

南京邮电大学

硕士学位论文

无线Mesh网高吞吐量负载均衡路由技术研究

姓名：朱杰

申请学位级别：硕士

专业：计算机应用技术

指导教师：杨庚

20090301

摘 要

随着因特网资源的不断丰富,以及因特网应用的进一步广泛,人们希望不论何时、何地都能够高速、准确地接入因特网,无线因特网便应运而生。未来的无线因特网将是各种异构网络融合的无线数据网,从广义上讲,它是现有因特网的无线延伸。无线 Mesh 网(Wireless Mesh Network)简称 WMN,是一种具有自组织多跳特性的宽带无线网络,具有高速率、易组网、成本低、性能稳定等优势,且可以实现多种异构无线网络的互联,是构建 B3G/4G 的潜在技术之一。

无线 Mesh 网是一种新型的宽带无线网络,可以看成是无线局域网(Wireless Local Area Network, WLAN)和移动 Ad hoc 网络(Mobile Ad hoc Network, MANET)的融合,且发挥了两者的优势。路由协议是无线 Mesh 网络最重要的关键技术之一,提供高质量高效率通信的路由协议是确保网络正确运行的关键。在研究和设计无线 Mesh 网路由协议时,有一些与 WLAN 和 MANET 不同的关键技术需要解决,这些问题的综合解决对于满足无线 Mesh 网的整体性能需求、设计以及推动无线 Mesh 网的应用具有重要的理论指导和实际意义。由于无线 Mesh 网的相邻的节点共享媒介资源,所以本地的信道拥塞对无线网络造成的性能下降比有线网络要严重得多。同时,无线 Mesh 网的大多数业务是送往 Internet 的,因此因特网网关在无线 Mesh 网中起到的关键,很可能成为潜在的一个瓶颈。

本文首先对无线 Mesh 网的背景知识以及涉及路由协议和负载均衡问题的一些关键技术进行了详细的论述。然后,在充分分析论证现有路由判据不足的情况下,提出了一种新型的信道负载感知的路由判据,并为之设计了合适的路由算法。与此同时,本文还提出了一种简单易实现的网关负载均衡算法。最后,我们通过 NS-2 网络仿真软件对本文中提出的新策略进行仿真分析。结果表明,新的路由判据和网关负载算法符合本文的预期,能够有效的实现负载均衡和提升网络的吞吐量。

关键词: 无线 Mesh 网, 路由, 负载均衡, 多信道

ABSTRACT

With the increasing amount of resources and applications on Internet, the needs for easily access to the high speed Internet are raised out whenever or wherever we are. Under such a background of demand, the wireless Internet is emerging. The wireless Internet would be a wireless data network, a compromise of all kinds of heterogeneous networks in the future. Wireless Mesh Network(WMN) is a multi-hop broadband wireless network, which has high speed, easy configuration, low price and stable performance, and The distinctive merits of WMN make it a potential technology to construct the B3G/4G world.

Wireless Mesh Network is a new type of broadband wireless access network that combines the advantages of WLAN and Ad hoc Network. Routing protocol is one of the key technologies in WMN. A high-throughput routing protocol could guarantee better service, design and implementation of suitable routing protocols for WMN according to its own characteristics. In the investigation of WMN routing, there are many key technologies which is different from MANET to be solved. They play a key role for the design and Practical application of WMN. Local congestion exists in both wired and wireless networks. But the performance degradation in wireless networks is even worse than that in wired network because of the very nature of wireless medium being a shared resource. And the Internet Gateway which acts as a central point of internet attachment for the mesh routers, it is likely to be a potential bottleneck because it provides the service to Internet.

This thesis first gives an illumination of wireless mesh network including basic knowledges of WMN routing and load balancing. On the basis of the above knowledge, a novel channel load-aware WMN routing metric is presented and a routing protocol is designed for it as well. A simple gateway load balancing scheme is also proposed which can rebalance the load among the gateways too. At last, the efficiency and performance of the proposed schemes is evaluated on NS-2. Results show that both of the schemes can improve the throughput of WMN and successfully achieving load balancing.

Keywords: Wireless Mesh Networks; Routing; Load Balancing; Multi-channel

南京邮电大学学位论文原创性声明

本人声明所呈交的学位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的地方外，论文中不包含其他人已经发表或撰写过的研究成果，也不包含为获得南京邮电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作了明确的说明并表示了谢意。

研究生签名： 朱志 日期： 2009.4.8

南京邮电大学学位论文使用授权声明

南京邮电大学、中国科学技术信息研究所、国家图书馆有权保留本人所送交学位论文的复印件和电子文档，可以采用影印、缩印或其它复制手段保存论文。本文电子文档的内容和纸质论文的内容相一致。除在保密期内的保密论文外，允许论文被查阅和借阅，可以公布（包括刊登）论文的全部或部分内 容。论文的公布（包括刊登）授权南京邮电大学研究生部办理。

研究生签名： 朱志 导师签名： 程洁 日期： 2009.4.8

引言

1 课题研究背景

近年来，移动通信技术作为快速、便携、可靠方便的通信方式而受到广泛关注，新一代的移动通信技术要求无线网络能够支持速度更快、容量更大且服务更稳定的实时通信业务。而无线 Mesh 网具有不需要固定基础设施、组网快速灵活等特点，已经成为下一代移动通信技术的研究热点之一。

随着信息技术的日新月异，无线通信发生了重大的变化并取得了迅猛的发展。未来无线通信技术将朝着宽带化、移动化、全 IP 化、异构化及个性化等方面发展，以达到通信的“无所不在”。

