

摘要

无线 Mesh 网络（Wireless Mesh Network, WMN）是一种多跳无线网络，它具有网状的拓扑结构，终端之间通过多跳无线中继进行数据传输。WMN 的构成可以分为 Mesh 路由器、Mesh 终端以及 Mesh 网关，Mesh 网关为不同网络间的连接点；主干路由器位置较固定，有稳定的电源供给；Mesh 终端除了可以通过 Mesh 路由器接入其它网络外，也可以作为子网内的路由器，为本节点和同一子网的其它节点提供路由。WMN 具有自组织和自愈的特点，能够提供更大的网络容量和更高的传输速率。WMN 正在成为下一代因特网技术的重要组成部分。

WMN 路由协议是组建 Mesh 网络的关键技术之一，是本文主要的研究和工作内容。文中首先简要介绍了无线 Mesh 网络的结构，特点以及应用；其次讨论了 Ad Hoc 网络的路由协议和无线 Mesh 网络路由设计的原则和思路。接着，详细介绍了 Mesh 终端，特别是 Mesh 路由协议的工作原理和具体实现。最后根据设计好的系统，对 Mesh 终端组成的单级网络和 Mesh 终端与 WiMax 基站组成的分级网络进行了测试，并对测试结果进行了合理分析，为路由协议的后续改进提出了建议。

关键词： 无线 Mesh 网络 路由协议 分级网络 测试

Abstract

A wireless mesh network (WMN) is a multi-hop wireless network. It has a mesh topology, and the terminals can transmit data by a wireless multi-hop relay. A WMN is also a hierarchical network consisting of mesh clients, mesh routers, and gateways. With a fixed location and a stable power supply, Mesh routers constitute a wireless mesh backbone, to which mesh clients are connected as a star topology, and gateways are chosen among mesh clients providing other networks access. Mesh clients can access other networks through mesh routers, and they can also communicate with each other in the same local area network without a mesh router. A WMN has a feature of self-organizing and self-healing, and can provide greater network capacity and higher transfer rate. So the WMN is becoming an important part in the next generation of Internet technology.

Mesh routing protocol is one of the key technologies to build networks and this paper focuses on its design. First, the structure, characteristics and applications of WMN are introduced briefly; Second, the principles and ideas of designing mesh routing protocols are discussed; then, a WMN routing is proposed by improving and optimizing a mobile Ad Hoc routing with the concrete realization of other parts. At last, tests are run on the mesh system, followed by results and analysis.

Keyword: WMN Routing Protocols Hierarchical Networks Testing

创新性声明

本人声明所呈交的论文是我个人在导师指导下进行的研究工作及取得的研究成果。尽我所知，除了文中特别加以标注和致谢中所罗列的内容以外，论文中不包含其他人已经发表或撰写过的研究成果；也不包含为获得西安电子科技大学或其它教育机构的学位或证书而使用过的材料。与我一同工作的同志对本研究所做的任何贡献均已在论文中做了明确的说明并表示了谢意。

申请学位论文与资料若有不实之处，本人承担一切相关责任。

本人签名: 付江 日期 2019.3.6

关于论文使用授权的说明

本人完全了解西安电子科技大学有关保留和使用学位论文的规定，即：研究生在校攻读学位期间论文工作的知识产权单位属西安电子科技大学。本人保证毕业离校后，发表论文或使用论文工作成果时署名单位仍然为西安电子科技大学。学校有权保留送交论文的复印件，允许查阅和借阅论文；学校可以公布论文的全部或部分内容，可以允许采用影印、缩印或其它复制手段保存论文。

(保密的论文在解密后遵守此规定)

本学位论文属于保密，在____年解密后适用本授权书。

本人签名: 付江

日期 2019.3.6

导师签名: 高永江

日期 2019.3.6

第一章 绪 论

随着大量新的无线通信技术不断涌现, 无线网络由于其接入灵活、成本低廉以及易于扩展等特性近年来得到了飞速发展。无线局域网(Wireless Local Area Network, WLAN)、移动自组织网络(Mobile Ad hoc Network, MANET)以及无线传感器网络(Wireless Sensor Network, WSN)等形式的无线网络在近几年已经得到了广泛的研究, 特别近年来, WLAN 在接入领域中得到了迅速发展, 依其所具有的巨大数据传输速率, WLAN 被认为是 3G 或 3G 后移动数据通信部分的一个主要竞争对手。但 WLAN 有其不足之处, 其中最主要的一个便是接入点(AP)的覆盖范围较为有限, 若要在一个相对较大的区域提供无线覆盖, 就需要在该地区内配置多个接入点, 因而增加了建设基于 WLAN 的公共宽带网的成本。无线 Mesh 网络(Wireless Mesh Network, WMN)作为一种能够提供更大范围无线接入的新技术已经成为了新的研究热点。

1.1 无线 Mesh 网络的背景和起源

图 1.1 是传统的基于基站方案的无线通信系统, 它是通过“最后一公里”的无线接入, 为用户提供无线接入服务, 这也是蜂窝无线通信系统的雏形。但随着无线用户数目的增加, 系统有限的频谱资源制约着系统的容量, 使其开始无法适应业务需求的增长, 于是出现了空间资源复用概念的蜂窝移动通信系统。

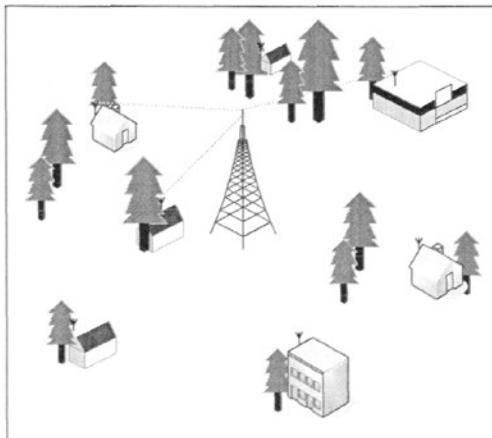


图 1.1 传统基站方案的无线通信系统

蜂窝移动通信系统在应用上有它的局限性。从投资收益角度看, 它只适用于人口稠密、有永久用户业务需求的地区。从应用范围角度看, 即使是在静止条件下能够提供 2Mbps 接入速率的 3G 系统, 仍然无法满足人们日益增长的多媒体应

用需求。另一方面，无线局域网的发展已经进入技术成熟期，它有效延伸了因特网的覆盖范围，赋予了用户一定的移动性。一些没有取得移动通信网络运营牌照的运营商也期望通过布置热点地区接入点（Access Point, AP），将原本并没有用于商业网络的 WLAN 技术推向了市场，但是 WLAN 无法做到像蜂窝网络一样无处不在的信号覆盖。为了能够实现无线通信中无处不在的通信目标，我们需要基于移动 Ad hoc 网络的技术基础，开发出一种完全适用于民用通信的无线多跳网络技术，于是 WMN 技术就随着这一需求而出现。

2000 年初，业界的几个重要事件引起了人们的特别关注，其中之一是美国 ITT 公司将其为美国军方研发的战术移动通信系统的一些专利技术转让给了 MeshNetworks 公司，该公司借此开发了一系列具有自主知识产权的无线多跳网络民用产品——WMN 全套技术产品，并在市场上获得了极大的成功。与此同时，诺基亚、北电网络、Tropos、SkyPilot、Radiant Networks 和 Firetide 等多家公司开发的 WMN 产品相继问世。从此，WMN 进入了飞速发展的时期，同时也给移动 Ad hoc 网络本身的发展注入了新的活力。其间，摩托罗拉公司极为看好 MeshNetworks 公司的发展，于 2005 年成功地将其收于麾下。

WMN 本质上属于移动 Ad hoc 网络（见图 1.2），它与后者的最大区别在于前者的用户终端相对来说移动性较低，WMN 一般不是作为独立的网络形态存在，而是因特网核心网的延伸^[1,2]。通常，会有一个或多个网关节点（Gateway，也称为 Neighborhood Access Point，邻居接入点）与因特网高速相连，家庭或办公室等用户通过自身的无线接入点与网关节点相连。对于网关节点信号覆盖之外的区域，用户节点负责来往业务的中继或转发，从而实现大范围的廉价和快速信号覆盖。显然，这种方式的组网省去网络建设初期昂贵的基础设施建设投资，比传统的点到多点方式的无线接入有很多无可比拟的优点。

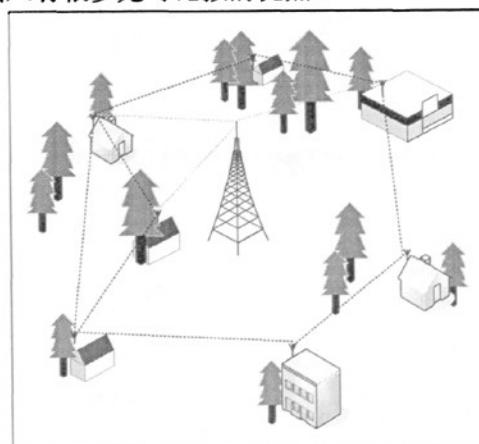


图 1.2 WMN 结构示意图

与 WMN 最密切相关的网络技术有 WLAN 和无线宽带接入网（WBAN，

Wireless Broadband Access Network) 技术。图 1.3 为 WMN 与这两种网络技术的关系示意图。

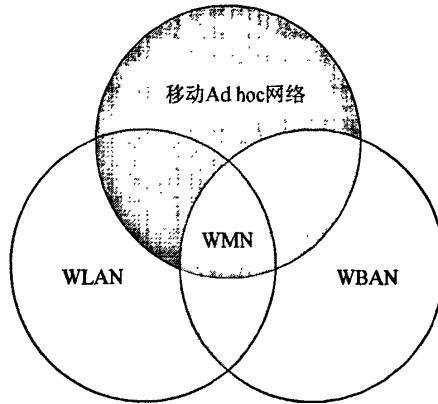


图 1.3 WMN 与移动 Ad hoc 网络、WLAN 和 WBAN 的关系示意图

1.2 无线 Mesh 网络的结构

WMN 的结构与传统意义上的移动 Ad hoc 网络结构有一定的差异。一般来讲，WMN 由客户节点、Mesh 路由器节点和网关节点组成。但根据网络具体配置的不同，WMN 不一定包含以上所有类型的节点。

若按节点的不同功能，网络结构可分为基础设施的网络结构、终端设备的网络结构和混合结构。若按结构层次，网络又可分为平面结构、多级结构和混合结构。这两种分层思路本质上是相似的，基础设施的网络结构就是一种多级结构，而终端设备的网络结构就是一种平面结构。

1.2.1 平面网络结构

图 1.4 所示为 WMN 中最简单的一种结构——平面结构^[11]。图中所有的节点为对等结构，具有完全一致的特性，即每个节点均包含相同的 MAC、路由、管理和安全等协议，既具有客户端节点的功能，也具有能够转发业务的路由器节点的功能。

这是一种任意网状的拓补结构，节点可以任意移动，网络拓补结构会动态变化。在这种环境中，由于终端的无线通信覆盖范围有限，两个无法直接通信的用户终端可以借助其他终端的分组转发功能进行数据通信。在任一时刻，终端设备在不需要其他基础设施的条件下可独立运行，可支持移动终端较高速率的移动，快速形成宽带网络。终端用户模式事实上就是一种 Ad hoc 网络结构模式，它可以在没有或不便利用现有网络基础设施的情况下提供一种通信支撑环境。

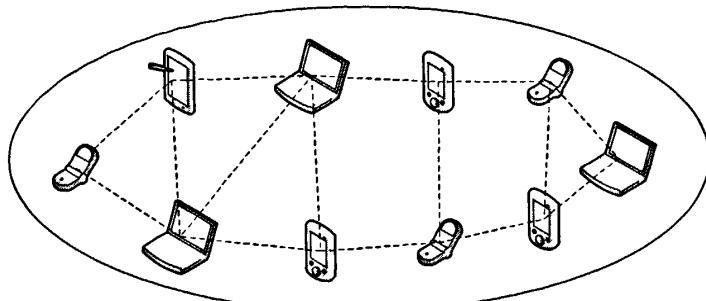


图 1.4 WMN 平面结构

1.2.2 多级网络结构

图 1.5 所示为 WMN 典型的多级结构^[11]，分为上层和下层两个部分。在这种结构中，终端节点可以是普通的 VoIP 手机、笔记本电脑和无线 PDA 等。这些终端节点设备通过 Mesh 路由器接入到上层 Mesh 结构的网络中，实现网络节点的互连互通。

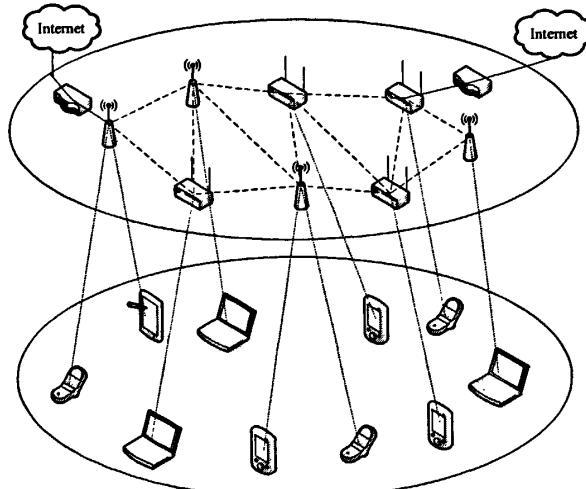


图 1.5 WMN 多级结构

1.2.3 混合网络结构

图 1.6 所示的混合结构为以上两种结构的混合^[11]。在这种结构中，终端节点是增加了具有转发和路由功能的 Mesh 设备，设备之间可以以 Ad hoc 方式互联，直接通信。一般来说，终端节点设备需要同时能够支持接入上层网络 Mesh 路由器和本层网络对等节点的功能。

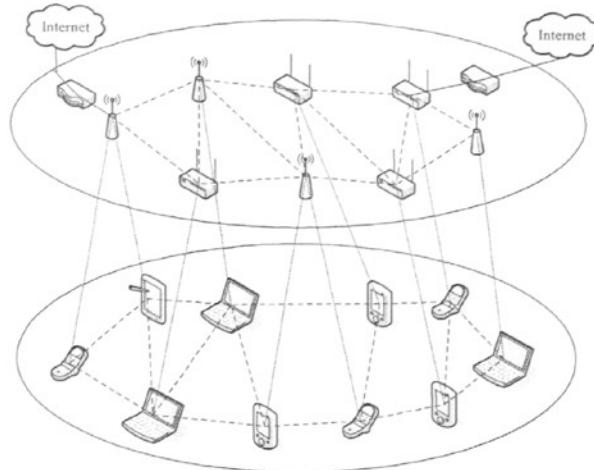


图 1.6 WMN 混合结构

由于上述结构中的两种接入模式具有优势互补性，因此同时支持这两种模式的设备可以在一个广阔的区域内实现多跳方式的无线通信；移动终端既可以与其它网络相连，实现无线宽带接入，又可以与其他用户直接通信；并且可以作为中间的路由器转发其他节点的数据。所以 WMN 不仅可以看作是 WLAN 与移动 Ad hoc 网络融合的一种网络，也可看作是因特网的一种无线版本。

目前的热点技术 WiMax 因其远距离下的高容量（近 50km 的覆盖距离以及高达 70Mbit/s 的宽带接入）等优势，吸引了众多无线宽带接入提供商的注意。从这些网络提供商-保护投资的角度出发，如果要迅速发展 WiMax，必然要与目前已经蓬勃发展的 Wi-Fi 相融合。从组网结构上讲，可以采用两种融合模式：(1)在 WLAN 中，因为 AP 的覆盖范围非常有限，用户在热点地区以外，可以采用 WiMax 接入网络享受服务。但是这种接入方案需要在终端设备中配置双网卡。(2)采用 WMN 的组网模式，即采用双层结构，骨干网采用 WiMax 技术，接入网采用 Wi-Fi。其网络结构如图 1.7。

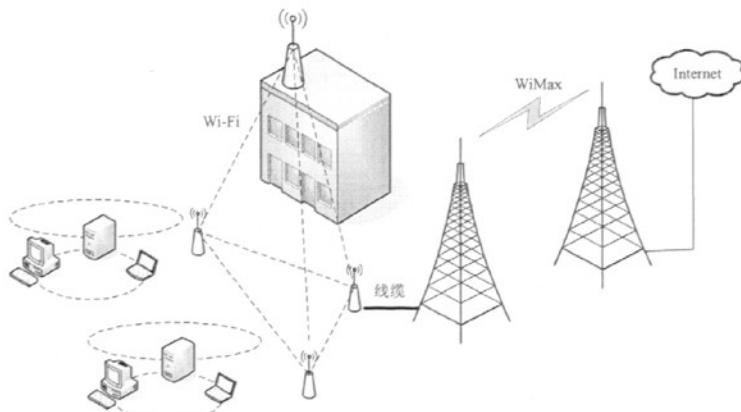


图 1.7 WiMax 与 Wi-Fi 结合的 Mesh 网络

1.3 无线 Mesh 网络的优缺点与应用

1.3.1 无线 Mesh 网络的主要优缺点

WMN 与传统无线网络相比有以下优点。

- (1) 可靠性大大增强。WMN 采用的网络拓扑结构避免了点对多点星型结构。
- (2) 网络的覆盖范围增大, 频谱的利用率也大大提高, 系统的容量得到了增大。
- (3) 组网灵活、维护方便。由于 WMN 本身的组网特点, 只要在需要的地方加上 Wireless Route (WR) 等少量的无线设备, 即可与已有的设施组成无线的宽带接入网。WMN 的路由选择特性使链路中断或局部扩容和升级不影响整个网络运行。
- (4) 投资成本低、风险小。WMN 的初建成本低, 具有可伸缩性、易扩容、自动配置和应用范围广等优势。此外, WMN 一般采用非许可证频段, 所以为用户也节省了服务支出。

