarrow A}$ 可能并不完全相等，同理 $SAR_{B \rightarrow C}$ 与 $SAR_{C \rightarrow B}$ 也可能不完全相等，在扩展 AODV 协议时不能简单地将这些值等同处理。

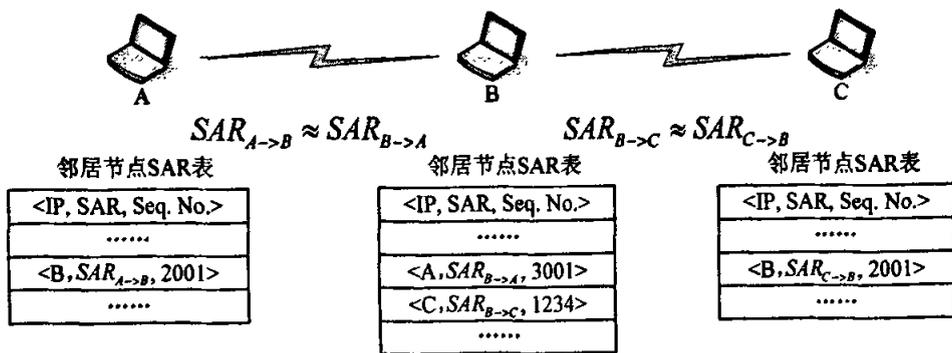


图 3.6 信号衰减比 (SAR) 的不对称性示意图

为此，在 SAR-PCA-AODV 协议中，节点还需要维护一张“邻居节点到本节点的 SAR 表”，该表的每一项可表示为：

<邻居节点 ID, 该邻居节点到本节点的 SAR 值>

该表的生存期为 HELLO 报文的一个发送周期 (HELLO_INTERVAL)，表中的条目数量等于节点在一个 HELLO_INTERVAL 内所接受到的来自不同邻居节点的 HELLO 报文的数量。当节点收到邻居节点的 HELLO 报文时，在该表中建立或添加相应选项；当节点广播 HELLO 报文

时，将该表的表项填入扩展后的 HELLO 报文并删除该表，具体算法见本文第 3.5.3 节。

3.5.2 扩展后的 HELLO 报文

表 3.1 扩展后的 HELLO 报文各域的设置值

域 (Field)	值 (Value)
目的节点 ID	发送节点的 ID
目的序列号	发送节点的最终序列号
跳计数器	0
发送节点 ID	发送节点的 ID
生存期	ALLOWED_HELLO_LOSS * HELLO_INTERVAL ¹

图 3.7 示出了扩展后的 SAR-PCA-AODV 协议的 HELLO 报文格式。由本文第 2.3.2.2 节可知，AODV 协议的 HELLO 报文其实是发送跳数限制 (TTL) 为 1、以广播方式传送的 RREP 报文，根据 AODV 协议的操作规范，必须根据表 3.1 设置各域。

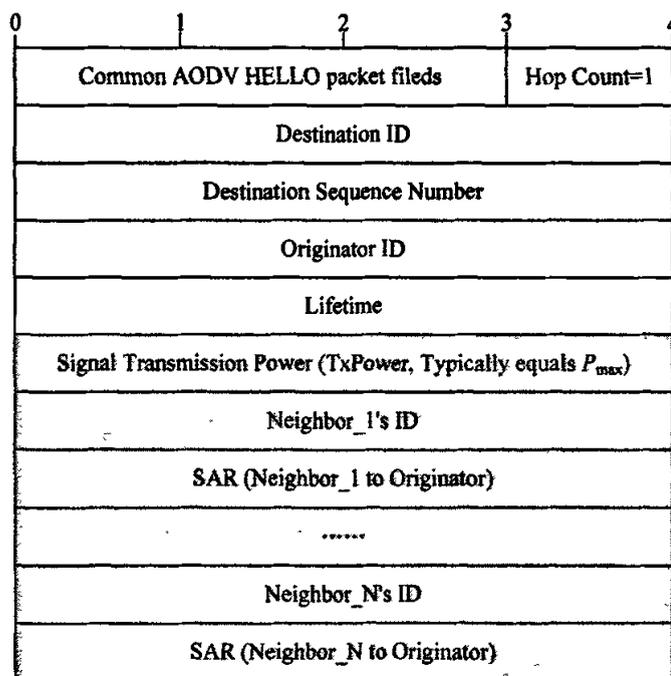


图 3.7 扩展后的 HELLO 报文

此外，为了使得节点可以与邻居节点交换功率信息，并且进行上一节所示的功率控制机制，

¹ RFC3561 建议的默认值为：ALLOWED_HELLO_LOSS=2，HELLO_INTERVAL=1000 毫秒。

我们在 HELLO 报文中添加了阴影部分所示的域，这些新加的域由两部报文成：

(1) 节点的发射信号功率 (Signal Transmission Power)

节点在广播 HELLO 报文之前从 MAC 读取天线的发射功率，并将该值填入该域。该值的典型值为节点的最大发射信号功率 P_{\max} ，但随着使用过程中电池电压的减小，可能会小于 P_{\max} 。

(2) <邻居节点 ID, 该邻居节点到本节点的 SAR 值>集

该域中每一对<邻居节点 ID, 该邻居节点到本节点的 SAR 值>分别与本节点中的“邻居节点到本节点 SAR 表”的每个表项相对应，在网络刚启动或者没有邻居节点存在的时候，由于该表尚未建立，因此这些域初始值也是空的。但随着节点对邻居节点的 SAR 信息的获得，“邻居节点到本节点 SAR 表”被节点建立与更新，在以后广播的每一个 HELLO 报文之前，节点必须读取该表并将相应表项的值写入该 HELLO 报文的该域中，并在广播 HELLO 报文之后清空该表。

3.5.3 协议操作

由上述分析可知，SAR-PCA-AODV 协议的核心问题是如何维护“邻居节点 SAR 表”和“邻居节点到本节点的 SAR 表”，而这两张表是通过 AODV 协议的 HELLO 广播机制实现的。

3.5.3.1 HELLO 报文的发送机制

与 AODV 协议一样，运行 SAR-PCA-AODV 协议的节点（设为节点 A）也要维护一个定时器 T_{hello} （超时周期为 HELLO_INTERVAL）来管理 HELLO 报文的广播。当 T_{hello} 超时，触发 HELLO 报文中断子程序根据图 3.8 所示算法广播 HELLO 报文。具体步骤如下：

- (1) 节点 A 首先判断自身是否在上一个 HELLO 发送周期内广播过 HELLO 报文，如果已经广播过则计算上次发送 HELLO 报文的时刻与当前时刻的差值，重新设置定时器 T_{hello} 的超时时间，并转步骤 (7)，否则转步骤 (2)；
- (2) 生成一个 HELLO 报文，并根据表 3.1 设置各域；
- (3) 从无线网卡读取发射信号功率 P_t ，并将该值填入 HELLO 报文的发射信号功率域；
- (4) 判断“邻居节点到本节点的 SAR 表”是否为空，如果非空，则读取该表每个表项，将相应的表项依次追加到 HELLO 报文的<邻居节点 ID, 该邻居节点到本节点的 SAR 值>集，然后清空“邻居节点到本节点的 SAR 表”，否则转步骤 (5)；
- (5) 将处理完的 HELLO 报文递交给 MAC 层，通过无线接口在网络中广播；
- (6) 重新设置定时器 T_{hello} 的超时时间为当前时间与 HELLO_INTERVAL 的和；
- (7) 算法结束。

3.5.3.2 邻居节点对 HELLO 报文的处理算法

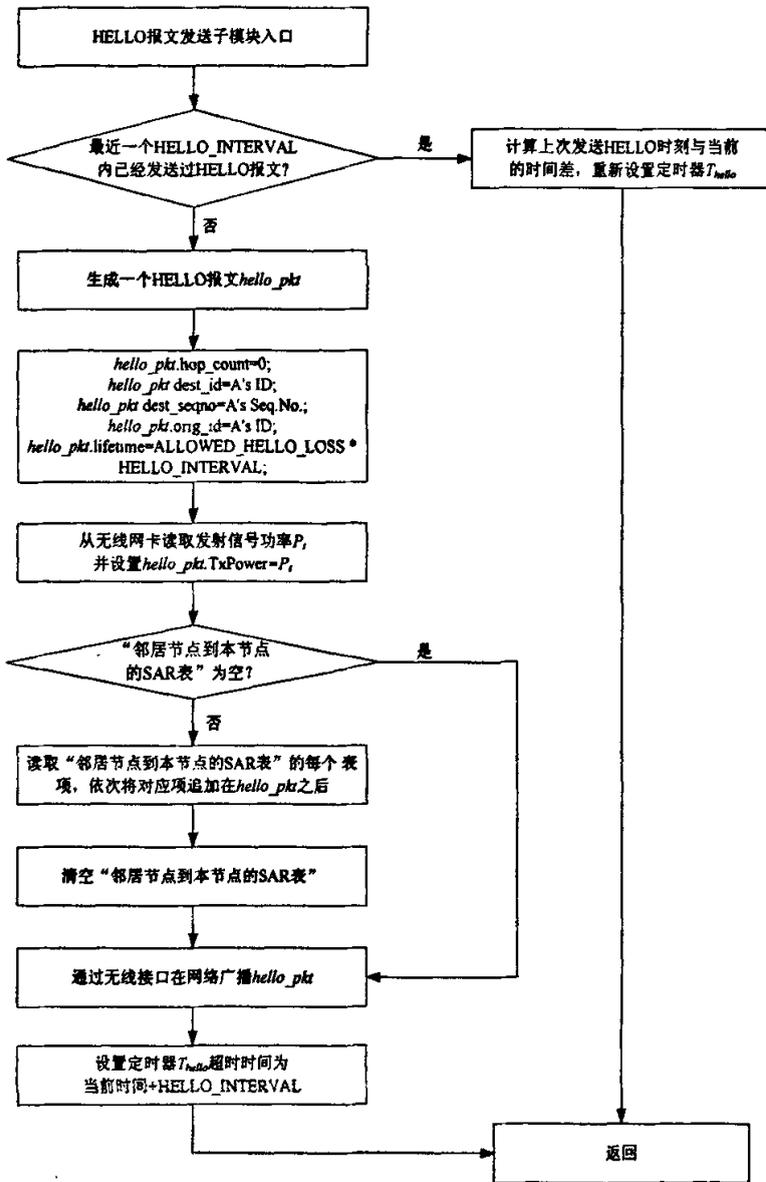


图 3.8 SAR-PCA-AODV 协议广播 HELLO 报文的流程示意图

当节点 A 接收到 MAC 层递交上来的来自邻居节点的 HELLO 报文（即 TTL=1、目的地址¹为广播地址的 RREP 报文）时，则启动 HELLO 报文接收子程序，根据如图 3.9 所示算法进行处

¹ 此处的目的地址是指封装 RREP 报文的 IP 头标中的目的地址，而不是 RREP 报文中的“目的地址”，对 HELLO 报文来说，前者是广播地址，而后者是发送节点的地址。

理，具体算法如下：

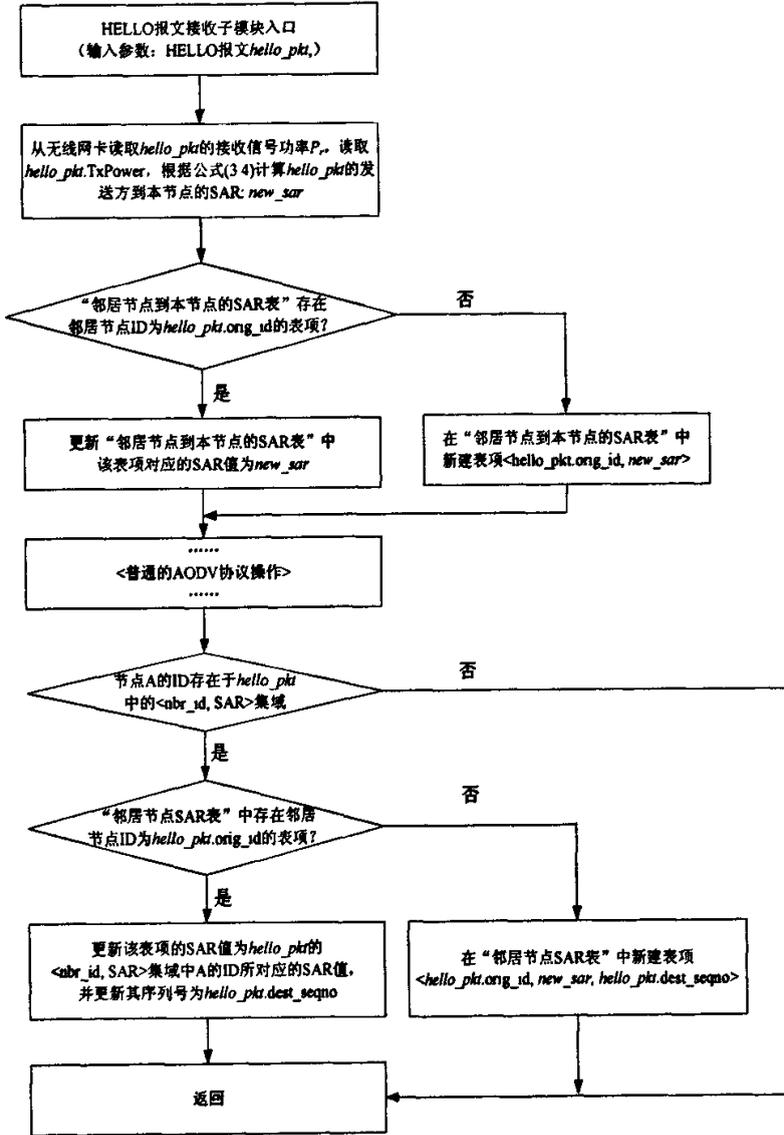


图 3.9 SAR-PCA-AODV 协议对 HELLO 报文的处理流程示意图

- (1) 节点 A 从无线网卡读取该 HELLO 报文的接收信号功率 P_r ，从该 HELLO 报文中读取该它由邻居节点发出时的发射信号功率（即 HELLO 报文的 TxPower 域） P_t ，根据公式(3.4) 计算发送该 HELLO 报文的邻居节点到本节点的 SAR 值 new_sar ；
- (2) 查找“邻居节点到本节点的 SAR 表”是否存在邻居节点 ID 为该 HELLO 报文的发送方 ID 的表项，如果存在则更新该表项对应的 SAR 值为 new_sar ，否则在该表中创建一个

新表项<该 HELLO 报文的发送方 ID, new_sar >;

- (3) 进行普通的 AODV 协议操作, 主要是建立或者更新本节点到该 HELLO 报文发送方的路由;
- (4) 判断节点 A 的 ID 是否存在于该 HELLO 报文的<邻居节点 ID, 该邻居节点到本节点的 SAR>集域里, 如果存在转步骤 (5), 否则转步骤 (6);
- (5) 查找“邻居节点 SAR 表”, 如果该表中存在对应于该 HELLO 报文的发送方 ID 的表项, 则用该 HELLO 报文中节点 A 的 ID 所对应的 SAR 值更新该表中的相应域, 并且更新该表项的序列号为该 HELLO 报文的序列号, 否则在该表中新建表项<该 HELLO 报文的发送方 ID, new_sar , 该 HELLO 报文的序列号>;
- (6) 算法结束。

3.6 模拟实验与性能分析

3.6.1 模拟实验模型

为了验证 SAR-PCA 的有效性, 我们以美国加州大学伯克利分校和 VINT^[80] (Virtual InterNetwork Testbed) 计划开发的离散时间模拟器 NS-2^[81] (Network Simulator 2) 以及美国卡耐基·梅林大学 (CMU) 开发的基于 NS-2 的无线和移动性扩展^[82]为模拟平台, 对没有进行功率控制的 AODV 协议和 SAR-PCA-AODV 协议进行仿真。

表 3.2 无线节点的基本参数

MAC 层协议	IEEE 802.11		接收队列长度	50
无线传播模型	TwoRayGround		发送功率	380 mW
电波传输距离	250 m		接收功率	100 mW
电波干扰距离	550 m		监听功率	80 mW
信道传输速率	2Mbps		初始能量	200 J

实验的基本参数如表 3.2 所示。我们在一个 1000m×1000m 的正方形区域里随机地布置 30 个无线节点作为仿真场景, 节点以固定的速度在上述区域内不间断 (即随机性移动的暂停时间为 0) 地做随机运动; 然后随机选取多个节点对以传输固定比特流 (CBR: Constant Bit Rate), 每条流的通信流量为 20kbps 实验时, 我们分别固定节点的最大移动速度为 0m/s (即节点静止)、5m/s 和 10m/s, 然后逐渐加大网络中的 CBR 流的连接数, 从 3 条 (60kbps) 递增到 24 条 (480kbps), 步长为 3 条 (60kbps); 当节点的能量值降为 0 时, 认为该节点死亡并不再参与任何通信; 仿真时间为 2500 秒。

为了全面地评价 SAR-PCA 的各方面性能, 有必要选取多个参数作为协议性能的评价指标。首先, 节能算法的目的节省了网络中的能量消耗, 这就势必能提高网络的有效负载, 因此我

们以报文投递数来衡量这一标准。此外，由于 SAR-PCA 主要目的是为了节省能量消耗，因此如何提高网络可以为用户提供服务的时间即网络生存期是重要的考虑参数。文献[67]以下面的三种方式来定义网络生存期：

- (1) 网络中第一个节点死亡所经历的时间；
- (2) 网络中第 K 个死亡节点的生存时间。
- (3) 网络中所有节点死亡所经历的时间。

其中，第一种定义方法反应了网络的性能出现恶化的开始时间；第二种方法反应了网络性能的恶化趋势；而对于第三种方法，我们认为实际上意义不大，因为当网络中死亡的节点数目达到一定数量时网络的就已经无法正常为用户提供服务，因此我们将第三种网络生存期重新定义为“网络中一半节点死亡所经历的时间”，这种方法反应了网络能有效提供服务的时间；此外，这半数死亡节点的平均生存期在一定程度上反应了各个节点可以有效地提供服务的时间长短，因此我们也将它定义为第四种网络生存期。

3.6.2 对报文投递数的影响

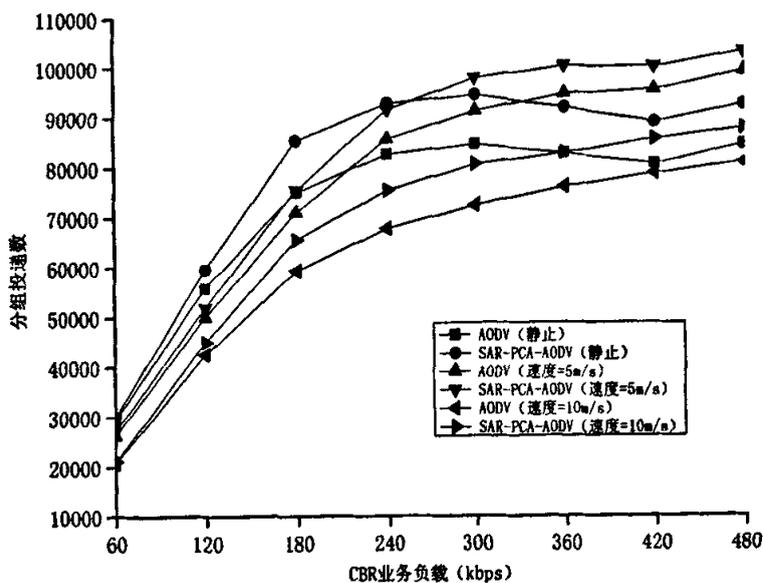


图 3.10 三种速度下的报文投递数

图 3.10 给出了不同节点速度下网络中的报文投递数，图 3.11 给出了 SAR-PCA 对于报文投递数的提高率。从两图可以看出，在不同的节点移动速度下，SAR-PCA 均能提高网络中成功传输的报文数目。这个结果是很显然的，因为 SAR-PCA 在传输数据时进行了功率控制，节省了节点的能量，这样，在同等的运行时间内，势必能提高在网络中传输的报文数目。由图 3.10

还可见，当网络中的 CBR 业务负载较小时，报文投递数基本上与 CBR 连接数成正比，但是当负载超过 240kbps 时，这种报文投递数的增加趋缓（节点是移动时）甚至变小（节点是静止时），其结果是当网络负载增大时报文的成功投递率递减，这在图 3.12 给出的不同速度下的报文投递率示意图得到了印证。此外，由图 3.12 还可见，当网络中的 CBR 业务负载较低时，节点静止时的报文投递率远高于节点运动时的情况，而随着网络负载的增加，二者的差距逐渐变小，在网络业务负载达到最大（24 条 CBR 连接，480kbps）时，二者相差最小，但是性能也是最差的。可见，SAR-PCA 更适用于中小负载的网络。

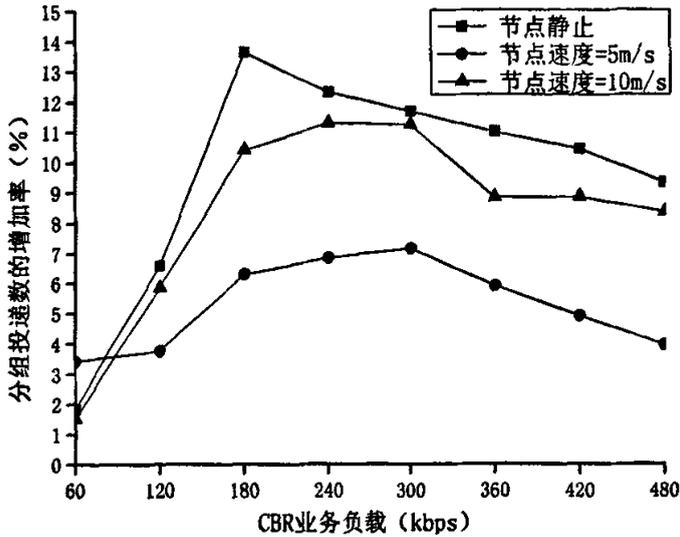


图 3.11 SAR-PCA 在三种速度下对报文投递数的增加率

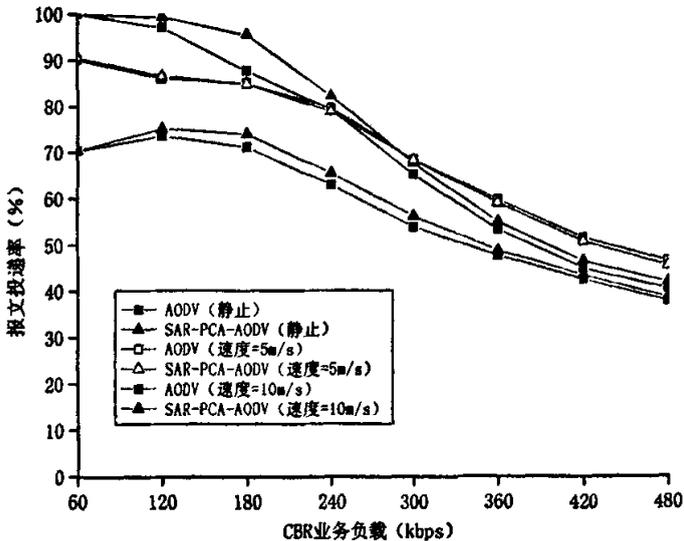


图 3.12 三种速度下的报文投递率

3.6.3 对网络生存期的影响

我们选取网络中的业务负载为 240kbps (12 条 CBR 连接), 然后分别设置不同的最大移动速度, 考察 SAR-PCA-AODV 协议与 AODV 协议对于网络生存期的影响。

图 3.13 给出了在不同的节点移动速度下, 按照本文第 3.6.1 节定义的第一种网络生存期, 即网络中第一个节点死亡所经历的时间。由该图可见, SAR-PCA-AODV 协议比 AODV 协议提高了 10%~12% 的网络生存期, 也就是说, SAR-PCA 在推迟网络的性能开始出现恶化的开始时间方面表现出了较好的性能。此外, 还可以发现, 节点是运动的时, 第一个死亡节点的生存期都比节点静止时的生存期大。这是因为, 当节点是静止的时, 路由一旦建立, 如果节点一直保持活跃状态, 各链路就一直保持稳定, 因此就不再发送路由控制报文 (周期性的 HELLO 报文除外), 除非节点死亡。但是, 节点死亡导致的一个严重后果是可能造成网络发生分割, 此时一旦节点要与处于另一个被隔离开来的节点通信时, 由于发现链路失效, 势必要不停地发送路由控制报文直至能量耗尽, 从而造成移动 Ad Hoc 网络性能的急剧恶化, 我们称这种现象为“路由风暴”。在这种情况下, 如果节点是运动的, 有可能使得两个被隔离开来的网络重新连通, 从而抵消节点死亡带来的恶劣影响, 从这一方面讲, 节点的移动性反而抵消了由于导致链路失效而需要重新发送路由控制报文的负面影响。

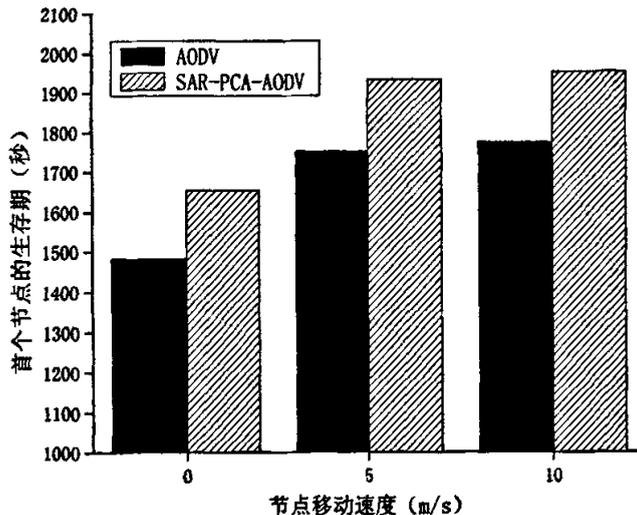


图 3.13 首个死亡节点的生存期

图 3.14、图 3.15、图 3.16 给出了当节点移动速度为 0 (即节点静止)、5m/s、10m/s 时, 节点失效个数与时间的关系示意图。分析各图可见, SAR-PCA 的应用对于各节点的生存期均有不同程度的提高, 尤其是当网络中的死亡节点个数较低时, 这种提高程度尤为明显, 但是当网络中的死亡节点个数较高时, 这种提高程度趋缓, 当节点死亡个数达到网络节点数的一半时, 这种提高程度已经很小 (2.5%) 了, 图 3.17 给出了在不同速度下第 15 个节点的生存期。这是因

为随着网络中节点死亡数的增高，剩余的活动节点所要承受的业务负载加大，能量的消耗速度就加快了。

分析图 3.13、图 3.14、图 3.15、图 3.16 还可以发现，如果采用同样的路由协议，当节点是移动节点时的前三种方法定义网络生存期均大于节点静止时的网络生存期。导致这种现象的原因有二：一是存在由于节点死亡带来的网络分割所导致的“路由风暴”现象，而中低程度的节点的移动性则可以有效抑制这种现象，可见“路由风暴”的存在对于首个死亡节点的生存期的影响尤为明显；二是由于节点的移动，虽然要产生额外的路由控制报文，但是由于新建立的路由包含了与旧路由不同的节点，这就避免了一直采用少数几个节点来进行数据传送，也就是说，节点的移动性在一定程度上可以起到平衡节点间的能量消耗的作用。