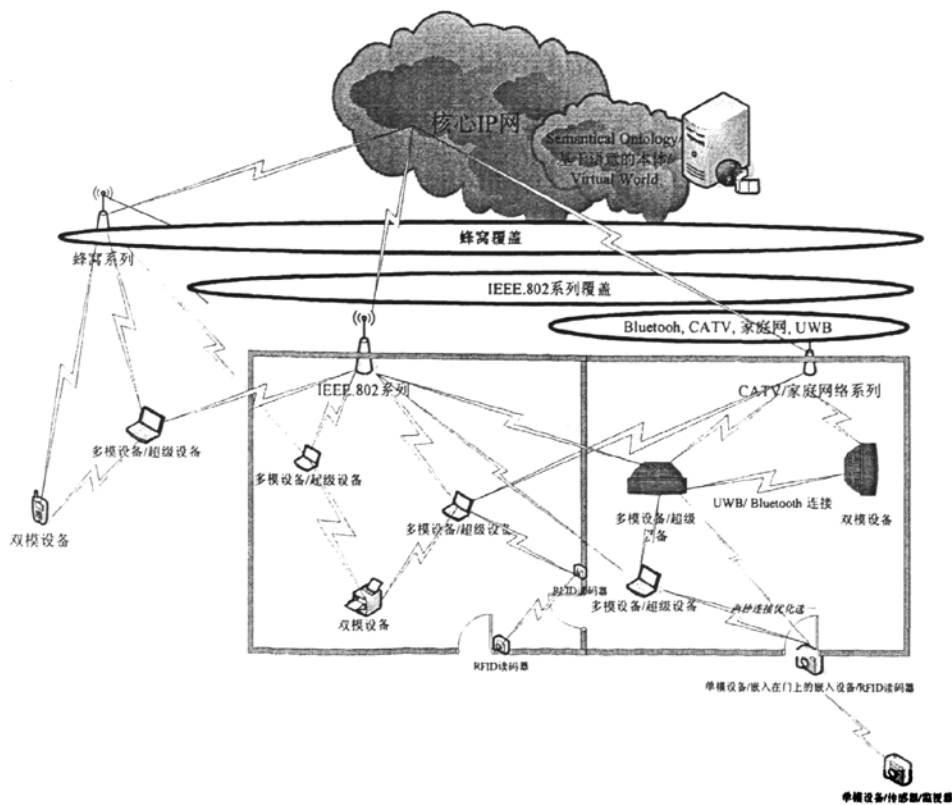


图 0-1 混合组网接入

无线 Mesh 技术的出现为解决不同网络之间的接入问题提供了极大的可能性，并越来越引起国内外学者、专家和研究人员的广泛关注，已经成为无线通信领域新的研究热点。在此基础上构建的新型宽带无线网络结构称为无线 Mesh 网(Wireless Mesh Network,

WMN), 即一种大容量、高速率的分布式网络, 它不同于传统的任何一种有线与无线网络, 具有自配置、自愈合、高带宽、兼容性、低成本等优点, 非常适合于覆盖大面积开放区域 (包括室外和室内)。未来的蜂窝移动通信网络、WLAN、MANET、WSN、卫星网络、PSTN 等可以通过无线 Mesh 网集成到因特网中。可见, 无线 Mesh 网将是未来无线通信领域重大技术革新, 将成为未来无线城域网理想的组网方式, 是构建 B3G/4G 的潜在技术之一。

2 研究目的和意义

无线 Mesh 网和 MANET 一样是一个自组织网络。它继承了 MANET 的一些特点, 具有自配置、自组织等特性, 所以部分传统的 MANET 路由协议 (如 DSDV, WRP, TORA, DSR, AODV 等协议) 在无线 Mesh 网中仍然可用。但由于无线 Mesh 网自身的一些特点, 使得这些路由协议都不能很好的适应于无线 Mesh 网, 在实际的网络中, 很容易出现多条路由集中到网络的少数节点或者区域上, 这使得网络的负载向少数节点集中, 使得这些节点的负载比其他节点大的多。随着网络业务量的加大, 过多的负载集中在少数节点将使得这些节点所承受的负载超过其处理能力或者信道传输能力, 这将不可避免得使得网络的数据传输成功率下降。同时分组在这些节点的排队等待时间也将变长, 网络的重传也将增多, 这又使得网络的端到端时延增加。因此无线 Mesh 网的负载均衡路由问题就是要在路由协议的设计中, 使得网络的负载均匀的分布在全网中, 特别是要防止过多的负载集中在少数节点上。从而提高网络的数据传输成功率、端到端时延等性能指标。

对无线 Mesh 网的路由设计依然是一个非常热门的研究领域。目前, 国内外研究人员已经对无线 Mesh 网的多无线电技术、MAC 协议、路由协议、服务质量(QoS)、多址接入、负载均衡以及安全性等关键问题, 进行了广泛而深入的研究。近年来也有许多相关的论文和著作在国内外一级刊物上发表。

3 本文组织

本文根据国内外无线 Mesh 网的研究现状和发展趋势, 对无线 Mesh 网路由的高吞吐量路由判据技术和负载均衡技术展开理论和方法研究。本论文主要对以下方面进行了研究:

- 1) 无线 Mesh 网的自身特性和关系到无线 Mesh 网路由问题的一些关键技术的研究论述。无线 Mesh 网负载均衡路由设计中的负载表示和探测问题。
- 2) 在充分论证分析现有判据干扰和负载性能的前提下, 设计新的能够均衡网内信道负载的高吞吐量路由判据, 并为之设计适合的路由算法。
- 3) 同时考虑到无线 Mesh 网的网关负载均衡的重要性, 并提出了一种简单易于实现的