不过, 目前来说, WMN 也存在以下一些问题。

- (1) 路由准则和选择算法: 目前提出的特别适用于 WMN 的路由协议寥寥无几。
- (2) 分散管理问题: 由于 WMN 的分散性, 很难实现像有线网络那样那个的集中管理, 即使对于低移动性的 WMN, 网络配置与管理仍然是一个不易解决的问题。
- (3) 共存干扰问题: 对于非许可证频段的 WMN 必然存在与其他共存网络的无线干扰问题。
- (4) 安全问题: 由于 WMN 结构本身的脆弱性, 极易遭受其他恶意节点的攻击、干扰和窃听, 所以安全问题是 WMN 需要解决的重要问题之一。

1.3.2 无线 Mesh 网络的应用

Mesh 网络将可以为政府与市政应用, 为城内 (如公园等公共场所) 的市民提供宽带无线接入。可成为本地的商业企业和传媒等潜在伙伴, 为旅游观光客等提供旅游信息的宽带接入。为无线服务提供商 (WISP) 提供热点地区的服务覆盖的延伸, 向移动用户提供高性能的 Internet 接入服务。在教育上, 将大学校园网覆盖延伸到校外, 向身处校外的学生和教职员提供无处不在的宽带接入。另外在应急通信临时网络 (临时集群通信系统), 还能为警察、消防等提供应急通信服务,

特别是在通信基础设施遭受破坏的突发事件现场更加重要。它还能为城市地铁、轻轨等通勤车辆提供移动 Wi-Fi 接入，通过站台无线 AP，为车内旅客建立移动 Wi-Fi 环境，站间信号可以通过安装多个无线 AP 来延伸站内信号。在无线数字化家庭，Mesh 能轻松构成多媒体家庭无线网络，实现家庭安全系统联网、家庭 Internet 接入、家庭通信设备互联等。

1.4 无线 Mesh 网络中的主要研究课题

无线 Mesh 网络在几个关键技术问题需要进一步研究解决^[14]。

1) 天线技术

无线 Mesh 宽带网络中一个重要的问题就是天线的使用，因为每个节点必须和各个方向上的多个节点通信，很简单的一种方式就是采用全向天线，但是这样覆盖范围有限，并会带来干扰，导致频谱利用率下降，网络容量减小，所以不建议采用全向天线。智能天线允许频谱重复使用，从而能大大提高了频谱的利用率，同时减小了干扰。在 IEEE 802.16a 宽带无线接入标准中也建议把智能天线技术应用到无线 Mesh 宽带接入网络中。

2) 路由选择技术

无线 Mesh 宽带接入网络中另外一个很重要的问题是路由选择。当节点增加或是减少时，无线 Mesh 网络的拓扑结构会发生变化，路由选择问题变得更加复杂。

3) 动态带宽分配技术

宽带无线接入系统的频谱资源有限，因此必须使信道资源尽可能被充分利用。在 IEEE 802.16 标准中规定的点到多点（PMP）宽带无线接入网络中采用了动态按需时分多址分配 DAMA_TDMA 方式，在这种网络中资源的管理和分配由基站负责。而在 IEEE 802.16a 标准中规定，对于基于无线 Mesh 技术的宽带接入网络，带宽的分配可以采用集中调度方式，或者采用分布调度方式。如果采用集中调度方式，由 Mesh BS 节点收集所有 Mesh SS 节点的资源请求信息，分别为它们分配一定数量的带宽资源。如果采用分布调度方式，包括 Mesh BS 和 Mesh SS 在内的所有节点应该相互协调，充分利用资源。任何一个节点发送数据时，不能和两跳以内的邻近区域的其它节点发送的数据产生碰撞。

1.5 本文主要内容

本文主要研究无线 Mesh 网络的路由问题，主要包括以下几个方面：

- (1) 对当前常见几种路由协议的研究。
- (2) 重点研究鱼眼分级路由协议（Fisheye Hierarchical Routing, FHR）的原理，

实现过程，根据 WMN 的特点提出相应的改进方案。

(3) 基于 WLAN 的无线 Mesh 网络的实现

(4) WMN 的组网与测试

全文分为五章，具体安排如下：

第一章是绪论部分，介绍了什么是无线 Mesh 网络，无线 Mesh 网络的典型结构和应用，以及它的发展现状以及相关技术。

第二章为无线 Mesh 网络路由协议的设计基础。本章首先总结了移动 Ad hoc 网络路由协议的分类和设计思想，然后讨论了无线 Mesh 网络的特点以及路由设计原则和思路。

第三章是本文的重点无线 Mesh 网络路由协议的详细实现。主要包括路由算法，数据结构设计以及程序实现。

第四章首先对最终系统的设计框架进行了简要说明，介绍了除路由外其它模块的实现，然后给出了整个系统的组网测试结果，并对测试结果进行了分析。

第二章 无线 Mesh 网络路由设计基础

在第一章中我们提到无线 Mesh 网络本质是一种 Ad hoc 网络，因此它的路由协议可以借鉴 Ad Hoc 网络的路由协议。

现有的 Ad Hoc 网络路由协议可以分为三大类：表驱动(table-driven)路由协议、按需(on-demand)路由协议以及混合式路由协议。

2.1 移动 Ad hoc 网络路由协议简介与比较

2.1.1 表驱动路由协议

表驱动路由协议又称为先验式路由协议。在表驱动路由协议中，每个节点需要维护一张或多张路由表以记录该节点到其它节点的路由。为了维护网络拓扑和路由信息的一致性，所有节点都要以定期或触发的方式更新路由表。

图 2.1 是现有的部分先验式路由协议^[12]。

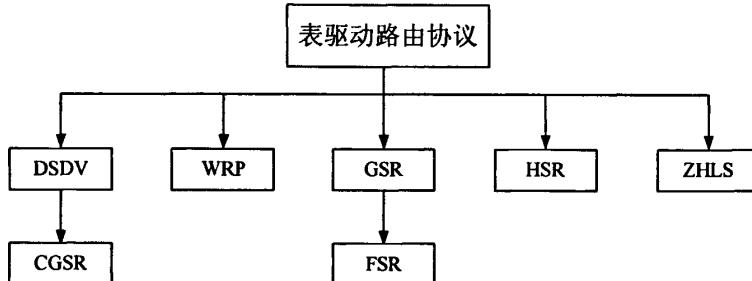


图 2.1 表驱动路由协议

这些协议的主要区别在于，每个节点维护了不同数量的表，并且当网络拓扑变化时更新信息在网络中具有不同的传输方式。

表驱动路由协议里最典型的是基于目的序号距离矢量（Destination-Sequenced Distance Vector, DSDV）协议，它对 Bellman-Ford 路由算法即距离矢量（Distance Vector, DV）算法进行了改进。以避免在路由表中形成路由环路。

在这种算法当中，每一个节点维护一张包括网内所有可能目的地和到它们的路由跳数的路由表。每一条记录带有一定的序列号标记，该序列号是由目标节点分配的。这一序列号使得移动节点可以区分过时的路由和最近的路由，从而可以避免路由环的形成。

路由表更新有两种方式。一种是全部更新，即拓扑更新消息中将包括整个路由表，这种方式主要应用于网络拓扑变化较快的情况；另一种方式是部分更新，

即更新消息中仅包含变化的路由部分，通常适用于网络变化较慢的情况。

在一个新的路由广播数据包里面包括以下信息：到目标节点的跳数，到目标节点的该记录的序列号，以及用于广播的最新的序列号。节点总是采用带有最新的序列号的路由信息。当两个更新信息有相同的序列号时，将选用选择最优（如跳数最少）的那条路由。

2.1.2 按需路由协议

按需路由（On-Demand）协议又称反应式路由选择协议，是一种当需要时才查找路由的路由选择方式。节点并不保存及时准确的路由信息。当源节点要向目的节点发送报文时，源节点在网络中发起路由查找过程，找到相应的路由后，才开始发送报文。为了提高效率，节点可以将找到的路由保存在缓存中供后续发送使用。

图 2.2 是现有的部分按需路由协议^[12]。

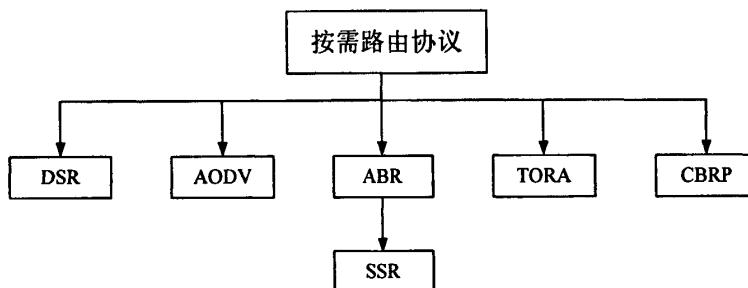


图 2.2 按需路由协议

Ad hoc 按需距离矢量路由协议 AODV(Ad hoc On-demand Distance Vector Routing, AODV)建立在 DSDV 算法之上的，但是它并不维持一个路由表，而是在需要的时候才启动路由选择过程，因此大大地降低了路由维持的开销。事实上它是 DSR 和 DSDV 的组合，它借用了 DSR 的路由发现和路由维持机制，利用了 DSDV 的按跳(hop by hop)路由、顺序编号(seq)和周期更新(只在路由维持阶段)的机制。

AODV 支持单播、多播和广播通信，在相邻节点之间只使用对称链路。通过使用特殊的路由错误信息，可以快速删除非法路由。AODV 能及时对影响动态路由的拓扑变化作出反应。另外，在建立路由时，除了路由控制分组外，没有其他的网络开销，路由开销也很小。

在实现上，AODV 包括 3 大部分：路由建立、路由维护和路由删除。

AODV 路由建立过程与 DSR 基本一致，是基于一种泛洪路由(flooding routing)的方式。网络中的节点在接收到路径请求报文后，根据自己是否是目的节点，是否具有能够到达目的节点的有效缓存，或是应答路径请求报文，或是继续转发路

径请求报文。AODV 协议采用节点路由方式，其数据分组报文不需要夹带路由的信息，这是与 DSR 协议最大不同处之一。当应答报文经过节点时(这表明存在一条从源节点到目的节点的路径经过本节点)，记录下本节点到目的节点的路径，以便为将来数据分组报文的到来提供路由服务。

网络中所有节点除了记录路径信息外，同时还要维护用来区分新旧不同的路由信息的序列号 seq。当节点收到说明到某一节点的路径信息的控制报文(路径建立报文、应答报文)时，对比检查报文中的 seq 值与自己路由缓存中到该节点路由的 seq 值，只有在大于等于的情况下才考虑变更路由。

2.1.3 混合式路由协议

混合式路由是将表驱动路由和按需路由结合起来，在局部范围内使用表驱动路由协议，维护准确的路由信息，并可以缩小路由控制消息传播的范围，当目标节点较远时，使用按需路由协议查找发现路由。

区域路由协议 (Zone Routing Protocol, ZRP) 是一种典型的混合式路由协议，它巧妙的结合了这两种路由协议的特点。ZRP 将整个网络分成若干个以节点为中心、一定的跳数为半径的虚拟区。与一般的分级路由协议不同，区内的节点数与设定的区半径有关，因此 ZRP 的区重叠程度很高，许多节点可能同时属于多个区域，每个区域的半径长度由用户设定。

ZRP 中，分级被称“域”。域形成算法比较简单，它是通过一个重要的协议参数——区域半径 (以跳数为单位)，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，这是与分群路由的主要区别。

为了综合利用按需路由和主动路由的各自优点，ZRP 规定每个节点采用主动路由协议维护去往域内节点的路由，采用按需路由机制寻找去往区域外节点的路由。

ZRP 协议操作主要包括路由发现和路由维护。

路由发现协议由三个部分组成：区内路由协议、区间路由协议和边界传播分解协议。ZRP 的区内路由协议采用传统的主动路由法，支持距离向量和链路状态两种路由策略，节点和相邻节点之间通过周期性的交互路由表获得到区内各节点的最新路由。ZRP 的区间路由协议是一种按需路由协议，负责寻找去往区外节点的路由。边界路由协议使得路由查询分组只在边界节点之间广播。

ZRP 的路由维护也是混合式的在区间路由维护中，当节点需要使用的链路断开时，节点选择通知源节点或进行局部查找路由，其局部查找方法和区间路由协议中的路由查找相同，只是查找的范围较小。

本文提出的无线 Mesh 路由协议的基础鱼眼分级路由协议也是一种混合式路由协议, 下一章将具体予以说明。

2.1.4 移动 Ad hoc 网络路由协议的比较

先验式路由选择协议通过连续的检测链路质量, 时刻维护准确的网络拓补和路由信息。其优点是发送报文时可立即得到正确的路由信息。但先验式路由需要大量的控制报文, 开销太大。反应式路由协议中节点不需要维护网络的拓补结构, 仅当需要时才查找相应的路由, 这就节省了路由维护的开销, 特别是当网络负荷不是很重时, 节省的开销相当可观。但查找路由将引起较大的时延, 不适应对时延敏感型应用。混合式路由协议对簇的选择和维护方面的算法比较复杂, 并且不易实现。另外, 如何寻找一种有效地算法来确定区域半径仍是一个难题。

美国卡耐基·梅隆(Carnegie Mellon)大学的几位研究人员对 DSDV, DSR, TORA 和 AODV 四种协议进行了仿真实验^[15], 他们从三个不同方面对各个协议进行了比较。

- 分组传递率: 应用层信源发送的分组数目与信宿接收分组数目之比。它描述的是通过应用层观察到的丢失率, 又反映了网络所支持的最大吞吐量。它是路由协议完成性和正确性的指标。
- 路由开销: 路由选择过程使用的分组总数。路由开销是代表协议扩展性的指标, 在移动无线 Mesh 这样一个带宽和功率受限的环境中, 该参数显得更为重要。
- 路径优化: 协议选择路由的路数与实际网络最短路径的路数之差。它表示路由协议使用网络资源的效率, 差值越小, 网络的效率越高。

图 2.3 是四种协议的分组传递率。当节点移动较小时, 四种协议的分组传递率都很高, 当无移动时, 分组传递率都达到了 100%。DSR 和 AODV 性能尤其好, 节点在任何移动状态都达到 95% 以上, 而 DSDV 在暂停时间小于 300s(节点移动较快)时则处于动荡状态, 分组传输率极低。

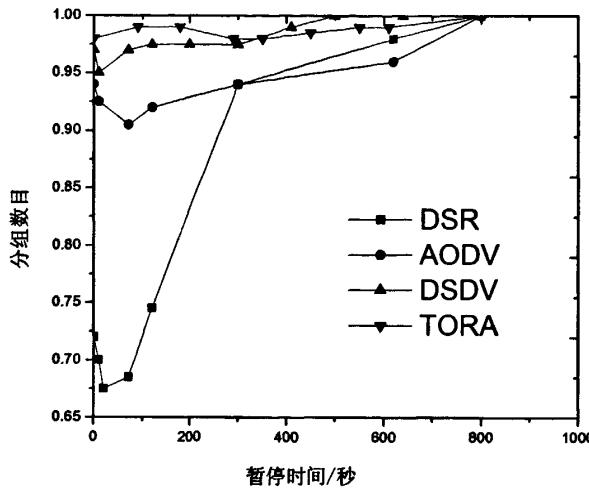


图 2.3 不同协议的分组传递率

从图 2.4 可以看出，四种协议的开销差别很大，DSR 的开销最小，TORA 的开销最大。从曲线的走势可以看出，按需路由 (TORA, DSR 和 AODV) 随节点的移动性减小而降低，而表驱动路由的开销与节点的移动性关系不明显。这里 DSR 的开销是按分组数来计算的，当按字节数来计算时，DSR 的开销会增加很多，因为 DSR 使用源路由方式，它的完整路径信息包含在每一个分组 (IP 报文的头部) 中，因此它的所有分组都包含有路由选择字节，IP 报文的有效负载降低。应当指出的是，在移动通信系统中，由于无线电波存在多普勒迁移现象，使得移动节点发送的无线分组不能过长，一般小于 512 字节，这就更加剧了 IP 报文的有效负载问题。

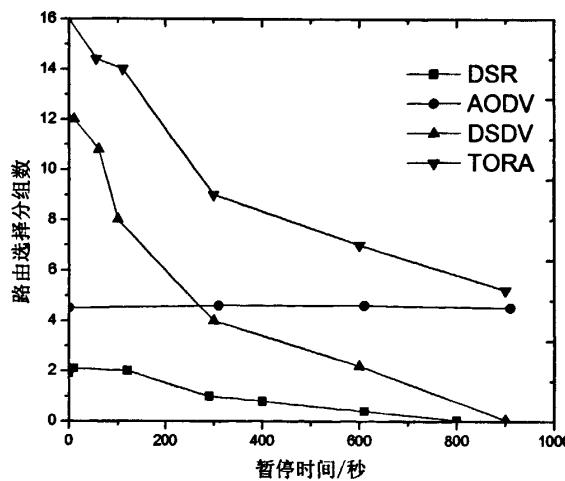


图 2.4 不同协议的路由开销

在图 2.5，横坐标表示路由协议选择的路由的路数与实际网络的最短路由路数

的差值, 即路由优化值, 纵坐标是各个状态下的分组数目。可以看出, DSDV 和 DSR 接近最优, TORA 和 AODV 则有较大的拖尾, 有些路由与最短路由相差 4 跳。

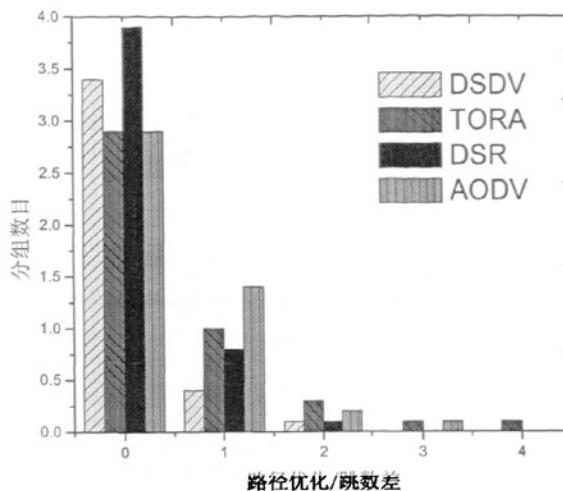


图 2.5 不同路由优化比较

2.2 无线 Mesh 网络路由协议

2.2.1 无线 Mesh 网络的特点

WMN 继承了 Ad Hoc 网络的特点, 具有自配置、自组织与自管理等特性, 所以部分传统的 Ad Hoc 网络路由协议在 WMN 中仍然可用, 但需要在 WMN 路由协议设计中考虑其特殊性^[2]。