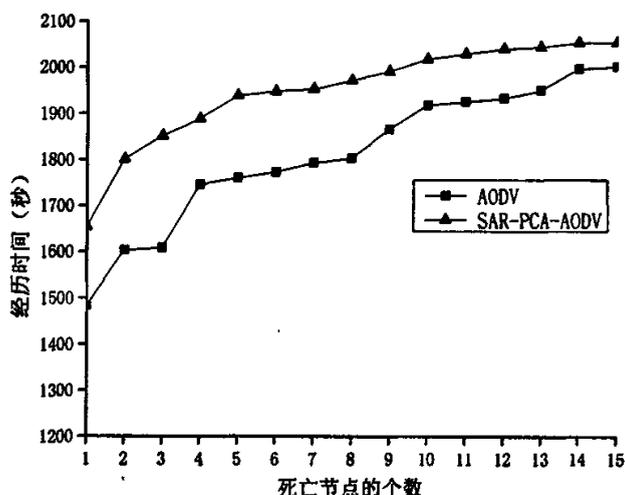


图 3.14 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点静止)

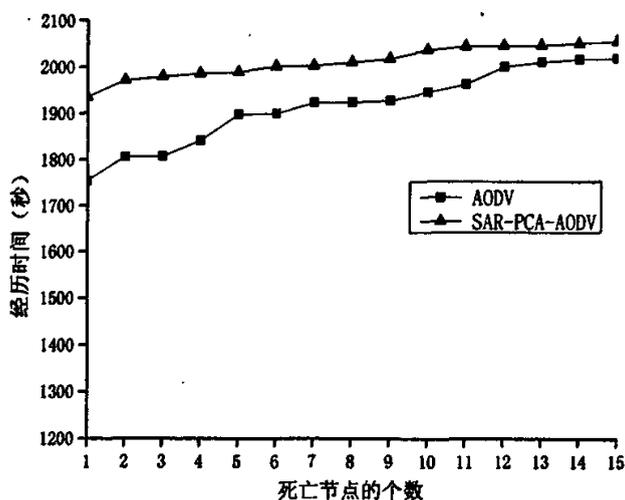


图 3.15 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=5m/s)

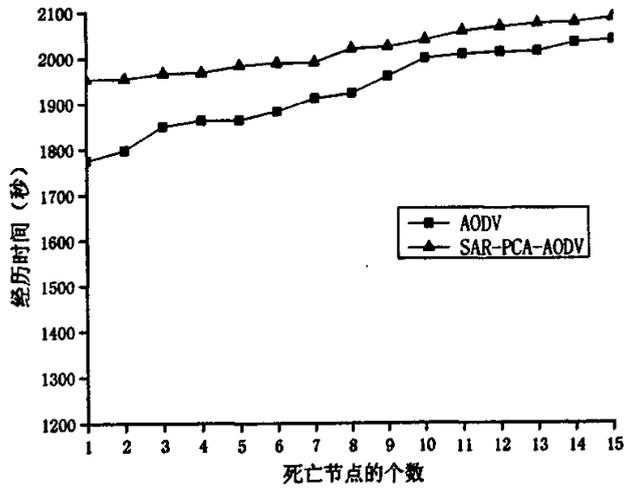


图 3.16 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=10m/s)

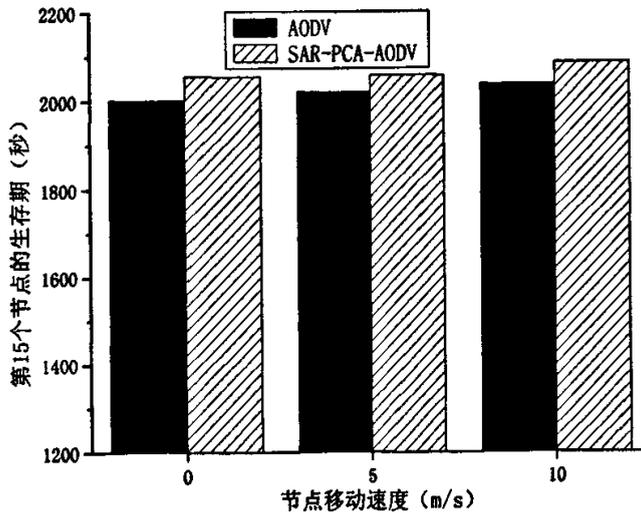


图 3.17 第 15 个死亡节点的生存期

前面提到,网络生存期还有第四种定义方法,即网络中前半数个死亡节点的平均生存期,按照这种方法定义的网络生存期反应了各节点所能有效运行的时间长短,对于用户节点来说是比较重要的参数。图 3.18 给出了在不同速度下两种协议的第四种方法定义的网络生存期,分析该图可见, SAR-PCA 在不同的移动速度下均能提高网络生存期,但是提高量并不大(5%~8%)。可见,如果只对网络层进行少量的修改,而只是在 MAC 层进行功率控制,对于整体的节能效率的提高是比较有限的,这也为本文后续章节的节能路由的研究提供了必要性的证明。

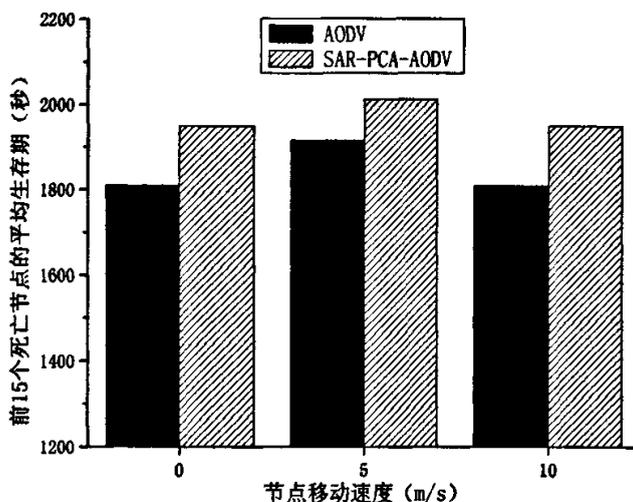


图 3.18 前 15 个死亡节点的平均生存期

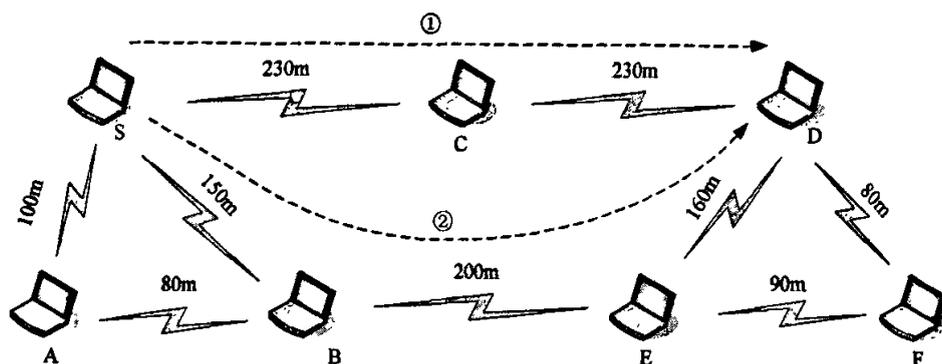
3.7 本章小结

本章在分析已有的功率控制算法的基础上,揭示了为了更加高效地节省网络中的能量消耗,需要按照跨层设计的思想联合网络层和 MAC 层进行设计,并提出了一种更加简单高效的基于信号衰减比的功率控制算法——SAR-PCA (Signal-Attenuation-Rate based Power Control Algorithm),该算法是一种需要网络层提供支持的 MAC 层的功率控制机制。本章分析了无线信号在不同的无线传播模型下的衰减规律,推导得出可以不依赖于具体的无线传播模型和距离信息,而是根据信号衰减比进行功率控制的方法,这种功率控制方法不需要额外的测距设备和定位算法的支持,具有简单性和可以与多种网络层路由协议相结合的特性。此外,本章将 SAR-PCA 应用于 AODV 协议,并进行了大量的仿真实验,以分析该算法对于网络通信性能的影响和节能效率。仿真结果表明, SAR-PCA 在不同的移动速度和业务负载下都可以有效地提高网络中的报文投递数,并且可以有效地延缓网络性能出现恶化的时间,提高在网络有效服务期内各节点的生存期,从而提高移动 Ad Hoc 网络的效益。但实验的结果也指出,为了实现网络性能的更大优化,除了在 MAC 层进行功率控制,也必须对路由协议进行节能设计,为后续章节研究的节能路由协议提供了必要性证明。

第4章 基于 DSR 的两种新的节能路由协议

DSR 协议是 IETF 专为移动 Ad Hoc 网络设计的简单高效的寻路方案,它允许节点按需地进行动态寻路,路由缓存的命中率较高,算法的性能较好,在移动性强的网络上表现也很良好,与表驱动的路由协议相比更能有效利用移动 Ad Hoc 网络中宝贵的带宽、能量等网络资源;此外,DSR 协议可以维护到达同一目的节点的多跳路径,这就使得节点可以灵活地选择和控制路由,方便地在网络中均衡业务量。因此,DSR 协议在中小型规模的移动 Ad Hoc 网络中得到了广泛的应用。然而,正如我们在本文第 2.5 节所总结的,与表驱动路由协议一样,DSR 协议在设计之初,考虑的是可用性和鲁棒性问题,即如何保证网络中的节点在需要发送数据时可以很快地获得相对稳定的路由,以保障数据通信的顺利进行,而并没有考虑节省能量这一在移动 Ad Hoc 网络的实用化过程中的迫切要求。而且,从本文第 3 章的结论可知,只对 MAC 层进行功率控制所能节省的能量消耗是比较有限的,为了更有效地节省能量消耗,必须结合网络层进行更精心的节能设计。

4.1 DSR 协议的能耗分析



节点S按需获得到节点D的两条路由: 路径①、路径②,根据最短跳数原则,路径①被选为最终路由进行数据发送

图 4.1 DSR 协议的路由选取示意图

DSR 协议在节省能量方面的不足主要体现在,当具有多条路径可选时,DSR 协议采用最短跳数作为路由选取度量 (Metric),而没有考虑实际数据传输时的能量消耗因素。以图 4.1 所示网络为例,假设图中所有的节点均运行 DSR 协议,节点间的链路上方的数字表示节点间的距离。此时,如果源节点 S 有数据要发送给目的节点 D,按照本文第 2.3.1.1 节所述的 DSR 协议的路由发现机制,一般情况下,源节点 S 将获得如下到目的节点 D 的两条路径:

- (i) S→C→D (2 跳)

(ii) S→B→E→D (3跳)

根据最短跳数的路由选取标准, 如果网络中的链路没有断开, 除非出于平衡节点间业务量的考虑, 否则源节点 S 将一直以路径 (i) 作为到达目的节点 D 的路由来进行数据发送。很明显, DSR 协议的上述操作没有考虑节点的能量因素, 下面我们从能量消耗角度来分析 DSR 协议的一些不足之处。

由本文第 3.4 的讨论可知, 根据公式(3.4)和公式(3.5), 路径上的所有节点为了保证数据在路径上的顺利转发, 各个节点所需要消耗的功率之和在数值上等于路径上的各个链路距离 d 的 β 次方和。从尽量节省能量消耗的角度上来看, 通过简单的计算可知路径 (ii) 要优于路径 (i), 也就是说, DSR 所选取的最短路由并非是消耗能量最小的路径。需要指出的是, 实际上路径 (ii) 也并不是图 4.1 所示网络中的所有路径当中最优的, 因为 DSR 协议在设计时出于尽量选择最短跳数路由的考虑, 在源节点 S 发起的路由发现过程中忽略了从节点 S 到节点 D 的另外三条跳数较多的路径, 即:

(iii) S→A→B→E→D (4跳)

(iv) S→A→B→E→F→D (5跳)

(v) S→B→E→F→D (4跳)

表 4.1 所示网络中各备选路径的最小发射信号功率总和

路径	路径最小发射信号功率总和 (W)
S→C→D	0.544
S→B→E→D	0.269
S→A→B→E→D	0.233
S→A→B→E→F→D	0.180
S→B→E→F→D	0.215

假设图 4.1 所示网络中的无线传播模型为比较符合实际情况的地面反射模型, 公式(3.2)中的 $G_r = G_t = 1$, $h_t = h_r = 1.5\text{m}$, 最小接收信号功率 $P_0 = 4.9248\text{e-}10\text{W}$, 最大发射信号功率 $P_{\max} = 0.38\text{W}$, 如果对节点进行功率控制, 以保证数据能正常接收的最小发射功率发送数据, 那么这 5 条备选路径上各节点所需的发射信号功率总根据公式(3.2)可计算得到如表 4.1 所示的结果。从该表可知, 在这 5 条路径中, 路径 (iv) 虽然跳数最多却是路径发射总功率最小的, 而 DSR 协议所选取的路径 (i) 的发射总功率要大很多, 这样, 如果 DSR 协议在路由发现过程中能发现路径 (iv) 并选取它为最终路由, 那么势必极大地节省网络中的能量消耗。

我们知道, 适用于能量受限的 MANET 的路由协议的一个基本要求就是节点在所选取的路径上传输数据时要尽可能地节省网络的能量开销, 通过上面的分析可知, 很显然 DSR 协议不符合此要求。有鉴于此, 本文基于 DSR 协议, 在运行本文第 3 章所述的 SAP-PCA 的基础上, 通过改变其“最短跳数”的路由选取标准为“最小化路径上的能量消耗”, 提出了一种基于 DSR

协议的功率可控的最小能耗路由协议——MECP-DSR^[83] (Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR), 此外, 针对“最小化路径上的能量消耗”的节能策略有可能使得一些关键节点频繁地落入被选路径从而使得这些节点过早地耗尽能量的缺点, 本章还提出了一种综合路径上的能量消耗和节点剩余电池能量的路由协议——PAR-DSR^[84] (Power Aware Routing protocol based on DSR)。

4.2 节能路由的研究现状

如前所述, 移动 Ad Hoc 网络的节能路由算法通常是在寻路中采用与能量相关的参数作为路由选取的度量 (metric)。目前, 基于能量优化的路由算法按照其优化目标主要体现在两个方面:

(1) 基于最小化能量消耗的路由协议

由于在不同路径上传输报文所消耗的能量差异主要体现在路径节点的发射功率上, 因此这种路由策略的目的就在于在源节点和目的节点之间找到一条总的传送功率最少的路径。MPR^[87] (Minimum Power Routing) 是一种典型的基于最小化能量消耗的路由协议。在 MPR 中, 以每条链路上进行通信所需要s的最小发射功率作为该链路的权值, 并应用于分布式的 Bellman-Ford 算法中, 这样计算出的“最短”路径就是 MPR 最小功率路径。MPR 算法的最大缺点是它只适用于移动 Ad Hoc 网络中的表驱动路由协议, 而不适合于本文所要重点讨论的按需路由协议。

J. Gomez 等人提出的 PARO^[88] (Power-Aware Routing Optimization) 协议是另外一种基于最小能耗的节能路由算法, 它引入了重定向节点 (Redirector) 的概念, 在每一对节点直接选择一条能耗最低的路由。如图 4.2 所示, 当一个中间节点 b 侦听它的邻居节点的通信 (如图中所示的节点 a 和节点 c), 如果它发现它的加入可以节省能量消耗, 就成为一个重定向节点, 并发送路由重定向报文给两个邻居节点。

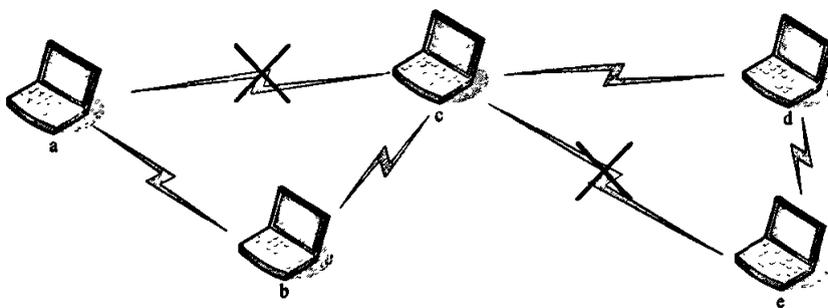


图 4.2 PARO 通过中间节点转发以实现节能目的

Y. B. Ko 等人提出的 LAR^[89] (Location-Aided Routing) 协议是一种借助于 GPS 设备的分布式的能量路由协议, 节点在转发数据包时, 依靠其邻居节点的位置信息作出下一跳的决定, 然后使用递归的贪婪算法通过局部最优获得全局次优的路由。此外, I. Stojmenovic 等人也是在假设网络中配备 GPS 设备的前提下, 提出了在此约束条件下的节能路由协议^[69]。然而, 如前所述,

这些算法由于引入了 GPS 设备的支持, 在网络规模较大、节点数目较多时代价昂贵, 在实际的移动 Ad Hoc 网络中是不易实现的。

(2) 基于节点电池能量感知的路由协议

基于最小能量消耗的路由协议最主要的缺点可能是使得一些关键节点频繁地落入最小传送功率路径上, 大量的负载将使得这些节点过早地耗尽能量, 从而产生网络分割。为此, 需要在路由选取的时候以节点的剩余能量作为路径选择的度量, 尽量避开那些具有较低能量的节点。S.Singh 和 M.Woo 在文献[66]首先引入了节点代价函数 $f_i(x_i)$ 作为替代传统的最短路径或最小时延的路由选取标准, $f_i(x_i)$ 表示节点 i 的节点“代价”或者权值, 其中 x_i 表示节点 i 到目前为止所消耗的总能量, 这样, 可以设计不同的节点代价函数来达到不同的优化目标。他们的讨论认为, $f_i(x_i)$ 的选取必须能表示节点不愿意参与转发数据的程度, 由此, $f_i(x_i)$ 必须是一个关于 x_i 的单调递增函数, 并提出了两种形式的代价函数作为参考, 如公式(4.1)和公式(4.2)所示:

$$f_i(z_i) = \frac{1}{1 - g(z_i)} \quad (4.1)$$

$$f_i(z_i) = \frac{1}{z_i - 2.8} \quad (4.2)$$

其中 z_i 是节点电池的标称电压, $g(z_i)$ 是归一化后的节点电池剩余生命期。在此基础上他们分别以“最小化每报文代价”、“最小化路径中的最大节点代价”为路由选取度量, 设计了两种节能路由协议。

此类节能路由协议中, 有些算法的目的是为了最大化网络的生存时间, 基本的协议有 MBCR^[66] (Minimum Battery Cost Routing) 协议和 MMBCR^[66] (Min-Max Battery Cost Routing) 协议两种。MBCR 的协议如式(4.3)所示, 在所有可能的路径中选取总的电池剩余能量最大的那条路径作为最后的路由, 其中 A 表示所有可选路径的集合, P 表示其中一条路径, RT_i 表示路径 P 上某一中间节点 n_i 的剩余电池能量。

$$Route = \min_{P \in A} \left\{ \sum_{n_i \in P} \frac{1}{RT_i} \right\} \quad (4.3)$$

MMBCR 协议如公式(4.4)所示, 把路径中所有剩余能量最小的节点作为瓶颈节点, 再在所有备选路径中找出瓶颈节点能量最大的节点路径作为最后的路由。

$$Route = \max_{P \in A} \left\{ \min_{n_i \in P} \{RT_i\} \right\} \quad (4.4)$$

此类节能协议的目标是尽量保护低电量节点并延长它们的服务时间, 但也导致了平均路径

耗能的增加,因此网络中所有节点的平均存活时间缩短。C.-K. Toh 等人综合了基于最小化能量消耗的策略和电池能量感知的策略,提出了 CMMBCR^[90] (Conditional Min-Max Battery Cost Routing) 协议,在此协议中,给定一个值 λ ,当存在这样的路径,使得路径上的节点最小剩余能量值大于 λ ,就在这些路径中找一条总能耗最小的路径,否则执行对应的 MMBCR 协议。

同样基于综合最小化能量消耗的路由和电池感知策略的目标,M.Maleki 等人结合 DSR 路由协议提出了 PSR^[67] (Power-aware Source Routing) 协议,该协议定义了一个新的代价函数,如公式(4.5)所示。

$$C_i(t) = \rho_i \left(\frac{F_i}{R_i(t)} \right)^\alpha \quad (4.5)$$

其中, ρ_i 是中间节点 n_i 的发射功率, F_i 是节点 n_i 充满电时的最大能量, R_i 是时刻 t 节点 n_i 的剩余电池能量, α 是正的修正系数。然而在他们的协议中,并没有说明 ρ_i 是如何计算的,而正如我们在前一章所述,由于移动 Ad Hoc 网络的特殊性,节点的最小发射功率的获取方法在移动 Ad Hoc 网络中是至关重要的。

4.3 MECP-DSR——基于 DSR 协议的最小能耗路由协议

如本章第一小节所述,DSR 协议在节省能量消耗方面的主要不足在于它以最短跳数作为路由选取标准,而没有考虑实际数据传输时的能量消耗因素。本文所提出的 MECP-DSR 协议是在 DSR 协议基础上做的改进,假设网络中所有的节点都运行了本文第三章所述的 SAR-PCA 功率控制机制,它以“最小化路径上的能量消耗”为目的,通过改变路由选取标准,以提高移动 Ad Hoc 网络的能量利用率。从上一小节的归类方法来看,MECP-DSR 协议是属于“最小化能量消耗的路由协议”,与前述的算法相比,可以更加方便地应用与移动 Ad Hoc 网络更为广泛应用的按需驱动路由协议中,而且由于它不需要 GPS 设备、定位算法等额外设备和算法的支持,算法相对简单,从经济上考虑,是更适合于规模较大的移动 Ad Hoc 网络的节能路由协议。

4.3.1 数学模型

在 MECP-DSR 协议的数学模型中,假设网络中的节点都配备了全向天线,一个移动 Ad Hoc 网络可以表示为一个有向图 $G=(V,A)$,其中 V 表示图中的节点集, A 表示图中的有向边,每个节点具有一个唯一的 ID $i \in [1..|V|]$,最大发射功率为 $P_{\max}(i)$,每条链路 (n_i, n_j) 具有一个非负的权值 $W(i, j)$,表示节点 n_i 为了保证从发送到节点 n_j 的数据被节点 n_j 正常接收,节点 n_i 所需要消耗的最小能量,由于在不同路径上传输报文所消耗的能量差异主要体现在路径节点的发射功率上,因此 $W(i, j)$ 实际上就是节点 n_i 的最小发射功率。

这样, 对于一个具体的移动 Ad Hoc 网络, 假设 n_1 是源节点, n_m 是目的节点, RT_1, \dots, RT_k 是报文从 n_1 发送到 n_m 的 k 条可能路径, n_2, \dots, n_{m-1} 是某条路径 RT_l 的中间节点, 那么报文从 n_1 传输到 n_m 所需要的最小发射功率总和 (记为路径代价, 以 $Route_Cost$ 表示) 可表示为:

$$P_{RT_l} = \sum_{i=1}^{m-1} W(n_i, n_{i+1}) \quad (4.6)$$

在 MECP-DSR 协议中, 假设所有节点都运行了本文第 3 章所述的 SAR-PCA, 根据公式(3.6), 公式(4.6)可进一步推导为:

$$P_{RT_l} = \sum_{i=1}^{m-1} W(n_i, n_{i+1}) = \sum_{i=1}^{m-1} \frac{P_0}{SAR_i + \delta} \triangleq \sum_{i=1}^{m-1} \frac{1}{SAR_i} \quad (4.7)$$

其中 SAR_i 表示节点 n_i 到其下一跳节点 n_{i+1} 的信号衰减比, 如果移动 Ad Hoc 网络中所有的无线节点配备的是同一种无线收发设备, 那么最小接收信号功率 P_0 也是常数, 而功率控制时的修正系数 δ 的一般化取值是与 SAR 成比例的, 因此我们在公式(4.7)做了进一步的归一化处理。由公式(4.7)可知, 网络中某一路径的路径代价在数值上与路径上各个节点到其下一跳节点的信号衰减比的倒数之和成正比。

MECP-DSR 协议的目的就在于对每一个报文 p 最小化 P_{RT_l} , 选取使路径上的平均能量消耗最少的路径为:

$$R_{MECP-DSR} = \{RT_l \mid P_{RT_l} = \min \{P_{RT_l}\}, l \in \{1, \dots, k\}\} \quad (4.8)$$

由上面的讨论可见, 根据公式(3.4)和公式(4.7), MECP-DSR 协议在计算最小能耗的路由时所依赖的最小发射功率虽然在数值上也是与传播模型和节点间距离 d 相关的, 但在计算时却只与无线信号的发射功率和信号功率有关, 而现有的商用网卡大多数都提供了这两个参数, 因此, MECP-DSR 协议的实现并不需要额外的 GPS 设备和定位、测距设备的支持, 可以方便地应用于不同规模的移动 Ad Hoc 网络。

4.3.2 协议操作

MECP-DSR 协议能够有效运行的前提是网络中的所有节点都能在 MAC 层实现本文第 3 章所述的 SAR-PCA 的功率控制思想, 因而同样要求具有本文第 3.4 节的 5 条基本假设。由本文第 3.3 节可知, 由于 MECP-DSR 协议是对 DSR 协议的扩展, 采用的也是“源路由”的思想, 而不像 AODV 协议那样通过周期性地广播 HELLO 报文来保持链路的连通性, 因此 SAR-PCA 无法像上一章所述的那样相对独立于网络层的路由协议地实现, 节点在物理上并不存在“邻居节点 SAR 表”, 功率控制机制的有效运行必须依靠路由缓存、RREQ 报文、RREP 报文当中的有序地址列表。从协议层次来看, MECP-DSR 协议是一种典型的基于跨层设计的算法, 是一种广义的路由协议, 它的实现包含了隶属于 MAC 层的 SAR-PCA 的实现, 在下面的叙述中二者不可割裂

开来。

4.3.2.1 MECP-DSR 协议的一些重要的数据结构

为了有效地进行协议操作，MECP-DSR 协议对 DSR 协议的一些重要的数据结构进行了修改：

(1) 路由缓存 (Route Cache)

MECP-DSR 协议在路由缓存中的每个表项中添加了一个 `Route_Cost` 度量，表示该路径所对应的路径功率值，该值在数值上等于根据公式(4.7)计算所得到的量，在路由发现过程中由目的节点返回来的 RREP 报文进行设置。与 DSR 协议一样，这些路由缓存由超期删除的机制进行管理。

(2) 历史 RREQ 列表

DSR 协议之所以无法在路由发现阶段获得图 4.1 所示网络中的 (iii)、(iv)、(v) 路径是因为中间节点出于寻找最短路由的目的，维护了一张“历史 RREQ 列表”，通过<源节点地址，请求 ID>唯一地标识了一个 RREQ 报文，在转发处理 RREQ 报文时，根据该表判断节点之前是否接收过该 RREQ 报文，从而抛弃后来接收到的具有相同请求 ID 的 RREQ 报文。为了发现能量高效的路由，MECP-DSR 协议对于“历史 RREQ 列表”的每个表项添加了一个最小累计路径代价 (L-APC: Least -Accumulated Path Cost) 域，记录之前收到的具有相同请求 ID 但路由记录不同的 RREQ 报文的历史信息，以决定是否继续广播该 RREQ 报文，它在数值上等于节点所接收到的来自同一个源节点和具有相同 ID 的 RREQ 报文中的相应的 APC 域的最小值。如果计算得到的 RREQ 报文中的 APC 域比“历史 RREQ 列表”中相应表项的 L-APC 域小，那么继续广播，否则简单抛弃即可。