网关负载均衡算法。

- 4) 在 NS-2 环境中对本文提出的高吞吐量路由协议和网关负载均衡算法进行仿真并分析性能。

本文的结构安排如下：第一章主要介绍了无线 Mesh 网的起源，网络架构和应用前景以及主要的路由协议。第二章对无线 Mesh 网路由协议的重点研究问题和方向进行了详细论述，尤其是本文研究的几个关键问题，如：路由判据和负载均衡技术。第三章在分析传统路由判据的信道干扰和负载感知性能的基础上，根据无线 Mesh 网无线环境的特点，提出了一种有效感知信道质量和负载的判据 CQL(Channel Quality and Load)。并为新判据设计了一种面向因特网通信模式的 ALBT(Ad hoc Load Balance Tree)路由算法。第四章在论述网关负载均衡技术对于在无线 Mesh 网中的重要性之后，提出了一种简单的网关负载均衡算法 SGLA(Simple Gateway Load-balance Algorithm)。第六章总结全文。

第一章 无线 Mesh 网概述

1.1 无线 Mesh 网概述

Wireless Mesh Network (无线网状网) 是一种“多跳(multi-hop)”网络, 简称 WMN, 它是一种与传统无线网络不同的新型无线网络技术^[1,2,3]。在传统的无线局域网(WLAN)中, 每个客户端均通过一条与固定的接入点(Access Point, AP)相连的无线链路来访问网络, 用户如果要进行相互通信的话, 必须首先访问一个 AP, 这种网络结构被称为单跳网络。而在无线 Mesh 网中, 任何无线设备节点都可以同时作为 AP 和路由器, 网络中的每个节点都可以发送和接收信号, 每个节点都可以与一个或者多个对等节点进行直接通信。

因特网的构架其实就已经是一个无线 Mesh 网的结构。众所周知, 接入因特网的用户位于网络的边缘, 他们通过网络内部的路由器和节点互相连接, 而这些路由器和节点的连接方式是这样的: 当任意两个节点之间的一条链路失效后, 路由器会经过一个或多个别的路由器找到一条替代路径。这体现的就是无线 Mesh 网的思想。

通常认为, 无线 Mesh 网是点对点网络的一种, 把它看成是无线 MANET 技术的一种简化版本, 但两者有一定的区别。主要的不同在网络的连接上, 即无线 Mesh 中的接入点既可以作为 MANET 中一种对等的的数据转发实体, 又可以作为连接到其他网络的桥接器。无线 Mesh 网是高速率高容量的多点对多点网络, 作为一种新型的可以解决“最后一英里”瓶颈问题的新型网络结构, 已被写入 IEEE802.11s, IEEE802.16(WiMAX)无线宽带接入网络标准。从技术特点来看, 无线 Mesh 网将成为未来城域网理想的组网方式, 极有可能挑战 3G 技术, 成为构建 B3G/4G 的潜在技术之一。

1.2 无线 Mesh 网的应用

针对基于无线 Mesh 架构的社区网络的商业应用最近已经得到了部署。想要区分所有这些基于无线 Mesh 网的应用太过复杂, 因此在这一节, 我们集中介绍从无线 Mesh 网受益的应用案例。

● 公共因特网接入

无论大小, 因特网服务提供商(ISPs)都在大量地部署 Wi-Fi 技术以解决无线宽带接入的需要。而无线 Mesh 技术目前来看, 是在城市、郊区和偏远地区提供不需要昂贵的有线基础设施, 同时提供室内、室外无线接入的理想方案。一个案例是 2004 年四月在 California,

Cerritos 市启动的全市范围的宽带网络计划。使用 AirMesh 通讯公司的产品,这种网络是基于 Tropos Mesh 技术,使用了超过 130 个的室外接入点,覆盖了超过 8 平方公里的城市区域,其中只有不到 20%的接入点配备了有线连接。网络配置开销的显著减少,保证了即使在有限用户的区域,如偏远或人烟稀少的地区,仍然能够快速配置宽带无线接入服务。

● 智能传输系统

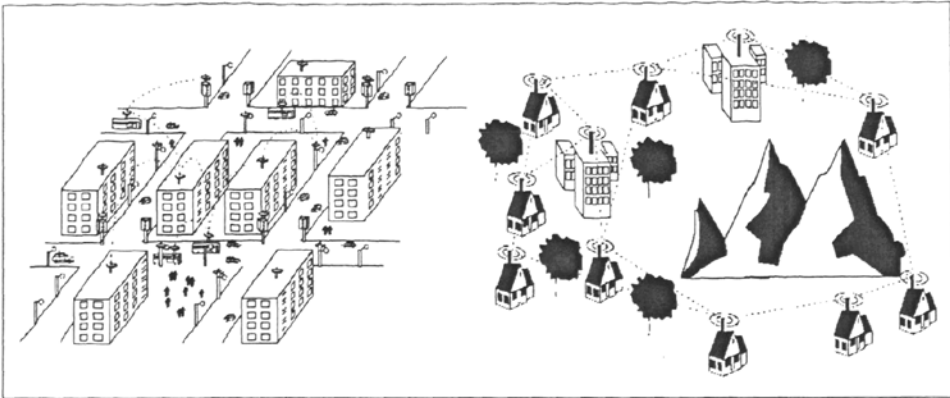


图 1-1 实时交通信息系统

许多公共交通公司、政府机构和研究组织正在寻求实现智能传输系统的可能解决方案。如安全,低能耗,高效和保密的集成公共交通系统如图 1-1 所示,无线 Mesh 网有希望成为控制交通服务所需的信息传输系统的灵活实现方案。这种应用场景的一个案例是 Portsmouth 实时交通信息系统(PORTAL)。这个系统,作为城市公共交通网络的一部分,能向乘客提供实时的路况信息。这个系统依靠在 300 多辆公交车上安置由 Mesh Networks 公司提供的 Mesh 节点得以实现。这个网络允许用户能看到遍布整个城市,超过四十个地段的实时交通信息,比如公交车所在的位置、最终的目的地、计划运行的时间等。人们同样设计了类似的系统,希望能环节城市的交通拥挤,控制污染,改进传输系统的安全和保密性等问题。