(1) 移动性

不同类型的网络节点具有不同的移动性。MR (Mobile Router) 一般具有很小的移动性, 而 MC (Mesh Client) 则可为固定节点或者移动节点。因此在设计 WMN 路由协议时, 最好能够同时满足不同节点的移动性要求。

(2) 能量约束

不同类型的节点具有不同的能量约束。MR 通常不以电池为动力, 所以不需要考虑能量约束。而 MC 则需要运行一种能量使用效率较高的路由协议。

(3) 业务模式

WMN 作为 Internet 网络的无线延伸, 既能提供可靠的数据传输服务, 又要能提供尽可能好的实时数据传输服务。因此, WMN 与移动 Ad hoc 网络相比, 对 QoS 的要求更高。

(4) 规模

WMN 的路由应既能应用于小规模临时网络，又能应用于大规模永久网络，同时满足不同网络的需求。

由于 WMN 具有其特殊性，在设计 WMN 路由协议时，必须考虑以下因素：

(1) 路由判据：许多已有的 Ad Hoc 网络路由协议均以最小跳数作为路由判据。然而，在静态网络中该路由的性能并不是最优的^[19, 20]。由于干扰冲突、通信距离等因素的影响，使该路径的链路质量恶化，从源节点到目的节点的端到端的吞吐量、误码率等性能将变得非常差。

(2) 负载均衡：在 WMN 中，所有节点通过路由协议共享网络资源。因此，WMN 路由协议必须满足负载均衡的这一要求。如当网络中某些节点发生拥塞，并成为整个网络的瓶颈节点时，新的业务流应能“绕过”该节点。可以从两个方面来解决该问题：通过路由发现机制在业务流建立阶段“绕过”网络中的拥塞区；利用路由维护机制在链路发现拥塞时，自动选择其他路径进行数据传输。此外，以节点往返时间 RTT (Round Trip Time) 作为性能判据在一定程度上达到负载均衡的目的。但由于 RTT 受链路质量影响，并不对所有情况都有效。总之，路由判据需要在一定程度上满足负载均衡的要求。

(3) 路由容错：在 WMN 中，路由发生错误时，需要尽快完成路由重建，以避免服务中断。一般有两种重建方法：一种是利用缓存路由进行数据发送；另一种是通过重新执行路由查找过程实现路由重建。在 WMN 中，由于 MR 移动性小，路由错误往往是由数据冲突造成的，并非实际链路断裂造成。有两种方法可以解决该矛盾：利用跨层设计机制，在 MAC 层，对因冲突而发送失败的数据包进行二次处理；通过对节点增加路由缓存功能，对暂时不能发送的数据包进行缓存，待无线信道质量变好时再次尝试发送。

(4) 网络容量：随着网络规模的增大，利用广播机制进行路由查找的方法会消耗很多网络资源。同时，由于大规模网络建立路径时将花费很长时间，使端到端的延时变大，一旦路径建立起来，由于路径发生变化又需要消耗很大的网络资源进行路由重建。

(5) 如何在 WMN 中为用户提供 QoS 保证，是一个新的研究课题^[5]。

2.2.2 无线 Mesh 网路由设计原则与思路

(1) 多判据路由

典型的路由判别方法有以下三种：平均传输次数 ETX (Expected Transmission Count)、往返时间 RTT (Round Trip Time) 和数据对延迟时间 PktPair (Packet-pair Latency)。将这三个路由判据与最小跳数 HOP (Hop Count) 作为判据进行对比发现，

当节点完全静止时 ETX 获得最好的性能^[19, 20]；RTT 与 PktPair 由于冲突的影响，性能稍差；但在网络节点移动时，HOP 则优于其他三种判据。这是因为节点移动时，ETX 不能及时反映出链路质量的变化。研究表明，以 ETX 为判据的路由协议在 WMN 中加入移动节点时性能还不够完善，需要提出更优的性能判据。同时，由于单一的路由判据很难反映出链路质量对各性能指标带来的影响，所以在制定路由判据时，应使用多路由准则来解决。

(2) 多信道路由

在 WMN 中，使用多信道的方式有多种，如单收发器多信道、多收发器多信道等方式。使用多信道与多收发器能够较大地提高 WMN 的网络吞吐量。使用多收发器可以在不需要修改 MAC 协议的基础上提升网络性能。通过对 MR—LQSR 协议的仿真结果表明^[20]，该方案能较好的提高网络性能。同时，该协议提出了适应多信道条件下的路由判据 WCEET，综合考虑了不同信道上的延时、带宽等信息。

(3) 多径路由

多径技术可以很好地避免单径时的网络震荡影响，在充分利用带宽等网络资源的同时实现负载均衡、路由迂回和容错等。在其中某条链路因为信道质量恶化不能正常工作时，其他链路可以继续使用，因此，也可以在路由故障时，避免路由重建等操作。多径路由比较复杂，尤其对于仅靠路由表驱动的路由协议。采用多径技术后数据包到达的顺序可能得不到保证。此时，上层协议是否需要作相应的改动等问题还有待研究。由于多径路由可以很好地满足负载均衡与路由容错这一特点，所以它的研究是个热点。

(4) 分级路由

分级路由主要解决 Ad Hoc 网络路由协议在网络规模变大时网络性能降低的问题。通过分级技术，在簇内与簇间使用不同的路由，分别发挥其优点，从而实现大规模 WMN 路由协议。若所有的数据业务都需要通过簇头转发，则簇头将成为整个网络的瓶颈。若数据业务不通过簇头转发，该路由的设计变得更加复杂。一种方法是在簇内和簇间使用不同的路由协议。簇内路由协议为基于 DSR 的反应式路由协议，该协议能够很好地适应簇内用户移动快的特点；簇间使用先应式路由协议，反映了簇之间移动性小的特点。

(5) 跨层路由

路由协议与 MAC 协议之间的跨层设计是另一个研究课题，以往的研究都集中在网络第三层上，结果并不理想。可以从第二层提取一些参数信息作为路由判据，仅仅在 MAC 层与路由层之间进行数据交换也许还不够，还可以考虑合并 MAC 与路由层之间的一些功能。研究表明，跨层设计可以使路由协议收集到节点底层的实际数据传输情况，做出正确的路径选择，对网络性能的提高有很大的意义。

(6) QoS 路由

如何为用户提供 QoS 保证是当前路由研究的热点问题。特别是对于实时业务，如何提供 QoS 支持更是迫切需要解决的。QoS 路由的主要思想是：首先，需要选择满足用户各种 QoS 要求的到达目的节点的路径；其次，在路径建立后，若当前路径已经不能满足用户 QoS 需求，则节点需要寻找新的路由。通常的方法是对网络剩余带宽进行估计，选择满足用户需求的路径，为用户提供特定带宽要求的 QoS 保证^[9]。

第三章 Mesh 系统的设计与实现

混合结构的无线 Mesh 网络（见图 1.16）是一个分级网络，它的上层网络由 Mesh 路由器构成，下层网络由 Mesh 终端构成。本文研究的主要内容是中 Mesh 终端的实现。内容包括系统设计原理，模块组成，以及各模块——尤其是路由的实现。

3.1 系统设计原理

IEEE 802.11 标准定义了两种组网结构：独立基本服务组（Individual Basic Service Set, IBSS）和扩展服务组（Extended Service Set, ESS）。独立基本服务组是一种对等网络形式，所有站点在网络中通信的地位是平等的，也称为 Ad Hoc 组网形式，这正是无线 Mesh 网络的原型。

然而，802.11 标准定义的 IBSS 组网方式，提供的只是 Ad Hoc 组网的基础通信手段，只能组成单跳的 Ad Hoc 网，多跳 Ad Hoc 网络、对站点的移动性支持，仅靠 802.11 是无法实现的，因为 802.11 标准没有提供对中继功能的支持。如果需在 MAC 子层进行中继，只能在一些非常特殊环境下可以实现，无法在一般环境下实现中继，更无法提供对移动的支持。中继功能只能在 MAC 子层之上实现。

MAC 子层无法实现中继的原因是 MAC 的帧格式适用于固定网络而不适用于拓扑结构动态变化中的网络，如 Ad Hoc 多跳网络情况。

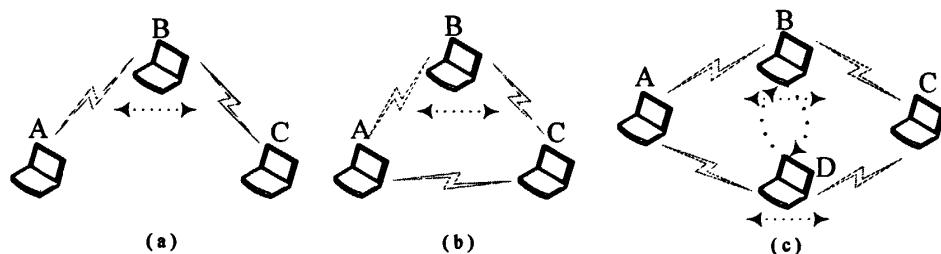


图 3.1 模糊中继

图 3.1(a) 所示，让 B 固定为 A 和 C 之间的数据提供中继是可行的，但若存在移动时就无法工作了，例如 B 和 C 互换位置，就无法工作了。

如果站点有一点点移动发生，形成图 3.1(b) 的情况，那么，B 站再提供中继就是没有必要的。除非 A 和 C 站仍坚持采用 B 的中继来通信。

如果是图 3.1(c) 情况，网络就会瘫痪。B 在为 A-C 中继的同时，也会收到 D 为 A-C 中继的帧，并继续中继，D 也一样。形成 B-D 间的中继循环。

只要在网络上有移动存在, MAC 层就无法确定如何中继(这个现象有时也被称为“模糊中继”)。因此, 要实现中继, 就需要 B 能够“知道” A、C 之间是否可以直连通信, 对于这种非本地链路的认知显然应该是网络层的路由协议来维护。目前大多数无线多跳网络的实现中都采用阻断链路层中继, 在网络层由路由方法来实现中继。本文正是在此基础上完善了网络层的路由协议, 使无线网络中的普通节点具备了简单的路由功能, 实现了网络中数据的多跳传输, 为构成混合结构的无线 Mesh 网络做好了客户端准备。

3.2 系统设计框架

在 Windows 开发平台上, 网络层已经被封装, 向上完全透明, 因此我们无法直接修改路由协议, 只能在应用层上补充实现, 完成选路、中继等路由功能。新的分层协议模型看起来如图 3.2 所示。

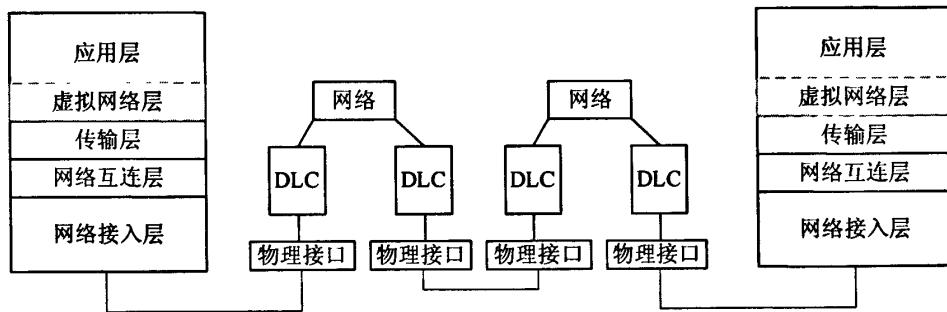


图 3.2 协议实现模型

应用层的最下面是新添加的虚拟网络层, 该层实现了无线 Mesh 网络的路由算法, 能够感知网络拓补, 为数据传输提供路由。

网络拓补的感知是通过邻节点间路由信息的周期交换以及路由发现两种方式来完成的。虚拟网络层收到应用层的数据后, 查询路由表获得到目的节点的下一跳节点, 然后将数据打包后传给下一跳节点; 虚拟网络层收到传输层的数据后, 根据包中的目的节点来判断到底是中继转发还是拆包后提交给应用层。

以该协议模型为基础, 本文设计了如下程序结构框架:

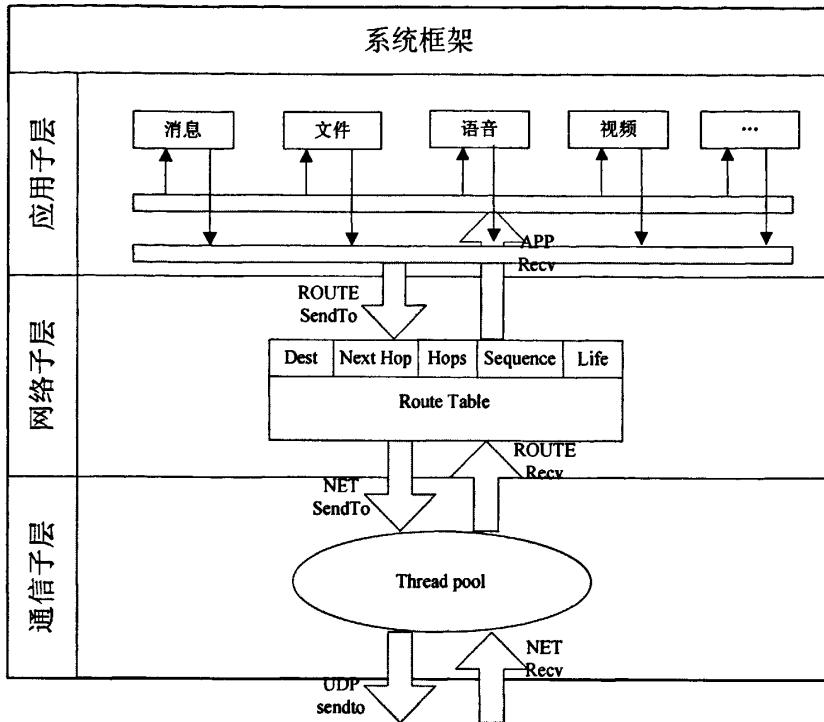


图 3.3 程序结构框架

图 3.3 描述了从传输层接口到应用层的程序结构。整个程序被划分为三层，从下到上依次为通信子层，网络子层，应用子层。通信子层对应传输层与虚拟网络层之间的接口部分，与传输层一起负责邻节点之间的数据收发；网络子层对应虚拟网络层，负责路由的建立和维护，为应用子层的数据传输提供路由；应用子层对应应用层，该层实现了网络中承载的几种典型业务，并为路由和网络拓扑提供界面显示。

这样的分层设计好处在于系统结构清晰，程序具有更好的可读性和重用性。同时，这样的设计也利于任务分解，方便程序的并行开发和测试。

下面具体介绍各层的设计与实现。

3.3 通信子层的设计与实现

由于系统的协议框架是基于 TCP/IP，并在虚拟网络层是构筑在传输层之上，因此邻节点间的数据传输方式主要有两种：TCP 和 UDP。考虑到无线 Mesh 网络是一种移动自组织网络，节点的移动势必会导致节点间的连通性经常发生变化，而且，路由协议中也需要下层提供广播支持，因此，通信子层最终选择了以 UDP 作为节点间的通信协议。

接下来考虑效率问题。在 Mesh 网络中，每个节点不仅需要处理自己的数据，

还要为其它网络节点提供数据的中继转发，因此 Mesh 系统中的通信子层会面临比以往更大的业务压力。另一方面，如果以阻塞单线程的方式实现通信子层，应用层在进行速率较慢的 I/O 操作或复杂的数据运算时都将降低数据的接收效率，当通信子层忙于处理其它业务的数据传输或因为信道忙发送被阻塞时也将影响应用层的正常工作。为了避免层与层间的相互影响，提高数据收发效率，更准确地反应网络性能，数据收发采用了异步方式，而且使用了多个线程来处理从网络中收到的数据。线程池是多线程模型的一种改进，它使线程能够重复利用而不必结束，这样就进一步消除了线程被频繁创建销毁带来的性能损失。

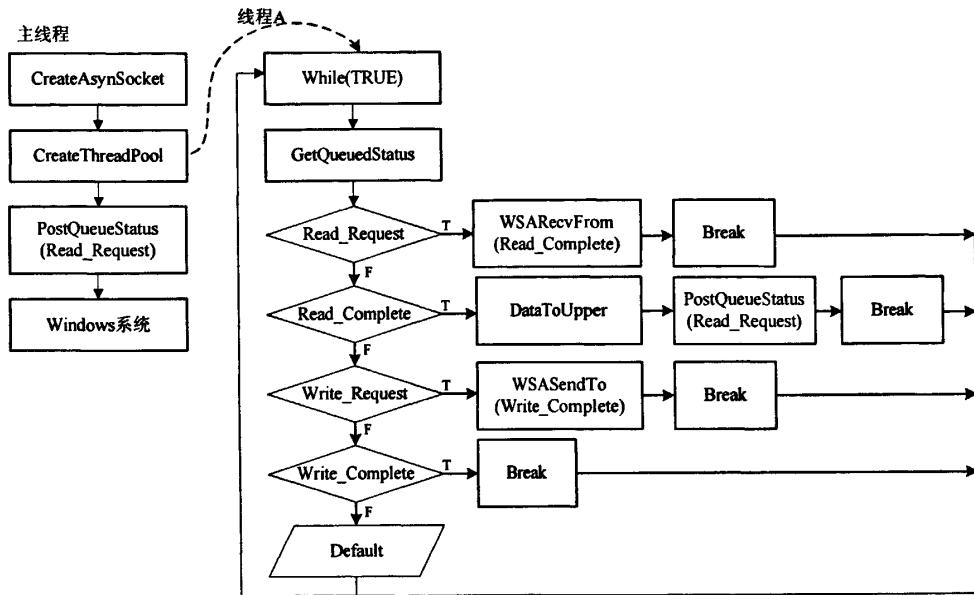


图 3.4 通信子层程序流程图

通信子层的程序流程如图 3.4 所示。主线程首先创建好异步 Socket 和若干个工作线程，然后发起读请求，请求的次数为节点最多一次能够处理的数据分组数，小于等于线程池中的线程数。由于数据在无线网络中的传输速率远小于系统处理数据的速率，正常情况下多个数据分组被同时处理的情况是很少发生的，因此线程池中的线程数与同时可处理数据分组数并非越大越好，创建过多的线程只会造成不必要的内存浪费。