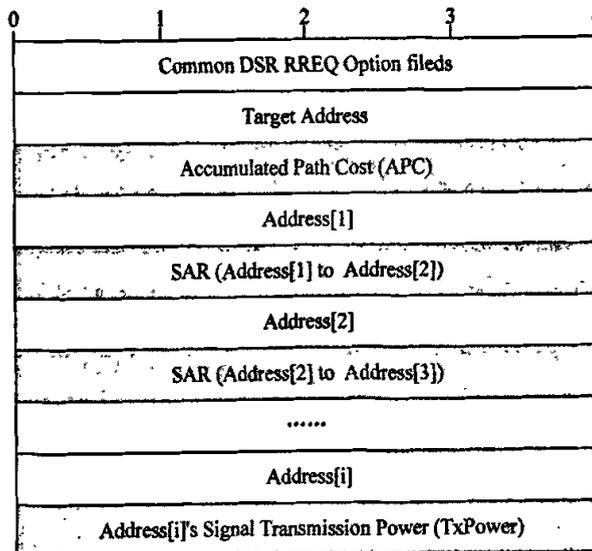


图 4.3 MECP-DSR 协议扩展后的 RREQ 报文

(3) RREQ 报文

图 4.3 示出了扩展后的 RREQ 报文, 该报文发送方 (即路由发现的源节点) 的 IP 地址是 Address[1], 当前接收到该 RREQ 报文的中间节点 n_i 的 IP 地址是 Address[i]。MECP-DSR 协议在该报文中添加了图中灰色部分所示的域, 主要包括: 对于“路由记录”列表的每个表项添加了一个附属域, 每个表项在中间节点处理之前, 可以表示为<上游节点 IP 地址, 上游节点发射功率>, 节点接收到该 RREQ 报文之后读取这些值和接收信号功率根据公式(3.4)计算上游节点到自身的信号衰减比, 如果本节点就是目的节点或者需要继续广播该 RREQ 算法, 则将报文中上游节点的对应表项修改为<上游节点 IP 地址, 上游节点到本节点的 SAR 值>; 累计路径代价 (APC) 域, 在计算好上游节点到本阶段的 SAR 值之后, 根据公式(4.7)将上游节点的归一化最小发射信号功率累计到该域中, 它在数值上等于该 RREQ 报文所经历的各个节点最小发射功率值之和。

(4) RREP 报文

图 4.4 示出了扩展后的 RREP 报文, 该报文的发送方 (即路由发现的目的节点) 的 IP 地址是 Address[i+1]; 接收节点 (即路由发现的源节点) 的 IP 地址是 Address[1]。MECP-DSR 协议在该报文中添加了图中灰色部分所示的域, 主要包括: 路径代价 (Route_Cost) 域, 代表该 RREP 报文所代表的路径的归一化最小发射信号功率总和即路由代价, 在数值上等于目的节点接收并处理该 RREQ 报文后的 APC 域; 在每个路由记录表项中添加了对应节点到其下一跳节点的 SAR 值, 它由目的节点根据接收到的 RREQ 报文生成。

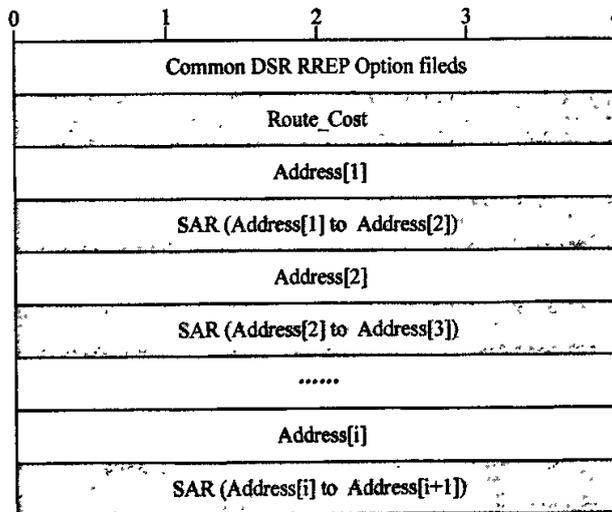


图 4.4 MECP-DSR 协议扩展后的 RREP 报文

(5) 数据报文所携带的“路由记录”列表

与 DSR 协议类似, MECP-DSR 协议也是采用“源路由”的思想, 源节点发出的数据包包含了一个“源路由”选项, 携带了如图 4.5 所示的地址列表, 这个列表在路由发现结束之后从

路由缓存中读取。中间节点接收到数据包后，根据列表中自身所对应的 SAR 值按照公式(3.6)调整自身的发射功率进行数据发送。

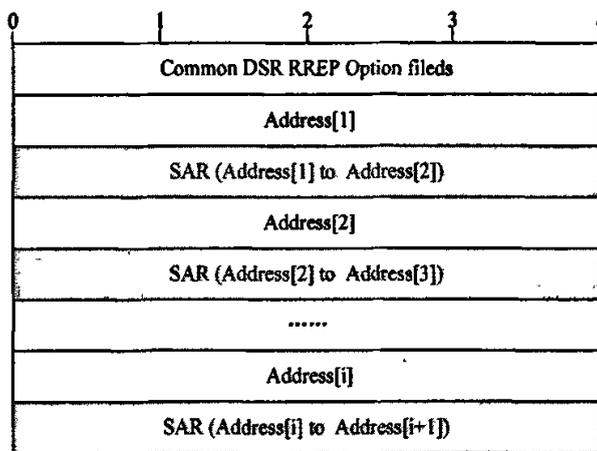


图 4.5 MECP-DSR 数据报文携带的“路由记录”列表

与 DSR 协议类似，MECP-DSR 协议也包含路由发现与路由维护机制。

4.3.2.2 MECP-DSR 协议的路由发现机制

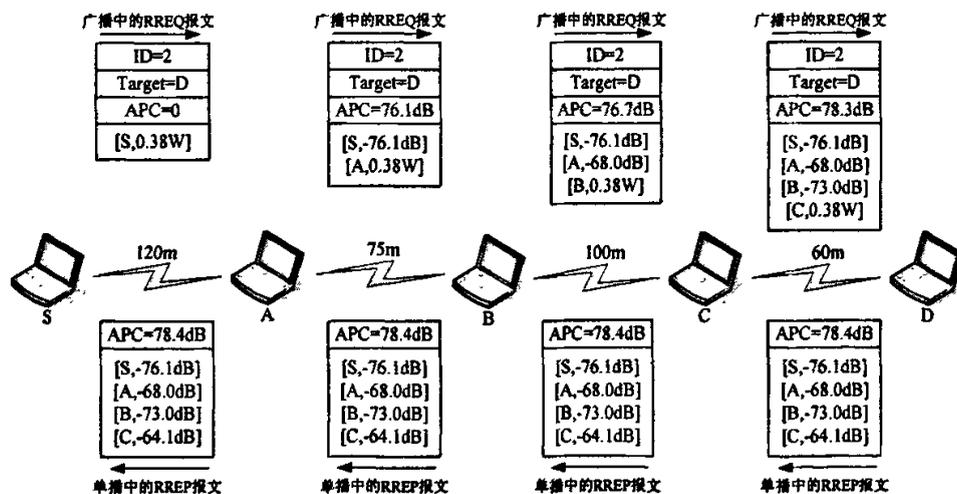


图 4.6 MECP-DSR 协议的路由发现示意图

如图 4.6 所示，假设网络中存在一条由源节点 S 到目的节点 D 的路径 S→A→B→C→D。当源节点 S 有数据要发送到目的节点 D 时，将优先使用路由缓存中到目的节点 D 的路由表项，如果本地路由缓存中存在多条到节点 D 表项，则选取 Route_Cost 值最小的路径填入数据包的“源

路由”选项中；如果找不到，则发起路由发现过程。

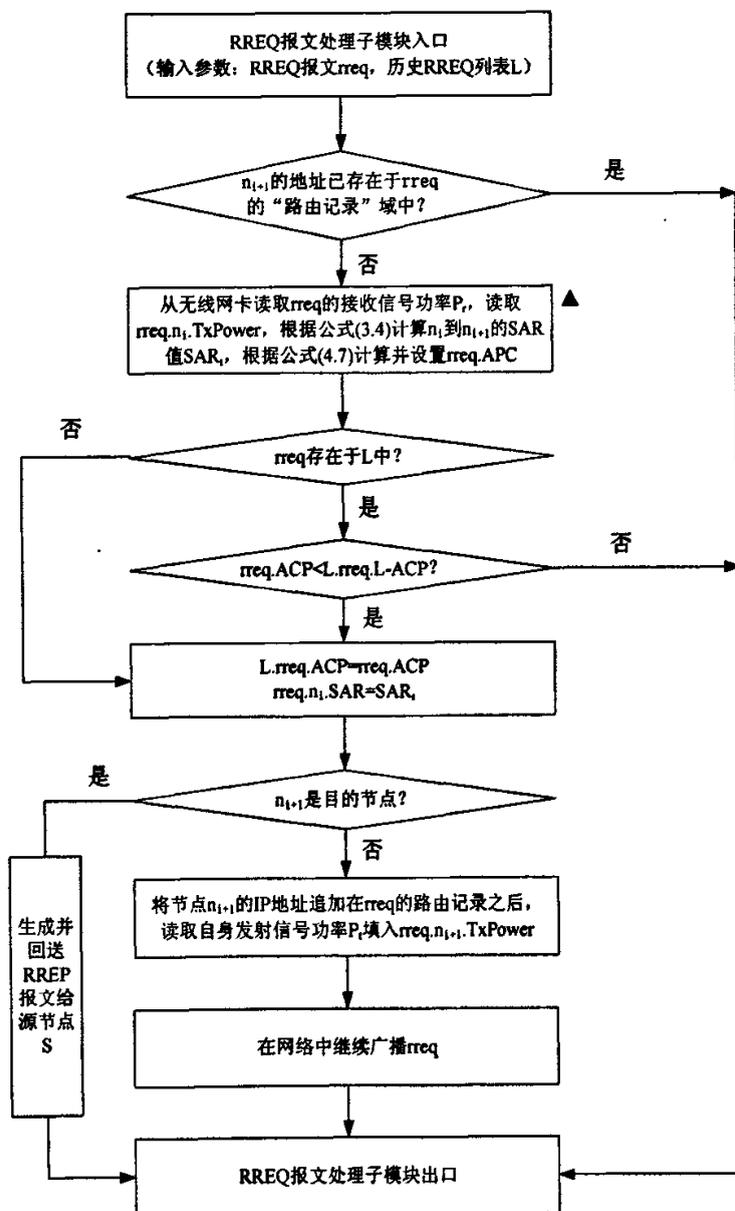


图 4.7 中间节点 n_{i+1} 对 RREQ 报文的处理流程

首先，源节点 S 生成一个 RREQ 报文，将该 RREQ 报文的 APC 域置 0，然后自己的 IP 地址和发射功率 P_i 分别填入 RREQ 报文的路由记录列表的第一个记录中，然后在网络中广播该 RREQ 报文。

网络中的每一个中间节点 n_{i+1} 在接收到该 RREQ 报文后, 根据图 4.7 所示算法进行处理, 具体步骤如下:

- (1) 判断自身是否存在于 RREQ 报文中的“路由记录”域中, 如果是则转步骤 (7), 否则转下一步;
- (2) 从无线网卡读取该 RREQ 报文的接收信号功率 P_r , 接着读取 RREQ 报文的代表中其上游节点 n_i 的发射信号功率域 TxPower, 然后根据公式(3.4)计算节点 n_i 到本节点的信号衰减比 SAR_i , 最后根据公式(4.7)将上游节点 n_i 到本节点的归一化的最小发射信号功率值累计到 RREQ 报文的 APC 域;
- (3) 根据<源节点地址, 请求 ID>在本节点所维护的“历史 RREQ 列表”中查找本节点是否接收过来自同一个源节点的具有相同请求 ID 的 RREQ 报文, 如果能找到匹配项, 转步骤 (4), 否则转步骤 (5);
- (4) 判断 RREQ 报文中的 ACP 域是否小于“历史 RREQ 列表”中对应表项的 L-APC 值, 如果小于转步骤 (5), 否则转步骤 (7);
- (5) 更新“历史 RREQ 列表”中<源节点地址, 请求 ID>所对应表项(如果不存在则添加之)的 L-ACP 值为该 RREQ 报文的 ACP 值, 将 RREQ 报文中上游节点 n_i 所对应的 SAR 域为 SAR_i ;
- (6) 判断自身是否是目的节点 D, 如果是则生成一个路由应答 RREP 报文, 将该 RREQ 报文中的路由记录列表复制到该 RREP 报文中, 并设置 RREP 报文中的 Route_Cost 等于该 RREQ 报文的 APC 域, 然后单播给源节点 S, 并且启动一个定时器 T_D , 在 T_D 超时之后抛弃后来接收到的具有相同源节点地址和请求 ID 的 RREQ 报文; 否则将自身的 IP 地址追加到该 RREQ 报文中的“路由记录”之后, 从无线网卡读取发射信号功率 P_t 追加到该 RREQ 报文末尾, 然后在网络中继续以最大发射功率广播该 RREQ 报文;
- (7) 算法结束。

在上述的步骤 (6) 中, 根据链路是否是双向链路, RREP 报文的回送采取不同的机制以及是否对它进行功率控制:

- (I) 网络中的所有链路是双向的

如果目的节点 D 的路由缓存中存在到达源节点的路由, 则直接使用这些路由当中 Route_Cost 值最小的路由回送 RREP 报文; 否则, 目的节点 D 反转 RREQ 报文中的“路由记录”(前向路由)作为到达源节点的反向路由。由于 RREP 报文也携带了从目的节点到源节点的“源路由”信息, 因此 RREP 回送路径上的中间节点也根据公式(3.6)对 RREP 报文的发送进行功率控制:

- (II) 网络中存在单向链路

如果目的节点 D 的路由缓存中存在到达源节点的路由, 则直接使用当中 Route_Cost

值最小的路由回送 RREP 报文, 路径上的节点根据 RREP 报文所携带的“源路由”信息进行功率控制; 否则不能简单地反转 RREQ 报文中的路由信息, 而是对于反向路由的目的节点 D 执行与源节点 S 的路由发现过程, 同时将 RREP 报文捎带 (Piggyback) 在新的 RREQ 报文中。

源节点 S 对于每一个接收到的 RREP 报文, 根据其中的路由记录和 Route_Cost 添加或更新本地路由缓存中的路由信息, 然后选择其中到目的节点 D 的 Route_Cost 最小的路由进行数据发送。此外, 在接收到第一个 RREP 报文之后, 源节点开启一个定时器 T_S , 在 T_S 超时之后抛弃后续可能到达的 RREP 报文。

上述操作的一个潜在的弊端是, 目的节点 D 可能收到很多个具有相同源节点地址和请求 ID 的 RREQ 报文, 从而对于同一个源节点的同一个 RREQ 请求产生很多个 RREP 报文, 而我们知道, 由于 DSR 协议采取的源路由特性, 这些控制包一般较大, 而且 MECP-DSR 协议对于路由控制包是以最大发射功率发射的, 从而造成过多的路由开销和能量开销。为此, 在上述的步骤 (6) 中, 中间节点 n_{i+1} 会立即转发接收到的第一个 RREQ 报文, 但对于后续收到的具有相同源节点地址和请求 ID 的 RREQ 报文应退避一个随机时间 t_{rand} , 在真正发送时刻选择在这段 t_{rand} 时间内所接收到的具有最小的 APC 域的 RREQ 报文进行广播, 而抛弃其他的 RREQ 报文。

可见, 在上述的操作中, 最小能耗路由的获得是一个渐近的过程, 在一般的网络中, 获得的第一个 RREP 报文一般而言还是时延最小的, 但是随着后续 RREP 报文的到达, 将使得后续的报文以具有最小能耗的路径进行发送。这样, 通过 T_S 、 T_D 和 t_{rand} 的合理选择, MECP-DSR 协议可以同时兼顾了报文时延和能量消耗。

为了有效地利用 MECP-DSR 协议中路由缓存, 如果网络中的链路是双向的, 那么在 RREP 报文的回送过程中, 位于源节点到目的节点的反向路由上的中间节点 n_{i+1} 在接收到 RREP 时, 将 RREP 报文的路由记录列表中节点 n_{i+1} 到目的节点 D 间的路由信息记录到自身的路由缓存当中, 并且根据这些路由信息计算自身到目的节点的路径代价, 并更新缓存中的对应表项的 Route_Cost 值。

根据上述算法, 我们在图 4.6 中对 MECP-DSR 协议的路由发现过程的中间结果和最终结果进行了计算和标注, 假设采用的无线信号传播模型是地面反射模型 (Two-Ray), $G_t = G_r = 1$, $h_t = h_r = 1.5\text{m}$, $\beta = 4$, $\delta = 0$ 。为表示的方便起见, 我们将这些结果都换算成以 dB 为单位表示的量 (以 10log 对结果取值)。

4.3.2.3 MECP-DSR 协议的路由维护机制

与 DSR 协议类似, MECP-DSR 协议根据路径有效性的检测方法的不同, 可分为两种:

(一) 逐跳确认机制

与 DSR 协议类似,各邻居节点通过数据链路层的消息证实或者高层应用层之间的消息确认机制,来检测路由中各相邻节点的可达性。我们以图 4.8 为例来说明在此机制下 MECP-DSR 协议的路由维护机制,假设移动 Ad Hoc 网络中的源节点 S 通过前述的路由发现机制获得了一条到目的节点 D 的路由 S→A→B→C→D,节点 S 将负责维护节点 S 到节点 A 的链路监测,节点 A 维护节点 A 到节点 B 的链路,以此类推。

在 MECP-DSR 协议中,造成网络中链路(以节点 B 到节点 C 的链路为例)失效的原因有:

- (1) 节点 C 由于遭受到自然或人为损坏导致节点失效;
- (2) 节点 C 移出了节点 B 的通信覆盖范围;
- (3) 节点 C 的能量耗尽导致节点失效。

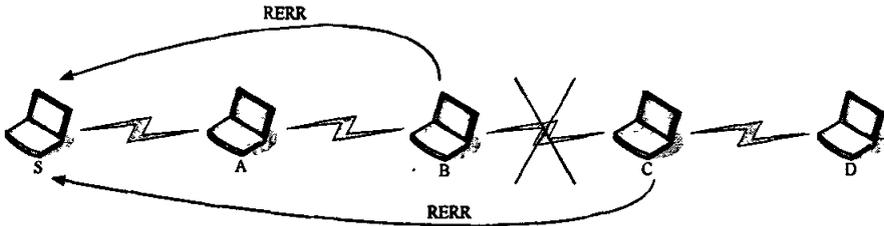


图 4.8 MECP-DSR 协议的路由维护示意图

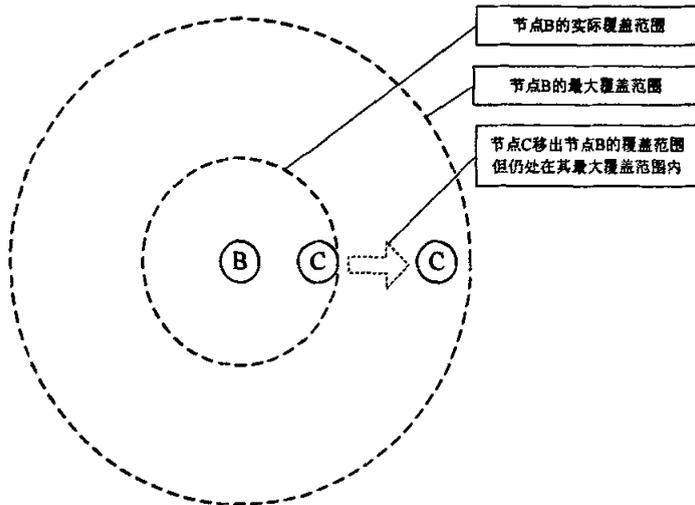


图 4.9 节点移动性和功率控制机制对链路稳定性的影响

在上述原因中,从节点 B 的角度观察,第(1)和第(2)个原因导致的后果都是节点 C 悄无声息地失去通信,因此必须结合起来考虑。与 DSR 协议不同的是,节点 B 是以调整后的较小的发射功率转发数据的,这样,由于节点的移动性,在上述的第(2)个原因中,如图 4.9 所示,节点 C 很可能是因为移出了按照现有发射功率所能覆盖的范围而导致节点 B 到节点 C 的链路失效,但是节点 C 很可能还处于节点 B 的采用最大功率时的覆盖范围内。由于 MECP-DSR 协议

缺乏周期性地广播 HELLO 报文的机制, 节点 B 并不能及时发现这种变化。此时如果按照 DSR 协议那样一旦发现链路失效就回送路由错误 (RERR) 报文给源节点 S, 势必会引发没必要的路由发现过程, 而在 MECP-DSR 协议中, 路由控制报文的发送代价是比较高的, 因此显然是不合适的, 需要设计更合理的机制来适应这种情况。

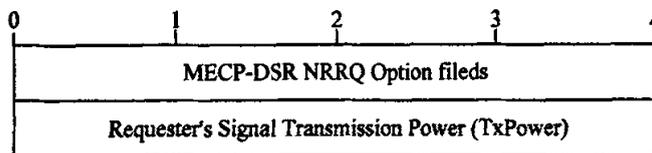


图 4.10 邻居修复请求 (NRRQ) 报文格式

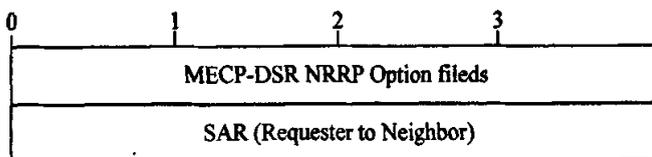


图 4.11 邻居修复应答 (NRRP) 报文格式

为此, MECP-DSR 协议引入了邻居修复 (Neighbor Repaire) 机制以解决这个问题。在该机制中, 定义了两种新的路由控制报文——邻居修复请求 (NRRQ: Neighbor Repair ReQuest) 报文和邻居修复应答 (NRRP: Neighbor Repair RePly) 报文, 图 4.10 和图 4.11 分别给出了这两种报文的格式。当邻居节点 B 检测到在以现有的发射功率工作时, 自身到下一跳节点 C 的链路失效, 就启动邻居修复过程, 具体机制如下:

首先节点 B 生成一个 NRRQ 报文, 从无线网卡读取自身的最大发射信号功率并填入该报文的 TxPower 域, 设置该报文 IP 头标中的目的地址设置为节点 C 的 IP 地址, 然后以最大发射功率在网络中试图单播该报文给节点 C, 并启动一个定时器 T_{nbr_repair} (超时周期为 10ms), 根据节点 C 的状态, 分情况处理:

- (I) 节点 C 如果还处在节点 B 的最大覆盖范围内, 则接收并处理该报文。节点 C 从无线网卡读取该 NRRQ 报文的接收信号功率, 结合该 NRRQ 报文中的 TxPower 域, 根据公式(3.4) 计算节点 B 到节点 C 的 SAR 值, 然后生成一个 NRRP 报文, 将该 SAR 值填入该报文的 SAR 域, 然后单播给节点 B, 节点 B 收到该邻居修复报文之后, 修正发送缓存 (Send buffer) 中下一跳是节点 C 的数据包中所携带的“路由记录”, 将其中本节点到节点 C 所对应的 SAR 域修改为 RNNP 报文中的 SAR 域, 然后根据公式(3.6)调整自身的发射功率并发送这些数据; 对于后续收到的数据报文也作此处理;
- (II) 节点 C 如果已经移出了节点 B 的最大范围之外或者由于前面的第 (1) 种原因已经死亡, 那么节点 B 无法收到 NRRP 报文, 当 T_{nbr_repair} 超时后, 与普通的 DSR 协议一样, 节点 B 生成一个路由错误 (RERR) 报文并单播给源节点 S; 那些转发 RERR 报文的节点根据该报文删除本节点的路由缓存中到达目的节点 D 的相应路由表项;

针对导致节点 B 到节点 C 的链路失效的第 (3) 种原因, 为了及时地通知节点 S, 节点 C 采取本地决策的策略。当节点 C 的剩余能量小于某个门限值 ζ 时, 回送 RERR 报文给那些使用 B 节点作为中间节点的所有源节点, 包括这里的源节点 S, 此后节点 C 将不再参与所有的路由操作和数据转发活动。此处门限 ζ 的选择必须保证节点 C 能够成功发送所有的 RERR 消息。

(二) 端到端确认机制

此时整个路由的有效性只能由上层的端到端的确认 (如 TCP 的确认机制) 来检测整个路由的有效性。对于前面所述的造成链路失效的三个原因, 对于第 (1) 种和第 (2) 中原因, 由于 MECP-DSR 协议所处的网络层对于上层协议是透明的, MECP-DSR 协议只能与 DSR 协议一样, 由源节点重新发起路由发现过程来寻找路由; 而对于第 (3) 种原因, 节点在此情况下, 可采用与逐跳确认机制下的相应策略, 此处不再赘述。

4.4 PAR-DSR——基于 DSR 协议的功率感知的路由协议

4.4.1 问题的引入

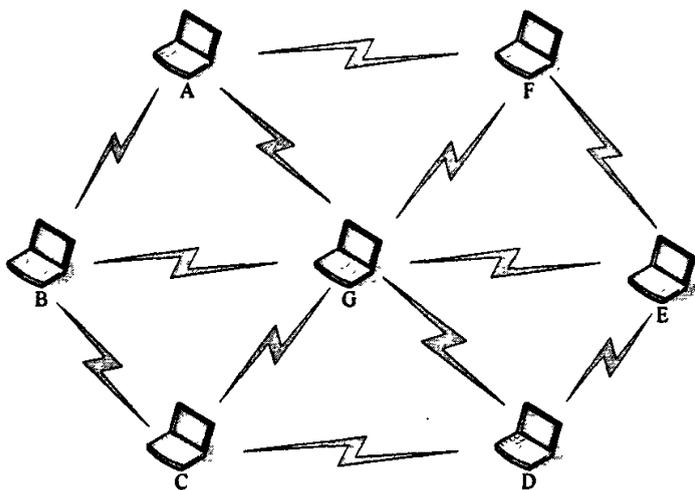


图 4.12 基于最小能耗的路由算法的缺点示意图

如前所述, 从本文第 4.2 节的归类方法来看, MECP-DSR 协议是属于“最小化能量消耗的路由协议”, 此类算法虽然在路由选取的时候能选择消耗能量最小的路径, 但是其最大的缺点是没有考虑节点的剩余电池能量。我们以图 4.12 所示网络来说明此问题, 假设网络中存在节点 A 与节点 D、节点 B 与节点 E、节点 C 与节点 F 这三组通信对端, 按照前述的 MECP-DSR 协议, 节点 A、节点 B 与节点 C 在各自的路由发现过程中都将无一例外地选取节点 G 作为到达各自通信对端的转发节点, 这样, 节点 G 相比其它节点将承担更多的业务量, 随着通信的进行, 将更快地消耗自己的能量, 从而过早地死亡。而这些死亡的节点如果是网络中的“关键”节点, 将

可能导致网络分割现象, 从而使得处于不同的网络“孤岛”的节点之间无法通信。显然, 一个更合理的节能路由协议不仅应该考虑路径上的总能量消耗, 还应该尽可能地保护那些本身能量资源已经即将耗尽的节点, 提高网络中的所有节点协同工作的时间。有鉴于此, 我们在“最小化路径上的能量消耗”和“最大化网络生存期”之间进行折衷, 基于 DSR 协议, 提出了一种功率和电池能量感知的路由协议——PAR-DSR 协议^[84]。