● 公共安全

911 事件史无前例的吸引了人们对公共安全问题的关注。警察、消防部门、急救和应急服务等产生了大量对无线网络应提供移动性支持、可靠性、灵活性和高带宽连接的要求,基于蜂窝网络的解决方案已经采用了很多年,但是在很多方面人们并不感到满意。蜂窝网络的数据传输速率有限,甚至低于拨号网络,而且网络的部署相当昂贵。而无线 Mesh 看起来是解决政府部门和安全机构的有效方案。目前,已经出现了许多提供公共安全的无线 Mesh 网应用。比如, San Matteo 警署在所有的移动计算机,机车上安装了带有 802.11b/g 无线网卡的 PDA,户外的无线 Mesh 网是由 Tropos Networks 公司提供的 Mesh 互联技术。

在郊区安装了超过 30 个的 Tropos Wi-Fi 接入点, 以提供全面的覆盖。安装在接入点的 Tropos 软件提供自发现、自配置和集中式网络管理和控制等功能。

1.3 无线 Mesh 网的网络架构

在无线 Mesh 网中, 节点由 Mesh 路由器(Mesh Routers, MR)和 Mesh 客户端(Mesh Clients, MC)组成。每个节点不仅可以用作一个主机而且也可以用作一个路由器。一个 MR 不仅包含在普通无线路由器中所具有的用于网关/中继器功能, 它还包含额外的路由功能以支持 Mesh 互联。当其作为路由器的时候, 它可以为那些其目的节点不在自己的传输范围内的节点转发包。MR 没有能量上的限制, 大部分是不可移动的, 可以通过桥接来访问 Internet。为了进一步提高 Mesh 互联的灵活性, MR 一般配有多个无线接口, 这些接口可以基于相同的无线技术也可以基于不同的无线技术。相较于传统的无线路由器, MR 可以通过多跳通信以更低的传输功率达到相同的服务覆盖区域。

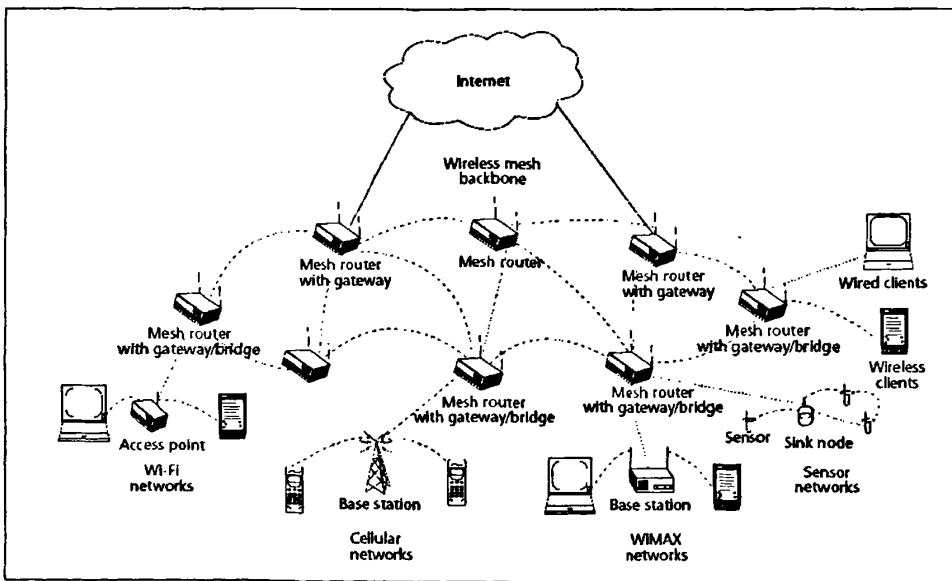


图 1-2 有基础设施/骨干 Mesh 网

Mesh 客户端则在能量上有一些限制, 并具有一定的移动性。常规节点(如台式机、便携式电脑、PDA 电话等)配备了无线网卡(NIC)可以与 MR 直接通信。Mesh 客户端也可以具有一些用于 Mesh 互联的必要功能, 作为一个路由器。然而这些节点不具有网关或桥接功能。另外, Mesh 客户端一般仅有一个无线接口。因此, Mesh 客户端的硬件平台和软件平台比起 MR 来说就简单一些。而没有无线网卡的用户可以通过以太网连接 MR, 进而访问无线 Mesh 网。因此, 无线 Mesh 网将使得用户可以在任何时候任何地点都一直在线。更进一步, MR 中的网关/桥接功能允许将无线 Mesh 网与各种现存的无线网络(如蜂窝网、

无线感应器网、Wi-Fi、WiMAX、WiMedia) 集成起来。因此, 通过集成的无线 Mesh 网可以使得现有网络的用户访问其他网络所提供的服务。

无线 Mesh 网由两种类型的节点构成 MR 和 Mesh 客户端。基于节点的功能, 无线 Mesh 网的架构可以分为三类: 基础设施/骨干无线 Mesh 网、客户端无线 Mesh 网、混合式无线 Mesh 网。