线程池中的线程默认都在函数 GetQueueStatus 处阻塞着，直到出现数据处理事件或发生错误。数据处理事件主要包括读取请求事件，读取完成事件，发送请求事件和发送完成事件。

读取请求 Read_Request：线程池创建完毕后主线程发起初始读取请求。工作线程被该事件激活后调用异步接收函数 WSARecvFrom，并注册 Read_Complete 事件。

读取完成 Read_Complete：系统完成 I/O 读取，将接收到的数据放入

WSARecvFrom 准备好的接收缓冲区后自动提交读取完成事件。工作线程被该事件激活后就可以继续进行上层处理了。工作线程处理完数据后继续提交读取请求 Read_Request，使系统能够不断地从网络中接收数据。

发送请求 Write_Request：当上层有数据要发送时提交发送请求事件，处理该事件的线程调用异步发送函数 WSASendTo，并注册 Write_Complete 事件。

发送完成 Write_Complete：系统将函数 WSASendTo 所指发送缓冲区中的数据全部写入 I0 后提交该事件。系统通过这种方式向上层进行发送完成反馈。

通过异步的 I0 操作方式，避免了不必要的等待，数据读写效率得以提升。

除了多线程和异步 I0 操作，通信子层在内存管理方面还采用了 LookAside 技术。这是一种高效的内存操作技术，通过自己维护空闲内存链表，程序只有在链表为空时才向系统申请从堆中新分配一块内存，否则直接使用空闲链表中的内存即可。内存使用完毕后放入空闲内存链表以备再次使用。这种内存管理方式避免了数据收发过程中频繁的内存申请和释放操作，也避免了层间传递数据时引入多余的数据拷贝操作，因此既减小了在内存申请过程中错误的产生，又提高了程序运行效率。

3.4 网络子层的设计与实现

网络子层主要负责实现系统的路由功能。像所有其它网络一样，路由协议是网络设计的核心部分。本节作为第三章的重点，也是全文的重点，详细介绍了网络子层路由协议的工作原理和程序实现。

设计无线 Mesh 路由协议，当前主要有两种做法：一种是根据 WMN 与无线 Ad Hoc 网特点相似的特征，将 Ad Hoc 开发的路由协议移植过来用于 WMN；另一种是开发与网络和无线节点相关的专用路由协议，如可预测的无线路由协议 PWRP 等协议。

单从性能角度来考察，必须开发与网络和硬件相结合的适用于无线环境的 Mesh 路由协议。然而，从实现的复杂性考虑，改进已有路由协议是最快捷的方式。本系统采用的无线 Mesh 网络路由协议就是根据无线 Mesh 网络的特点，对现有大规模移动 Ad hoc 网络的路由协议进行优化和改进而来。下面先对该路由协议进行简单介绍。

3.4.1 鱼眼分级路由协议

鱼眼分级路由协议 (Fisheye Hierarchical Routing, FHR) 综合了平面型路由协议和分级型路由协议的优点，适应于大规模网络。FHR 路由协议的基础是 ZRP 路由协议^[14] 和鱼眼技术^[15]。FHR 路由协议与 ZRP 路由协议的相同之处是都属于分

区路由协议，区内路由采用主动路由协议，区间路由采用按需路由。但是它与 ZRP 路由协议有两点不同：首先，它的区内路由协议采用了鱼眼技术，节点以不同的频率向邻居节点广播路由表条目信息，这样能够降低泛洪的开销；其次，FHR 协议采用了区域半径自适应技术，它会根据网络的实际通信环境，例如链路的稳定性和节点的速度，而自动调整到一个更适合的值。

在 ZRP 的区内路由协议中引入鱼眼技术，一个网络节点可以根据本区内距离其他节点的跳数而调整相应路由条目的频率，使得节点之间交互的信息量比传统的 DSDV 大大减少。与中心节点越近，信息更新周期就越小，反之更新周期就越大。这使得每个节点都可以获得其邻近节点准确且详尽的信息，虽然随着与中心节点的距离加大，信息的准确性降低，但这并不影响路由的正确选择，这是因为：即使网络节点没有远距离节点的准确信息，当传送的分组离目的节点越接近时，路由信息就会越准确。通过这种算法可以降低因交互路由信息而产生的网络的负荷，比较适合大规模的网络。

研究^[16]表明：随着网络中的节点个数的增加，整个网络的控制开销 O/H 也随之增加，当网络规模小的时候，鱼眼半径为两跳的 FSR 协议和 DSDV 协议相比并不能大幅度降低 O/H 开销，但是，随着网络中的节点数目的增加，FSR 协议明显的抑制了 O/H 开销。事实上，当网络规模大到一定程度后，FSR 协议中的 O/H 开销几乎是不变的，换句话说，就是 FSR 协议中的 O/H 开销独立于网络中的节点的个数。另一方面，按需路由协议在小规模网络中的性能很好，但是对于大型的网络，按需路由协议也产生大量的 O/H 开销，这是因为路由表中可以重用的路由的数目减少了。在按需路由协议中，控制开销 O/H 随着网络中的节点的数目的增加而呈现出近似线性的增加关系。对于分级路由协议，随着网络中的节点数目的增加，控制开销 O/H 也随之增长，这是因为要维持逐渐庞大的网络需要更多的群或子网。但是分级路由协议的控制开销 O/H 增加仍然小于按需路由协议。

区域半径是混合式路由协议的一个关键参数，通常可以根据经验或估值预先设置好区域半径，但是网络的规模，通信质量，拓扑结构，节点运动模式等因素可能会随着时间的变化而变化，因此固定的半径降低了协议的可适应性。FHR 协议中引入了区域半径自适应技术，它采用了基于链路稳定性的算法，根据网络环境自动调整路由协议参数，来获得更佳的匹配效果。

3.4.2 FHR 协议的区域路由操作

FHR 的区域路由混合使用了主动和按需源路由策略，结合了这两种路由协议的优点^[17]，它将整个网络分成若干个以节点为中心，一定跳数为半径的虚拟区。与一般的分级路由协议不同，区内的节点数与设定的区半径有关，与传统的分群路

由算法不同, FHR 的区域重叠程度很高。由于在分群过程中采用了隐含分群的方法, 不需要特别指定群首, 因此在网络拓扑变化时不会为了确定群首而引起过多的路由维护开销。

在具有 N 个节点的 Mesh 网络中, 以每一个节点为中心, 跳数 h 为半径 (可根据拓扑结构动态的进行调整), 整个网络划可以被分成个 N 个互相重叠的区域。在区域内部, 采用 IARP (IntrAzone Routing Protocol) 协议; 区域间路由采用 IERP (IntErzone Routing Protocol) 协议。区域半径 h 决定了链路状态数据报向外广播的最大跳数。区域中心节点负责存储该区域内节点间的连接关系。极限情况下, 当 $h = 1$ 时, 只有邻节点间周期交换信息, FHR 协议演变为按需路由协议。当 $h = DL$ 时 (DL 为网络最大直径), FHR 协议即成为纯粹的主动式路由协议。此外, 在 FHR 路由中还使用到一种边界广播分解协议 BRP (Bordercast Resolution Protocol) 协议, 用于降低区域间路由发现过程中的冗余转发。FHR 协议的路由操作主要由三部分组成: 区域内路由操作 IARP、区域间路由操作 IERP 和边界广播分解操作 BRP, 其体系结构组成如图 3.5 所示。

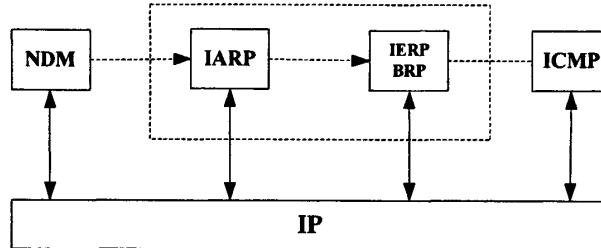


图 3.5 FHR 体系结构组成

其中, NDM (Neighbor Discover/Maintenance Protocol) 主要是为 IARP 提供一个中断, 通知其发现有新的邻居节点加入或者是收到新的路由信息。

区域内路由 IARP 是一种有限区域内的主动式路由协议, 通过对本地网络中节点的监控, 提供了一种有效的路由确认和维护手段^[18]。首先, 如果目标节点位于区域半径以内, 路由直接可以获得, 避免了路由发现过程中的控制报文开销和时延; 当路由目标节点位于区域外的情况时, 则是通过下面提及的 IERP 协议发起全网或指定半径内的路由查找过程, 同时使用更为有效的边界广播解析协议(BRP) 进行路由查询信息的转发与节点查找。

当源节点和目标节点均位于相互之间的覆盖区域内时, IARP 可以提供本地的单向链路路由, 而且不会造成路由环路, 但是它不使用通道或者源路由的方式, 也不需要在邻接点广播或 IP 单播中进行可靠、按序的接收, 由于可以采用 IP 地址分配的方式进行节点区分, 所以 IARP 还可以采用多通道的方式。由于 IARP 属于主动式路由, 因此, 一方面 IARP 需要周期性的进行路由表更新维护, 在所覆盖区域内进行路由广播, 另一方面, 为了获得更高的路由查询信息传输效率, FHR 中

包括了 BRP 的思想。

IARP 协议可以通过对传统的主动式路由协议进行适当的修改来实现。通过节点转发路由报文的跳数，将主动式路由的范围限制在有限的区域内。IARP 中节点之间的距离以跳数来衡量，区域半径这个参数即说明了 IARP 所能覆盖的有效距离范围。同时中心节点向邻节点周期性的广播其区域内的其它节点的链路状态信息。因此，IARP 的中心节点除了维护自身的路由表外，还有一个对应的链路状态表需要更新。

区域间路由 IERP 则是完全的反应式路由，当目标节点位于源节点的路由区域范围之外的时候，通知 IERP 发起路由查询过程。区域间的路由查询包括两个过程：路由请求和路由回复。一般而言，由于天线传输的无向性，路由请求将会被所有的邻居节点接收，这样使得 IERP 的效率将会很低，因此需要采用一种优化的节点间广播方式，路由查询信息在网络中是按照边界广播的方式传播的。除了采用 BRP 避免冗余信息的传输外，IERP 中还使用传统的 TTL (Time to Live) 机制来限制路由查询分组的生存期。

边界广播解析协议的提出是为了提高 IERP 中路由查询广播的效率，从而降低由于冗余或重复广播造成的无线资源浪费。BRP 充分利用 IARP 维护的路由表以及连接状态表信息，构造了一种边界广播树，根节点为需要进行路由查询广播的节点，该节点的外围中没有经过查询的节点形成树叶，路由查询信息将会沿着边界广播树传播，这种方式避免了 IERP 过程中路由查询信息的冗余广播。

FHR 的优点是明显的：由于 IARP 采用的是主动式的路由，因此避免了区域内节点间的路由发现过程以及由此产生的时延；由于拓扑变化而产生的信息只会在相应涉及到的区域中广播，不会影响其他区域节点的连接状态；域之间的路由是按需建立的，不会像传统主动式路由那样周期性的向整个网络中广播拓扑信息，这样节省了许多开销；主动式 IARP 协议对反应式 IERP 的路由维护是有帮助的，通过本地拓扑信息，失效的链路可以被旁路。另外，在区域内可以使用最优的路由；通过 BRP 协议，本地的拓扑信息还可以提高区域间路由广播的效率。

可以看出 FHR 协议的性能很大程度上取决于区域半径参数值的选取，FHR 中的区域半径是一个可以配置的参数，不同的区域可以设置为不同的半径，通过合理地设置区域半径，FHR 路由方式可以获得比主动式、反应式路由更好的性能。

FHR 协议区域路由操作的一个例子如图 3.6：

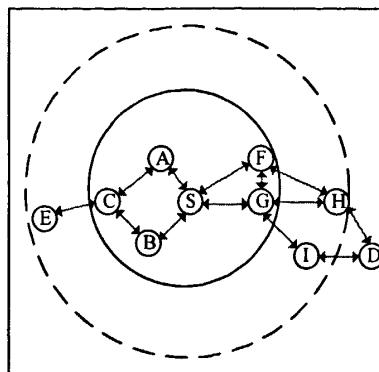


图 3.6 FHR 区域路由操作

假定当前区域半径为 2, 那么对于节点 S, 和它相距小于或等于两跳的节点(即 A, B, C, E, F, G, H, I)都在节点 S 的区域中。类似的, 对于网络中的任意节点 X, X 都认为距离它两跳之内包括两跳的节点在它的区域中, 这样隐含的将整个网络分成了若干的区域, 各区域之间可重叠, 每个节点即是群首又是群内的普通节点, 同一区域内的节点通信用区内路由协议, 跨区通信用区间路由协议。FHR 的区内路由协议采用传统的主动路由策略, 每个节点和相邻节点之间通过周期性的交互路由表获得到区内各节点的最新路由。这里采用鱼眼技术在群内再次隐式分群以减少路由通信开销, FHR 区间路由采用按需方式, 在图 3.6 中, S 要和 D 通信, 因为 D 不在 S 的区域内, S 向本区域的边界节点(即 E, H, I)发送路由请求。这些节点在各自的区域内查找是否有到 D 的路由, 若有, 比如 D 在 H 的区域内, 则 H 发送应答给 S, 通知 S 它知道 D 的路由。若没有, 则将请求发给本区的边界节点, 依次不断循环查询, 直到找到路由或超出查寻半径为止。由于同一区内可能有多个节点收到请求分组, 这些节点都会发送路由应答给 S, S 将选择其中最短的路由, 路径长度相同时采用先回复的路由。例如在上图所述拓扑中, D 还在 I 的区域内, 所以 I 也会应答 S。而 S 通过 H 和 I 到 D 的距离均为 3 跳, 则哪个节点先回复就选择哪个节点作为中继节点。

3.4.3 FHR 协议的鱼眼实现

鱼眼技术与链路状态协议相似, 都要在每个节点处维护一个拓扑结构表, 它们的主要区别在于路由信息的分发方法不同。表驱动路由的更新信息要占用相当多的带宽, 为了减少更新信息的数量而不严重影响路由的精确度, 鱼眼技术通过以不同频率交互不同距离的拓扑信息, 使相当多的链路信息在一个特殊的更新周期内不会分发出去, 这样便减少了更新信息的数量。虽然这种方式导致远距离的路由精确度降低, 但随着数据包离目的节点越来越近, 路由也变得越来越精确。

在链路状态协议中, 当一个节点检测到拓扑发生变化时(如两个节点间的无

线链路可能会不断的断开连接), 便会产生链路状态更新信息包并泛洪到网络中, 从而导致大量的开销。而在鱼眼技术中, 链路状态包不会被泛洪, 只是在周期性拓扑更新消息中通知邻居节点, 这样大大地减少了控制信息地开销。这种信息交换方案也被用于邻居节点的发现, 每一个节点在监听邻居的广播信息后都会更新它的邻居列表以及路由表。各节点是从邻居那里得到路由信息的, 而信息的更新是由条目的序号来维护的。在节点密集的网络中, 一个节点可能发现它所有邻居节点对于另一个节点有同样的更新信息, 这时使用这一原则会减少很多不必要的信息分发。通过去掉这样的记录, 使得有效的记录包含在链路状态更新信息中, 可以减少更新信息的数量。

通常每个节点都用软状态方法来探测链路是否崩溃, 即如果在时间间隔 NEIGHBOR_TIMEOUT 之内, 节点还没有收到邻居发来的链路状态信息, 那么它就认为该链路失效了。节点会从邻居列表中删除这个邻居, 同时也从拓补表中删除它以及和它相关的链路状态记录。

FHR 协议不依赖 MAC 的反馈, 但是如果 MAC 能在链路失效时提供反馈, FHR 协议将利用这些反馈去更新邻居表, 同时提供更新的路由信息。这一操作和上面的相同。链路崩溃发现得越早越好。

图 3.7 是 FHR 协议中鱼眼操作的一个例子, 黑色, 灰色和白色的节点分别表示到中心节点距离为一跳, 两跳, 和三跳的节点, 对于中心节点 S, 它将它所维护的路由表中的不同条目以不同的周期发送出去。例如, 节点 S 将黑色, 灰色, 白色节点的路由信息广播给它邻节点的周期比可以是 1:2:3。

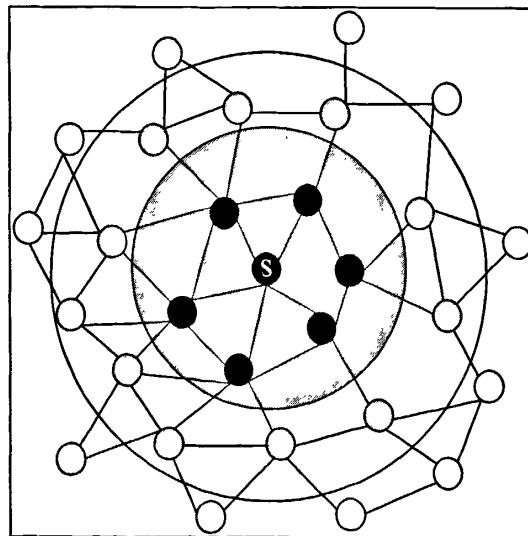


图 3.7 鱼眼区域

在区域内使用鱼眼技术, 实质上是对该区域内的节点进行了再次的隐式分群, 每个节点即是自己群的群首, 又是其他群的普通节点, 一个网络节点可以根据本

群内其他节点所距离它的跳数而调整发送路由表中的对应的条目的频率，使得节点之间交互的信息量比传统的 DSDV 大大减少，并且达到在大规模无线自组织网络中快速找到路由的要求。

3.4.4 FHR 协议的优化

FHR 协议最初为大规模移动 Ad hoc 网络而设计，虽然 WMN 与 MANET 均属于自组织网络，但在节点特性与网络拓补结构上仍然有所不同，所以在将 FHR 协议应用到 WMN 上之前可以做以下改进。