4.4.2 PAR-DSR 协议的数学模型

PAR-DSR 协议旨在最小化路径上的能量消耗的同时, 尽可能地提高节点的网络生存期, 平衡节点间的路由消耗。因此, 需要定义一种新的节点“代价函数”, 在选取能量高效的路径时同时考虑节点的剩余电池能量, 这种代价函数应该能使得那些剩余电池能量已经很小的节点的代价变得较大而避免在路由发现过程中被选入路径当中。在 PAR-DSR 协议中, MAC 层也是运行 SAR-PCA, 在发送和转发数据报文时进行功率控制, 由前面的章节可知, 在 SAR-PCA 功率控制模型当中, 节点的最小发射功率是由公式(3.6)定义的, 在 PAR-DSR 协议中, 我们对公式(4.5)做进一步推导, 定义移动 Ad Hoc 网络中的某一个中间节点 n_i 代价函数为:

$$C_i(t) = \frac{P_0}{SAR_i + \delta_i} \cdot \left(\frac{F_i}{R_i(t)} \right)^\alpha \triangleq \frac{1}{SAR_i} \cdot \left(\frac{F_i}{R_i(t)} \right)^\alpha \quad (4.9)$$

其中 SAR_i 是节点 n_i 到其下一跳节点 n_{i+1} 的信号衰减比, $R_i(t)$ 是节点 n_i 在时刻 t 的剩余电池能量, F_i 是节点 n_i 的电池充满电时的能量。与 MECP-DSR 协议的讨论类似, 如果移动 Ad Hoc 网络中所有的无线节点配备的是同一种无线收发设备, 可在公式(4.9)的推导中进一步做归一化处理, $\frac{1}{SAR_i}$ 实际上反应了节点 n_i 的最小发射功率。由该式可知, 节点的最小发射功率 $\frac{1}{SAR_i}$ 的增大或者剩余电池能量 $R_i(t)$ 的减小都能使得 $C_i(t)$ 的值变大, 这样, $C_i(t)$ 相比 MECP-DSR 协议的以 $\frac{1}{SAR_i}$ 作为节点代价函数更能真实地反应节点“不愿意转发报文的程度”。

下面正式定义 PAR-DSR 协议的数学模型:

对于一个具体的移动 Ad Hoc 网络, 假设 n_1 是源节点, n_m 是目的节点, RT_1, \dots, RT_k 是报文从 n_1 发送到 n_m 的 k 条可能路径, n_2, \dots, n_{m-1} 是某条路径 RT_i 的中间节点, 节点 n_i 在数据转发时所需要承担的代价可根据公式(4.9)计算, 那么路径 RT_i 在时刻 t 的路径代价可定义为:

$$C(RT_i, t) = \sum_{n_i \in RT_i} C_i(t) \quad (4.10)$$

PAR-DSR 协议的目的就在于寻路时选取路径 $RT_{\text{PAR-DSR}}$ 为最终路由, 使得公式(4.11)得到满足。

$$RT_{PAR-DSR} = \{RT_S | C_{RT_S} = \min\{C(RT_l, t)\}, l \in \{1, \dots, k\}\} \quad (4.11)$$

4.4.3 协议操作

4.4.3.1 PAR-DSR 协议的一些重要的数据结构

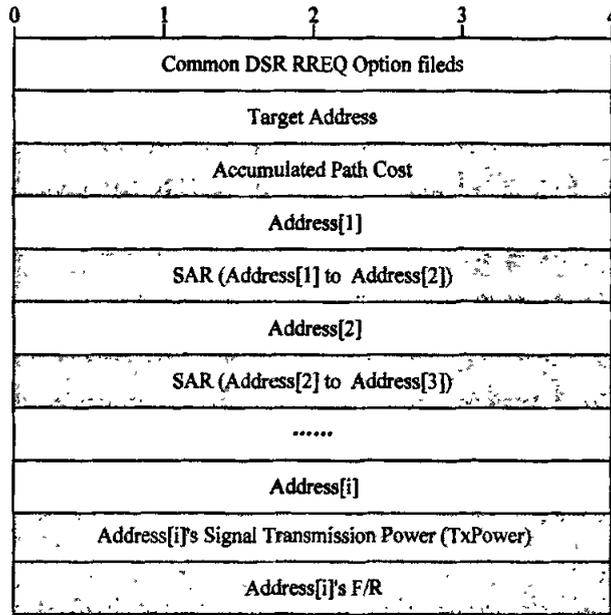


图 4.13 PAR-DSR 协议的 RREQ 报文格式

PAR-DSR 协议也需要像 MECP-DSR 协议那样对 DSR 协议中的一些重要的数据结构进行修改，包括路由缓存、历史 RREQ 列表、RREP 报文和数据报文所携带的“路由记录”列表，这些数据结构的修改只需要将本文第 4.3.2.1 节中的最小发射功率值替代为公式(4.9)定义的节点代价即可，此处不再赘述。与 MECP-DSR 协议不同的是，PAR-DSR 协议中的 RREQ 报文必须做更多的修改，图 4.13 示出了 PAR-DSR 协议的 RREQ 报文格式，中间节点 (IP 地址是 Address[i]) 在继续广播该 RREQ 报文之前，将 <节点 n_i IP 的地址，节点 n_i 的发射功率，节点 n_i 的 $\frac{F_i}{R_i(t)}$ > 追加在该 RREQ 报文的路由记录末尾，下游节点 n_{i+1} 在接收到该 RREQ 报文之后，根据公式(4.9) 计算节点 n_i 的节点代价，然后累计到 RREQ 报文的累计路径代价 APC 域中，并将节点 n_i 所对应的路由记录表项更新为 <节点 n_i 的 IP 地址，节点 n_i 到节点 n_{i+1} 的 SAR 值>。

4.4.3.2 PAR-DSR 协议的路由发现机制

通过前一小节的分析可见, PAR-DSR 协议相比 MECP-DSR 协议所做的最大的改变是在路由发现过程中以新的代价函数来累计路径代价。PAR-DSR 协议的路由发现过程也执行与 MECP-DSR 几乎完全一样的操作, 唯一的不同之处在于, PAR-DSR 协议的中间节点在根据图 4.7 所示算法处理 RREQ 报文时, 对于图 4.7 中以“▲”标注的步骤, 节点是根据公式(4.9)计算和设置 RREQ 报文的 APC 域的。PAR-DSR 协议的其余的路由发现操作只需要 MECP-DSR 协议中的最小发射功率值替代为公式(4.9)定义的节点代价即可, 此处不再赘述。

4.4.3.3 PAR-DSR 协议的路由维护机制

PAR-DSR 协议的路由维护发生时机涵盖了 MECP-DSR 协议相应的时机, 因此 PAR-DSR 的路由维护模块包含了与 MECP-DSR 协议完全一样的路由维护机制, 这些在本文第 4.3.2.3 节已经详细叙述过, 这里不再赘述。

与 MECP-DSR 协议不同的是, 按照公式(4.9)所计算得到的节点代价会随着节点的电池能量的消耗而变大, 这样, 随着时间的推移, 在过去一段时间内选取的 PAR-DSR 路由可能已不再是最优, 因此, 为了尽可能地提高节点间的生存期差异, 避免节点被过度使用, PAR-DSR 所选取的路由不能长时间地被利用。为了解决这个问题, 源节点在发送一段时间后必须周期性(周期为数值上较大的 T_{renew})地重新进行路由发现操作, 寻找更新的路由。

4.5 模拟实验与性能分析

为了验证本文所提出了 MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议的有效性, 我们依旧以 NS-2 为模拟实验平台, 对只采用 SAR-PCA 的 DSR 协议(记为 SAR-PCA-DSR 协议)、MECP-DSR 协议、PAR-DSR 协议和 DSR 协议四个协议进行仿真。

实验的基本参数与本文第 3.6.1 节一样, 如表 3.2 所示, 网络中节点的最大移动速度分别设置为 0 (即节点静止)、5m/s 和 10m/s, 然后随机选取多个节点对以传输 CBR 流, CBR 流的连接数为 15 (业务负载为 300kbps), 仿真时间为 2500 秒。为考察这些协议的节能特性, 仿真所要考察的参数为本文第 3.6.1 节所述的 4 种方法定义的网络生存期。

根据第一种网络生存期的定义, 图 4.14 给出了在不同的节点移动速度下首个死亡节点的生存期。由该图也能得到与本文第 3 章类似的结论, 当网络层采用 DSR 协议及其扩展算法时, 节点的首个死亡节点的生存期也表现出了与采用 AODV 及其扩展算法相类似的特性, 也就是说, 节点移动时首个死亡节点的生存期都比节点静止时的相应生存期大, 此中原因已于本文第 3.6.3 节叙述过, 此处不再赘述。由该图可见, 当网络层采用 DSR 协议时, 如果只对 MAC 层进行功率控制, 而不对网络层的路由协议进行优化, 虽然也能提高这种网络生存期, 但这种优化程度是比较有限的, 当节点的移动速度分别为 0 (即节点静止)、5m/s、10m/s 时, SAR-PCA-DSR

协议分别提高了 9.2%、9.1% 和 10.1% 的第一种网络生存期，而当采用同时对网络层的路由协议进行优化的 MECP-DSR 协议时，相应的提高程度为 11.7%、19.4% 和 18.1%，对于 PAR-DSR 协议这些提高程度则是 26.2%、24.1% 和 27.4%。可见，当结合 MAC 层的功率控制机制和在网络层进行节能设计，可以更加有效地推迟网络开始出现恶化的时间，这也印证了本文所提出了联合 MAC 层和网络层进行节能设计的合理性。由该图还可以得出，PAR-DSR 协议对于首个死亡节点的生存期的提高程度要优于 MECP-DSR 协议，尤其是在节点静止时，这种优势更为明显。这是因为 MECP-DSR 协议的节能目标比较单一，只考虑路径上的能量消耗是最优的，而不关心节点间的剩余电池能量差异。

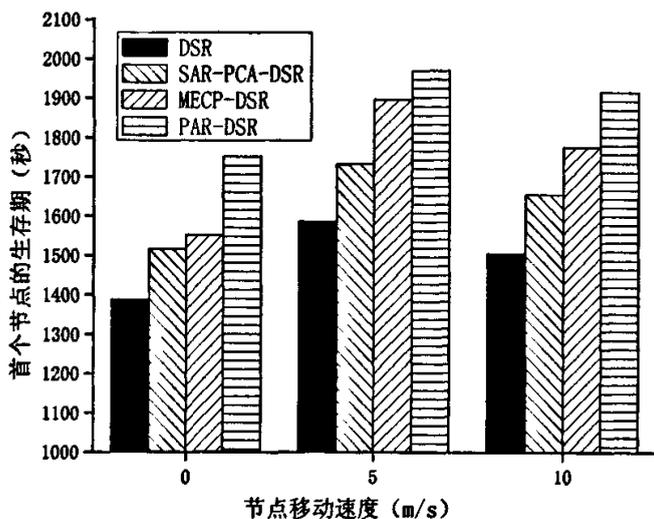


图 4.14 不同速度下首个死亡节点的生存期

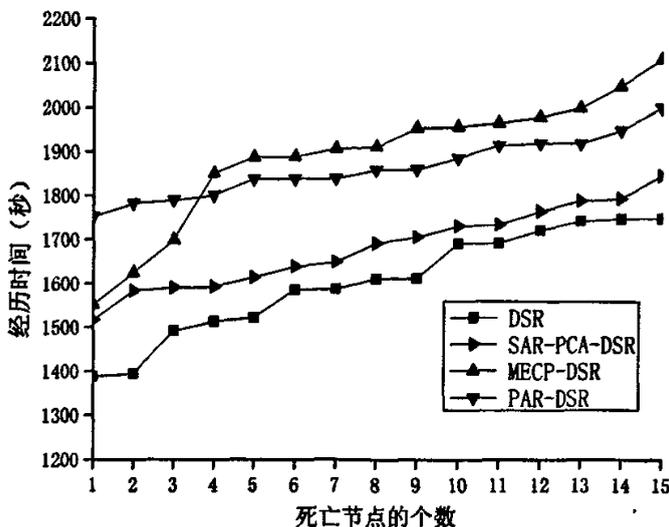


图 4.15 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点静止)

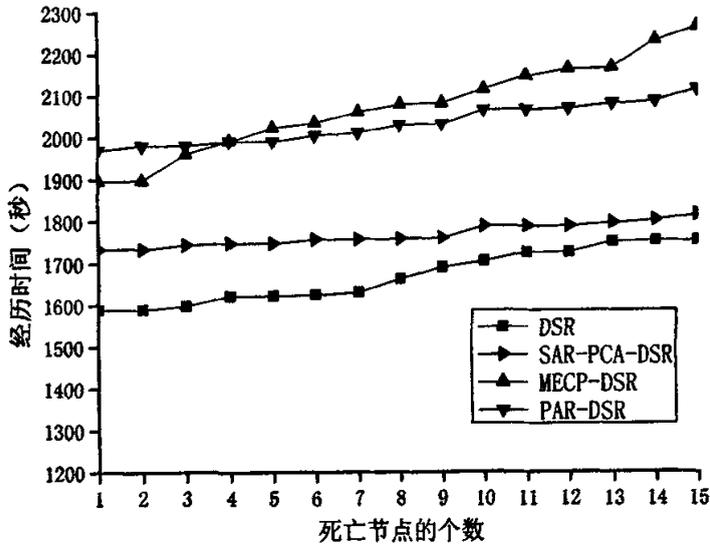


图 4.16 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=5m/s)

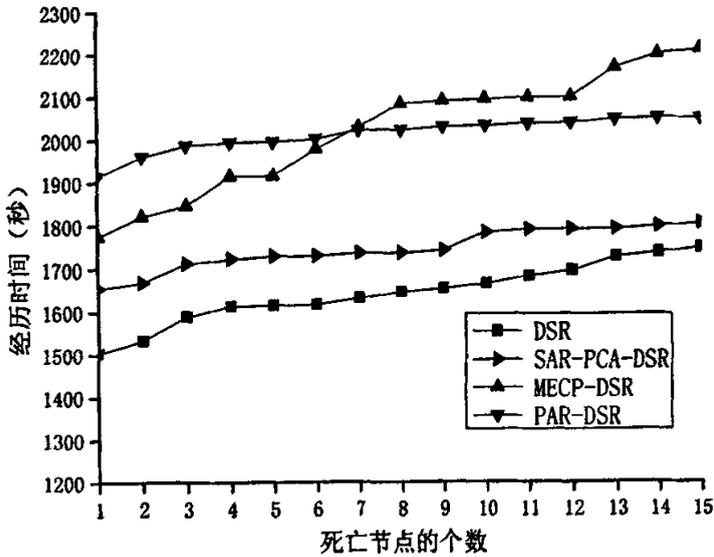


图 4.17 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (节点速度=10m/s)

表 4.2 第 15 个死亡节点与首个死亡节点的生存期之差 (单位: 秒)

速度 \ 协议	DSR	SAR-PCA-DSR	MECP-DSR	PAR-DSR
0	360	329	559	248
5	166	81	369	145
10	245	149	436	136

图 4.15、图 4.16 和图 4.17 分别给出了当节点的移动速度是 0、5m/s、10m/s 时，按照第二种方法定义的网络生存期。对比这些图可以发现，对于网络中的前半数个死亡节点，MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议相比 SAR-PCA-DSR 协议都能更大地提高它们的生存期。但是，相比于 MECP-DSR 协议，PAR-DSR 协议所对应的曲线要平滑得多，也就是说，MECP-DSR 协议对于这 15 个节点的生存期差异的影响要比 PAR-DSR 协议大得多，表 4.2 给出了第 15 个死亡节点与首个死亡节点的生存期之差。在我们的实验模型中，即使节点既不发送也不接收数据，也要耗费一定的功率 (0.08W) 来维持电路中的运行，因此每个节点的最大生存期是 $200/0.08=2500$ 秒，以此为参考值对比表 4.2 可以发现，在四个协议中，在平衡节点间的能量差异、提高网络中所有节点的协同工作的时间方面，PAR-DSR 协议是最卓有成效的，而 MECP-DSR 则是效果最差的，甚至不如最原始的 DSR 协议，这说明，当不允许网络中节点的生存期差异存在较大差异时，单纯地考虑路径的最小能量消耗是不合适的，必须结合考虑节点的剩余电池能量，从这方面考虑，PAR-DSR 协议表现出的性能最优。

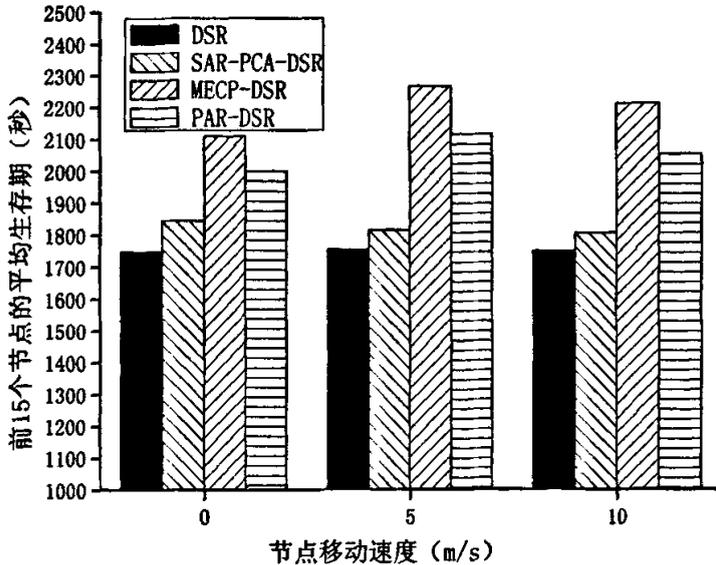


图 4.18 第 15 个死亡节点的生存期

图 4.18 给出了第三种方法定义的网络生存期，即网络中的一半 (15 个) 节点死亡所经历的时间，这种方法定义的网络生存期反应了网络能有效提供服务的时间。由该图可以发现，当采用 DSR 协议和 SAR-PCA-DSR 协议时，移动性对网络生存期的影响不大，SAR-PCA-DSR 协议对于这种网络生存期的提高也是很有限的 (3.2%~5.5%)。而 MECP-DSR 协议和 PAR 协议的提高程度则大得多，分别是 20.7%~29.1% 和 14.4%~20.6%，其中以 MECP-DSR 协议的效率最高。这是因为对网络能有效提供服务的时间起决定作用的是所有节点的能量消耗，而最小化能量消耗正是 MECP-DSR 协议的设计目的。

图 4.19 给出了第四种方法定义的网络生存期，即网络中的前半数个死亡节点的平均生存期，

它反应了各个节点可以有效地提供服务的时间长短。从该图可见,当节点的移动速度分别为 0、5m/s、10m/s 时,MECP-DSR 协议对于这种网络生存期的提高程度分别为 17.8%、24.2%、23%,而 PAR-DSR 协议的提高程度则分别为 16.2%、21.7%、22.5%,相比采用 SAR-PCA-DSR 协议的 4.9%、5.9%、6.2%的提高程度要高效得多。从中也可以发现,MECP-DSR 协议对于这种网络生存期的提高程度要略高于 PAR-DSR 协议,这是因为与第 3 种网络生存期一样,对于网络各节点的平均服务时间起决定作用的也是网络整体的能量消耗,从节能能耗考虑,MECP-DSR 协议的确要优于 PAR-DSR 协议。

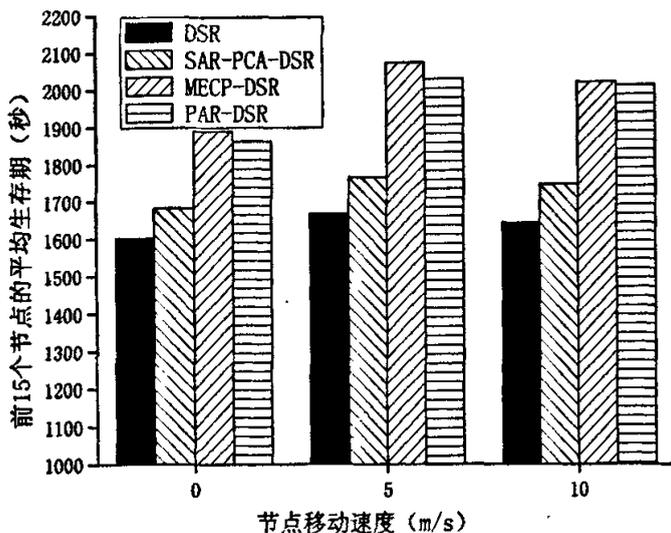


图 4.19 前 15 个死亡节点的平均生存期

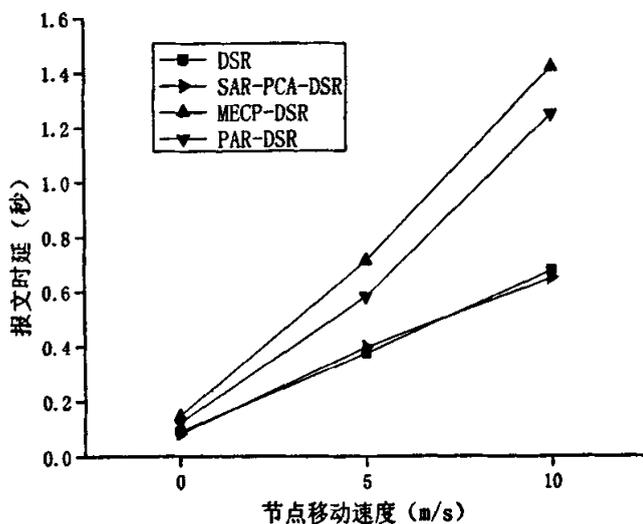


图 4.20 四种协议的报文时延对比

由上面的讨论可知, 无论以四种网络生存期的哪一种为考察参数, MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议均相比 DSR 协议和只在 MAC 层进行功率控制的 SAR-PCA-DSR 协议, 都能有效地提高网络生存期, 在节省网络“整体”的能量消耗方面, MECP-DSR 协议是四种协议中效率最高的, 但是对于平衡节点间的能量消耗、提高网络中所有节点的协同工作时间方面, PAR-DSR 协议表现出了更好的节能性能。

然而, 从本质上讲, MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议是在寻路的时候以具有“多跳短距离”的路径来替代传统的具有“少跳长距离”的路径, 因此, 虽然这两个协议均在节能方面表现出了出色的节能效率, 但这两个协议的一个很直观的缺点就是, 它们是以牺牲报文的传输时延为代价的, 图 4.20 给出的四种协议下的报文时延对比印证了这个结论, 在最坏情况下, MECP-DSR 协议的报文时延甚至是 DSR 协议的 2.1 倍。这说明, MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议不能兼顾实时性要求, 不适用与那些对于实时性要求比较严格的应用。

4.6 本章小结

本章首先对 DSR 协议进行了能耗分析, 指出即使在 MAC 层对发送功率进行控制, 按照 DSR 协议所选取的最小跳数的路由也不利于节省节点的能量消耗, 而且 DSR 协议虽然支持多径路由, 但在寻路时甚至发现不了网络中能量最优的路径。针对 DSR 协议的这一节能要求, 本章对已有的节能算法进行归类和分析, 指出了其中的一些不足之处。

基于“最小化路径上的能量消耗”的路由策略, 我们提出了一种简单有效的节能路由算法——MECP-DSR (Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR), 通过建立数学模型, MECP-DSR 指出可以以节点到下一跳的信号衰减比的倒数作为节点的最小发射功率, 从而使得 DSR 协议在路由发现过程中可以方便地累计路径功率, 而不需要 GPS 设备、定位和测距算法等额外的设备和算法的支持。算法的经济性使得它可以广泛地应用于规模较大的移动 Ad Hoc 网络中。

接着, 我们对“最小化路径上的能量消耗”进行了进一步的能耗分析, 指出此类路由策略有可能使得一些关键节点频繁地落入被选路径从而使得这些节点过早地耗尽能量, 为解决此问题, 我们定义了一种新的以节点到下一跳的信号衰减比和剩余电池能量为参数的节点代价函数, 在此基础上提出了一种综合路径上的能量消耗和节点剩余电池能量的路由协议——PAR-DSR (Power Aware Routing protocol based on DSR), 它通过使剩余电池能量较少的节点的发送代价变大而避免将它们选入路径中, 从而达到平衡节点间的能量消耗、提高网络中所有节点的协同工作时间的目的。

最后, 我们对 DSR 协议、只在 MAC 层进行功率控制的 DSR 协议、MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议进行了仿真, 实验表明, 在四种网络生存期的定义之下, MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议均可以有效提高移动 Ad Hoc 网络的寿命, 而且由于联合了 MAC 层和网络层进行设计, 这两个协议的节能效果优于只对 MAC 层进行功率控制的 DSR 协议。实验还表明, MECP-DSR 协议在节省网络的全局能量消耗方面要优于 PAR-DSR 协议, 但是在平衡所有节点

的生存期差异方面 PAR-DSR 协议要优于 MECP-DSR 协议。同时,实验的结果也指出 MECP-DSR 和 PAR-DSR 的节能特性是以牺牲报文的时延为代价的,不能同时兼顾网络的实时性要求。

第5章 一种适用于差错链路的节能路由协议

5.1 概述

由前面章节的讨论可知,移动 Ad Hoc 网络中的路由协议,包括早期的表驱动路由协议和后来受到广泛研究的按需路由协议,在设计之初首先考虑的都是可用性和鲁棒性问题,而没有考虑移动 Ad Hoc 网络特有的节能要求,有鉴于此,移动 Ad Hoc 网络的节能路由问题一直是广受学术界研究的课题。当前基于能量优化的路由算法如按其优化目标可分为“基于最小化能量消耗的路由协议”和“基于节点剩余电池能量感知的路由协议”,这些节能路由协议改变了传统的路由协议的“最小跳数”和“最短时延”的路由选取标准,而以能量相关的参数作为路由选取的度量(Metric)。在节点不能改变自身发射功率的场景下,文献[66]指出,由于每条链路上的发送代价是相等的,因此“基于最小化能量消耗的路由协议”实际上与传统的“最小跳数”是等价的;而对于节点能动态改变自身发射功率的场景,按照本文第 3.4 节的讨论,每条链路的发送代价是与距离的 β 次方成正比的,这样,节点通过选取“多跳短距”的路径来替代传统路由算法所选取的“少跳长距”路径来达到节省能量消耗的目的,此类算法典型如 MPR^[87]、PARO^[88]等算法,以及我们在本文第 4 章所提出的 MECP-DSR 协议。针对“基于最小化能量消耗的路由协议”可能导致网络中的关键节点频繁落入能量最优的路径而被过度使用从而导致过早死亡的缺点,“基于节点剩余电池能量感知的路由协议”兼顾了节点的剩余电池能量,通过避免将剩余电池能量较少的节点选入路径而达到提高网络中所有节点的协同工作时间的目的,此类算法典型如 MBCR^[66]、MMBCR^[66]等算法,以及我们在本文第 4 章所提出的 PAR-DSR 协议。