● 有基础设施/骨干 Mesh 网

在这种网络架构下, MR 为客户提供基础设施, 如图 1-2 所示, 实线和虚线分别表示无线和有线链路。Mesh 基础设施可以使用多种无线技术构建, 除了使用最频繁的 IEEE 802.11 技术, MR 构成了自配置、自愈的网状链路。通过网关, MR 也可接入因特网。这种方法, 也称为有基础设施的 Mesh 网, 通过 MR 的网关和网桥作用, 能为普通用户提供骨干网的支持, 能将无线 Mesh 网整合到现有的无线技术中。带有以太网接口的用户能通过 MR 接入以太网络。如果用户使用不同的无线电技术, 用户能和同样带有以太网接口接入无线 Mesh 网的基站连接。

● 客户端 Mesh 网

用户无线 Mesh 网在用户设备间提供点到点的连接。在这种网络中, 用户节点组成实际的网路来提供终端的应用同时运行路由和配置功能。因此, 无需为这种网络配备 MR。用户无线 Mesh 网只使用一种无线电。因此, 它可视作为传统的 MANET 网络。但是, 相比与骨干无线 Mesh 网, 终端设备的功能必须得到增强, 因为它要执行额外的路由和自配置功能。

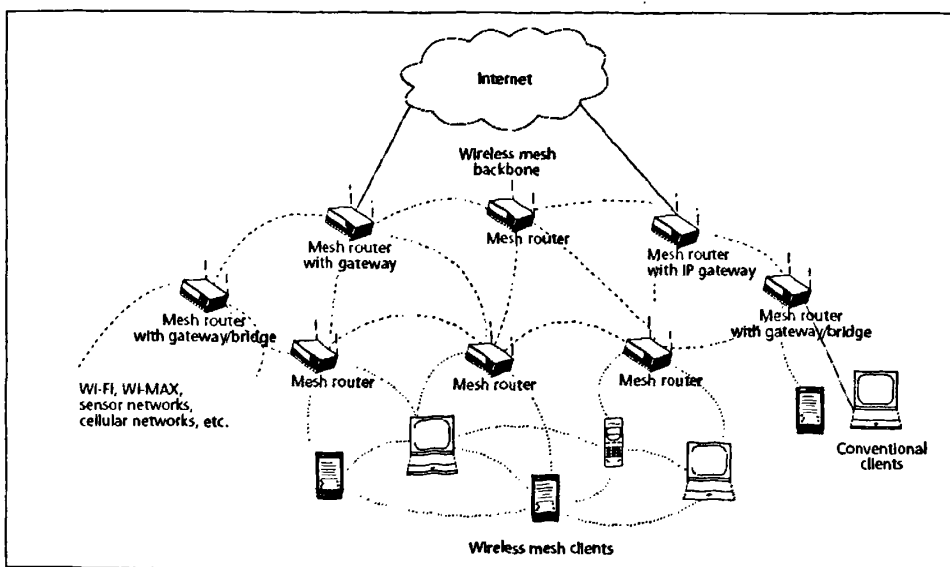


图 1-3 混合无线 Mesh 网

● 混合无线 Mesh 网

这种结构是骨干和用户无线 Mesh 网的结合,如图 1-3 所示。无线 Mesh 网用户能通过 MR 接入网络,也能够与其他无线 Mesh 网用户直连。当基础设施能提供到其他网络,如因特网, Wi-Fi, WiMAX, 蜂窝网和传感器网络等的连接,用户节点的路由功能必须提供强劲的连接和覆盖能力。

无线 Mesh 网的主要特点可以归纳为以下几点:

- 支持 MANET 连接,且具有自组织、自配置、自愈的能力。
- 无线 Mesh 网是多跳网络,但是由骨干节点提供骨干支持。
- MR 移动性较弱,能执行路由和配置功能,减少了用户节点的计算负载。
- 终端节点的移动性能由骨干网有效的支持。
- 无线 Mesh 网是集成的异构网络,同时包括有线和无线的连接,因此存在多种的接入方式。
 - MR 和无线 Mesh 网用户的能量限制是不同的。
 - 无线 Mesh 网不是孤立的网络,需要与其他无线网络相互兼容和互操作。

因此,无线 Mesh 网是 MANET 网络的分化,这种特性需要新的算法和设计原则来实现无线 Mesh 网的新功能。

1.4 无线 Mesh 网络中的路由概述

按照路由建立的方式不同,无线 Mesh 路由协议从大体上可分为三类:一种是先验式路由协议,也叫表驱动路由协议;一种是按需式路由协议,也叫反应式路由协议;最后一种是二者的结合,叫混合路由协议,本章主要对现有的各种类型路由协议和具有代表性的路由协议^[4,5]进行分析。

1.4.1 先验式路由协议

传统的固定网络的路由都是通过预先配置路由表来完成,故在 MANET 网络研究之初,研究者们很自然的就想到沿用固定网络路由的思想,即让每个节点维护一张包含到达其它节点的路由信息的路由表。这就是先验式路由协议。在这种路由协议中,每个节点无论是否需要与其他节点通信,都要维护一张或者几张表格,用来记录到达网络中其他所有节点的路径信息。当网络拓扑发生变化时,节点在网络中发送更新信息;收到更新信息的节点更新自己的表格,使得路由信息及时、准确。不同的先验式路由协议的区别在于拓扑更新信息在网络中传播的方式不同,存储信息的表的类型和格式也不同。先验式路由的机制不

考虑网络中的业务流量等因素,会造成一些资源浪费,但是一旦一个节点有分组业务需要发送到另一个节点,源节点可以很快的寻找到目的节点的路径。

在先验式路由协议中,当检测到网络拓扑结构发生变化时,节点发送路由更新消息,收到路由更新消息的节点将更新自己的路由表,以保证路由信息的一致性、及时性和准确性。因此,先验式路由协议中的路由表可以准确地反映网络的拓扑结构,源节点一旦要发送数据分组,就可以立即获得到达目的节点的路由。