（1）心跳包及路由信息发送间隔

传统的 FHR 协议认为所有节点的移动方式一致，因此全网设置统一的心跳包和路由信息发送间隔，网络拓补变化越快，发送时间间隔越小，反之则越大。然而在混合式结构的 WMN 中，不同节点的移动性差别非常大，如果仍沿用该策略必然会影响整个网络的效率。

对于骨干路由器，网关，接入点，通常它们的移动性很低，周围拓补结构几乎不变，因此它们的路由信息发送周期可以很大，当 MAC 层能够提供链路反馈时甚至可以将周期广播改成事件驱动；对于 VoIP 手机，无线 PDA 等客户端节点，移动性要求较高，需要设置较小的发送周期。

实际实现时，首先应根据节点的特性设置一个相对较合理的初始值，并限定一可变范围。节点周期地检查邻节点列表，如果邻节点改变频繁，则表明节点周围拓补变化较快，应减小发送间隔，反之增大发送间隔。

如果链路失效是通过软状态方法实现，则应采取相似策略。邻节点频繁改变时应减小认定链路失效的阈值。

（2）区域半径

基于与上一点相同的原因，不分节点类型，将网络中所有节点的区域半径设置为统一值是不合理的，每个节点根据自己当前的链路稳定度来确定区域半径的大小。

骨干节点的拓补结构稳定性高，因此它可以维护较大范围的路由信息，而移动性较高的客户端节点只需维护周围小范围的节点路由即可。当客户端节点的链路稳定度较高时可以适当提高自己的维护的拓补范围，以减少与远距离节点通信时的发送开销以及响应时延。对于客户端节点来说，最小半径设置为 2，最大半径为 5 往往是个较合理的范围^[17]。

（3）QoS 保证的基本策略

WMN 是 Internet 的无线延伸，在实现应用中会承载各式各样的业务，不同类型的数据需要不同的服务保证，例如视频语音这样的数据流应首先保证其实时性

和顺序，可以适当降低其到达率。而消息，文件等其它数据则要保证正确性和更高的传输速率，减少重传和路由请求对整个网络的影响。

（4）跨层设计

传统的无线通信系统设计沿用严格分层的 OSI 参考模型，单独对各层进行设计和优化，这种模块化的设计方法简化了整体网络设计的复杂性，而且满足了软件设计的信息隐藏原则，因而得到了广泛应用。然而恰当的跨层交互对于路由性能甚至网络性能的改善都是大有裨益的。例如，当物理层能够向网络层提供信道质量时可以使得路由选择更加合理，从而获得更好的 QoS，更高的端到端传输速率，甚至更大的网络吞吐量。当 MAC 层采用 CSMA/CA 协议时，网络层可以通过适当的随机退让机制以减小广播路由请求碰撞的概率。

3.4.5 路由协议的程序实现

➤ 数据结构定义

路由的建立和维护主要依赖于四种控制分组来实现。其中在路由建立过程中所用到的控制分组主要有路由请求分组 RREQ (Route Request) 和路由响应分组 RREP (Route Reply)，而在路由维护过程中主要采用错误通知分组 RERR (Route Error)、及 SOP 分组。下面详细介绍这些控制分组。

（1）路由请求分组RREQ

作用：当数据的目的节点信息不存在于路由表中时，源节点按发起路由请求。RREQ数据包遵循边界解析协议被发送至边界节点。RREQ分组的数据结构如表3.1：

源节点 ID	目的节点ID	类型	序号	TTL	重传次数	边界节点数	下一跳节点数	路径长度	节点列表
--------	--------	----	----	-----	------	-------	--------	------	------

表3.1 RREQ数据结构

分组类型：用于标识RREQ分组。类型为ROUTE_REQUEST_TYPE，值为1。

分组序号：RREQ的序号。为了区分新旧RREQ分组。

剩余生存期TTL：该路由请求分组还能被转发的次数。分组每被处理一次该值减1，值为0时丢弃。这样就避免了路由请求在网络中被过远的传播引起不必要的网络开销。

重传次数：等于数据分组已尝试重传的次数。若路由请求发出后在规定时间内未收到响应，则重新请求并将该值加1。

边界节点数：该广播节点拥有的边界节点数目。

下一跳节点数：该节点到边界节点需要经过的下一跳节点数目。

路径长度：RREQ转发所经过的节点数。

节点数组：依次存储边界节点列表，下一跳节点列表及路径节点列表。边界

节点对RREQ分组进行边界广播，下一跳节点对RREQ分组进行处理和转发。路径节点列表里记录了从源节点到当前节点经过的节点，用于路由响应时分组的反向传递。

(2) 路由响应分组RREP (Route Reply)

作用：当存在到目的节点的路径时，应答源节点的路由请求。该分组沿路由请求分组中记录的路径回传，并建立路径上各节点的反向路径。其数据结构如表3.2：

源节点ID	目的节点ID	类型	序号	路径长度	路径节点列表
-------	--------	----	----	------	--------

表3.2 RREP数据结构

源节点ID：与RREQ中的源节点ID相同，即路由请求节点。

目的节点ID：与RREQ中的目的节点ID相同。

分组类型：类型为ROUTE_REPLY_TYPE，值为2。

路径长度：路径节点列表的长度。

路径节点列表：从数据分组的源节点到路由应答节点之间经过的节点列表。该列表除了能为源节点和中间节点提供数据分组目的节点的路由外，还为中间节点提供传输RREP分组的路由。

(3) SOP分组

用于邻节点的发现，邻节点表的更新，以及区域内路由条目的交互。数据结构如表3.3：

源节点ID	路由条目数	类型	序号	下一跳节点ID	路由条目数组
节点ID		距离跳数	下一跳	序号	

表3.3 SOP数据结构

分组类型：SOP_TYPE，值为0。

路由条目数：该数据包中包含的路由条目数。

路由条目：每条路由条目包括四部分，分别为节点ID，距离本节点的路数，到该结构的下一跳节点，路由序号。路由序号为发送节点上一次收到关于该节点信息的序号，用来区分新旧路由信息。

(4) 错误通知分组RRER (Route Error)

数据分组发送过程中，转发节点由于路由生存期过期，或拓扑变化，致使目的节点不可达时，发起路由错误通知，通知该数据发送路径上的各节点该路径失效，并使源节点重新发起路由请求。该数据包结构如表3.4：

源节点 ID	目的节点ID	类型	序号	前继节点数	前继节点列表
--------	--------	----	----	-------	--------

表3.4 RRER数据结构

源节点ID：与数据分组的源节点ID相同。

目的节点ID：与数据分组的目的节点ID相同。

分组类型：ROUTE_REPAIR_TYPE，值为3。

前继节点数：从数据分组的源节点到当前节点的路径长度。

前继节点列表：存储源节点到当前节点路径上的节点组合，为中间节点提供该分组传输的路由。

(5) 数据分组DATA

源节点 ID	目的节点ID	类型	序号	重传次数	前继节点数	数据长度	Buffer
--------	--------	----	----	------	-------	------	--------

表3.6 DATA数据结构

分组类型：DATA_BE_TYPE、DATA_GS_TYPE，值分别为4、5。网络层为DATA_BE_TYPE类型数据提供较好的实时性，不保证数据的完整到达，主要用来标识视频语音等流媒体数据；DATA_GS_TYPE类型的数据能够获得更高的到达率，并且在数据传输失败后能够向上层应用程序提供反馈，主要用于标识命令控制等数据。

重传次数：该分组已尝试重传的次数。路由查询超时或没有收到目的节点的确认应答都会引发数据的重传，每重传一次该值加1，直到超过最大允许重传次数。DATA_GS_TYPE类型的数据初始重传次数为0，DATA_BE_TYPE类型的数据初始重传次数为最大允许重传次数即不允许重传。

前继节点数：该分组传输所经过的节点数。

Buffer：字符缓冲器，由前继节点列表和数据内容构成。

(6) 数据确认分组ACK

对于类型为DATA_GS_TYPE的数据，网络层需要进行端到端的确认应答。确认分组ACK数据结构如表3.7。

源节点 ID	目的节点ID	类型	序号	前继节点数	前继节点列表
--------	--------	----	----	-------	--------

表3.7 ACK数据结构

分组类型：ACK_TYPE，值为6。

包序号：与所应答的数据分组序号相同。

前继节点列表记录了目的节点到源节点的数据发送路径，为中间节点提供路由。

为了保证路由协议能够正确运行，每个节点还需要维护四张表，包括路由表，

区域内节点列表，路由请求链表，数据缓存链表。

(1) 路由表

路由表记录了本节点所知的网络中其它节点的信息。在路由的建立过程中，节点通过处理SOP、RREP和RERR等控制分组对路由表进行更新。路由表条目如表3.8：

节点ID	跳数	下一跳节点ID	序号	路由生存期
------	----	---------	----	-------

表3.8 路由表条目

网络子层对路由表的操作主要有：遍历、查找、插入和删除。数组和链表等简单的数据结构都无法同时满足以上四种操作的高效执行。因此最终采用了map来存储路由表。C++的标准模板库（Standard Template Library, STL）中map是以红黑树的方式实现的。路由表按照路由条目中的节点ID被排序后存储在二叉排序树中，它占用的存储空间正比于路由条目数。当条目数为N时，路由表遍历的复杂度为O(N)，查找，插入，删除的复杂度为O(log2N)，具有很高的效率。

(2) 区域内节点列表

区域内节点列表记录了本节点维护的区域内节点。路由运行过程中每隔一段时间会查看一下区域内节点是否发送改变，如果没有或改变很小，则表明该节点维护的区域内拓扑结构稳定，可适当增大区域半径，SOP发送周期和区域内节点路由的生存期，反之表明该区域内拓扑变化较快，应减小路由维护区域，增大路由表更新频率。为了避免振荡，当发现短时间内连续多次抖动时不再向上改变参数。

(3) 路由请求链表

即使路由查找过程中使用了边界解析协议，仍然会有不少节点多次收到同一个路由请求分组，为了防止对该分组重复处理，每个节点都要维护一个已处理请求分组链表，链表每个节点的数据结构如下：

源节点ID	目的节点ID	序号	重传次数	有效期
-------	--------	----	------	-----

表3.9 路由请求记录结构

源节点ID，目的节点ID，序号和重传次数分别对应RREQ分组中相应的数据结构。节点收到RREQ后先查询是否已经处理过该分组，如果没有就处理并在路由请求链表中记录该分组，否则直接丢弃。有效期结束后就从链表中删除该记录，以免造成链表的无限增长。

(4) 数据缓存链表

收到应用层要发送的数据后，如果没有目的节点的路由，或是数据需要网络层的端到端应答确认就先将待发的数据放到缓存链表中。数据被添加到链表的同

时记录了添加时间。当数据被发送成功或越过最大重传次数后从链表中删除。

➤ 程序实现

路由协议的功能是建立、维护路由表，为上层提供端到端的可靠传输路由。在具体实现上，路由程序主要由以下几上模块构成：数据模块，路由维护模块，参数修正模块，应用层接口，MAC层接口。程序结构如图3.8。

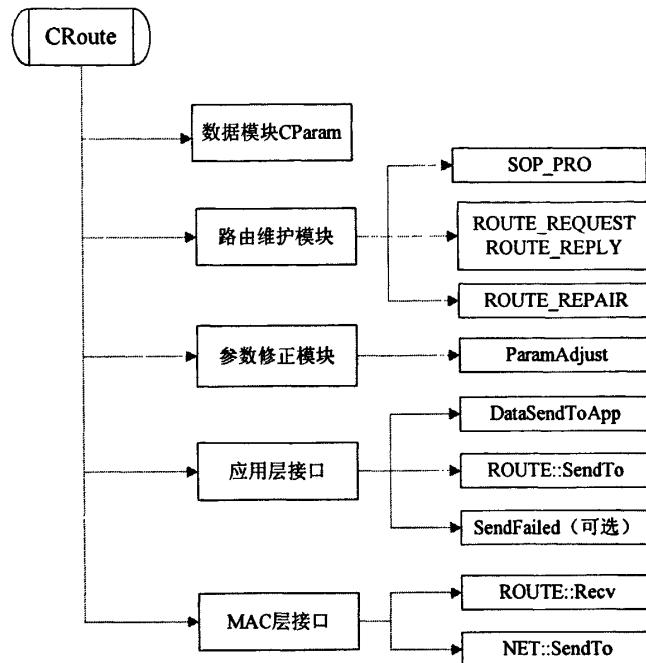


图 3.8 路由程序结构

(1) 数据模块

该模块由 CParam 类实现，封装了所有和路由有关的数据和参数，并负责它们的初始化和保存。将数据独立于操作单独封装，不但使程序结构清晰，而且利于管理，方便了应用子层对路由数据的访问。

(2) 路由维护模块

该模块主要负责建立更新路由表和查询未知路由。整个模块由三个部分组成：区域内路由维护，未知路由发现和错误路由修复。

区域内路由维护是通过邻节点间周期性地路由交换来完成的，由 SOP 分组生成和 SOP 分组处理两个函数实现。这两个函数的流程图分别如图3.9和图3.10所示。

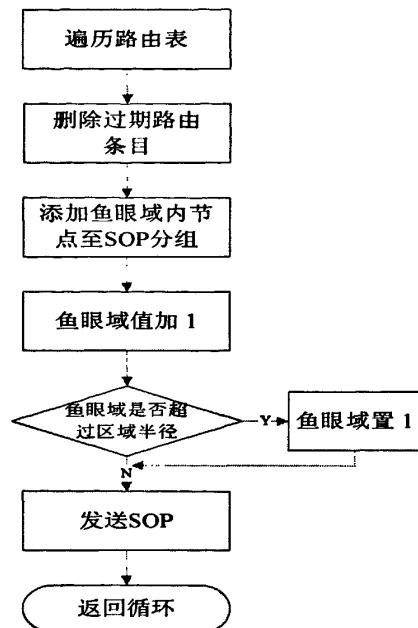


图 3.9 SOP 分组生成

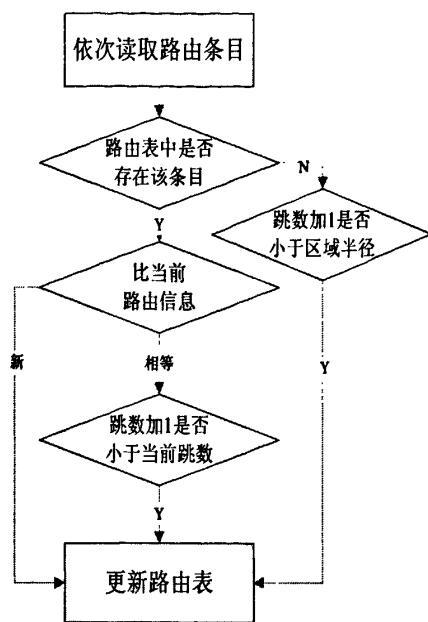


图 3.10 SOP 分组处理

未知路由发现包括路由请求和路由答应两种操作, 路由请求分组 RREQ 的生成和处理流程分别如图 3.11 和图 3.12。

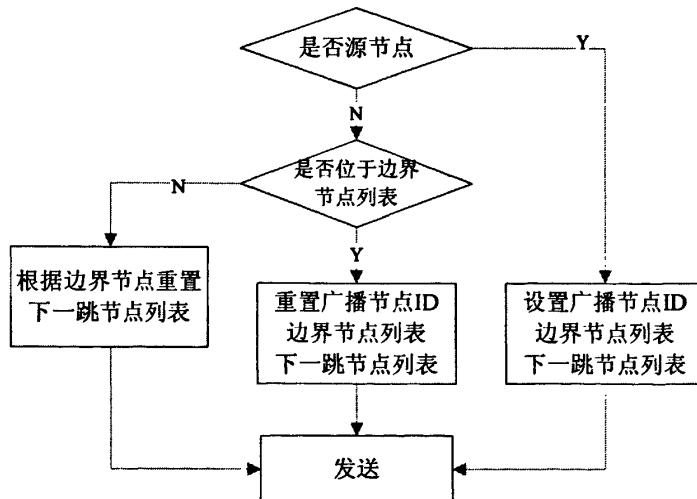


图 3.11 路由请求分组 RREQ 生成

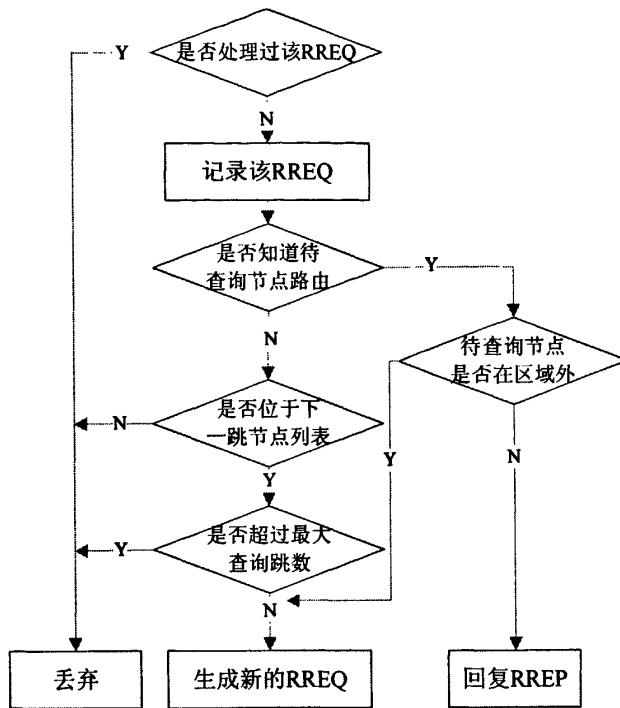


图 3.12 路由请求分组 RREQ 处理

路由应答 RREP 分组的生成只是简单地拷贝 RREQ 中的路由节点列表，并按照该列表沿反向路径发送给源节点。路由应答 RREP 的处理流程如图 3.13。

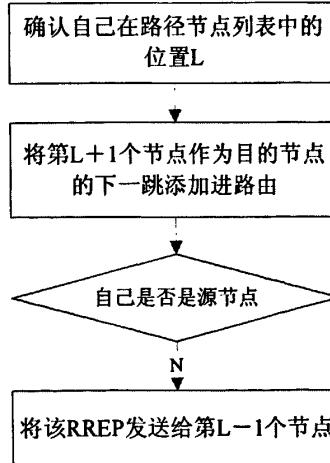


图 3.13 路由应答分组 RREP 处理

路由修复是用来反向删除目的节点的路由并通知源节点重新发起路由请求的。RERR 分组的生成和处理与 RREP 分组相似，不同的只是前者用于路由删除而后者用于路由建立。