然而,虽然上述的节能路由协议都能有效地提高移动 Ad Hoc 网络的能量利用率,但在计算能量高效的路径时都没有考虑报文投递不成功的情况,它们都假设信道是可靠或者是无错误代价(error-free)的,因而只考虑了报文的单次传输所消耗的能量。而现实中由于无线链路的信道质量较低,在移动 Ad Hoc 网络的多跳环境下由于链路误码率所导致的报文错误概率甚至高达 15%-25%^[91],报文在转发过程中可能会出现错误而无法正常工作,因而为了保证报文的可靠传递,势必要引入重传机制,而报文的重传也是要额外消耗能量的,在后面的分析中可以发现,报文重传所消耗的能量在某些场景下甚至超过节能路由协议所减小的能量消耗,因此显然在路由计算过程中不应该只考虑单次传输所消耗的能量,而应该把这部分能量考虑在内。

5.2 差错链路下的能耗分析

在并非可靠的差错链路中,为了保证在多跳路径上报文的可靠传递,势必要引入重传机制,文献[91]给出了这些重传机制中的两个重要的模型:

- (1) 端到端(EER: End-to-End Retransmissions)模型

在这种模型下，当节点投递到下一跳的报文失败时，链路层不提供任何重传机制，报文的可靠传递通过源节点的上层的端到端的重传机制（如传输层的 TCP 协议等）来保证。

(2) 逐跳重传 (HHR: Hop-by-Hop Retransmissions) 模型

在这种模型下，链路层提供完全的重传机制来实现报文的可靠传递，也就是说，每个中间节点完全负责起报文到下一跳的可靠投递，当报文投递失败时，节点在到下一跳的链路上重传失败的报文，直到报文投递成功，对于重传的最大次数不做限制。

由于本章的目的在于研究链路上的报文错误概率对于路由协议的节能特性的影响，因此本章以“基于最小化能量消耗的路由协议”为代表来讨论，但这并不妨碍这些分析和本章所提出的能量模型的一般性。下面分析现实的无线链路中不可避免的错误概率对于节能算法的影响^[91]。

假设移动 Ad Hoc 网络中，源节点 S 和目的节点 D 是一对相互之间的路径距离为 d 的通信节点，节点 S 和节点 D 之间有 N 条链路，即两节点间有 $N-1$ 个中继节点，以节点 n_i ($i=1, 2, \dots, N+1$) 来表示由节点 S 到节点 D 的第 i 个节点，其中节点 n_1 即为节点 S，节点 n_{N+1} 即为目的节点 D， $d_{i,i+1}$ 是相邻的中间节点 n_i 和节点 n_{i+1} 之间的距离。同时，我们假设网络中的所有节点都具有动态调整自身发射功率的能力，由公式(3.1)和公式(3.2)可得，在节点的最小接收信号功率为常数的情况下，为了保证数据的成功发送，每个中间节点 n_i 所需要的最小能量 $E_{i,i+1}$ 与 $d_{i,i+1}$ 关系是

$$E_{i,i+1} = \gamma \cdot d_{i,i+1}^\beta \tag{5.1}$$

其中 γ 和 β ($2 \leq \beta \leq 4$) 为传播模型相关的常数。此处为了理论分析的方便，我们假设节点不需要根据本文提出的 SAR-PCA 进行功率控制，而是根据节点间的距离就可以动态地调整发射功率。因此，报文在这条路径上传输所需要的能量即为

$$E_{total} = \sum_{i=1}^N \gamma \cdot d_{i,i+1}^\beta \tag{5.2}$$

由简单的数学分析可得，当且仅当各个节点间距离相等即为 $\frac{d}{N}$ 时，公式(5.2)取得如下最小值：

$$E_{total_min} = \sum_{i=1}^N \gamma \cdot \frac{d^\beta}{N^\beta} = \frac{\gamma \cdot d^\beta}{N^{\beta-1}} \tag{5.3}$$

下面来讨论当链路中存在报文差错概率时，路径上的链路数目 N 对于报文的可靠投递的影响。从直观上来说，路径上的链路数目 N 的增大虽然能减小每跳的传输能量，但是势必会增加需要在整个路径上进行端到端重传的可能性从而消耗额外的能量，因此 N 并非是越大越好，下面来证明这个问题。不妨假设这 N 条链路报文错误概率均为 p_{link} ，那么报文在整条路径上重传的概率 p 可表示为

$$p = 1 - (1 - p_{link})^N \quad (5.4)$$

为了保证报文从节点 S 和节点 D 的可靠传输，在整条路径上的端到端的传输次数（包含重传） X 是一个几何分布的随机变量，其概率分布函数可表示为

$$\text{Prob}\{X = k\} = p^{k-1} \cdot (1 - p), \quad \forall k \quad (5.5)$$

由公式(5.5)可得，从概率论角度，每个报文的端到端的传输次数 K 为随机变量 X 的均值，即

$$K = \sum_{k=1}^{+\infty} k \cdot \text{Prob}\{X = k\} = \sum_{k=1}^{+\infty} k \cdot p^{k-1} \cdot (1 - p) = \frac{1}{1 - p} \quad (5.6)$$

联合公式(5.3)和公式(5.6)可得，每个报文在这条路径上传输所需要的平均最小能量 \bar{E}_{total_min} 为

$$\bar{E}_{total_min} = \frac{\gamma \cdot d^\beta}{N^{\beta-1}} \cdot \frac{1}{1 - p} = \frac{\gamma \cdot d^\beta}{N^{\beta-1} \cdot (1 - p_{link})^N} \quad (5.7)$$

上式即给出了在给定每条链路的报文错误概率 p_{link} 的移动 Ad Hoc 网络中，路径上的链路数目 N 与整条路径上的平均最小传输能量 \bar{E}_{total_min} 的关系，由该式可见， N 的改变对于公式(5.7)的影响只在分母，当 N 增大时， $N^{\beta-1}$ 也增大，但是 $(1 - p_{link})^N$ 减小，显然，分母存在一个极值。在公式(5.7)中，若以 N 为自变量，令分母的一次导数为 0 即可求得当 N 等于由公式(5.8)给出的极值 N_{opt} 时，公式(5.7)取得最小值。

$$N_{opt} = \frac{\beta - 1}{-\ln(1 - p_{link})} \quad (5.8)$$

公式(5.8)表示的意义为，当 N 较小时，在路径总能耗中起主要作用的是调整后的节点的发射功率，而当路径中的链路数 N 大于 N_{opt} 时，由于端到端的重传所额外消耗的能量已经完全抵消了由于距离的缩短而降低发射功率所节省的能量而占据主要部分。

为了更直观地说明此问题，我们假设公式(5.7)中的 $\gamma=1$ ， $d=100$ ， $\beta=2$ ，并在图 5.1 中画出在不同的 p_{link} 下，公式(5.7)所表示的平均最小传输能量 \bar{E}_{total_min} 与路径链路数目 N 的关系示意图，由该图可以清楚地看到，当报文错误概率 p_{link} 较小时，由于报文投递失败所导致的端到端的重传对于 \bar{E}_{total_min} 的影响不大，在路径上选取尽可能多的短距离链路可以显著地减小路径上的平均传输能量；但是当报文错误概率 p_{link} 较大（大于 0.1）时，端到端重传所消耗的能量已经极大地抵消了功率控制所节省的能量，从而使得最佳的路径链路数目 N_{opt} 的值相对变小，如当网络中的报文错误概率 $p_{link}=0.1$ 时， \bar{E}_{total_min} 在 $N=9$ 或 $N=10$ 处取得最小值；当 $p_{link}=0.2$

时, \bar{E}_{total_min} 在 $N=4$ 或 $N=5$ 处取得最小值; 当 $p_{link}=0.3$ 时, \bar{E}_{total_min} 在 $N=3$ 处取得最小值,

由上面的分析可见, 当网络中存在报文差错概率时, 在考虑 EER 的重传模型的情况下, 没有考虑报文错误概率的基于最小化能量消耗的节能路由协议所选取的包含尽可能多的短距链路的路径并非总是最优的。

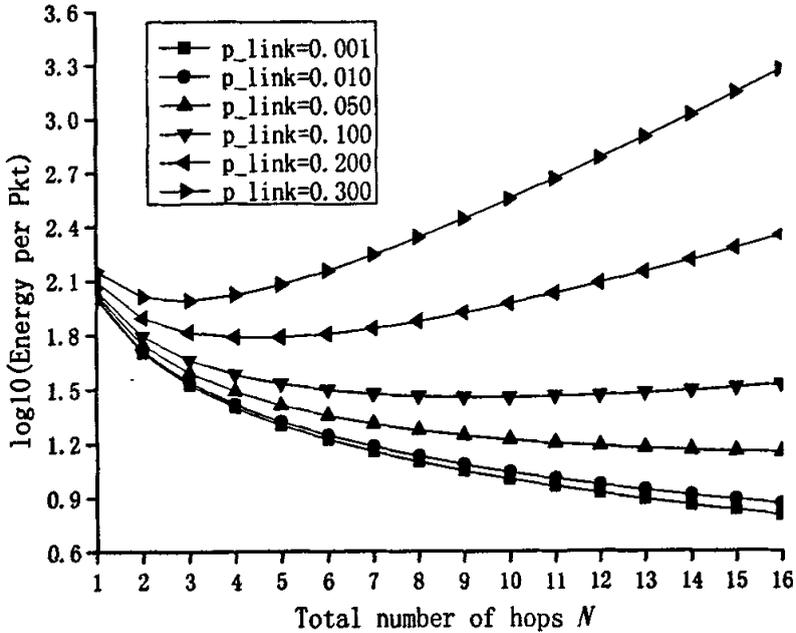


图 5.1 平均最小传输能量 \bar{E}_{total_min} 与路径链路数目 N 的关系示意图

关于在 HHR 模型中报文错误概率对于每报文在路径中传输所需要的平均最小能量的影响, 根据 Banerjee 和 Misra 在文献[91]中对于 HHR 模型的能耗模型分析的结论, 如果各个链路的报文错误概率均不相同并且各链路距离相等, 那么在具有较高报文错误概率的路径进行数据传输所消耗的能量比采用具有较低报文错误报文的链路大的多, 因此在考虑 HHR 模型时, 基于最小能耗的节能路由协议应选择那些具有较多跳数和较低报文错误概率的路径。

综上所述, 可以得出如下结论: 在现实的通信环境中, 链路中报文错误概率的存在所导致的报文重传也是需要额外消耗能量, 如果忽视报文错误概率的存在, 那么节能路由协议所选取的路径并非总是最优的, 因此为了达到不同的节能目的, 需要对节能路由算法进行更精确的设计。

5.3 已有研究现状

没有考虑传输时报文错误概率的节能路由协议如 MPR、PARO 等算法, 以及本文在前面章节所提出的 MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议在计算能量高效的路径时, 都只考虑了报文的单

次传输所消耗的能量,但是在现实环境中,为了保证在移动 Ad Hoc 网络的多跳环境中报文的可靠传递,势必要引入重传机制。Banerjee 和 Misra 在文献[91]首先指出了这个问题,提出应该在节能路由的计算过程中应该把这部分考虑在内,并且提出了 EER 和 HHR 两种重传模型。针对 HHR 模型, S. Banerjee 和 A. Misra 提出了他们的解决方案(下面以 BMA 代表这个算法),由于 HHR 通过重传保证了每条链路的安全可靠性, BMA 通过分析得出,节点 n_i 转发报文给下一跳节点 n_{i+1} 所需要消耗的平均能量(即节点 n_i 与节点 n_{i+1} 间链路的代价)可表示为

$$C_{i,i+1} = \frac{E_{i,i+1}}{1 - p_{i,i+1}} \quad (5.9)$$

其中 $E_{i,i+1}$ 的值由公式(5.1)给出, $p_{i,i+1}$ 为节点 n_i 与节点 n_{i+1} 间链路的报文错误概率。

由此,仍以上一节所讨论的网络模型为例,报文通过源节点 S 和目的节点 D 之间的某条路径 P 传输所需要的最小能量可表示为

$$E_p = \sum_{i=1}^N \frac{E_{i,i+1}}{1 - p_{i,i+1}} \quad (5.10)$$

根据公式(5.9)和公式(5.10),移动 Ad Hoc 网络中的 DSR 协议或 AODV 协议可以此为路由选取度量,在路由发现过程中计算所发现的路径代价,从而获得 HHR 模型下的最优路由。

对于 EER 模型,由于单跳链路上的报文投递失败将导致整个端到端的重传,单个链路的发送代价要比 HHR 模型下的大,因此, S. Banerjee 和 A. Misra 提出了一个近似方案,将公式(5.9)和公式(5.10)近似修正为下列两式:

$$C_{i,i+1}^{approx} = \frac{E_{i,i+1}}{(1 - p_{i,i+1})^L} \quad (5.11)$$

$$E_p \approx \sum_{i=1}^N \frac{E_{i,i+1}}{(1 - p_{i,i+1})^L} \quad (5.12)$$

其中 L 为大于或等于 2 的常数。

显然,ERR 模型下的这种近似解虽然有其合理性,但却不是最优的。有鉴于此, Q. Dong 和 S. Banerjee 在文献[92]提出了 BAMER (Basic Algorithm for Minimum Energy Routing) 算法以解决 EER 模型下的最小能耗路由问题。在 BAMER 算法中,假设节点 u 是源节点 S 到中间节点 v 的路径(记为 $P(S, v)$)中节点 v 的上一跳节点, $P(S, v)$ 中节点 S 到节点 u 的那部分路径记为 $P(S, u)$,节点之间的链路(记为 $link(u, v)$)不支持 HHR,报文错误概率为 p ,节点 u 和节点 v 之间的发送代价为 $W(u, v)$,令 $C(P(i, j))$ 表示报文沿着该路径成功地由节点 n_i 传到节点 n_j 所消耗的能量,那么 $C(P(S, v))$ 可通过 $C(P(S, u))$ 与 $W(u, v)$ 根据下式计算得到

$$C(P(S, v)) = \frac{1}{1 - p} \cdot [C(P(S, u)) + W(u, v)] \quad (5.13)$$

根据上式, BAKER 算法对于传统的 Dijkstra 算法进行相应的扩展就可以计算路径上的累计代价。此外, 针对 HHR 模型, 文献[92]还提出了类似的路径代价累计公式, 仍以上面的网络模型为例, 假设节点 u 与节点 v 之间支持 HHR, 那么 $C(P(S, v))$ 和 $C(P(S, u))$ 的关系可表示为

$$C(P(S, v)) = C(P(S, u)) + \frac{1}{1-p} \cdot W(u, v) \quad (5.14)$$

结合公式(5.13)和公式(5.14), 文献[92]提出了 GAMER (General Algorithm for Minimum Energy Routing) 算法以解决网络中同时存在 HHR 和 EER 的情况。

文献[91]和文献[92]所提出的在计算能量高效的节能路由时应考虑报文差错概率的思想更加接近现实的无线环境, 并且从理论上解决了在此约束条件下分别采用 HHR 模型和 EER 模型的最小能量消耗路由问题, 具有很重要的积极意义。

然而, 在现实的无线通信环境中, 在链路层上更加普遍存在的重传模型却并非是纯粹的 HHR 模型或者 EER 模型, 而是以一种更一般化的方式进行重传 (记为 GR 模型: General Retransmission Model): 链路层在链路帧发送失败时只是进行有限次数的重传, 如果这些重传尝试均告失败, 链路层就放弃发送而认为报文投递失败, 此时为了保证数据的端到端的可靠性, 需要由上层的协议 (如传输层的 TCP 协议) 提供支持。针对此重传模型, 文献[91]和文献[92]都没有给出解决方案; 此外, 出于理论分析的方便, 他们的算法都假设节点能根据节点间的距离进行功率控制, 由前面的章节可知, 这在实际的移动 Ad Hoc 网络中的实现是代价昂贵的。

本章的目的就在于研究在 GR 模型下的节能路由问题, 并且提出一种适用于基于 GR 模型的差错链路的节能路由算法——ERRC^[85] (Energy Efficient routing algorithm for Reliable Communication)。

5.4 ERRC 算法的数学模型

ERRC 算法具有如下两个基本假设:

- (1) 网络中的每个节点可以检测到节点间的报文错误概率

这种假设是合理的, 因为在大多数商用的 IEEE 802.11 接口都提供了感应信道噪声质量的模块, 因而报文错误概率可以通过链路层的检测来获得; 此外, 这一概率也可以通过在上层的周期性的报文统计来获得。

- (2) 网络中的所有节点均运行 SAR-PCA 功率控制机制

由前面的章节可知, SAR-PCA 的好处是网络中的所有节点不需要额外的定位、测距设备或算法的支持, 根据信号衰减比就可以有效地进行功率控制, 具有简单性和容易与网络层的路由协议相结合的特点。由此, 基于不同的能量优化目标可以设定不同的节点代价函数, 在“基于最小化能量消耗”的路由策略下, 节点 n_i 在时刻 t 的代价函数即为其发射信号功率, 并且可由公式(5.15)表示; 而当采用“基于节点剩余电池能量感知”的路由策略时, 节点 n_i 的代价函数即为公式(4.9)表示的值。本章所研究的 ERRC 算法的主要目的在于研究 GR 模型对于节能路由协

议的节能特性的影响, 因此我们在下面的讨论中淡化不同的能量优化目标, 而只以 $C_i(t)$ 来表示节点 n_i 的发送代价, 而在针对具体的节能优化目标时采用公式(5.15)或公式(4.9)所表示的相应的节点代价函数。

$$C_i(t) = \frac{1}{SAR_i} \quad (5.15)$$

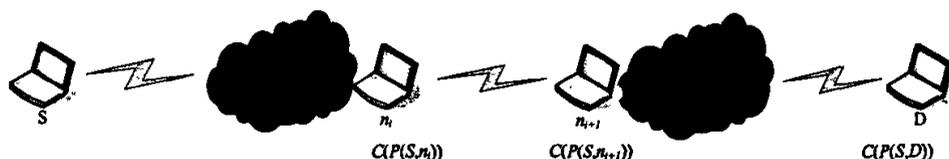


图 5.2 ERRC 算法的重传模型示意图

我们以图 5.2 为例来说明 ERRC 算法的重传模型。假设节点 n_i 和节点 n_{i+1} 是源节点 S 到目的节点 D 中的某条备选路径 $P(S, D)$ 中的两个相邻节点, 报文在节点 n_i 、节点 n_{i+1} 间传递的错误概率为 p_i , $P(S, n_i)$ 表示该路径中节点 S 到节点 n_i 的那部分, $C(P(S, n_i))$ 表示报文从 S 到 n_i 的成功传递所消耗的总代价, 网络中采用的重传模型为 GR 模型, 即当节点 n_i 到节点 n_{i+1} 的数据传输由于报文错误而失败时, 将尝试一定次数 (假设最大重传次数为 M) 的重传, 如果这 M 次重传都失败了, 则丢弃报文而依靠源节点 S 发起端到端的重传来保证数据可靠地传输到目的节点 D。下面我们来分析这种重传模型的能量消耗情况。

从概率论角度, 节点 n_i 如果能成功传递数据到节点 n_{i+1} , 那么它所需的传输次数 Y 的取值为 $[1, M]$, 其发生概率满足如下关系

$$\text{Prob}\{Y = k\} = p_i^{k-1} \times (1 - p_i) \quad k \in [1, M] \quad (5.16)$$

由此可以得出, 在这最多 M 次的重传中, 报文由节点 n_i 成功投递到节点 n_{i+1} 的概率为

$$P_{\text{success}} = \sum_{k=1}^M p_i^{k-1} \times (1 - p_i) = 1 - p_i^M \quad (5.17)$$

也就是说, 在 GR 模型中, 当节点 n_i 发送到节点 n_{i+1} 的报文失败时, 即使进行了 M 次重传, 节点 n_i 仍然有可能无法通过链路层的重传来实现完成传递的概率为

$$P_{\text{error}} = 1 - P_{\text{success}} = p_i^M \quad (5.18)$$

上式表示的含义为, 为了保证数据在源节点 S 到目的节点 D 之间的可靠传输, 如果单次传输的报文错误概率为 p_i , 那么 GR 模型在链路层进行最大次数为 M 的重传的结果, 从概率论角度来看, 相当于单次传输的报文错误概率为 p_i^M 的端到端的重传 (EER) 模型。于是, 针对 GR 模型, ERRC 算法在路由过程中计算路径上的累计代价时应根据下式来计算:

$$C(P(S, n_{i+1})) = \frac{1}{1-p_i^M} \cdot (C(P(S, n_i)) + C_i(t)) \quad (5.19)$$

推论: EER 模型和 HHR 模型是 GR 模型的两个特例, 它们在计算路径上的累计代价所用的公式(5.13)和公式(5.14)可由公式(5.19)推导出来。

证明:

(1) EER 模型

当最大重传次数 $M=1$ 时, GR 模型蜕化为 EER 模型, 令 $M=1$, 公式(5.19)即为公式(5.13)。

(2) HHR 模型

$$\tilde{C}_i(t) = \frac{1}{1-p_i} C_i(t) \quad (5.20)$$

HHR 模型实际上为 $M=+\infty$ 时的 GR 模型, 在公式(5.19)中, 若令 $M=+\infty$, 并以公式(5.20)的 $\tilde{C}_i(t)$ 替代 $C_i(t)$ 可得

$$C(P(S, n_{i+1})) = C(P(S, n_i)) + \tilde{C}_i(t) \quad (5.21)$$

可以发现, 公式(5.21)是等价于公式(5.14)的。

由此, 可得出如下结论: EER 模型和 HHR 模型可统一到 GR 模型当中, 在路由计算过程中, 按照链路上的最大重传次数 M 的大小可根据公式(5.22)来计算路径上的累计代价。

$$C(P(S, n_{i+1})) = \frac{1}{1-p_i^M} \cdot (C(P(S, n_i)) + \tilde{C}_i(t)) \quad (5.22)$$

$$\begin{cases} \tilde{C}_i(t) = C_i(t) & 0 < M < +\infty \\ \tilde{C}_i(t) = \frac{1}{1-p_i} C_i(t) & M = +\infty \end{cases}$$

可见, 相比 EER 模型和 HHR 模型, GR 模型更具通用性和一般性, 具有较大的现实意义。

5.5 协议操作

根据上一节的分析, 移动 Ad Hoc 网络中的 DSR 协议和 AODV 协议可以根据公式(5.22)改变路由选取标准, 进行相应的节能设计。为了说明的简单起见, 下面我们以“基于最小化路径上的能量消耗”的优化目标, 以 ERRC 算法对 AODV 协议的改进 (表示为 ERRC-AODV) 为例说明它, 但这并不妨碍 ERRC 算法的一般性。ERRC-AODV 协议在 MAC 层应运行 SAR-PCA, 这主要靠 AODV 的周期性地广播 HELLO 的机制来实现, 这些操作已经在本文第 3 章叙述过, 此处不再赘述。

5.5.1 ERRC 算法对 AODV 协议的一些重要数据结构的扩展

由于 AODV 协议不支持多径路由, 因此当对 AODV 协议进行节能优化时, 不需要在其路由表中像 DSR 协议的路由缓存那样添加一个 `Route_Cost` 域, 而只需要在路由发现的过程中所用到的数据结构进行修改即可, 主要包括:

(1) 路由请求 (RREQ) 报文

图 5.3 给出了 ERRC 算法对 AODV 协议的 RREQ 报文扩展之后的格式, 我们在 RREQ 报文添加了图中灰色部分的两个域, 即节点的发射功率 (`TxPower`) 与累计路径代价 (`APC`) 域。当中间节点决定发送或继续广播 RREQ 报文时, 从无线网卡读取发射信号功率填入报文中的 `TxPower` 域; `APC` 域表示该 RREQ 报文所经历的路径的累积路径代价, 中间节点根据该值结合下面介绍的 `<源节点地址、广播 ID>` 表决定是否继续广播该 RREQ 报文。

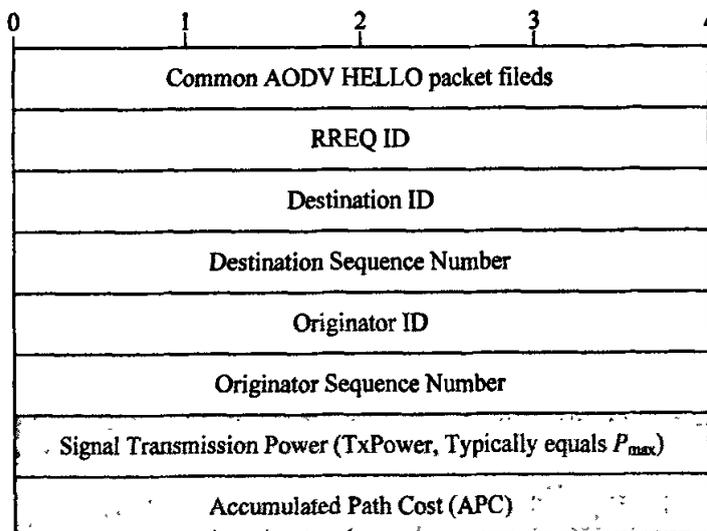


图 5.3 ERRC-AODV 的 RREQ 报文格式示意图

(2) `<源节点地址、广播 ID>`表

在原始的 AODV 协议中, 节点根据 `<源节点地址、广播 ID>` 表决定是否继续广播 RREQ 报文, 这就使得节点不会重复接收 RREQ 报文, 并且保证最后发现的路由具有最短的时延。由于 ERRC 算法的目的在于节省能量消耗, 因此, 我们在 `<源节点地址、广播 ID>` 表的每个表项中添加一个 `Min_Cost` 域, 以保证节点所转发的 RREQ 报文所代表的路径是能量最优的。

5.5.2 ERRC-AODV 协议的路由发现机制

我们以图 5.4 所示网络为例, 假设当报文投递发生失败时, 节点将以 GR 模型进行重传, 假

设网络中存在一条源节点 S 到目的节点 D 的路径 S→A→B→D，并且根据 ERRC 算法是能量最优的，图中链路上的数字表示节点间距离，下面的数字表示报文在节点间传递的错误概率。源节点 S 在进行数据发送时优先使用本地路由表中到目的节点 D 的路由表项，如果找不到相应表项，则开始进行路由查找。

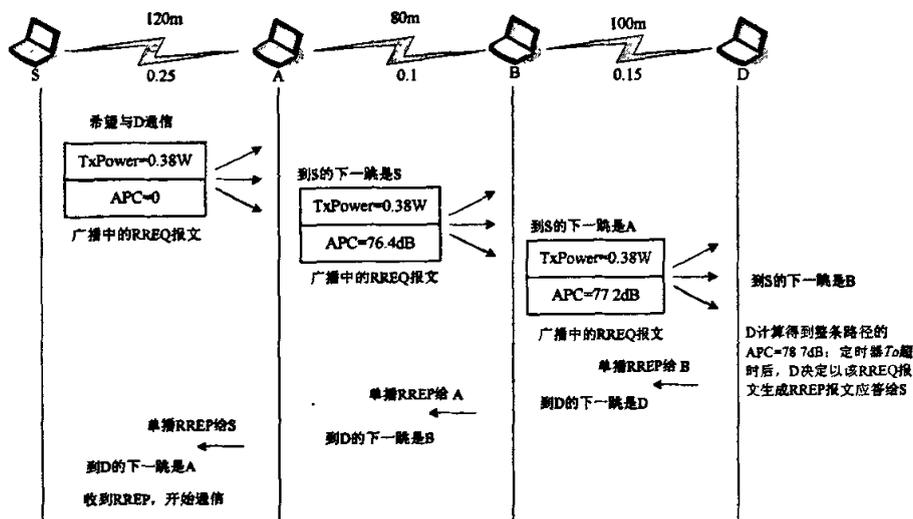


图 5.4 ERRC 协议的路由发现示意图

首先，源节点 S 生成一个 RREQ 报文，将报文中的 TxPower 域、APC 域分别初始化为节点 S 的发送功率、0，然后在网络中广播该 RREQ 报文，并开启一个定时器 T_1 ；