几种主要的先验式路由协议如图 1-4 所示:

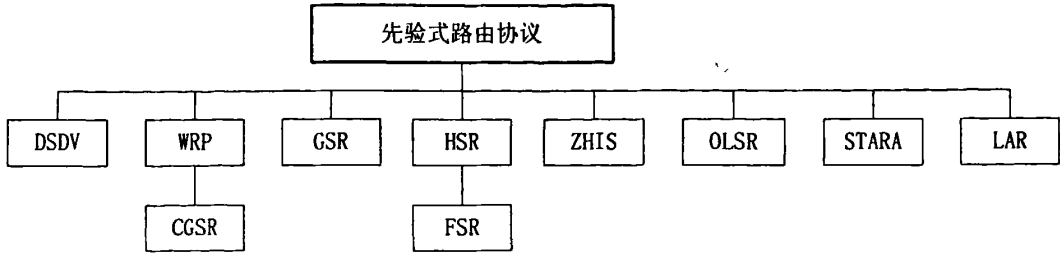


图 1-4 先验式路由协议

节点排序距离向量路由协议(DSDV)

目的节点排序距离向量路由协议(Destination Sequenced Distance Vector Routing, DSDV)^[6]是一种基于经典 Bellman-Ford 算法的主动式路由协议,它通过对路由编号等措施避免了路由环路的发生,并且在路径自由度方面做了一定改善。

DSDV 的基本原理是:每一个节点维持一个到其它节点的路由表,表的内容为路由的“下一跳”节点。DSDV 创新之处是为每一条路由设置一个序列号,序列号大的路径为优选路径,序列号相同时,跳数少的路径为优选路径。正常情况下,节点广播的序列号是单调递增的偶数。当源节点发现到目的节点的路由(路由序列号为 s)中断后,源节点就广播一个路由信息,告知该路由的序列号变为 $s+1$,并把跳数设为无穷大。这样,任何一个通过源节点发送信息的节点的路由表中就包括一个无穷大的距离,这一过程直到其它收到一个到达 D 的有效路由(路由序列号为 $s+2$)为止。

路由表更新分组在全网内周期性地广播而使路由表保持连贯性。每个节点周期性地将路由表发送给邻近节点,或者当其路由发生变化时,也将路由信息传送给邻近节点。当无节点移动时,DSDV 使用间隔较长、包含多个数据单元的大数据分组进行路由更新;在节点移动时使用较小的分组,并且只对移动的节点更新路由,这样就降低了整体的开销。

当邻近节点收到包含修改的路由信息后,先比较源节点、目的节点路由由序列号的大小,标有更大序列号的路由信息总是被接受,目的节点路由序列号小的路由信息则被淘汰。如果两个更新分组的序列号相同,则选择跳数最小的,从而使路由最优。为了消除最优路由

的频繁变化, 节点首先根据历史记录, 估计产生路由所需要的保留时间 T , 推迟一个 T 再发送修改的路由信息。

DSDV 的优点是原理及操作相对简单, 缺点是不适应快速变化的网络, 不支持单向信道。

优化的链路状态协议(OLSR)

优化的链路状态协议(Optimized Link State Routing, OLSR)是一种在传统的链路状态协议的基础上改进而成的协议^[7]。它优化了链路状态, 缩减了链路状态更新消息分组的大小。与其他先验式路由协议一样, 节点间需要有规律地交换网络拓扑信息。OLSR 采用多点中继(Multipoint Relay, MPR), 被邻节点选为多点中继站的节点需要周期性地向网络广播控制信息。控制信息中包含了把它选为 MPR 的那些节点的信息, 以告诉网络中其他节点与这些节点直接相连。只有 MPR 节点被用做路由节点, 非 MPR 节点不参与路由计算。OLSR 还利用 MPR 节点有效地广播控制信息, 非 MPR 节点不需要转播控制信息, 把链路状态更新消息传播限制在部分节点中进行。不过, 这样做的后果可能导致通信负荷过分集中在 MPR 节点上。

OLSR 对于传统的链路状态协议的优化主要有以下两个方面:

- 1) 链路状态更新消息分组尺寸变小, 只包含某节点的邻居节点的一个子集。
- 2) 网络中链路状态更新消息通信量减少, 只有 MPR 节点才会重传该分组。

OLSR 采用上述两种方法可以明显减小网络的路由开销, 比较适合节点密度大的无线 Mesh 网, 但 MPR 节点的选择带来了额外的开销。

先验式路由算法的优势在于当节点发送分组时获取路由信息的延迟时间很短。但是由于任何节点的相对位置的变化引起的网络拓扑结构的变化都必须通知其他所有的节点, 所以维护路由的开销很大, 当网络的规模较大时, 路由协议的开销将变得不可容忍。由于其先验性, 即使网络中不需要路由或者没有数据要发送时, 所有节点也必须始终维护路由表, 这样就会浪费本已有限的带宽资源。而且先验式算法也需要时间使所有节点保存的拓扑信息收敛到一个稳定而正确的状态, 这在网络规模较大时很难实现的。

1.4.2 按需式路由协议

与先验式路由协议相对应地, 按需路由协议是根据发送节点的需要, 按需进行路由发现过程, 网络拓扑结构信息和路由表内容也是按需建立的, 其内容可能仅仅是整个网络拓扑结构信息的一部分。无线 Mesh 网中主要的按需式路由协议如图 1-5 所示:

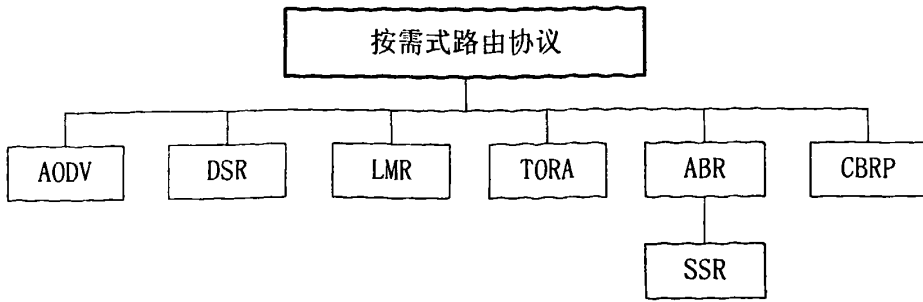


图 1-5 按需式路由协议

动态源路由协议(DSR)

DSR(Dynamic Source Routing)是一种动态源路由协议，也是最早采用按需路由思想的协议^[8]。移动节点需要保留存储节点所知的源路由的路由缓冲器。当新的路由被发现，缓冲器内的条目随之更新。每个分组的头部都包含整条路由的信息。DSR 协议主要包括路由发现和路由维护两个过程。

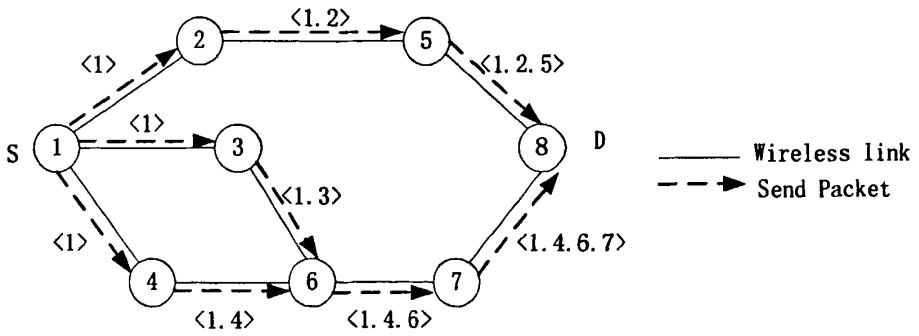


图 1-6 DSR 路由发现过程

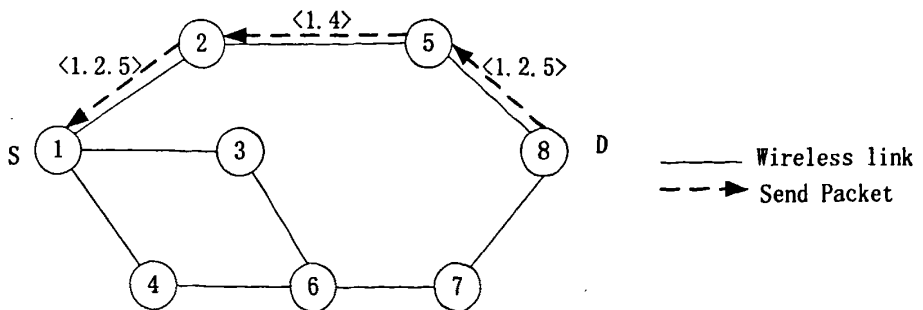


图 1-7 DSR 路由反馈过程

如图 1-6 和图 1-7 所示，当节点 1 需要到目的节点 8 的路由时，节点 1 广播路由请求分组，每个请求分组通过序列号和节点 1 标识唯一确定。收到路由请求分组的节点，若满足：1)该节点不是目的节点 8；2)请求分组头部的源路由序列中不包含该节点；3)该节点没有收

到过同样的路由请求分组；4)节点的路由表中没有到达目的节点 8 的路由信息。那么，该节点将把自己的地址附加到路由请求分组头部的路由序列中，并将分组转发给所有相邻节点。若请求分组头部的源路由序列中不包含该节点，而该节点接收过同样的路由请求分组，则该节点将删除该请求分组，防止循环处理和出现路由环路。若该节点不是目的节点 8，节点自己路由表中记录有到 8 的路由信息，节点将发送路由应答分组给节点 1，应答中包含了从节点 1 到节点 8 的路由。节点 1 获得这个路由信息后，开始使用源路由进行通信。

DSR 协议结合了许多基于积极缓存和拓扑信息分析的优化措施。例如，中间节点可以从数据报的头部获得到达所有下游节点的路由，通过合并多条路径的路由信息还可以推演出更多的拓扑信息。此外，如果设置节点的网络接口工作在混杂模式下，通过监听邻居节点使用的路由，还可能获得更多的拓扑信息。通过这些方式，节点可以将越来越多的“感兴趣”的网络拓扑信息存入缓存以提高路由查找的命中率。这样便意味着可以减少路由发现，节约网络开销。不过，积极缓存也会增加将过期的路由信息注入到网络中的可能性。

AODV

AODV(Ad hoc On-demand Distance Vector)^[9]协议实质上是 DSR 和 DSDV 的综合，它借用了 DSR 中路由发现和路由维护的基础程序，采用了 DSDV 中的目的序列号技术，结合 DSR 中的按需路由思想并加以改进。与 DSDV 不同的是，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发现过程，因此大大降低了路由协议的开销。AODV 协议还允许节点及时地响应网络拓扑的损坏和变化，AODV 协议的运行是自由循环的，并且当网络拓扑结构发生变化时（如一个节点运行到这个网络），通过避免 Bellman-Ford 无穷计算的问题来提供快速收敛。当发生链路损坏时，AODV 协议能通知受影响的节点，以便他们使用丢失连接机制来使那些路由失效。

AODV 协议主要包括路由发现过程和路由维护过程。路由发现负责建立最初的通信路由。路由维护负责在网络发生任意变动时维护网络路由状态，主要采用链路断开通知机制及定期广播 HELLO 分组机制。