(3) 参数修正模块

参数的调整主要基于链路的稳定性，路由周期性地检测区域内节点的状态，根据区域内拓扑变化的程度来自适应调整路由运行参数，从而实现协议的自适应性。算法如图 3.14：

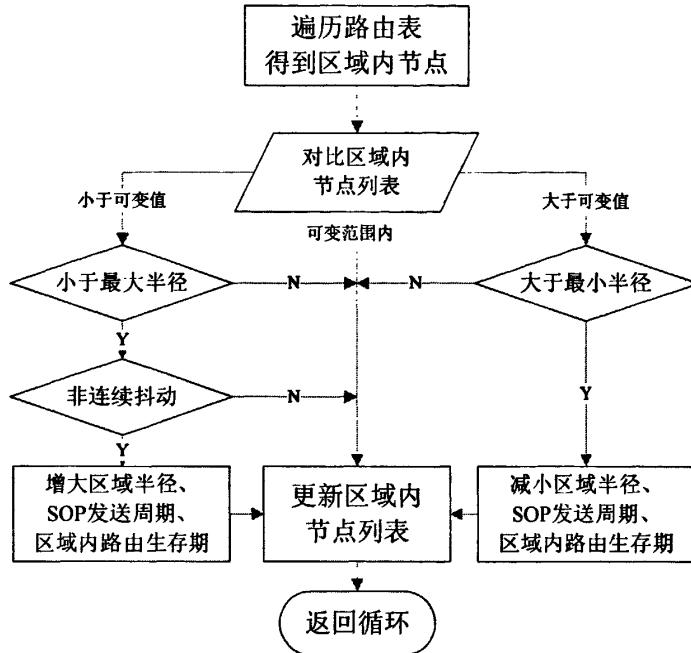


图 3.14 参数自适应

(4) 应用层接口模块

该模块为网络子层与应用子层的接口。DataSendToApp()与 SendFailed()均为上层的回调函数，前者将收到的数据提交给上层，后者在网络层无法确认数据正确传输后向上层报告。ROUTE::SendTo()为网络子层留给应用子层的接口，网络子层从这里获得上层待发送数据，然后根据路由表将数据打包。

(5) MAC 层接口模块

该模块为网络子层与通信子层的接口。函数 ROUTE:Recv()负责分类从通信子层收到的数据，并分发到相应的处理模块中。函数 NET::SendTo()将打包好的数据交给通信子层发往下一跳。

3.5 应用子层的设计与实现

应用子层主要负责系统界面和测试程序的实现。程序界面下图所示：

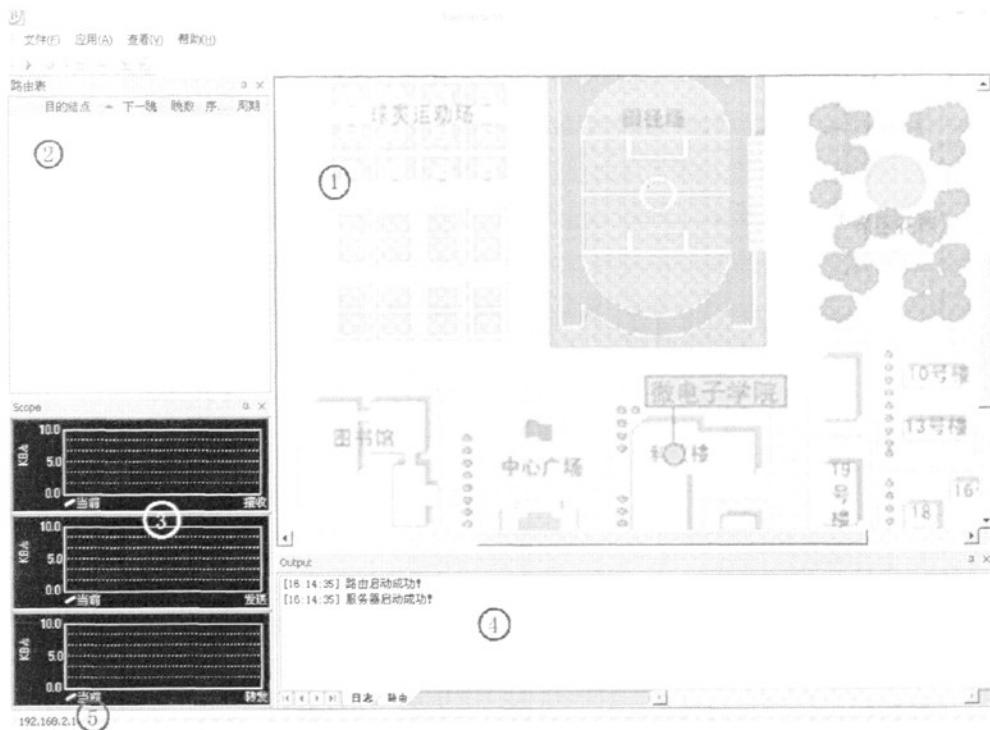


图 3.15 程序界面

图 3.15 中①是网络拓补轮图,因为节点和路由算法均不支持定位功能,所以拓补关系仅做示意,与实际地理位置不相关。②是路由表,显示了路由表中所有的条目,内容包括距离节点的跳数,下一跳以及序号等。③是速率曲线图,准实时地显示了节点当前发送,接收已经转发数据的速率。显示范围能够根据最大处理速率进行动态调整。④是系统日志,系统运行过程中重要的状态以及所关心的数据都可以在这里打印输出。⑤是节点 IP,程序运行后 IP 地址将会显示在这里。在本系统中取 IP 地址的最后一段作为节点 ID。整个程序除了①网络拓补网和⑤节点 IP 不能关闭后,其它界面都部分都可以根据显示需要进行放大缩小或隐藏。

根据各种业务对网络性能需求不同的特点,应用子层实现了四种典型的网络业务:消息传输,文件传输,语音传输和视频传输。通过这些业务在无线 Mesh 里的应用,我们可以验证路由协议的正确性并粗略测得网络的传输性能。

四种业务的数据是根据应用子层设置的不同包头来区分的。应用子层收到网络子层提交的数据后先根据包头对数据进行分类,然后送往相应的业务程序中进行处理。

消息传输: 该业务对少量数据端到端的到达率和准确性有很高要求,这一要求是通过重传和端到端的应答来保证的。重传和应答既可以在网络子层实现,也能在应用子层实现。相比之下,前者实现起来复杂度更低延迟更小,因为只要在发送数据时让网络子层将数据类型设置为 DATA_GS_TYPE 即可进行网络子层的

重传和端到端的应答。由于减少了多余的跨层操作，处理延迟自然也就小了。

文件传输：该业务要求网络层能够提供大量数据的高速突发传输。如果采用停等式 ARQ 协议，数据传输效率将会非常低。因此程序使用了滑动窗口协议来传输文件，并且将数据的排序和应答放在应用子层实现。在应用层进行数据排序是因为数据在传输过程中可能会改变路由，造成数据乱序到达；另一方面，随机衰落的无线信道经常会造成突发丢包，如果在网络层排序会导致部分正确的数据被再次重传，这无疑是对网络资源的浪费。在应用层进行数据应答是滑动窗口协议要求的，通过不断的调整发送窗口和接收窗口，使得网络空闲时能够持续不断地发送数据，网络繁忙时仅将很少的数据注入网络。经过测试发现，滑动窗口协议能够适应各种不同的网络环境，尤其是在信道条件较差或繁忙的网络中，流控功能很好的改善网络拥塞问题。

语音传输：该业务属于小量数据的实时传输。语音的采样方式为单声道，采样率为 8000Hz，经过 GSM610 编码压缩后，平均每秒产生 12.5 个数据包，每个数据包长 130Byte，因此平均每秒产生 1625Byte 的数据。为了减小数据包丢失引起的杂音，当出现播放欠缓冲时以背景噪声填充，测试结果表明，这样做能很大程度地改善录音回放效果。

视频传输：该业务属于大量数据的实时传输。视频采样格式为 176*144 像素，24bit 真彩色，每秒最多 15 帧。伴随视频同时传输的音频采样格式为单声道，8000Hz 采样率。经过采样后的音视频数据分别使用压缩算法 G.729 和 H.263 进行压缩。音频数据经过压缩后的带宽需要约为 1KB/S，视频数据压缩后的每秒的数据量约为 16KB，并且这一结果将随着帧率的不同而有所改变。

如果以音频帧为基准，每帧音频数据有 240 个采样点，则采样时间为 $240 \times 1000/8000 = 30\text{ms}$ ，即发送端录音延迟为 30ms，数据压缩解压耗时小于 40ms，局域网内单跳延迟小于 50ms，接收端队列缓冲延迟小于 90ms，根据 VoIP 标准，总延迟 $< 300\text{ms}$ 是人可以接受的，所以局域网内最多可以支持实时语音的三跳传输，如果跨网传输，网关节点间的传输延迟时间将对音视频的实时效果有很大影响。不过，以上计算是比较保守的，实际使用情况可能会好得多。

由于在处理语音视频数据的过程中需要频繁地申请，搬移和释放内存，为了提高效率，减小内存操作出错的可能性，这里也使用了 LookASide 技术。

3.6 小结

本章是全文的重点，详细介绍了整个系统的实现。由于开发平台所限，直接修改原有的路由算法是非常困难的，因此设计了虚拟网络层来完成数据的选路和中继。路由协议是在大规模移动 Ad Hoc 路由协议的基础上，针对无线 Mesh 网络

的特点进行修改和优化得到的，具体的工作原理和实现方式在第四节做了重点讨论。除了网络子层外，本章还介绍了通信子层和应用子层的实现。它们虽然不是工作的重点，但是对于整个系统运行的效率和稳定性却有着很大影响，因此同样重要。

第四章 系统组网测试

本章主要从以下几部分介绍了系统的测试情况：点对点传输速率，单级网络性能，结合 WiMax 的多级网络性能。

4.1 点对点传输

在进行组网前，我们首先使用了 NETIQ 公司的测试软件 IxChariot 不同信道条件下点对点的传输速率进行了测试。IxChariot 软件进行的所有测试都是基于应用层的，与后面的组网测试相符。

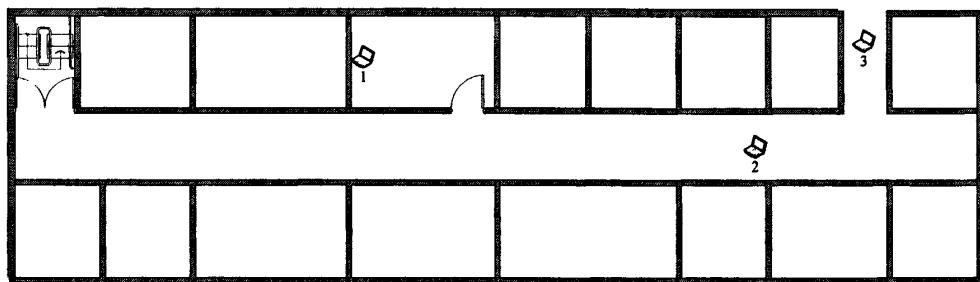


图 4.1 测试场景 1

图 4.1 是测试场景的平面结构图。通过将两节点放置在不同的地方，我们可以测得近距离，中远距离和最远距离下连接时传输速率。下面分别是①—①，①—②和①—③三种不同距离下测试的传输速率曲线图。

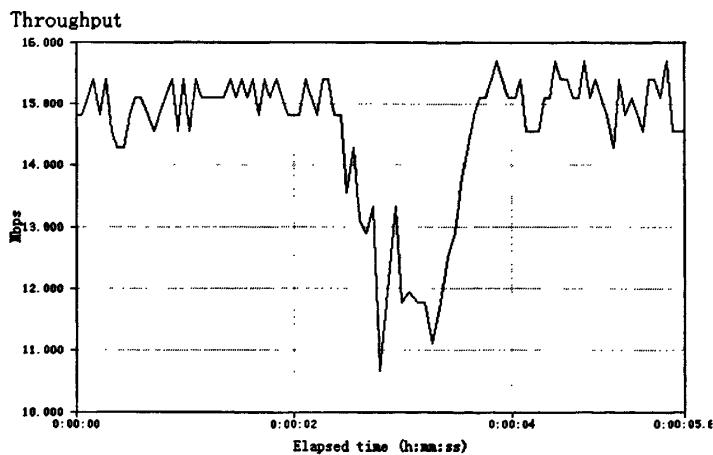


图 4.2 ①—①测试曲线

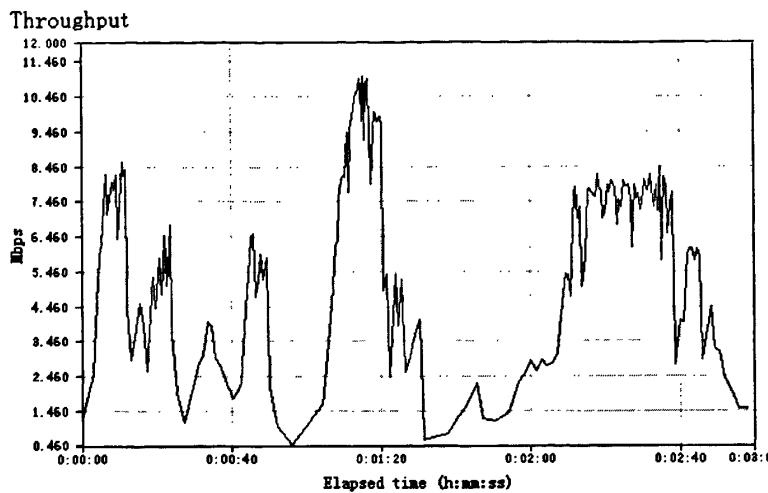


图 4.3 ①—②测试曲线

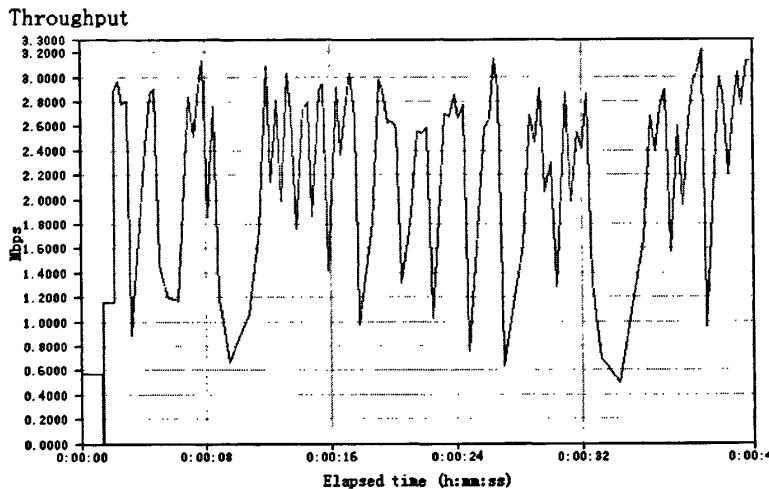


图 4.4 ①—③测试曲线

图 4.2、4.3 和 4.4 对应的平均传输速率分别为 14.8Mbps、4.0Mbps 和 1.8Mbps。该测试结果表明，传输距离对于两点间的传输速率影响非常大。邻节点间最大传输速率约为 15Mbps，最大传输距离视环境而定。当两点间超过最大距离后（在该测试场景中①—③之间的距离约为 30m）它们之间的连接将变得非常不稳定，有时超过最大距离 4 到 5 米连接才完全断开。

测试过程中还发现，即使是相同的距离，使用不同型号的网卡连接时节点间的传输速率也不尽相同，最差时两点间近距离的传输速率甚至连 10Mbps 都不到。

4.2 单级网络性能

测试场景如图 4.5。将 4 个节点分别置于图中标志的 4 个位置，需要注意的是节点 4 和其它节点不处于同一平面上。这样 4 个节点就构成了一个最大 3 跳的线性拓扑网络。

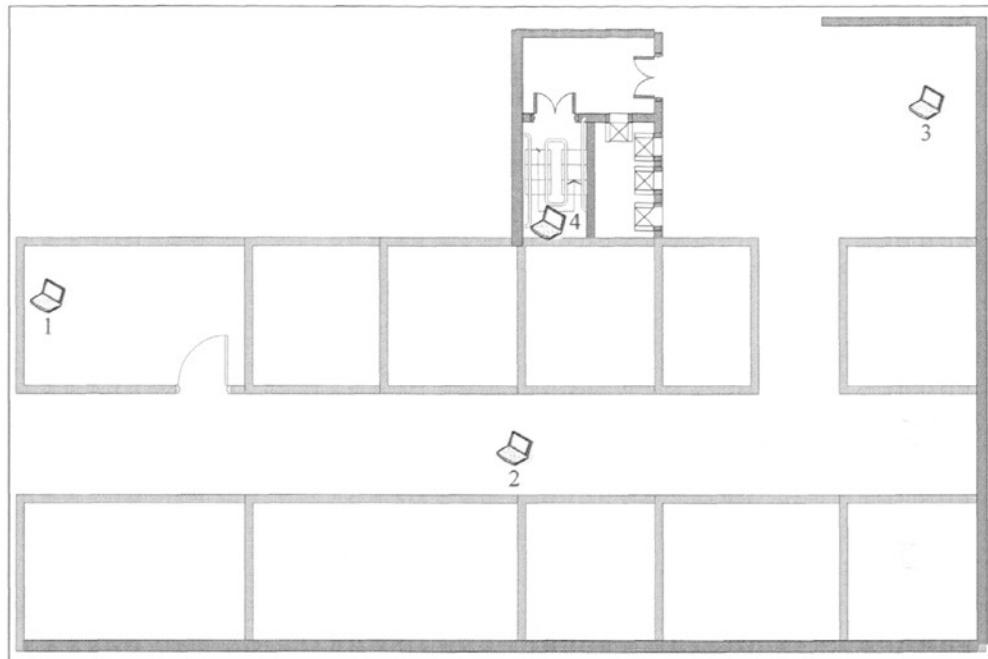


图 4.5 测试场景 2

网络稳定后节点①②③④的路由表分别如图 4.6 中的 a,b,c,d 所示。

目的结点	下一跳	跳数	序号	周期
① 跳数: 1	192.168.2.2 2	1	60	1
① 跳数: 2	192.168.2.3 2	2	58	2
② 跳数: 1	192.168.2.1 1	1	123	1
② 跳数: 2	192.168.2.3 3	1	121	1
③ 跳数: 1	192.168.2.4 3	2	119	2
③ 跳数: 2	192.168.2.1 2	1	137	1
④ 跳数: 1	192.168.2.4 4	1	134	1
④ 跳数: 2	192.168.2.1 2	2	138	2