网络中的每一个节点 n_{i+1} 在接收到该 RREQ 报文后，根据表 5.1 所示算法进行处理，具体步骤如下：

- (1) 从无线网卡读取该 RREQ 报文的接收信号功率 P_r ，接着读取 RREQ 报文的代表中其上游节点 n_i 的发射信号功率域 TxPower，然后根据公式(3.4)计算节点 n_i 到本节点的信号衰减比 SAR_i ；
- (2) 根据公式(5.22)将上游节点 n_i 到本节点的归一化的最小发射信号功率值累计到 RREQ 报文的 APC 域；
- (3) 根据<源节点地址, 广播 ID>表判断本节点是否收到过该 RREQ 报文，如果是第一次收到则将在该表新建一个表项，并设置对应表项的 Min_Cost 域为该 RREQ 报文的 APC 域，并转步骤 (5)；否则判断该报文的 APC 域是否小于表中对应表项的 Min_Cost 值，如果小于则将该表项的 Min_Cost 值更新为该 RREQ 报文的 APC 域并转步骤 (5)，如果大于则抛弃该 RREQ 报文，并转步骤 (6)；
- (4) 对 RREQ 报文进行普通的 AODV 协议的操作，如更新路由表等（这些操作已在本文第

2.3.2.1 节详细叙述过，此处不再赘述)，接着转步骤 (5)；

表 5.1 中间节点 n_{i+1} 对 RREQ 报文的处理子程序

```

void rcvRequest(Packet &p) {
    Read p's received signal power  $P_r$  from network card;
    Caculate  $SAR_i$  using Eq.(3.4);

     $C_i(t) = \frac{1}{SAR_i}$ ;

    Caculate p.APC using Eq. (5.22);
    if ( It is the first time  $n_{i+1}$  received p )
        cache p.APC as Min_Cost;
    else if ( p.APC < Min_Cost )
        Min_Cost = p.APC;
    else
        discard p and return;
    ...
    <other common AODV operations for RREQ packets>
    ...
    if ( $n_{i+1}$  is the destination node D)
        generate and unicast a RREP packet to S; *
    else {
        p.TxPower= $n_{i+1}$ 's transmit power;
        rebroadcast p;
    }
}
    
```

(5) 当前节点如果是目的节点 D，并且该 RREQ 报文是接收到的第一个 RREQ 报文，则启动一个定时器 T_D ，否则缓存当前的 RREQ 报文进行等待；在定时器 T_D 超时之后，选取所缓存的具有最小 APC 域的 RREQ 报文，生成一个 RREP 报文沿反向路径单播给源节点 S；如果当前节点不是目的节点 D，则从无线网卡读取信号发射功率并设置该 RREQ 报文的 TxPower 域，然后在网络中继续广播；

(6) 算法结束。

最后，RREP 报文在回送过程中根据普通的 AODV 协议操作更新前向路由表。源节点 S 在定时器 T_s 超时之后抛弃后续接收到的其它 RREP 报文，根据 SAR-PCA 开始进行数据发送。

根据上述算法，我们在图 5.4 中对 ERRC-AODV 协议的路由发现过程的中间结果和最终结果进行了计算和标注，假设最大重传次数 $M=2$ ，无线信号传播模型是地面反射模型 (Two-Ray

Model), $G_i = G_r = 1$, $h_i = h_r = 1.5\text{m}$, $\beta = 4$, $\delta = 0$ 。为表示的方便起见, 我们将这些结果都换算成以 dB 为单位表示的量。

5.5.3 ERRC-AODV 协议的路由维护机制

由于 SAR-PCA 在 MAC 层进行功率控制需要结合 AODV 协议固有的 HELLO 报文广播机制, 根据本文第 3 章的结论, 这一机制使得在中低移动性的网络环境中, 基本上不会出现像本文第 4.3.2.3 节叙述 MECP-DSR 协议的路由维护机制时所描述的那种下一跳节点在最大覆盖范围内但是却无法通信的情况。因此, 除了 SAR-PCA 对于 HELLO 报文广播机制的扩展外, ERRC-AODV 协议的路由维护机制不需要进行更多的扩展, 只需根据本文 2.3.2.2 所述的机制进行处理即可, 此处不再赘述。

5.6 模拟实验与性能分析

本节所采用的实验环境仍以本文第 3.6.1 节所采取的模型为基础, 但所采用的基本参数略有不同。为了更好地验证节点间的报文错误概率和链路间的最大重传次数 M 对于节点的能量消耗的影响, 我们对仿真的基本参数做了如下修订:

- (1) 设定节点的监听功率为 0, 即节点的能量只用于数据发送和接收, 这样便于我们对每单位报文所消耗的能量进行评估;
- (2) 网络中的业务负载改用 FTP 连接, 这是因为 FTP 业务所采用的 TCP 协议保证了端到端的可靠性; 仿真时, 从这 30 个无线节点中随机多个节点对以传输 FTP 连接, 网络中的 FTP 连接数为 12。

5.6.1 报文错误概率和最大重传次数 M 的影响

在本小节的模拟实验中, 我们还对仿真参数做了如下修订:

不考虑节点的死亡对于网络性能的影响, 而设定每个节点的初始能量为 800J, 仿真时间为 1000 秒, 这样在仿真结束之后所有节点依然都处于活跃状态; 暂不考察节点的移动性, 设定节点的状态为静止, 网络中所采用的重传模型为 GR 模型, 链路层的最大重传次数 M 的值分别取为 1¹、2、3, 对应每个具有不同 M 值的场景, 分别设定节点单次传输的错误报文概率 p 为 0 到 0.3, 步长为 0.05, 并假设节点间的报文发送失败完全是由于信道质量较差, 而不是由于链路间的通信干扰引起的。

实验时, 我们对 AODV 协议、以“基于最小能量消耗”为优化目标的 ERRC-AODV 协议

¹ 按照前面的讨论, $M=1$ 时即为 EER 模型。

和没有考虑报文错误概率时的基于最小能量消耗的 AODV 协议（记为 ME-AODV, Minimum Energy-consumption routing algorithm based on AODV）进行了仿真实验，ME-AODV 与 ERRC-AODV 的唯一区别在于路由发现过程中考虑链路层上的重传，即在计算路径上的累计代价时不是根据公式(5.22)，而是根据下式进行计算：

$$C(P(S, n_{i+1})) = C(P(S, n_i)) + C_i(t) \quad (5.23)$$

实验考察的参数为：

(1) 每千个报文所消耗的能量

“每千个报文所消耗的能量”定义为在仿真实验结束后，网络中所有节点所消耗的能量与网络中所传输的报文个数之比，单位为焦耳/千报文（J/K-pkt），显然，该参数直接反应了节能路由协议节省能量消耗的效率。在考察本参数的实验中，我们首先固定每一个链路层最大重传次数即 M 值，然后分别在不同的单次传输的报文错误概率下运行三个协议。

图 5.5 和图 5.6 分别给出了当 $M=1$ （即 EER 模型）和 $M=2$ 时每千个报文所消耗的能量情况。对比两图可以发现，固定每一个 p ，当链路层不支持重传（ $M=1$ ）时，网络中每传输一千个报文所消耗的能量在数值上大于当链路层支持重传（ $M=2$ ）的情况。这是因为，由公式(5.18)可得，当链路层不支持重传时，在 p 一定的情况下，节点投递数据给下一跳时的成功概率小于不支持重传的情况，此时报文的可靠传输必须由端到端的重传来保证，这势必耗费更多的能量。

由图 5.5 可知，当网络中的重传模型为 EER 模型时，在不同的单次传输的报文错误概率 p 下，ME-AODV 协议和 ERRC-AODV 协议都能降低传输单位报文的能量消耗，但在 p 增大时，两个协议的节能性能都急剧恶化，当 $p=0.3$ 时利用两协议传输单位数据所消耗的能量已经接近于基于“最小跳数”的 AODV 协议，而由图 5.6 可知，在较大的 p 值下，两协议依然表现出了良好的节能性能，这是因为由公式(5.19)可得，在相同的 p 值下，在 GR 模型实际上等价于报文错误概率为 p^M 的 EER 模型，在我们的实验环境中， $p=0.3$ 、 $M=2$ 的情况等价于 $p=0.09$ 的 EER 情况，从图 5.5 可以发现，对于 EER 模型，当 $p=0.09$ 时的节能效率还是很高的。

此外，由两图还可以发现，在链路层支持重传的场景下，随着 p 值的升高，ERRC-AODV 协议传输单位数据所消耗的能量也有所升高，但这种提高程度不如 EC-AODV 协议的升高程度，这是因为，ERRC-AODV 协议由于在路由选取过程中考虑了链路层或者端到端的重传，因此所选取的路径是相对更优的，因而比没有考虑报文错误概率的节能路由算法表现出了更好的节能效率。

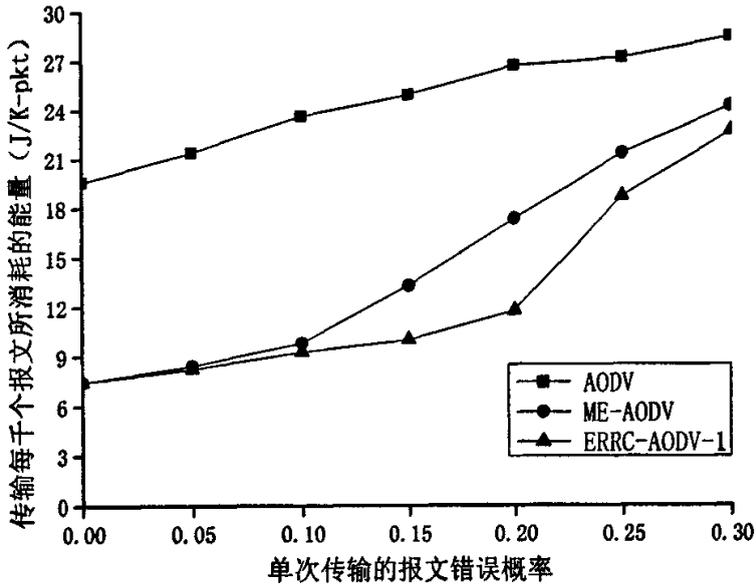


图 5.5 最大重传次数 $M=1$ (EER) 时每千个报文所消耗的能量

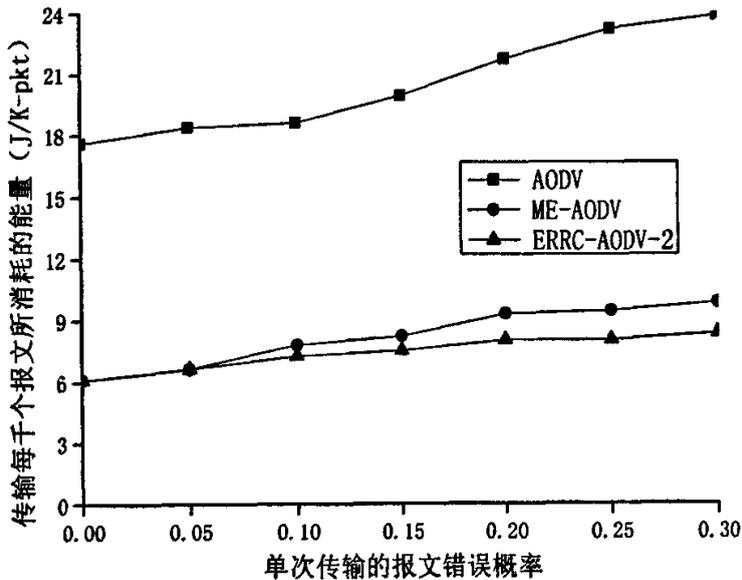


图 5.6 最大重传次数 $M=2$ 时每千个报文所消耗的能量

(2) 网络吞吐量

图 5.7 给出了在不同的最大重传次数 M 和单次传输的报文错误概率 p 下的网络吞吐量。由该图可以发现, M 和 p 都对网络吞吐量有很大的影响。

对于某一个固定的 M , 随着 p 的增大, 网络吞吐量呈下降趋势, 而当 M 增大时, 这种下降

趋势随着增大,特别需要指出的是,当 $M=1$ 即网络中的重传模型是 EER 时,较大的报文错误概率将导致网络性能严重恶化,当 $p=0.5$ 时整个实验阶段的网络吞吐量甚至下降到几十个报文,此时可认为实际上网络已经彻底瘫痪,这是因为,在 p 值很大的时候,由于链路层重传机制的欠缺,EER 模型必须完全依靠端到端的重传来保证报文的可靠传递,但即便如此,由于链路上的报文错误概率实在过大,需要进行很多的端到端的重传,此时当网络中的发送方接收不到通信对端的应答消息时,TCP 协议认为网络发生拥塞,以慢启动(slow start)和拥塞回避(congestion avoidance)的策略^[3]来应对,减小报文的发生速率,很显然,这种策略并非针对由于信道质量下降而导致网络中的报文投递失败的情况,所导致的结果是网络吞吐量急剧下降,网络性能严重恶化。

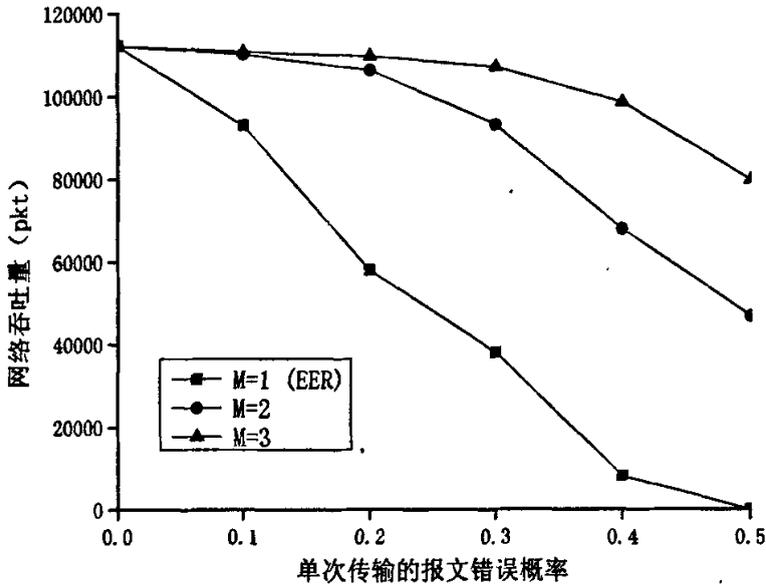


图 5.7 不同最大重传次数下的网络吞吐量

由该图还可以看出,对于一个固定的单次传输的报文错误概率 p , M 值越大,网络的吞吐量越大,这是因为,TCP 协议正常工作的前提是网络中的信道是可靠的,而当 $M>1$ 时,根据公式(5.18),链路层重传的结果是使得端到端的报文错误概率和重传次数大大下降,提供了一定程度的传输保障,因而有利于网络吞吐量的提高。

5.6.2 对网络生存期的影响

在本小节的模拟实验中,仍以本文第 3.6.1 节所采取的模型为基础来设置仿真参数,为了便于我们对 AODV 协议、ME-AODV 协议和 ERRC-AODV 协议的能耗效率进行评估,我们对这些参数做如下修订:设定节点的监听功率为 0,设置节点的初始能量为 60J,当节点的能量值降为 0 时,认为该节点死亡并不再参与任何通信;网络中的业务负载依然使用 12 条 FTP 连接;

节点最大速度分别为 0m/s、5m/s 和 10m/s，节点的随机性移动的暂停时间为 0s；仿真时间为 2000 秒。此外，我们设定网络中的重传模型为 GR 模型，最大重传次数 $M=2$ ，在这 30 个节点中，以 10 个为一组它们的单次传输的报文错误概率为 0.1、0.2、0.3。

由于在进行本小节的实验时，在每个场景的仿真结束之后节点并没有全部甚至不超过半数死亡，因此我们以如下三种网络生存期来对节能路由协议的性能进行考察：

- (1) 首个死亡节点的生存期；
- (2) 第 K 个死亡节点的生存期；
- (3) 网络中前 K 个死亡节点的平均生存期。

对于第 3 种网络生存期，设置 $K=10$ 。

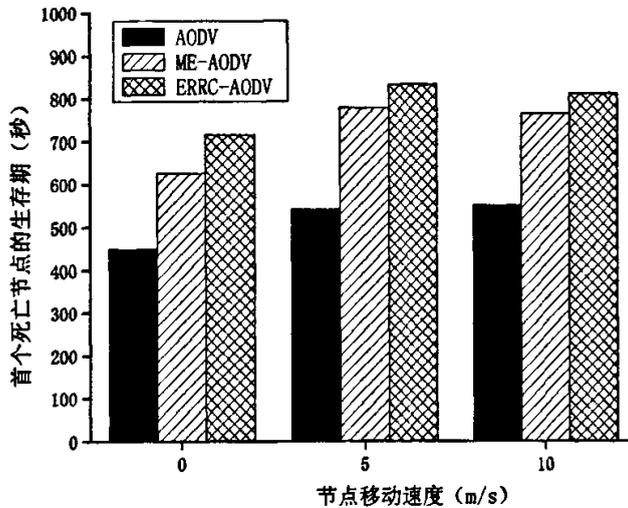


图 5.8 不同速度下首个死亡节点的生存期

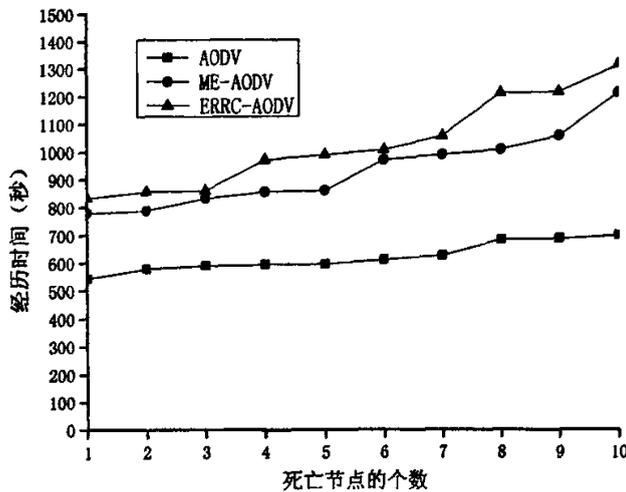


图 5.9 死亡节点的个数与经历时间关系示意图 (速度=5m/s)

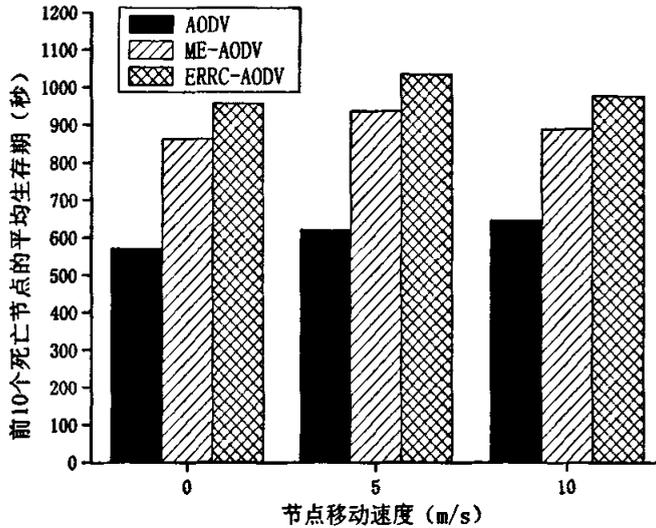


图 5.10 不同移动速度下的前 10 个节点的平均生存期

图 5.8 和图 5.10 分别给出了上述的第 1 种和第 3 种方法定义的网络生存期, 对于第 2 种网络生存期, 由于在三种移动速度下三个协议所表现的性能相似性很大, 因此我们只在图 5.9 中给出了当节点最大移动速度为 5m/s 时的情况。

由图 5.8 可见, 当节点移动速度分别是 0、5m/s、10m/s 时, 采用 ERRC-AODV 协议时网络中首个死亡节点的生存期比采用 AODV 协议时分别提高了 59.5%、53.3%、47.1%, 而相比采用没有考虑报文错误概率的 ME-AODV 协议情况分别提高了 14.4%、11.4%、8.1%。

由图 5.9 可见, 当节点最大移动速度为 5m/s 时, 采用 ERRC-AODV 协议时网络中前 10 个节点分别比采用 AODV 协议时提高 46.1%到 87.9%不等的网络生存期, 而相比采用没有考虑报文错误概率的 ME-AODV 协议情况分别提高了 3.5%到 20.2%。

由图 5.10 可见, 当节点移动速度分别是 0、5m/s、10m/s 时, 采用 ERRC-AODV 协议时网络中第一个节点的生存时间比采用 AODV 协议时分别提高了 67.5%、66.26%、50.7%, 而相比采用没有考虑报文错误概率的 ME-AODV 协议情况分别提高了 10.9%、10.2%、9.9%。

我们将上述的性能与前述章节考虑节点监听功率时的情况相对比可以发现, 当不考虑节点监听功率时, 从对于不同方法定义的网络生存期的提高程度来看, ERRC-AODV 协议和 ME-AODV 协议对于 AODV 协议的能耗效率的提高程度远大于有考虑节点的监听功率时的情况。这其实是非常直观的, 因为在考虑节点的监听功率时, 节点无论有无收发数据, 都要额外地消耗功率用于电路的正常工作, 而在本节的实验中, 所有的能量都用于数据的收发。对于我们的仿真环境而言, 节点密度较大, AODV 进行数据发送操作所采取的功率较大地超出了实际上所需的功率, 从而给予运行于 MAC 层的 SAR-PCA 进行功率控制的余地, 导致的结果就是网络生存期大大提高。而在前述章节的实验中, 虽然仿真拓扑是一样的, 但是我们所提出的在 MAC 层和网络层的节能算法所节省的能量, 有一部分要用于维持节点的监听功率, 也就是说, 在实际环境中, 网络生存期和节点的监听功率是相互制约的, 这也就决定了考虑节点的监听功率时,

网络生存期的提高幅度低于不考虑节点的监听功率时的情况。

从前面关于图 5.8、图 5.9 和图 5.10 的定量分析还可以发现, ERRC-AODV 协议由于考虑了在网络中不可避免的报文错误概率, 所选取的路由具有更好的节能效率, 因而比没有考虑报文错误概率时的 ME-AODV 协议表现出了更好的性能。

综合上面的分析可见, 在现实的无线通信系统中, 由于信道质量较差, 节点在投递报文时可能会失败而导致发生链路层重传或者端到端重传, 这些重传模型可统一为一般化的重传模型即 GR 模型, 因此在进行节能路由协议的设计时, 必须将这种重传所消耗的能量考虑在内。模拟实验表明, 在基于相同的能量优化目标时, ERRC 算法比没有考虑报文错误概率的节能路由算法更精确, 表现出了更好的性能。

5.7 本章小结

本章首先对没有考虑报文错误概率的节能路由协议进行总结, 指出在实际的无线通信系统中, 报文并非总能投递成功因而需要引入重传, 而这些节能路由算法并没有考虑这种重传所额外消耗的能量; 接着从理论上分析了在端到端 (EER) 重传模型和逐跳重传 (HHR) 模型下“基于最小化能量消耗”的节能路由协议所选取的路径并非总是最优的, 指出在现实系统是以一种更一般化的方式进行, 即链路层是进行有限次数的重传, 如果这些重传失败由上层来保证端端的可靠性, 并将此模型定义为 GR (General Retransmission) 模型; 然后本章从概率论角度分析并提出了适用于 GR 模型的节能路由协议所应采取的数学模型, 指出 EER 模型和 HHR 模型是 GR 模型的两个特例, 因此 GR 模型是更广泛和一般化的模型, 具有较大的现实意义。基于此模型, 本章提出了一种适用于差错链路的节能路由协议——ERRC (Energy-efficient Routing protocol for Reliable Communication), 并将 ERRC 算法应用于 AODV 协议。模拟实验表明, ERRC 算法相比于没有考虑报文错误概率的基于同样的能量优化目标的节能路由算法, 表现出了更好的节能性能, 是一种更精确的节能路由协议。

第6章 一种基于多点中继的高效能的广播协议

6.1 问题的提出

为了保证源节点在全网范围内最大可能地获得所需的路由,移动 Ad Hoc 网络往往采用以泛洪式广播为基础的路由发现机制,在节省能量消耗的约束条件下,虽然前面章节所研究的节能路由算法针对在网络中传输的每一个单播报文最小化其能量消耗或者发送代价,从而实现有效节能,但是对于路由过程中的广播机制并没有涉及,网络中的所有节点必须接受和处理这些广播报文,而由稍后的讨论可以发现,这种盲目的广播机制是不利于节省节点的能量消耗的。本章的目的就在于研究能量高效的广播协议。下面我们以 AODV 协议为例来说明泛洪式广播机制对于能量受限的移动 Ad Hoc 网络的问题。我们将泛洪式的广播机制在能耗方面的问题归纳为三点:

(1) “广播风暴”(Broadcast Storm)^[93]问题

在移动 Ad Hoc 网络中,由于无线信道的开放特性,泛洪式的广播会产生所谓的“广播风暴”问题:

- (i) 产生大量的重复消息,使得网络带宽被浪费;
- (ii) 由于共享传输介质造成大量冲突和碰撞,降低消息的传输成功率。

为了解决这一问题,AODV 协议在发出路由请求消息时为每个 RREQ 设定了一个标识(ID)以避免重复的接收和处理,这种处理方式被称作“抑制性的广播”(Suppressed flooding)。但是,这种机制并不能有效地解决这一问题,最显著的缺点就是其可扩展性方面的缺陷^[94]:一个标记值能够区别一个广播消息,即一个节点发起的一次路由请求,在大范围的网络应用场合,或较为拥挤的网络条件下,某一时刻存在于网络中的广播(路由请求)消息的数量是巨大的,这会使得所需标记的长度成倍增加,随之而来的问题就是节点维护本地标识表的代价和 AODV 控制消息长度的增加,这对于能量严格受限的移动 Ad Hoc 网络来说都是很致命的问题。

(2) “路由冗余度”问题

AODV 协议在路由发现过程中的一个重要原则是尽可能地建立一切可以建立的路由,以备将来可能出现的数据流寻路之用。根据这一原则,节点在收到每一个 AODV 信令消息时(主要是以广播的形式发送的 RREQ 消息),都会检查并更新本地路由表中的相应路由,但是,AODV 协议在通过这种方式获得报文发送延迟方面的性能改善的同时,也建立了大量与当前路由请求无关的路由表项,这恰恰违反了按需路由的原则。事实上,在实际的网络中,特别是在较大规模的网络中,网络的负载分布往往是不均衡的,主要的网络负载集中在少数链路上,而大多数

的链路在大部分时间内都处于空闲或低负载状态。而在 AODV 协议的这种原则下，任何一个节点发出的路由请求都会影响到整个网络。当路由协议运行了一段时间之后，网络中绝大多数节点都会因为某个节点广播发送的 RREQ 消息建立而到该节点的路由，整个网络中存在很大的“路由冗余度”。但是，其中很多节点在相当长的一段时间内并不会产生到该节点的数据流。因此，在网络整体负载较低的情况下，这种做法的效率是相当低下的，会大量地消耗节点的本地资源，显然也是不利于节省节点的能量消耗的。

(3) 对节能路由协议缺乏指导作用

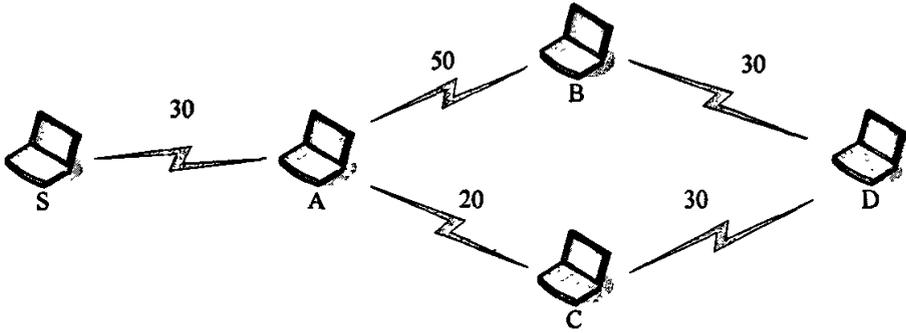


图 6.1 泛洪式广播对节能路由请求缺乏指导作用示意图

我们以图 6.1 所示网络来说明这一问题，图中节点 S 和节点 D 分别为源节点和目的节点，链路上的数字表示节点的发送代价。如果源节点 S 采用前面章节所研究的节能路由协议，虽然能发现 $S \rightarrow A \rightarrow C \rightarrow D$ 这一能量最优的路径，但是在路由发现过程中，节点 B 和节点 C 都必须接收、处理和转发来自节点 A 的 RREQ 报文，显然节点 B 的转发是没必要的，造成了能量的浪费，可见泛洪式的广播机制对于节能路由协议并不具有指导作用，因此有必要对于这种广播机制进行节能改进。

有鉴于上述的三个原因，本文借鉴了移动 Ad Hoc 网络的 OLSR 路由协议所提出的多点中继 (MPR: MultiPoint Relaying) 来限制泛洪，提出了一种基于 MPR 的高效能的广播协议——MPREB (MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。

6.2 已有研究现状

由于移动 Ad Hoc 网络的自组织和分布式控制的特性，使得节点无法获得更多的网络全局信息，因此绝大部分移动 Ad Hoc 网络的路由协议采用基于泛洪式广播的路由发现机制。目前学术界关于移动 Ad Hoc 网络的广播机制的研究可归纳为两个大类：基于节点位置 (Location-Based) 的广播协议和基于最小生成树 (MST: Minimum Spanning Tree) 的广播协议。

基于节点位置的广播协议通过额外的机制引入节点的位置信息,从而达到限制广播范围、降低路由开销的目的。此类协议按其基本设计思想可以分为三类^[95]:基于贪心法的转发(Greedy packet forwarding)、限制性的有向广播(Restricted directional broadcast)和分层转发(Hierarchical approach)。基于贪心法转发的基本思想是每一次转发尽量寻找在地理位置上与目标节点尽可能接近的节点。这一点的实现需要知道源节点的所有邻居节点在报文发送时刻的位置,而这既可以通过GPS等全局定位措施来实现,也可以通过某种局部性的位置发现机制来获得。限制性的有向广播的主要思想是在已知目标节点位置信息的前提下,依据某种途径设定一个目标区域,并将路由发现消息的广播范围限制在这一区域内。分层转发的思想是将网络中的节点分簇,由簇来形成高一层的网络,簇间的广播数据只有成为簇首的节点才接收和处理,由此大大降低了网络中的广播开销。

基于最小生成树的广播协议对于网络中的每一条链路赋予了一个代价,试图在网络中生成一个代价最低的最小生成树。从能量角度,最小生成树又叫最小能量广播树(Minimum-energy broadcast tree),此类算法通过将广播报文限制在广播树中的链路中传播,从而达到节省能量开销的目的。文献[96]所提出的BIP(Broadcast Incremental Power)协议利用了Prim算法来构建这一最小能量广播树。在BIP算法中,树中一开始只有源节点,此后源节点以最小功率广播数据并将侦听到该广播包的节点加入到树中并赋予链路代价权值,然后逐渐增大发射功率将其它节点添加到树中,在发射功率达到最大功率之后,对于新加入到树中的节点以同样的机制将其他节点添加到树中,直至网络中的所有节点都被添加到树中。文献[97]所提出的MIP(Multicast Incremental Power)算法是一种组播协议,它是对BIP算法的扩展,在BIP算法生成广播树之后,MIP通过剪除树上的多余的到达组播组成员的边来构建最小能量组播树。然而,BIP算法和MIP算法都是集中式的算法,不利于具有动态特性的移动Ad Hoc网络,Liang在文献[98]中证明了最小能量广播树问题在移动Ad Hoc网络中是NP完全(NP-complete)问题,并且利用Steiner树提出了一个近似的解决方案,该方案的时间复杂度是 $O((k+1)^{1/\epsilon} n^{3/\epsilon})$,其中 n 是节点个数, k 是节点的功率级别数, ϵ 是0到1之间的常数。

通过上述的分析可见,基于节点位置的广播协议和基于最小生成树的广播协议对于节能广播协议的研究具有很好的理论指导意义。然而,基于节点位置的广播协议需要知道节点的位置信息,这就势必需要引入额外的定位、测距设备或算法的支持,但是正如我们在前面章节所述的,这些额外的设备和算法的引入一方面加重了节点的能量消耗,另一方面因为计算复杂度高、代价昂贵,不利于在移动Ad Hoc网络中的广泛应用。而基于最小生成树的广播协议利用了图论和传统网络的已有成果来试图解决移动Ad Hoc网络的新的节能广播问题,具有较好的实践指导意义,但是由于移动Ad Hoc网络的动态性、自组织性和无线节点的处理能力的限制,这些算法显得过于复杂了。基于上述的考虑,有必要设计一种新的分布性、轻量级的高效能的广播协议。

6.3 MPREB——基于多点中继的高效能的广播协议

6.3.1 基本思路和框架

根据上一小节的讨论，一个高效能的广播协议应该具有如下特点：

- (1) 能够对节能路由协议的控制报文的传播起到引导作用，使得网络中的广播报文尽量往那些能量发送代价较小的节点传递，而那些具有较大能量发送代价的节点则不应该再转发广播包；
- (2) 协议应该是轻量级的，计算复杂度不能太高；
- (3) 协议应该具有分布性以适应移动 Ad Hoc 网络的动态性和分布性。

本章所提出的 MPREB 协议借鉴了 OLSR 协议中提出的多点中继 (MPR) 思想来限制泛洪和引导节能路由协议的控制报文的广播。MPR 的核心思想就是为了减少相同区域内的重传冗余而最小化网络中的泛洪消息负荷：每个节点在它的一跳邻居节点集中选择一个子集作为 MPR 集，不在 MPR 集中的节点仅接收和处理广播消息不转发他们。节点的 MPR 集的选择策略必须使得节点通过它的 MPR 集可以覆盖所有的两跳邻节点，任何 MPR 集选择策略只要满足这一点均可以应用。MPREB 协议的主要思想就在于对于网络中的每条链路赋予一定的能量代价（可以是功率或者是节点的代价函数），通过选取能量较优的邻居节点作为 MPR 集来限制网络中的泛洪式广播报文。

可见，对于移动 Ad Hoc 网络，随着网络拓扑的改变，每个节点的 MPR 集是经常变化的，因此必须通过周期性地收集局部拓扑信息来更新各自的 MPR 集。在移动 Ad Hoc 网络的按需路由协议中，AODV 协议提供了周期性的广播 HELLO 报文的机制，因此，当网络中的节点运行的路由协议是 AODV 协议或者其扩展算法时，MPR 集的获得只需要对于 AODV 的 HELLO 报文广播机制进行扩展即可，而对于 DSR 协议等没有提供周期性的邻居检测机制的路由协议，则需要引入类似的机制。此处，我们不妨假设网络中的节点所采用的路由协议是本文第 5.6 节所提到的基于 AODV 协议的改进算法——ME-AODV 协议。这样，节点的局部拓扑信息就可以方便地通过 HELLO 报文广播机制获得，详细机制我们将在后面描述。

在继续本章的讨论之前，有必要对 MPREB 协议的适用环境和运行前提进行一下说明：

- (1) 协议的适用环境为中型以上的移动 Ad Hoc 网络

这是因为对于小型的 Ad Hoc 网络，泛洪的查找方式并不会引入多大的能量开销，因此只有在规模较大的移动 Ad Hoc 网络才有必要引入节能广播机制。

- (2) 网络拓扑的变化不能过于频繁

这是因为对于规模较大的移动 Ad Hoc 网络，节点的 MPR 集的维护和计算也是要消耗能量的，如果网络拓扑的变化过于频繁，这些额外的能量消耗也是很可观的。

(3) MAC 层运行了本文第 3 章所提出的功率控制算法 SAR-PCA

也就是说，节点在利用 HELLO 报文广播机制维护 MPR 集时不进行功率控制，而在发送非广播的数据报文根据公式(3.6)调整自身的发射功率。

图 6.2 给出了 MPREB 协议与本文所提出的节能算法的关系示意图。从图中可以看出，MPREB 协议的有效运行必须依赖于 MAC 层的 SAR-PCA 的有效进行，这实际上是源自于广播协议需要每条链路具有维持一定的代价，对于 MPREB 来说，这个代价就是节点的最小发射功率或者代价函数，显然这是需要 SAR-PCA 提供有效支持的。MPREB 协议主要包含两个子模块——局部拓扑信息收集模块和 MPR 管理模块。我们在后续的两个小节分别描述这两个子模块的功能与操作规范。

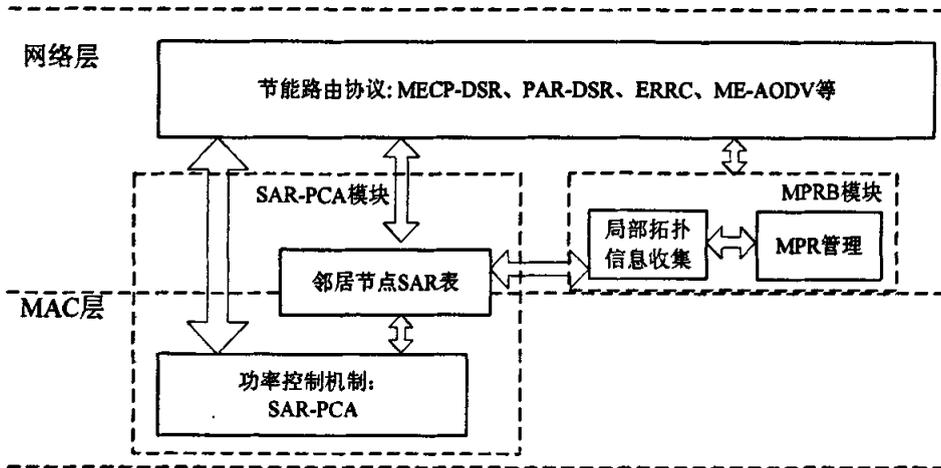


图 6.2 MPREB 与节能算法的关系示意图

6.3.2 局部拓扑信息的收集

一个移动 Ad Hoc 网络可以抽象表示为一个图 $G = (V, E)$ ，其中 $V(G)$ 是图 G 中的顶点即网络中的节点，而 $E(G)$ 是图 G 中的边即节点间的链路；当且仅当节点 I 和节点 J 在彼此的传输范围内时，两节点间的链路 $link(I, J)$ 属于图 G ； C 是 $link(I, J)$ 的权值。在我们的网络模型中，链路权值 C 可以是以公式(5.15)所定义的归一化最小发射功率，也可以是以公式(4.9)所定义的节点到下一跳节点的数据发送代价，本章所采用的网络层的节能路由协议 ME-AODV 是以“最小化能量消耗”为能量优化目标的，这样链路权值 C 属于第一种情况。

为了使得所选出的 MPR 集能够对之后的路由搜索起到指导作用, MPR 集的选择策略需要利用节点收集的从能量角度考虑的局部拓扑信息。我们可以很清楚地知道, 局部范围越大, 所提供的信息越多, 可以更好地指导路由搜索。但是用来保存和维护局部信息的开销也越大, 稍后将要介绍的 MPR 选择的算法也会越复杂。因此 MPREB 协议需要在两者之间找一个折衷点, MPREB 协议所选择的局部范围是两跳。

在 MPREB 协议中, 节点需要收集一跳和两跳的局部拓扑信息, 为此, 节点需要维护两张表: 一跳邻居表和两跳邻居表, 这两张表的每个表项可表示为<邻居节点 ID, 该邻居节点的上一跳节点到它的 SAR 值>, 其中“该邻居节点的上一跳节点到它的 SAR 值”用于根据公式(5.15)来计算该邻居节点的上一跳节点与它所处链路的权值, 即该邻居节点的上一跳节点到它的最小发射功率。局部拓扑信息的收集是通过周期性的交换 HELLO 报文进行的, 由本文第 3.5 节可知, 当节点在网络层运行的路由协议是 AODV 协议及其扩展算法时, SAR-PCA 实际上正是通过 HELLO 报文来交互彼此的邻居节点集的, 因此 MPREB 协议并不需要对本文第 3.5 节所述的 HELLO 报文扩展算法进行更多的扩展。通过简单的分析可知, 为了收集局部拓扑信息而且, SAR-PCA 所维护的“邻居节点 SAR 表”实际上就是一跳邻居表; 每个节点在接收到邻居节点的 HELLO 报文之后, 根据 HELLO 报文中的邻居节点集计算两跳信息, 并将所得信息添加和更新到两跳邻居表中。以图 6.3 (a)所示网络为例, 节点 D 所收集到一跳信息和两跳信息如图 6.3 (b) 所示。

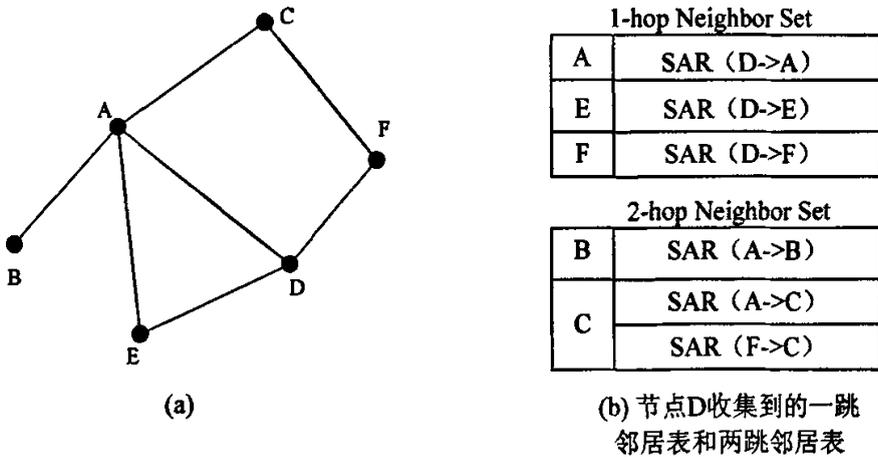


图 6.3 MPREB 协议的局部拓扑信息收集示例

6.3.3 MPR 的管理

MPREB 协议利用 MPR 思想来避免采用泛洪的方式, 同时为了能够指导路由搜索方向, 也

需要采用一定的 MPR 选择策略。本文所考虑的参数为节点在链路上传输所需要的最小发射功率，因此 MPR 的选择，就是在收集的局部拓扑信息的基础上，使得路由搜索朝网络中具有较小传输功率的方向进行，从而提高搜索效率。

我们以图 6.4 所示网络为例来说明 MPREB 协议对于 MPR 的选择与维护机制，连线上的数字表示两邻居节点之间传输所需要的最小发射功率，为了说明方便，我们假设链路是双向的，即两个通信对端之间相互通信所需要的最小发射功率是一样的。

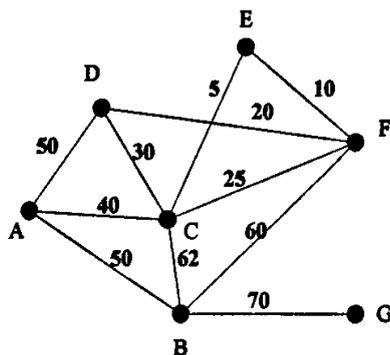


图 6.4 MPR 的维护与选择示意图

MPREB 协议借鉴了文献[99]中所介绍的 MPR 选择策略，通过添加能量方面的考虑，提出了如下三种 MPR 的选择原则：

(1) MPR₁：迭代地在 1-hop 邻居中选择可以覆盖最多 2-hop 邻居的节点作为 MPR，如果存在相同的情况，选择到当前节点具有最小发射功率的那一个作为 MPR。如图 6.4 中，节点 C、节点 F 均能覆盖最多的两跳节点，但是节点 C 到节点 B 的最小发射功率为 62，而节点 F 到节点 B 的最小发射功率为 60，故选择节点 F 为节点 B 的 MPR。

(2) MPR₂：选择具有最低的最小发射功率的邻居节点为 MPR 直到覆盖所有的 2-hop 节点。如图 6.4，到节点 B 具有最小发射功率的邻居节点为节点 A（为 50），选择节点 A 为节点 B 的 MPR，但由于节点 A 只覆盖了两跳邻节点 D，故继续选择。次优邻节点为节点 F（为 60），此时已覆盖了所有两跳邻节点 D、E，故选择节点 A、节点 F 为节点 B 的 MPR。

(3) MPR₃：选择 MPR 使得所有的 2-hop 邻节点到当前节点均通过最优能量路径。所谓最优能量路径是指路径代价总和最小的那一条。如节点 D 到节点 B 的路径有：D→A→B（路径代价为 100）、D→C→B（路径代价为 92）、D→F→B（路径代价为 80），故最优能量路径为 D→F→B，选择 F 为节点 B 的 MPR。同理，节点 E 到节点 B 的最优能量路径是 E→C→B（路径代价为 67），故选择节点 C 也为节点 B 的 MPR。

可以看到,MPR 的数目并不是固定的,MPR 的选择策略会影响 MPR 的数目,特别是 MPR_3 策略,有可能使得对于不同的 2-hop 节点都有一个不同的 MPR。而对于 MPREB 协议适用的规模较大的移动 Ad Hoc 网络来说,这种 MPR 的存储开销是不可忽略的。三种改进算法的对比如表 6.1 所示。

表 6.1 三种 MPR 选择策略的对比

	计算复杂度	MPRs 数目	冗余度	算法性能
MPR_1	低	少	小	不一定最优
MPR_2	低	中	小	较优
MPR_3	高	多	大	最优

节点在收集到了局部拓扑信息之后,就开始根据某一 MPR 选择策略计算节点的 MPR,并将所选择的 MPR 信息保存在本节点的 MPR 表中,随着之后的 HELLO 报文通知相应的邻居节点。为了减少协议的开销和代价,并不是每次局部网络拓扑发生变化或链路代价发生变化时都重新计算 MPR 的,可以每隔 CAL_TIME 计算一次。其中 CAL_TIME 与网络的动态性和节点能力相关。

为了说明 MPREB 协议的有效性,我们再回到图 6.1 所示的网络,通过分析可得,节点 A 利用上述三种 MPR 选择策略都无一例外地选择节点 C 为 MPR 集,这样,节点 B 在接收到来自节点 A 的路由控制报文后,判断出自己不在节点 A 的 MPR 集里,于是就丢弃广播报文,从而减小了没必要的广播能量开销。可见,从网络协议层次上讲,MPREB 协议和 ME-AODV 协议虽然都处于网络层,但是 MPREB 协议所处的协议栈位置要比 ME-AODV 协议低,实际上图 6.2 已经清楚地给出了这一关系。需要注意的是,MPREB 协议所影响到的是网络中的广播报文的传输,单播报文的传输不受该协议的影响。

6.4 模拟实验与性能分析

本节所采用的实验环境仍以本文第 3.6.1 节所采取的模型为基础,与本文第 5.6 节类似,我们对节点的基本参数做了修改,设定节点的监听功率为 0。实验时,我们设定网络中的节点运行的路由协议是 ME-AODV 协议,然后通过改变网络的广播机制来考察网络性能,对以下四种广播协议进行了仿真:

- (i) 泛洪式广播:对于 ME-AODV 协议来说,这是一种“抑制性的广播协议”,后面简称为 FB (Flooding Broadcast) 协议。
- (ii) MPREB1:采用 MPR_1 作为 MPR 选择策略的 MPREB 协议。
- (iii) MPREB 2:采用 MPR_2 作为 MPR 选择策略的 MPREB 协议。
- (iv) MPREB 3:采用 MPR_3 作为 MPR 选择策略的 MPREB 协议。

MPREB 协议的目的在于减小广播开销,降低节点的能量消耗,因此我们主要考察两个主要参数:路由开销降低率和网络生存期。

6.4.1 路由开销降低率

对于 ME-AODV 协议来说,路由的发现是通过路由请求(RREQ)报文来实现的,因此对于同一个场景,节点发送的 RREQ 报文的多少表示了路由开销的程度。仿真时,我们在每个场景的仿真结束之后统计整个仿真过程所有源节点所发送的所有 RREQ 报文的总和,我们以 FB 协议所产生的 RREQ 报文数目 $Count_{FB}$ 为基准,定义 MPREB 协议的路由开销降低率(RRO: Reduction-rate of Routing Overhead)为

$$RRO = \frac{Count_{FB} - Count_{MPREB}}{Count_{FB}} \times 100\% \quad (6.1)$$

其中 $Count_{MPREB}$ 为当网络采用 MPREB 协议时所产生的 RREQ 报文数目。

在考察路由开销降低率时,我们在一个 $1000m \times 500m$ 的区域里随机地布置 n ($n=10, 20, 30, \dots, 90$) 个无线节点作为仿真场景:节点在上述区域内不间断地做随机运动,最大移动速度为 $5m/s$;然后随机选取 12 对节点(可重复选取)以传输 CBR 业务;为了消除节点的死亡对于网络性能的影响而单独考虑广播协议的性能,设定每个节点的初始能量为 $800J$,仿真时间为 1000 秒,这样在仿真结束之后所有节点依然都处于活跃状态。

图 6.5 给出了网络中的不同节点数目情况下三种 MPREB 协议的路由开销降低率。分析该图,可以得出如下结论:

(i) MPREB 协议由于采用 MPR 思想来指导路由搜索的过程,本章所提出的三种 MPR 选择策略都能在较大程度上限制了 RREQ 报文的盲目传播。特别是,随着节点数目的增多,这种优势就愈加明显,我们可以看到在节点数达到 90 时,MPREB1 协议相比与 FB 协议降低了 38.8% 的路由开销;

(ii) 在降低路由开销方面,MPREB1 协议一直优于另外两个协议。这实际上是由 MPR_1 的 MPR 选择策略本身决定的,MPR_1 优先选择的是覆盖最多 2-hop 邻居的节点作为 MPR,而另外两种策略则优先考虑的是能量因素,因此 MPREB1 所选择的 MPR 集的数目较小,根据 MPR 的思想,MPR 数目越小,则中间转发的节点也越少,路由发现过程中所发送的 RREQ 分组数目也会更小;

(iii) 当节点数目较少(小于 50)时,MPREB3 优于 MPREB2,但是当节点数目较多(超过 50)时,MPREB2 则优于 MPREB3。这是因为,MPR_3 策略有可能使得对于不同的 2-hop 节点都有一个不同的 MPR,因而在网络规模较大时,MPR 的数目远大于 MPR_2 策略所选取的

MPR 数目，从而造成更多的路由开销。

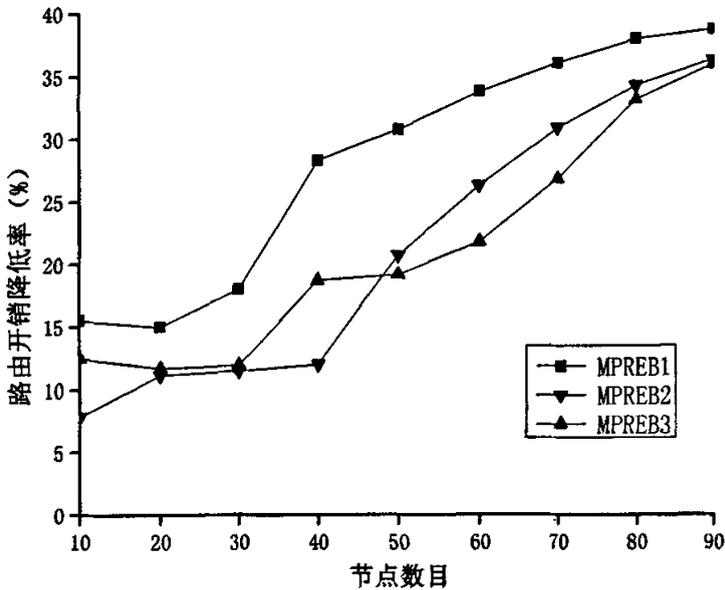


图 6.5 MPREB 协议的路由开销降低率

6.4.2 网络生存期

本小节的实验对上一小节的实验参数做了如下修订：网络中的节点个数为 50，每个节点的初始能量为 60J，当节点的能量值降为 0 时，认为该节点死亡并不再参与任何通信；网络中的业务负载使用 20 条 CBR 流，每条流的持续时间为 10 秒，之后重新随机地选择 20 对节点进行通信，以此重复进行直至仿真结束；节点最大移动速度分别为 0 和 5m/s，仿真时间为 2000 秒。

由于 MPREB 协议在能耗方面的主要贡献在于降低网络中的路由开销，从而节省节点的能量消耗，我们更关心的是协议的“全局”的节能效果，因此本小节我们只以网络中前 20 个死亡节点的平均生存期来定义网络生存期。图 6.6 给出了这种方式定义的网络生存期。由该图可见，不论节点静止或者移动，三种 MPREB 协议都比 FB 协议表现出了不同的节能优势。根据上一小节的结论，MPREB1 协议更有利于降低网络中的路由开销，但是节能效果却不如其它两种协议。这是因为 MPREB1 协议在选取 MPR 集的时候优先考虑尽量覆盖最多 2-hop 邻居，是非能量的因素，节能只是第二考虑因素，这导致的结果是上层（也是处于网络层，只是协议栈较高）的节能路由协议选取的路径未必是能量最优的，这就极大地抵消了降低路由开销所节省的能量消耗，而另外两种协议虽然 MPR 集的数目较多，路由开销较大，但是却能选取能量较优的路径，而在本节的实验中，用于数据传输的所消耗的能量还是占据了整体能量消耗大部分。由该图还可以发现，MPREB3 协议的节能效果要优于 MPREB2 协议，这是因为采用 MPR₃ 的 MPR