图 4.6 4 个节点的路由表

节点①和②, ③, ④之间的消息传输测试结果如图 4.7 所示:

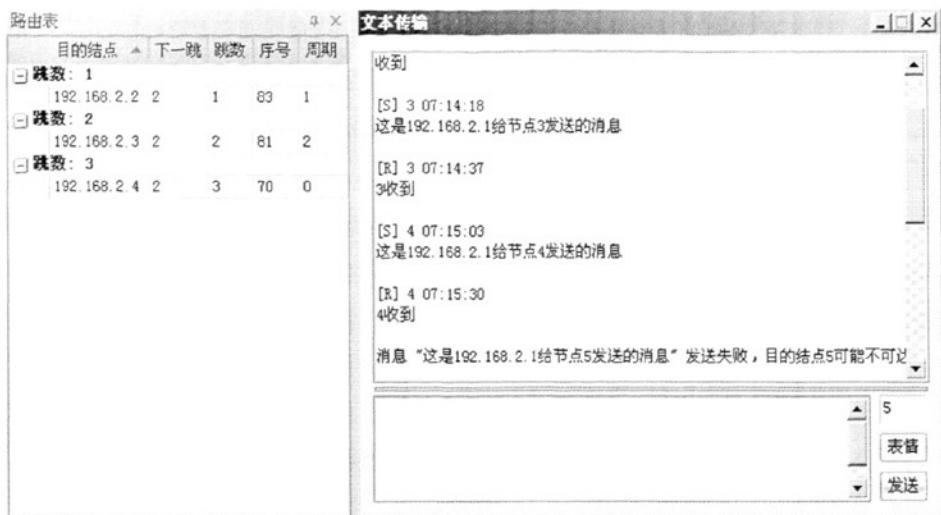


图 4.7 单级网络消息传输测试

给节点⑤发送消息失败是因为节点⑤不存在。给节点④发消息时进行了区域外路由查找，并且将查找结果添加到了路由表中。关于节点④的路由条目中周期显示为 0，表明节点④是①的区域外节点，节点①永远不会将关于节点④的路由信息告诉邻节点。

图 4.8—图 4.11 分别是不同节点间文件传输的测试结果。

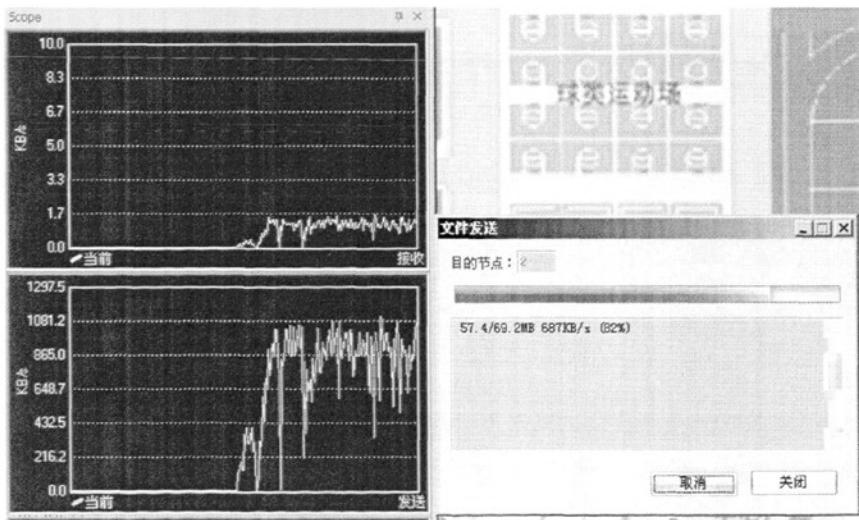


图 4.8 ①—②间的文件传输测试

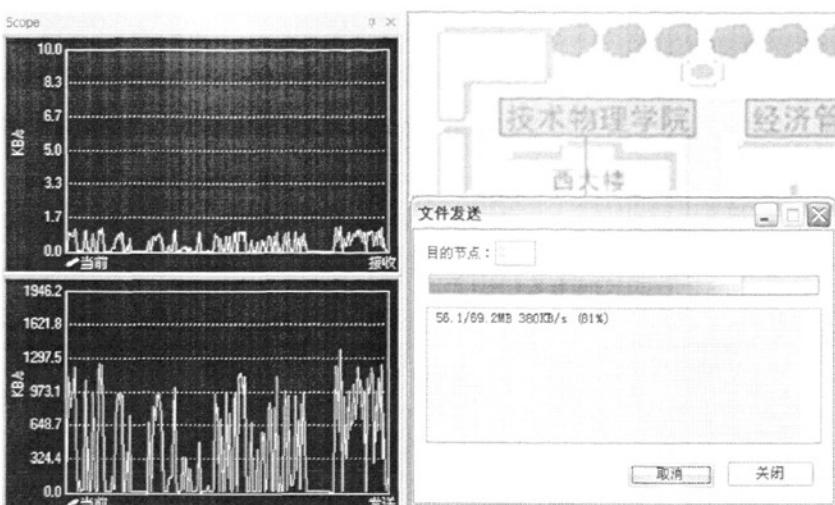


图 4.9 ②—③间的文件传输测试

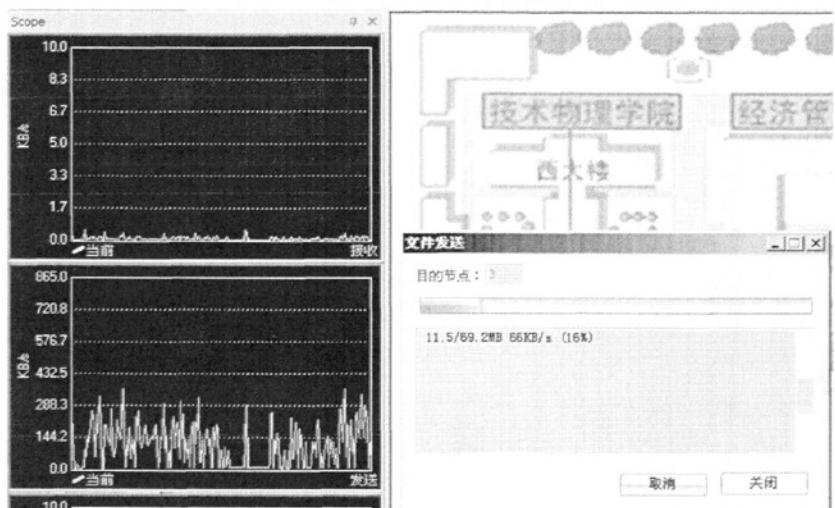


图 4.10 ①—③间的文件传输测试

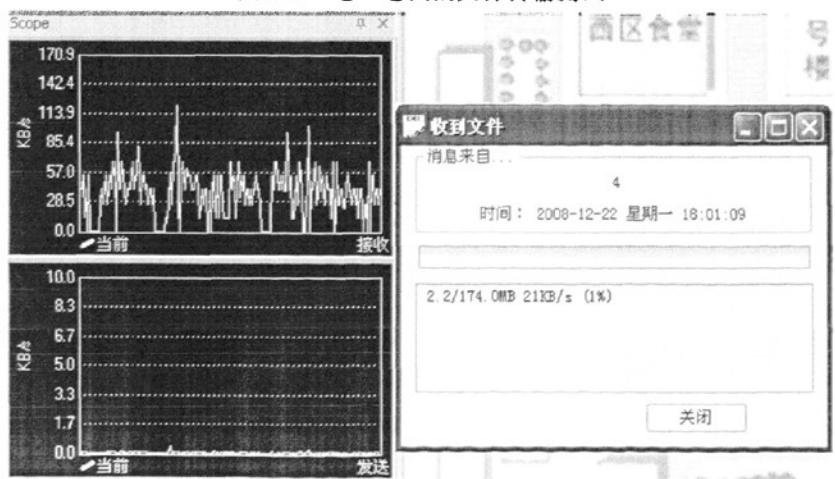


图 4.11 ①—④间的文件传输测试

从图中可以看出，传输速率与跳数不成反比，这是因为即使都是 1 跳，不同节点间的传输速率也不尽相同，而且信道条件越差，节点间对信道的竞争就越激烈，竞争成功的概率也就越低。为了验证该结论，我们在程序中设置好节点间的连通关系，使 4 个节点组成一个虚拟的 3 跳网络，然后进行同样的测试，测试结果如图 4.12—图 4.14 所示。从图中可以看出，文件传输速率基本上与跳数成反比。这表明信道条件的好坏对 MAC 层预约信道的成功概率有很大影响。

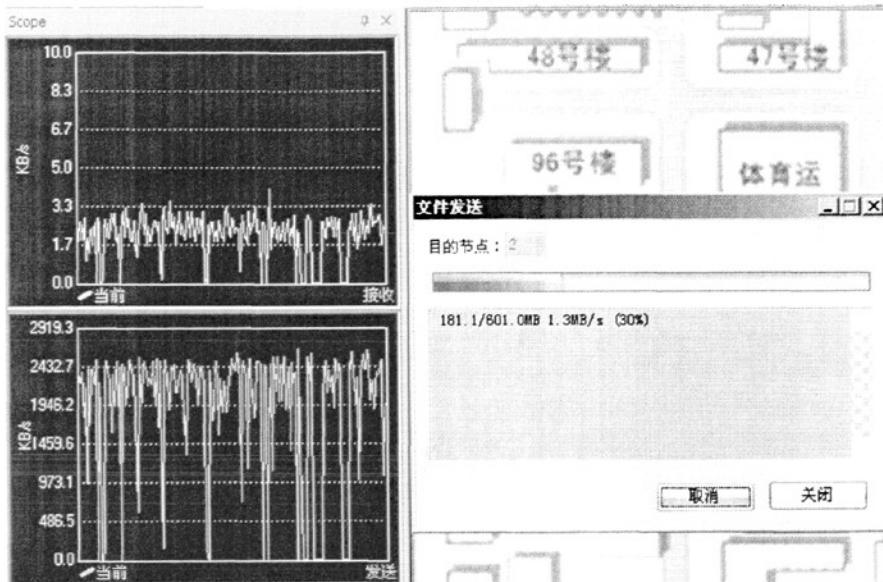


图 4.12 虚拟网络文件 1 跳传输测试

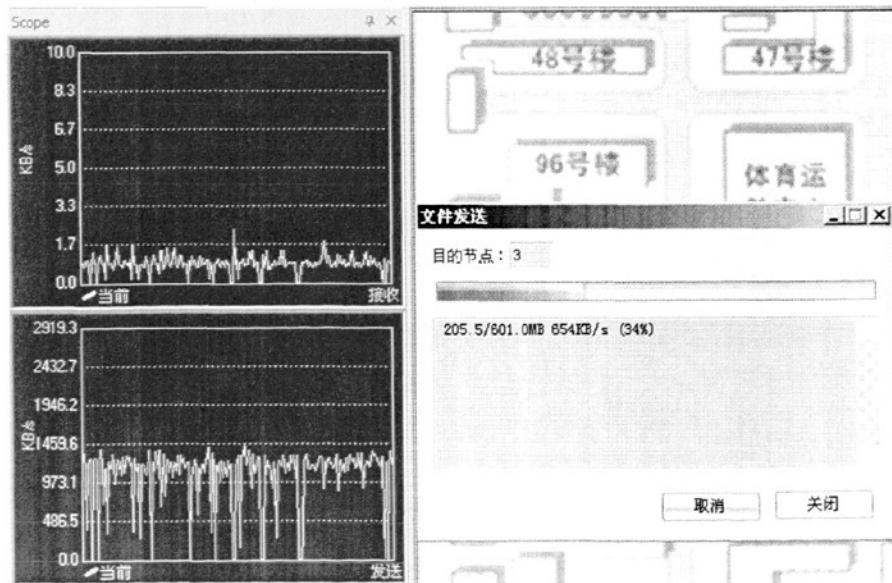


图 4.13 虚拟网络文件 2 跳传输测试

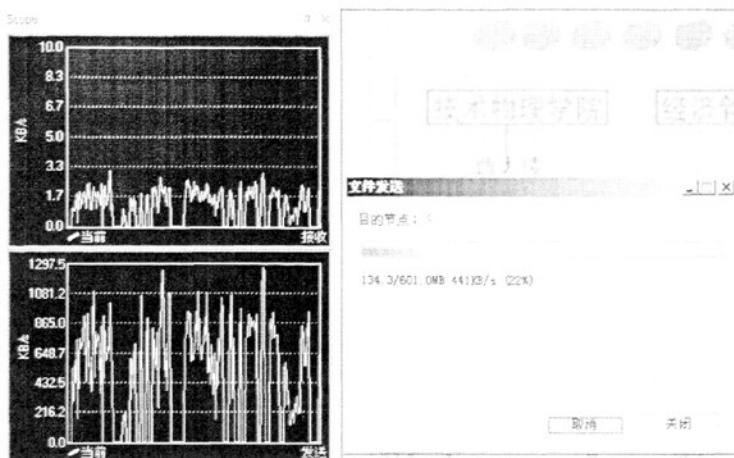


图 4.14 虚拟网络文件 3 跳传输测试

图 4.15 和图 4.16 是语音传输的测试结果：

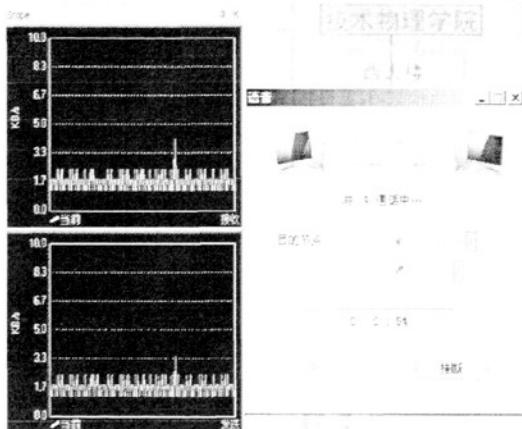


图 4.15 语音传输发送端

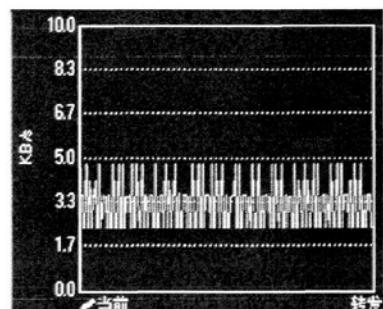


图 4.16 语音传输中继端

即使在 3 跳时，网络仍能轻松地满足语音对带宽需求。在进行语音对话的过程中，能够较明显地感觉到话音失真，这是 GSM610 编码压缩导致的，除此之外，3 跳时的链路有些不太稳定，跳数切换和丢包偶尔会造成话音丢失。话音延迟在可接受的范围内，可满足正常通话需求。

4.3 结合 WiMax 的多级网络性能

前面都基于 Mesh Client 的单层网络测试，但无线 Mesh 网络终究是一个支持多种接入方式的多级混合网络，所以这一节将结合 WiMax 基站测试多级 Mesh 网络的性能。一级网络由阿波通公司的 WiMax 基站组成，二级网络由前文设计的客户端组成。

通过设置不同的网段，6 台 PC 组成了两个子网，子网内的 PC 全连通，子网间通过 WiMax 无线连接。每个子网选出一台 PC 充当网关结点，网关节点既能以

Ad Hoc 方式与子网内其它节点通信, 又能通过以太网连接 CPE(WiMax 的用户端)与另一个子网的网关节点通信。网关节点的设置如图 4.17 所示:



图 4.17 网关节点的设置

整个网络的拓扑结构和实测场景分别如图 4.18 和 4.19 所示:

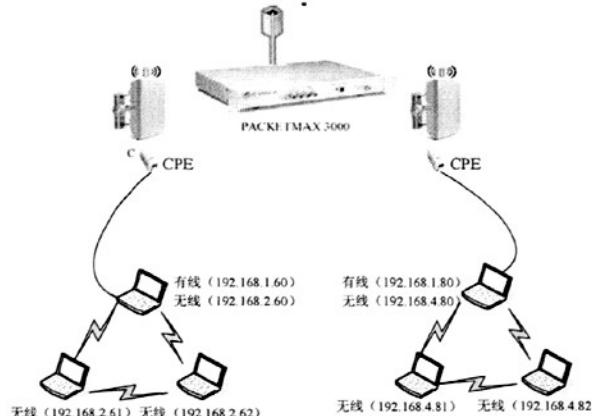


图 4.18 多级网络拓扑结构



图 4.19 实测场景照片

图 4.20 中 a, b, c, d, e, f 分别是节点 60, 61, 62, 80, 81, 82 的路由表,

可以看到网络组建成功。

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.4.80	80	1	139	1
192.168.2.62	62	1	217	1
192.168.2.61	61	1	66	1
跳数: 2				
192.168.4.80	80	2	140	2
192.168.4.81	80	2	196	2

a

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.2.62	62	1	118	1
192.168.2.60	60	1	240	1
跳数: 2				
192.168.4.80	60	2	40	2

b

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.2.61	61	1	55	1
192.168.2.60	60	1	225	1
跳数: 2				
192.168.4.80	60	2	93	2

c

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.4.81	81	1	85	1
192.168.4.82	82	1	50	1
192.168.2.60	60	1	227	1
跳数: 2				
192.168.2.61	60	2	209	2
192.168.2.62	60	2	105	2

d

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.4.80	80	1	194	1
192.168.4.82	82	1	123	1
跳数: 2				
192.168.2.60	60	2	10	2

e

目的节点	下一跳	跳数	序号	周期
跳数: 1				
192.168.4.80	80	1	189	1
192.168.4.81	81	1	173	1
跳数: 2				
192.168.2.60	60	2	8	2

f

图 4.20 6 个节点的路由表

首先测试 WiMax 连接的网关节点间的传输速率，图 4.21 是测试结果。

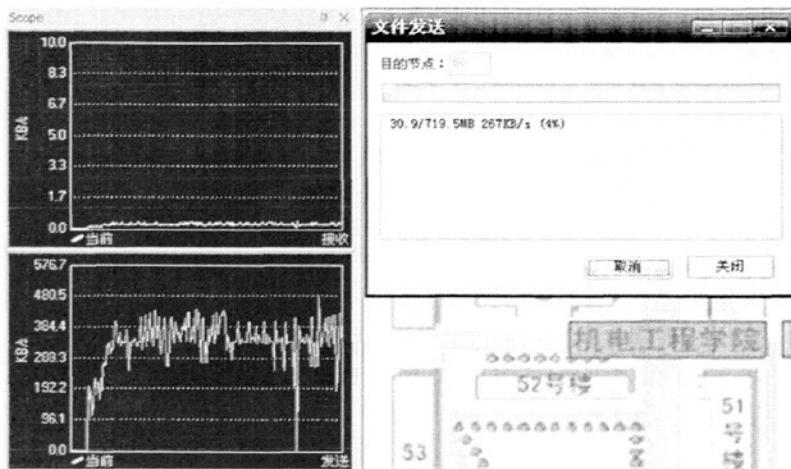


图 4.21 网关节点间的文件传输

从图中可以看出，网关节点间的数据传输速率远小于以太网的接入速率，所以该结果表明，当前 WiMax 的连接速率小于 300KB/s。

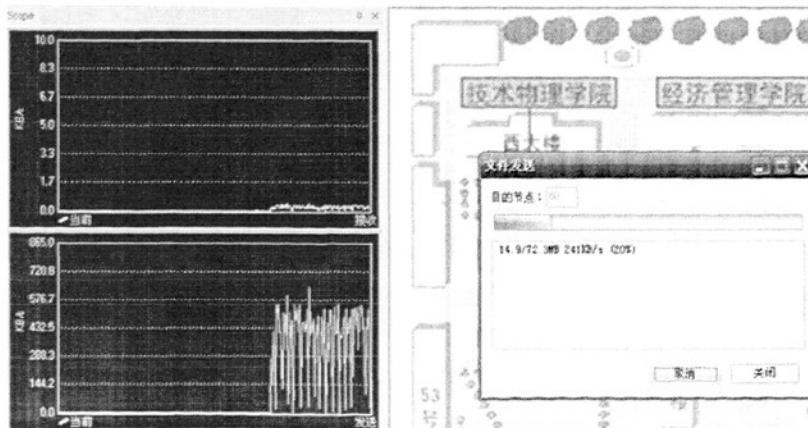


图 4.22 节点 61 和 80 间的文件传输

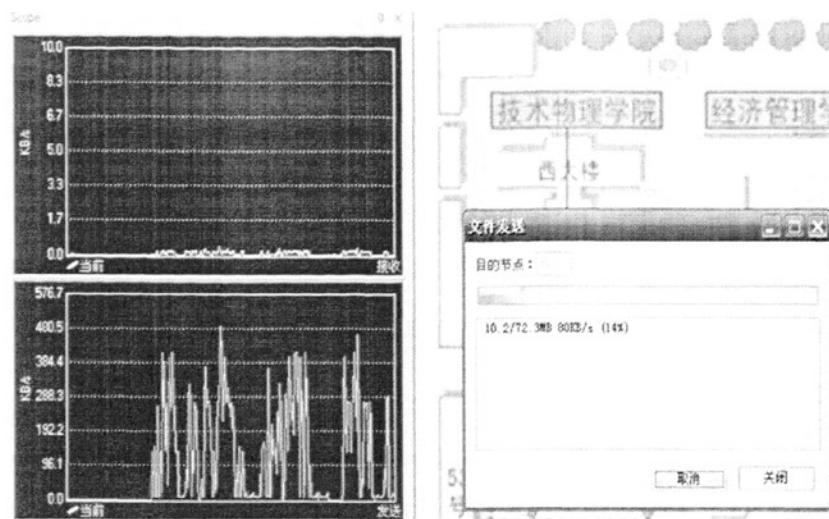


图 4.23 节点 61 和 82 间的文件传输

图 4.22 和 4.23 分别是 61 和 80, 82 间的文件传输测试。测试结果显示 61—80 间的传输速率与 60-80 间相当, 这是因为 WiMax 工作在 5GHz, 802.11g 工作在 2.4GHz, 它们之间互不干扰, 所以传输最终受限于速率较慢的 WiMax。61-82 间的传输速率较慢是因为 PC 间的传输存在干扰和竞争, 这一点可以从测试曲线中看出。信号干扰和信道竞争导致最高传输速率下降, 并且频繁促使文件发送端进行限流, 减小注入网络的流量。如果加大两个子网间的距离, 或者使它们工作在不同的信道, 就能减小该问题造成的性能损失。

最后是 62 和 82 间的视频传输测试, 测试结果如图 4.24 和 4.25 所示:

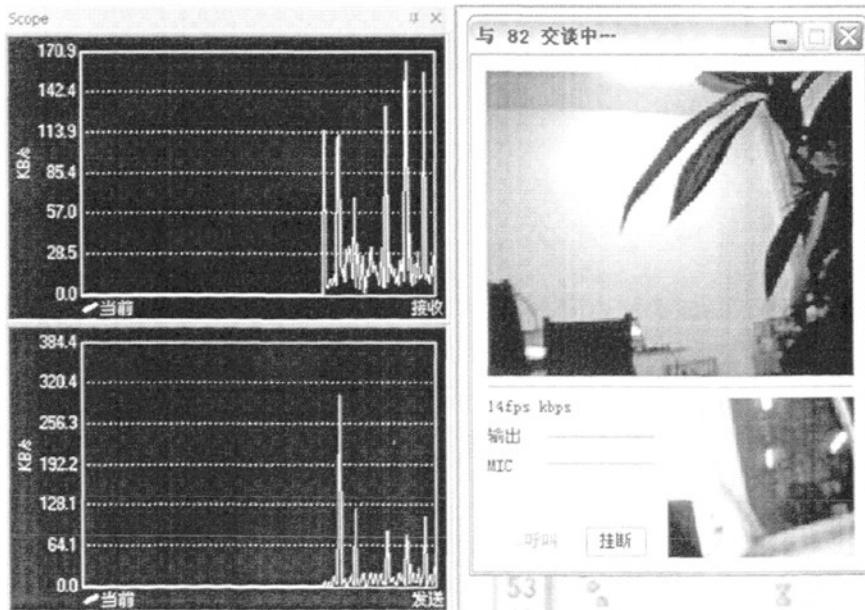


图 4.24 62-82 视频传输测试——62 端

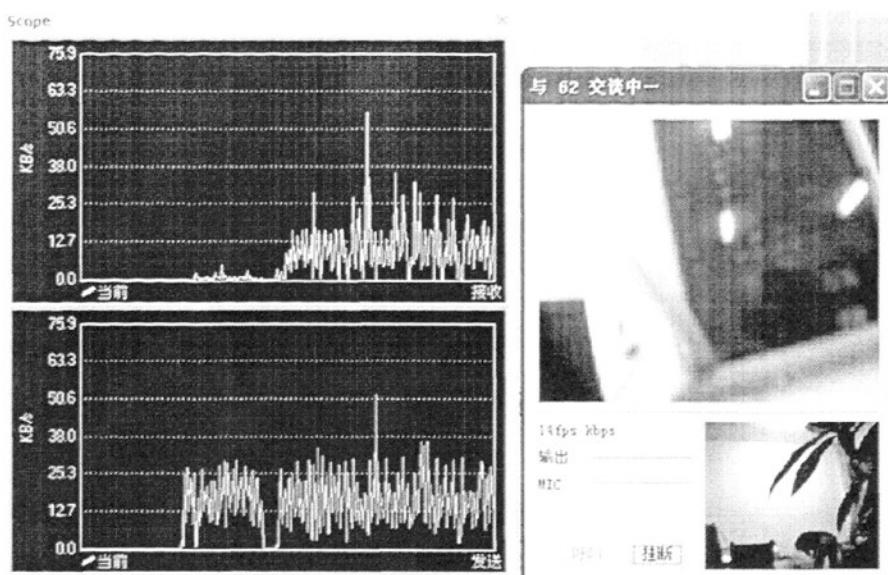


图 4.25 62-82 视频传输测试——82 端

虽然视频业务对宽带的需求小于网络的实际负载能力,但当画面内容高速变化时接收端画面仍会出现马赛克,这主要是因为画面帧的大小与内容相关,内容快速变化时每帧将产生更多的数据,这些数据被分成多个数据分组发送,一但任何一个分组丢失都将导致整个数据帧无法解码。这个问题只有通过改用容错性更强的视频编解码算法才能解决。

4.4 测试结论

以上测试结果表明,本文实现的无线 Mesh 系统能够正常运行,通过引入虚拟网络层,节点间可以实现多跳数据传输。数据传输速率主要取决于无线信道条件和节点间的跳数。信道环境和不同性能的网卡都会造成单向信道,使基于 DSR 的区域外路由协议无法正确工作。连接从不稳定到完全断开具有一个长达数米的范围,因此想要组建稳定的超过 4 跳的网络拓补是非常困难的。

网络拓扑变化,区域外路由条目过期都会造成瞬时丢包率增加^[21],这将对流媒体业务的运行造成很大的影响,改进编码算法是解决该问题的手段之一。

结束语

互联网用户站点的无缝接入与自由移动始终是无线网络追寻的目标之一，混合结构的无线 Mesh 网络无疑是实现该目标的一种有效手段，它融合了 WLAN 和 Ad hoc 网络的优势，支持多点对多点的网状结构，具有自组网、自修复、多跳级联、节点自我管理等智能优势以及移动宽带、无线定位等特点，是一种大容量、高速率、覆盖范围广的网络，成为解决“最后一公里”网络接入问题的一种有效手段。

本文首先在大规模移动 Ad Hoc 路由协议的基础上，对无线 Mesh 网络的 Client 端进行了实现。作为一个验证演示系统，距离可实际应用还有较大差距，但它验证了路由协议的正确性，同时也指出了协议中仍然存在的问题，对于路由协议的改进提供了数据支持和方向指导。

本文主要完成的工作是：

1. 根据无线 Mesh 网络的特点，对 Mesh 路由技术进行研究；
2. 设计实现了一种可应用于无线 Mesh 网络的路由协议；
3. 设计实现了一个工作于 Windows 平台上的 Mesh 系统，能够支持多跳数据的传输和一些典型的业务的测试；
4. 测试了单级和多级 Mesh 网络中数据的传输速率。

有待进一步研究的问题：

1. 改进路由协议，解决单向链路时的路由问题以及链路不稳定时的路由选择；
2. 进一步完善网关节点的设计，使网络中的节点能够接入 Internet；
3. 充分挖掘下层能够提供的链路信息，优化路由算法；
4. 扩大网络规模，进行更详尽的性能测试。

笔者无论在理论还是实践方面的功底都还有欠缺，加之时间仓促，整篇论文一定有很多谬误与疏漏之处，恳请各位老师与同学指正。

致 谢

在这篇论文即将完成之际，我思绪万千，心情久久不能平静。我要感谢所有关心、爱护、支持和帮助过我的老师、亲人和朋友！

首先，我要感谢我的导师盛敏教授。盛老师渊博的知识、严谨的治学态度、儒雅的学者风范永远是我学习的榜样和前进的动力。衷心感谢盛敏老师的悉心指导！在我读研期间，是盛老师的谆谆教诲，严格要求使我逐渐了解、熟悉、深入到项目中，收获颇丰。在项目进行过程中，即使盛老师身负教学、科研重任，仍抽出时间，对项目的具体实施提出了很多宝贵意见，让我们看到了您闪光的智慧和敏锐的思维，并给了我很多的启发。在平时的学习和工作中，盛老师亲和的态度使大家能够轻松地面对项目压力。在论文的撰写过程中，盛老师严格要求，给我的论文提出了许多宝贵的建议和意见，使得论文顺利完成。感谢盛老师对我工作和学习的充分理解和大力支持！

感谢信科所所有老师给与我的指导和帮助！

感谢王萌师兄在两年间对我的帮助和照顾，至今想起仍然十分感动。感谢张创贞师兄，与你的合作非常愉快，你工作的能力和态度给我留下了深深的印象，你在项目中不厌其烦地指导教会我了很多以前不曾接触过的知识领域。

感谢路娟、马晓、郑丽丽、冯子涛、马惠生、王擎、方霞、傅婧同学，与你们一起学习和工作的日子令人难忘，多年以来在这样一个充满智慧和朝气的大家庭中，彼此互相交流、愉快地工作和学习，你们的活泼和热情让我感受到了生活的魅力！

感谢唐迪、张琰、田野、姚俊良师兄，谢谢你们对我学习和科研工作的指导，你们认真的求学态度，乐于助人的品格是我学习的榜样。

感谢齐恒、乐天助、赖征林、陈魏强同学，没有你们的鼎力相助，我可以说很难顺利完成论文工作。感谢你们为我论文工作的完成所做的贡献！

感谢信科所 612 室的所有其他的师兄师姐和同学，感谢你们给实验室带来了青春活力和愉快的合作氛围。

特别感谢我的爸爸妈妈，你们为了我的成长默默地倾注了无数的心血，你们对我生活无微不至的照顾让我能够全心全意的投入到学习和科研工作中，你们始终如一的关爱和理解，是我不断前进的精神动力。

参考文献

- [1] 方旭明等, “下一代无线因特网技术: 无线 Mesh 网络”, 人民邮电出版社, 2006 年 5 月
- [2] Raffaele Bruno, Marco Conti, Enrico Gregori. Mesh Networks: Commodity Multihop Ad Hoc networks, IEEE Communications Magazine, March 2005
- [3] P. Whitehead, Mesh networks. A new architecture for broadband wireless access systems. 2000 IEEE Radio and Wireless Conference, 10-13 Sept. 2000
- [4] Heecheol Song, Bong Chan Kim, Jae Young Lee, and Hwang Soo Lee. IEEE 802.11-based Wireless Mesh Network Testbed, Mobile and Wireless Communications Summit, 2007. 16th IST
- [5] Bok-Nyong Park; Wonjun Lee; Sanghyun Ahn; Sungjoon Ahn, QoS-Driven Wireless Broadband Home Networking Based on Multihop Wireless Mesh Networks, Consumer Electronics, IEEE Transactions on Volume 52, Issue 4, Nov. 2006
- [6] Akyildiz, I.F. Xudong Wang, A Survey on Wireless Mesh Networks, Communications Magazine, IEEE Publication Date: Sept. 2005, Volume: 43, Issue: 9
- [7] Ping Zhou; Xudong Wang; Rao, R., Asymptotic Capacity of Infrastructure Wireless Mesh Networks, Mobile Computing, IEEE Transactions on Volume 7, Issue 8, Aug. 2008
- [8] 盛敏, “移动 Ad Hoc 网络关键技术研究”, 西安电子科技大学博士论文, 导师: 李建东
- [9] 毛玉明, 段景山, 杨宁, 802.11 无线局域网组网方式与移动性分析, 电信技术 2003 年 第 10 期
- [10] K. Rayner. Mesh wireless networking. Communications Engineer, Vol.1, No.5, Oct-Nov. 2003
- [11] Ian F. Akyildiz, Xudong Wang, Weilin Wang. Wireless mesh networks: a survey. Computer Networks, Elsevier, Vol 47, No.4, March 2005
- [12] 张禄林, 李承恕, MANET 路由选择协议的比较分析研究, 电子学报, Vo1.28 No.1 1, 2000
- [13] 张蕾, “基于 802.11 的无线 Mesh 网络传输性能研究”, 中国科学技术大学博士学位论文, 指导教师: 杨寿保

- [14] 马婉秋, “无线 Mesh 网络的路由算法研究”, 电子科技大学硕士学位论文
- [15] 王晓燕, “无线 Mesh 网络路由协议的研究”, 西安电子科技大学硕士学位论文
- [16] Josh Broch, David Maltz, David Johnson et al. A performance comparison of multi-hop wireless ad-hoc network routing protocols. Proc. 4th ACM/IEEE Conf Mobile Comp. And Net. (MobiCom'98). Oct. 1998
- [17] 刘尧, “大规模宽带自适应 ad-hoc 网络路由协议的研究”, 西安电子科技大学硕士学位论文
- [18] Z. J. Haas, M. R. Peralman, et al., “The intrazone routing protocol(IARP) for ad hoc networks,” IETF Internet Draft
- [19] R. Draves, J. Padhye, B. Zill, Comparisons of routing metrics for static multi-hop wireless network, ACM Annual Conference of the Special Interest Group on Data Communication (SIGCOMM), August 2004, pp. 133-144
- [20] R. Draves, J. Padhye, B. Zill, Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks, ACM Annual International Conference on mobile Computing and Networking(MOBICOM), 2004, pp. 114-128
- [21] 王萌, “大规模移动自组织网络路由技术的设计与实现”, 西安电子科技大学硕士学位论文
- [22] D.B. Hohnson, D.A. Maltz, “Dynamic source routing in ad hoc wireless networks,” Mobile Computing, edited by T. Imielinski and H.Korth, Chapter 5, Kluwer Publishing Company, 1996, pp.153-181
- [23] C.E. Perkins, E.M. Royer, et al., “Ad hoc on demand distance vector(AODV) routing,” IETF Internet Draft, Nov.2001

研究成果

参加科研情况：

- | | |
|------------------------------|--------|
| 1. 基于 ARM7 平台的 VxWorksBSP 设计 | 相关科研项目 |
| 2. 基于 ARM9 平台的 VxWorksBSP 设计 | 相关科研项目 |
| 3. CSMA/CA 协议的设计与实现 | 相关科研项目 |
| 4. 无线 Mesh 系统的设计与实现 | 相关科研项目 |