选取策略相比 MPR₂ 更具有节能优势，因而对节能路由协议的寻路更具有指导意义。

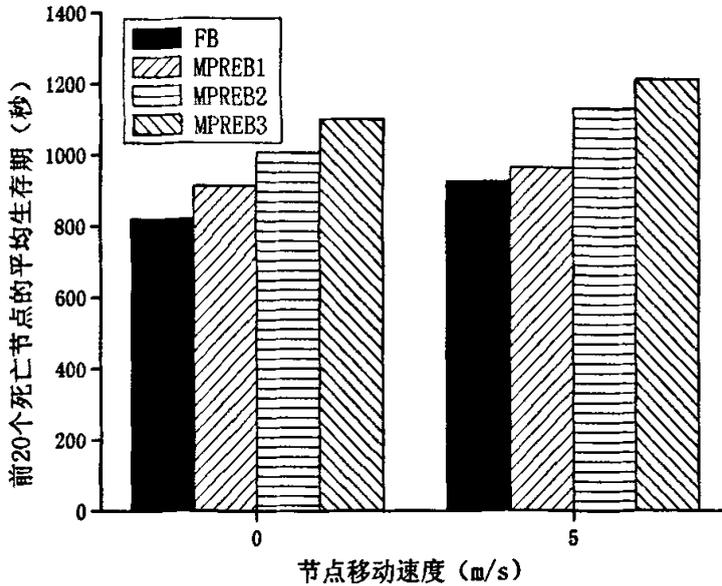


图 6.6 不同移动速度下的前 20 个节点的平均生存期

6.5 本章小结

本章分析了泛洪式广播在应用于无线网络时存在“广播风暴”、“路由冗余度”以及缺乏指导节能路由协议能力的缺点，提出了一种基于多点中继的高效能的广播协议——MPREB (MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。多点中继 (MPR: MultiPoint Relaying) 思想的引入可以限制泛洪和引导节能路由协议的控制报文的广播。MPREB 协议提供了 3 种不同的 MPR 选择策略，每个节点选取部分邻居节点作为它的 MPR 集，不在 MPR 集中的邻居节点不处理和转发来自该节点的广播包，从而达到减小广播开销的目的。模拟实验结果表明，MPREB 协议可以有效降低节能路由协议在路由寻找过程中所需要的广播报文，同时也表现出了良好的节能性能。

第7章 结束语

7.1 全文总结

移动 Ad Hoc 网络由于其不需要基础设施支持、自组织、分布性、动态性等特点,近几年发展迅速,从最初单一的军事应用逐渐渗透到民用领域,但由于网络中的无线节点一般是由具有有限能量的电池供电的,而电池容量很难在短期内有大幅度的提高,因此能量问题是移动 Ad Hoc 网络在向实用化方向迈进所需要着重研究的问题。基于这样的背景,本文选择移动 Ad Hoc 网络的节能问题作为研究课题。本文所提出的一系列节能算法主要集中在网络层和 MAC 层上,现将论文的主要内容和创新性成果总结如下:

第 1 章概述了移动 Ad Hoc 网络的产生背景、发展、概念、特点、应用前景和体系结构,为随后的节能路由协议提供了研究背景,在分析了研究背景和意义之后,简介了本论文的研究内容和成果。

第 2 章按照路由发现的驱动模式的不同对移动 Ad Hoc 网络中的路由协议进行了分类与介绍,并重点叙述了本文所涉及的两个具体的两个路由协议——DSR (Dynamic Source Routing) 协议和 AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector routing) 协议,为第 4 章、第 5 章所研究的节能路由算法奠定了基础。

第 3 章提出了一种基于信号衰减比的功率控制算法——SAR-PCA (Signal Attenuation Rate based Power Control Algorithm),该算法最重要的特点是节点只要获得信号衰减比就可以对报文进行功率控制,而通过对于无线信号在自由空间模型和地面反射模型的衰减模型的分析,信号衰减比虽然在数值上是与传播模型与节点间距相关的,但在计算时只需要获得报文的发送信号功率和接收信号功率即可,因此无线节点并不需要额外的 GPS 设备或定位算法的支持,具有简单性和经济性;此外,SAR-PCA 通过与网络层的路由协议的有机结合,可以很容易与节能路由算法协同工作。模拟实验表明,SAR-PCA 可在一定程度上提高节点的网络生存期。

第 4 章分析了 DSR 协议基于“最小跳数”的路由选取标准在节能能量消耗方面的不足,然后联合 MAC 层的功率控制算法 SAR-PCA,分别以“基于最小化能量消耗”和“基于节点电池能量感知”为优化目标,提出了 MECP-DSR (Minimum Energy Consumption routing Protocol based on DSR) 协议和 PAR-DSR (Power Aware Routing protocol based on DSR) 协议。MECP-DSR 协议通过理论分析得出可以以信号衰减比的倒数作为节点的发射功率的指标,从而可以简单有效地结合到 DSR 协议中,而 PAR-DSR 协议通过将节点的剩余电池能量作为节点的发射代价函数的组成部分,使那些剩余电池能量较小的节点由于发射代价较高而避免被选入路由当中。模拟实验表明,MECP-DSR 协议和 PAR-DSR 协议都可以有效地提高移动 Ad Hoc 网络的生存期,MECP-DSR 协议在节省网络的全局能量消耗方面要优于 PAR-DSR 协议,但是在平衡所有节点的生存期差异方面 PAR-DSR 协议要优于 MECP-DSR 协议。

第 5 章对于在实际无线通信系统中报文并非总能投递成功而需要引入重传的特点,从理论

上分析了在端到端 (EER) 重传模型和逐跳重传 (HHR) 模型下“基于最小化能量消耗”的节能路由协议所选取的路径并非总是最优的。接着指出现实系统是以一种更一般化的重传模型 (GR 模型) 进行, 即链路层是进行有限次数的重传, 如果这些重传失败由上层来保证端到端的可靠性。本章从概率论角度分析并提出了在 GR 模型下的节能路由协议所应采取的数学模型, 指出 EER 和 HHR 模型是 GR 模型的两个特例, 因此 GR 模型是更广泛和一般化的模型, 具有较大的现实意义。基于此模型, 本章提出了一种适用于差错链路的节能路由协议——ERRC (Energy-efficient Routing protocol for Reliable Communication)。模拟实验表明, ERRC 算法相比于没有考虑报文错误概率的基于同样的能量优化目标的节能路由算法, 表现出了更好的节能性能, 是一种更精确的节能路由协议。

第 6 章分析了泛洪式广播存在“广播风暴”、“路由冗余度”、对于节能路由协议缺乏指导作用的缺点, 提出了一种基于多点中继 (MPR: MultiPoint Relaying) 的高效能的广播协议——MPREB (MultiPoint-Relaying-based Energy efficient Broadcasting protocol)。MPREB 协议提供了 3 种不同的 MPR 选择策略, 每个节点选取部分邻居节点作为它的 MPR 集, 不在 MPR 集中的邻居节点不处理和转发来自该节点的广播包, 从而达到减小广播开销的目的。模拟实验结果表明, MPREB 协议可以有效降低节能路由协议在路由寻找过程中所需要的广播报文, 同时也表现出了良好的节能性能。

7.2 进一步工作

作为本论文工作的进一步延伸, 有如下内容值得进一步研究:

- (1) 本文所提出了 MAC 层的功率控制机制 SAR-PCA 是一种“主动的”功率控制机制, 即节点在工作期间必须始终保持活跃状态, 然而节点在既不接收也不发送数据时也要消耗一定的功率, 这在当网络负载较小的时候是一个很可观的负担。因此, 下一步我们可以研究另外一种“被动”的功率控制机制, 即当节点通过链路层的侦听判断自身在未来一段时间内不会有数据接收和发送行为时, 就“被动”地关闭自身的无线网卡, 从而极大地节省网络中的能量消耗。
- (2) 在本文第 5 章所讨论的 ERRC 算法中, 我们假设节点间的报文错误概率与节点的发送、接收信号功率是相互独立的, 然而在实际的无线通信系统中并非如此, 链路间的误码率 p_b 与接收方的信噪比 SNR 具有如下关系:

$$p_b \propto \operatorname{erfc}(\sqrt{\text{constant} * \text{SNR}}) \quad (6.1)$$

其中 constant 表示常数, erfc 是如下式定义的误差补函数:

$$\operatorname{erfc}(x) = 1 - \int_0^x e^{-t^2} dt \quad (6.2)$$

这种更接近实际系统的节能路由算法是我们下一步的研究内容之一。

参考文献

- [1] 郑少仁, 王海涛, 赵志峰, 米志超, 黎宁, 《Ad Hoc 网络技术》, 人民邮电出版社, 2005.
- [2] 王金龙, 王呈贵, 无启晖, 龚玉萍, 《Ad Hoc 移动无线网络》, 国防工业出版社, 2004.
- [3] 李津生, 洪佩琳, 《下一代 Internet 网络技术》, 人民邮电出版社, 2001.
- [4] Moe Rahnema. Overview of the GSM system and protocol architecture. IEEE Communications Magazine, April 1993.
- [5] Kyoung Il Kim, Handbook of CDMA System Design, Engineering and Optimization, Prentice Hall PTR, 1999.
- [6] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society, Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and PHYSical Layer (PHY) Specifications, ANSI/IEEE Std. IEEE 802.11, 1999 ed., New York, USA, http://standards.ieee.org/getieee802/download/IEEE_802.11-1999.pdf, 1999.
- [7] <http://portal.etsi.org/bran/>.
- [8] <http://www.bluetooth.org/>.
- [9] IEEE Computer Society and IEEE Microwave Theory and Techniques Society. Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems[S]. IEEE Std 802.16-2001, April 2002.
- [10] IEEE 802.20 PD-03. Mobile Broadband Wireless Access Systems[S].
- [11] IEEE 802.20 PD-04. Introduction to IEEE 802.20 Technical and Procedural Orientation[S].
- [12] <http://www.homerf.org/>.
- [13] S. Corson, J. Macker. Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations. IETF RFC 2501, Jan 1999.
- [14] PRAKASH R. Unidirectional links prove costly in wireless Ad hoc networks[A]. DIMACS Workshop on Mobile Networks and Computers[C], Seattle, Aug 1999, 15 - 22.
- [15] 陈丹, 郑增威, 李际军, 无线传感器网络研究综述, 计算机测量与控制, 2004 年 08 期: 701-704.
- [16] Sinha A, Chandrakasan A. Energy aware software [A]. Proc. VLSI Design 2000 [C]. Calcutta, India, 2000, 1.
- [17] IETF MANET working group: <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.
- [18] Nokia, "Wireless Broadband Access-Nokia Rooftop Solution", Nokia Network References, <http://www.wbs.nokia.com/solution/index.html>, 2001.
- [19] S. Basagni, M. Conti, S. Giordano and I. Stojmenovic, "Mobile Ad Hoc Networking", Wiley-IEEE Press, August 2004.
- [20] 张蕾, Ad hoc 综述, 电子科学技术评论, 2005 年 05 期: 35-38.
- [21] 何蓉, 方旭明, 蓝牙 Ad hoc 网络形成算法的性能评价, 计算机应用, 2005 Vol.25 No.5:

1173-1176

- [22] 胡鹏, 无线自组网路由关键技术的研究, 博士学位论文, 中国科学技术大学, 2006年.
- [23] 赵志峰, 郑少仁, Ad hoc 网络, 中国数据通信, 2002年09期.
- [24] 赵志峰, 郑少仁, Ad Hoc 网络体系结构研究, 电信科学, 2001,17(1): 9-13.
- [25] 张文柱, 李建东, 刘凯, UPMA 协议在多跳分布式无线网络中的性能研究, 西安电子科技大学学报, 2002年02期: 186-191
- [26] M. Jiang, J. Li and Y.C. Tay, Cluster based routing protocol (CBRP), IETF MANET Working Group, Internet-Draft, August 1999.
- [27] Zygmunt J. Haas, Siamak Tabrizi. On some challenges and design choices in Ad Hoc communication. IEEE MILCOM'98. October, 1998
- [28] G. Malkin. RIP version 2, RFC 2453. IETF, Nov. 1998.
- [29] J. Moy. OSPF version 2, RFC 2328. IETF, Apr. 1998.
- [30] David B. Johnson, David A. Maltz, Carnegie Mellon, *et al.* The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR). RFC4728, Feb. 2007.
- [31] C. Perkins, E. Belding-Royer, S. Das. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. RFC3651, July 2003.
- [32] T. Clausen, Ed., P. Jacquet. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), RFC 3626, October 2003.
- [33] V. Park and S. Corson. Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1 Functional Specification, IETF Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt, July 2001.
- [34] R. Ogier, F. Templin, M. Lewis. Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding. RFC 3684, Feb. 2004.
- [35] C. Perkins, P. Bhagwat. Highly dynamic destination—sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. Proc. ACM SIGCOMM'94, 1994: 234-244.
- [36] S. Murthy, JJ. Barcia-Luna-Aceves. An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks. ACM Mobile Networks and Applications Journal, Special issue on Routing in Mobile Communication Networks, 1(2), 1996:183-193.
- [37] P. Gupta, P. Kumar. A system and traffic dependent adaptive routing algorithm for ad hoc networks[A]. The 36th Conference on Decision and Control[C]. San Diego, California, Dec 1997: 2375-2380.
- [38] C. Chiang, H.Wu, W.Liu, *et al.* Routing in clustered multihop mobile wireless networks with fading channel [A]. IEEE Singapore International Conference on Networks[C]. Singapore, 1997: 197-211.
- [39] Z.J. Haas, M.R. Pearlman, P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks. draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt, Internet-Draft, IETF, Aug., 2002.
- [40] Barcia-Luna-Aceves J., Murthy S. A path-finding algorithm for loop-free routing [J]. IEEE ACM

- Transactions on Networking, 1997, 5(t): 148-160.
- [41] 史美林, 英春, 自组网路由协议综述, 通信学报, 2001年11期: 93-103
- [42] E. Gafni, D. Bertsekas. Distributed algorithms for generating loop-free routes in networks with frequently changing topology [J]. IEEE Transactions on Communication, 1981, C-29(1):11-18.
- [43] S. Papademetriou, P. Papadopoulos, V. Park, A. Qayyum. An Internet MIANET encapsulation protocol (IMEP) specification [EB/OL]. <http://www.ietf.org/proceedings/99mar/I-D/draft-ietf-manet-imep-spec-01.txt>, 1999-08-07.
- [44] J. Broch, D. Maltz, D. Johnson, *et al.* A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols [A]. The fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking[C]. Dallas, Oct 1998: 85-97.
- [45] http://w3.antd.nist.gov/wctg/aodv_kernel/.
- [46] http://core.it.uu.se/core/index.php/Main_Page.
- [47] <http://www.tcs.hut.fi/~antti/manet/aodv/>.
- [48] <http://www.hynet.umd.edu/research/maodv/MAODV-UMD.html>.
- [49] <http://www.aodv.org/>.
- [50] <http://members.shaw.ca/aodv6-sfu/>.
- [51] <http://sourceforge.net/projects/aslib/>.
- [52] Theodore S. Rappaport, Wireless Communications: Principles and Practice, 2nd ed., Prentice Hall, 2001: 71, 85 – 90.
- [53] J. L. Hennessy, D. A. Patterson, Computer architecture: a quantitative approach, 2nd edition, Morgan Kaufmann, San Francisco, CA, 1996.
- [54] POWERS R.A., Batteries for low power electronics [J]. Pro IEEE 1995, 83(4):687-693
- [55] SANCHEZ M, MANZONI P, HAAS Z J. Determination of critical transmission range in Ad hoc networks [A]. Proceedings of the Multiaccess, Mobility and Teletraffic for Wireless Communications[C]. Tel Aviv, Israel, March 2000.
- [56] NARAYANASWAMY S, KAWADIA V, SREENIVAS R S. Power Control in Ad hoc Networks: Theory , Architecture , Algorithm and Implementation of the COMPOW Protocol [R] . European Wireless 2002, February 2002.
- [57] RAMANATHAN R, HAIN R. Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment [A]. IEEE INFOCOM' 2000[C]. 2000: 404-413.
- [58] Kleinrock, L.; Silvester, J. Optimum transmission radio for packet radio networks or why six is a magic number [A]. Proceedings of the IEEE National Telecommunications Conference[C]. Birmingham, Alabama, 1978.
- [59] PARK S, SIVAKUMAR R. Quantitative analysis of transmission power control in wireless Ad hoc networks [A]. Proceedings of International Workshop on Ad Hoc Networking (IWAHN) [C]. Vancouver, Canada, 2002.

- [60] Elizabeth M. Royer, P. Michael Melliar-Smith, Louise E. Mosert. An analysis of the optimum node density for Ad hoc mobile networks [A]. Proceedings of the IEEE International Conference on Communications[C]. Helsinki, Finland, 2001.
- [61] AGARWAL S , KRISHNAMURTHY S V , KATZ R H. Distributed power control in Ad hoc wireless networks[A]. Proceedings of PIMRC 2001[C]. San Diego, 2001.
- [62] WU S L, TSEN G Y C, SHEU J P. Intelligent medium access for mobile Ad hoc networks with busy tones and power control [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18 (9):1647-1657.
- [63] WU S L, TSEN G Y C, LIN C Y. A Multi-Channel MAC Protocol with Power Control for Multi-hop Mobile Ad hoc Networks [J]. The Computer Journal, 2000.
- [64] ELBATT T A, KRISHNAMURTHY S V. Power management for throughput enhancement in wireless Ad hoc networks [A]. ICC2000 [C]. 2000: 1506-1513.
- [65] Goldsmith, A.J., Wicker, S.B. Design challenges for energy-constrained ad hoc wireless networks. Wireless Communications, IEEE [see also IEEE Personal Communications] Volume 9, Issue 4, Aug. 2002:8 – 27
- [66] Suresh Singh, Mike Woo, C S Raghavendra. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. Proceedings of Mobicom 98 Conference, Dallas, October 1998:181-190.
- [67] Morteza Maleki, Karthik Dantu, Massoud Pedram. Power-aware source routing protocol for mobile ad hoc networks. ISLPED'02, Monterey, California, USA, August 12-14, 2002: 72-75.
- [68] S. M. Senouci, G. Pujolle. Energy efficient routing in wireless ad hoc networks. Communications, 2004 IEEE International Conference, 20-24 June 2004, Vol.7: 4057 - 4061.
- [69] I. Stojmenovic, X. Lin. Power-aware localized routing in wireless networks. Proc. ZEEE IPDPS, Cancun, Mexico, May 2000.
- [70] S. Capkun, M. Hamdi, and J.-P. Hubaux. GPS-free positioning in mobile ad-hoc networks. Cluster Comput. 5 (2) (2002) 157-167.
- [71] C. R. Lin and M. Gerla. Adaptive clustering for mobile wireless networks. IEEE Journal of Selected Areas in Communications, 15(7) pp. 1265–1275, 1997.
- [72] I. Stojmenovic, M. Seddigh, and J. Zunic, “Dominating sets and neighbor elimination based broadcasting algorithms in wireless networks”, IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 13(1) pp. 14–25, January 2002.
- [73] S. Basagni. Distributed clustering for ad hoc networks. In Proceedings of the 1999 International Symposium on Parallel Architectures Algorithms, and Networks (ISPAN 99), pages 310–315, Freemantle, Australia, June 1999.
- [74] P.-J. Wan, K. M. Alzoubi, and O. Frieder. Distributed construction of connected dominating sets in wireless ad hoc networks. Mobile Networks and Applications (MONET), 9(2) pp. 141–149, April 2004.
- [75] S. Basagni, A. Carosi, and C. Petrioli. Sensor-DMAC: Dynamic topology control for wireless

- sensor networks. Proc. IEEE VTC, September 2004.
- [76] F. Kuhn, T. Moscibroda, and R. Wattenhofer. Initializing newly deployed ad hoc and sensor networks. Proc. ACM MobiCom, pages 260–274, September 2004.
- [77] J. Gao, L. Guibas, J. Hershberger, L. Zhang, and A. Zhu. Discrete mobile centers. Proc. the 17th Annual Symposium on Computational Geometry (SCG), pp. 188–196, June 2001.
- [78] F. Dai, J. Wu. An Extended Localized Algorithm for Connected Dominating Set Formation in Ad Hoc Wireless Networks. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, vol. 15, pages: 908–920, Oct. 2004.
- [79] Y. Xu, J. S. Heidemann, D. Estrin. Geography-informed energy conservation for Ad Hoc routing. Proc. ACM MobiCom, pp.70-84, 2001.
- [80] Virtual InterNetwork Testbed, A Collaboration among USC/ISI, Xerox PARC, LBNL, and UCB. <http://www.isi.edu/nsnam/vint/index.html>.
- [81] The Network Simulator - ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [82] CMU Wireless and Mobility Extensions to ns-2. <http://www.monarch.cs.cmu.edu/cmu-ns.html>.
- [83] 黄景博, 洪佩琳, 李津生, MANET 中基于 DSR 的一种最小能耗路由协议, 电路与系统学报, 2006 年 3 月录用 (待发表)。
- [84] Huang Jingbo, Hong Peilin, Li Jinsheng. Power-Aware Routing Based on DSR for Mobile Ad Hoc Networks. Journal of Electronics(China), Vol.24, No.2, Mar. 2007: 167-173.
- [85] 黄景博, 洪佩琳, 卢汉成, 张幸, 基于 IEEE 802.11 的 Ad Hoc 网络中的一种节能路由改进算法, 中国科学院研究生院学报, 2007 年 5 月录用 (待发表)。
- [86] 许力, 郑宝玉, 吴子文, 移动自组网中节能路由策略的分析与比较, 计算机应用研究, 2004 年 05 期。
- [87] M.W. Subbarao. Dynamic Power Conscious Routing for MANETs: An Initial Approach[C]. IEEE Vehicular Technology Conference, Amsterdam, 1999: 1232-1237
- [88] J. Gomez, A. Campbell, M. Naghshineh, *et al.* PARO: Supporting Dynamic Power Controlled Routing in Wireless Ad Hoc Networks, Wireless Networks, 5(2003)9, 443-460.
- [89] Young-Bae Ko, Nitin H. Vaidya. Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad hoc Networks[c]. Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. Dallas, United States, 1998: 66-75
- [90] C-K. Toh. Maximum Battery Life Routing to Support Ubiquitous Mobile Computing in Wireless Ad Hoc Networks[J]. IEEE Communications Magazine, June 2001: 138-147
- [91] S. Banerjee, A. Misra. Minimum energy paths for reliable communication in multi-hop wireless networks, Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile Ad Hoc networking & computing, Lausanne, Switzerland, Jun. 2002: 146-156.
- [92] Q. Dong, S. Banerjee, M. Adler, *et al.* Minimum energy reliable paths using unreliable wireless links, Proceedings of the 6th ACM international symposium on Mobile Ad Hoc networking and

- computing, Illinois, USA, May. 2005: 449-459.
- [93] Sze-Yao Ni, Yu-Chee Tseng, Yuh-Shyan Chen, and Jang-Ping Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *ACM MOBICOM*, pages 151-162. ACM Press, 1999.
- [94] B. Williams, T. Camp. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks, *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*, pages 194-205, 2002.
- [95] M. Mauve, J. Widmer, H. Hartenstein. A survey on position-based routing in mobile ad hoc networks”, *Network*, IEEE, Volume 15, Issue 6, Nov.-Dec. 2001, Page(s):30 – 39.
- [96] J. E. Wieselthier, G. D. Nguyen, and A. Ephremides. On the Construction of Energy-Efficient Broadcast and Multicast Trees in Wireless Networks. *Proc. 19th Annual Joint Conf. IEEE Comp. and Commun. Socs.*, vol. 2, Mar. 2000, pp. 586–94.
- [97] J.E. Wieselthier, G. D. Nguyen, and A. Ephremides. Energy-efficient Broadcast and Multicast Trees in Wireless Networks. *Mobile Nets. and Apps. J.*, vol. 7, no. 6, Dec. 2002, pp. 481–92.
- [98] W. Liang. Constructing Minimum-energy Broadcast Trees in Wireless Ad Hoc Networks. *Proc. 3rd ACM Int’l. Symp. Mobile Ad Hoc Net. & Comp.*, June 2002, pp. 112–22.
- [99] Y. Ge, T. Kunz, L. Lamont. Quality of service routing in ad-hoc networks using OLSR. *System Sciences, 2003. Proceedings of the 36th Annual Hawaii International Conference on 6-9 Jan 2003* Page(s):9 pp.

攻读博士学位期间的研究成果

论文:

1. 黄景博, 洪佩琳, 李津生: “MANET 中基于 DSR 的一种最小能耗路由协议”, 电路与系统学报, 2006 年 3 月已录用。
2. Huang Jingbo, Hong Peilin, Li Jinsheng: “Power-Aware Routing Based on DSR for Mobile Ad Hoc Networks”, 电子科学学刊 (英文版), Vol.24, No.2, Mar. 2007.
3. 黄景博, 洪佩琳, 卢汉成, 张幸: “基于 IEEE 802.11 的 Ad Hoc 网络中的一种节能路由改进算法”, 中国科学院研究生院学报, 2007 年 5 月已录用。
4. 张幸, 洪佩琳, 李津生, 黄景博: “MBQR: Ad Hoc 网络中基于多点中继的 QoS 路由”, 小型微型计算机系统, 2006 年 9 月已录用。
5. 束永安, 李津生, 洪佩琳, 黄景博: “一种基于干扰模型的无线网状网自适应路由策略”, 小型微型计算机系统, 2006 年 12 月已录用。

讲义:

1. 黄景博、胡鹏、朱文涛等, 《信息安全专业实验讲义》(中国科学技术大学信息安全专业的实验教材), 2003 年。

致 谢

本论文是在导师洪佩琳教授的悉心指导下完成的。在我五年多的实验室学习生活中，她竭力培养我独立从事科研工作的素质，并为我提供了全方位的、不可多得的锻炼和展示机会。洪老师渊博的学识、敏锐的学术洞察力、诲人不倦的治学态度，给我留下了深刻印象；她严谨扎实的工作作风、活跃的学术思想、开拓创新的进取精神，更令我受益终生。洪老师的指导、督促和包容，使得我在本实验室的这段经历成为引领我将来向着更高的目标前进的重要基础和宝贵财富，在此我谨向她致以衷心的感谢！

感谢已故的信息网络实验室创始人李津生教授，李老师在过去几年里一直在学习和工作中给予我无私的指导和帮助，在去年住院期间还多次关心我和我的项目进展，我将永远缅怀李老师，愿李老师在天堂安息！

实验室和谐的人际关系、活跃的学术气氛给我留下了美好的回忆。特别感谢曾经的师兄卢汉成老师以及胡鹏同学，他们曾给予我许多帮助和鼓励，他们刻苦勤奋的态度、出众的智慧和积极的生活态度让我深受鼓舞。感谢已毕业的实验室成员王贵竹、杨海松、孙卫强、朱文涛、杜平、彭燕林、熊继平、袁巍、廖小飞、李刚、程剑、张有为、齐庆虎、刘汝为、郭立鹏、修志华和仍在读的薛开平、周健、周晓波、朱斌、周伟、赫哲、刘芳林、铁晓磊、陈正军、胡明秀、李盼盼、潘蓝兰、叶浩，还有即将和我一起毕业的刘利、覃振权、刘梦娟、束永安、黄冠尧、陈飘、杨福荣、张虎强，他们都曾给予我很大的帮助和启发，在此向他们表示衷心的感谢。还要感谢和我有过密切合作关系的李蕾、王辉、张凤翔、彭永超、吴叶国、张幸、张瑞、彭敏、黄志彬等同学的友好合作和支持。

感谢在科大的十年期间曾经给予我关心和帮助的所有老师和同学。感谢电子工程与信息科学系的徐云生老师、刘发林老师、吴忠民老师、程凤莲老师、朱薇老师和张根发老师，有了他们的关心和帮助，我才得以顺利地各项学习和实践任务。感谢我的本科班主任裴小平老师的辛勤培养。感谢实验室的徐蓉女士，她给我的科研工作提供了许多便利的条件和物质的帮助。

感谢审稿和参加答辩的各位专家学者，谢谢你们在百忙中抽出时间，对我的论文进行指导。感谢所有参加论文答辩的老师和同学。

本文献给我敬爱的父母，是他们教导我诚实做人，培养我勤勉刻苦的品质，感谢他们的养育和教诲之恩，祝愿他们永远幸福平安。最后，我要感谢我的女友董娜和我的弟弟妹妹，感谢他们一直以来的鼓励和支持。

黄景博

二零零七年五月