路由发现过程：图 1-8 和图 1-9 为 AODV 协议路由发现过程，包括建立反向路由和正向路由两个过程。

1) 反向路由的建立：如图 1-8 所示，当节点 S 需要发送数据但没有到目的节点 D 的路由时，就会泛洪发送路由请求分组 RREQ(Route Request)，寻找到目的节点的路径。RREQ 中包含两个序列号：源节点序列号和目的节点序列号。源节点序列号用来保持到源节点的反向路由的最新特征，目的节点序列号代表到目的节点的最新路由。

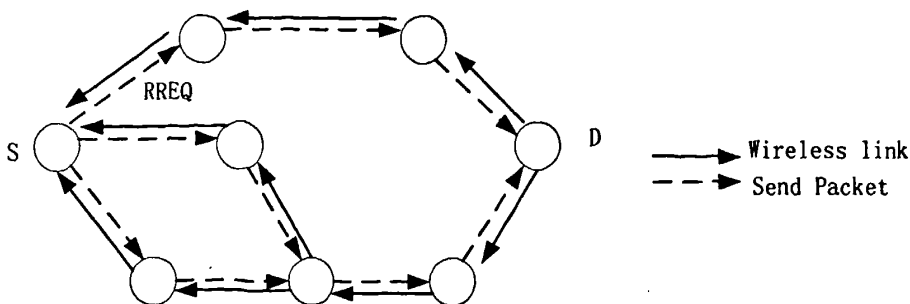


图 1-8 AODV 路由探索过程

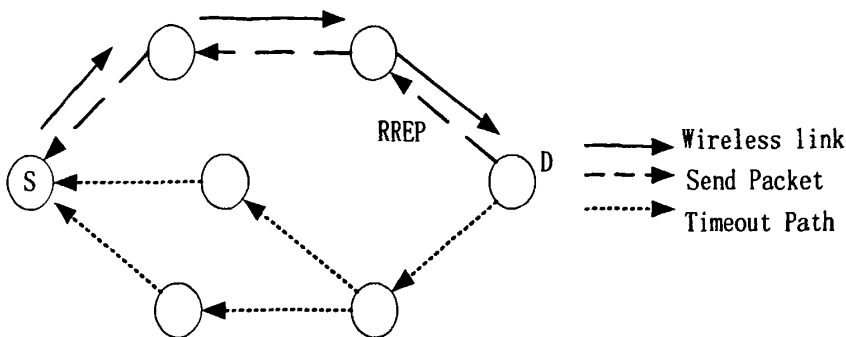


图 1-9 AODV 建立正向链路

如果 RREQ 的接收节点是目的节点，或者该节点有到达目的节点的足够新的路径（未过期的路由，并且路由表条目中的目的节点序号大于 RREQ 中的目的节点序号），就单播一个返回路由响应分组 RREP(Route Reply)到发送 RREQ 的源节点。每个接收 RREQ 的中间节点都缓存了一条把 RREQ 发给它的邻近节点的地址，制作一个反向路由，即指向源节点的目的向量。这个反向路由会维持一定的时间，足够 RREQ 在网内转发及产生的 RREP 分组返回源节点。RREQ 到达目的节点后，目的节点返回的 RREP 就可以沿着已制作的反向路由单播发送给源节点。

2) 正向路由的建立：如图 1-9 所示，在 RREP 转发回源节点的过程中，沿着这条路径上的每个中间节点都通过记录发给它 RREP 的邻居节点的地址建立目的节点的正向路由。然后更新有关源目的路由的定时器信息以及记录下 RREP 中的目的节点的最新序列号。对那些建立了反向路由但 RREP 没有经过的节点，它们建立的反向路由将在一定时间后自动无效。

路由维护过程：节点周期性地广播一个 HELLO 消息给邻近节点，表明自己的存在，节点通过接收邻近节点发送的 HELLO 消息来证实他们之间链路的有效性。节点也可以使用数据链路层的机制来监视链路的状态。当检测到链路中断时，给当前通过此节点的活跃

路径上的所有节点发送一个路由中断信息。接收到此信息的节点进行相同的路由更新过程，直到活跃路径上的所有节点更新路由表。另外，改进的 AODV 利用后备路由信息，还提供了链路的局部修复机制，减少源节点重新发现路由的开销。

从以上的分析可知，按需式路由算法由于不需要全网的同步，所以协议的开销小于先验式算法。但是开销的降低是以路由的延迟加大为代价的^[10,11]，这是因为，理论上任何未知的分组都需要发起一个路由发现过程来获得相关的路由信息。对于面向连接的网络层协议，按需式路由算法的支持要好一些，这是因为后续的报文的路由信息不必再重新发起路由查询过程来获得。但是对于非面向连接的协议来说，每一个分组都要判断是否需要发起路由发现过程，当网络规模变大时，分组的目的地地址的不确定性也增大，需要路由发现的分组就会增多，同时每次路由发现过程的开销增大，所以总体协议的开销会显著上升。

1.4.3 混合式路由

单纯采用先验式或按需式都不能够完全最优化混合式无线 Mesh 网络架构中的路由问题，通过分析，使用既有先验式特点又有按需式特点的混合路由协议是路由协议发展的必然方向。在局部范围内使用先验式路由协议，以缩小路由控制信息传播的范围。当目标节点较远时，通过查找发现路由，这样既可以减少路由协议的开销，时延特性也得到了改善。

随着无线 Mesh 网规模的扩大，平面路由方案就会因链路和处理开销的增加而变得不适用，因此还可以采用分级路由方案。无线分级路由的基本思想是把网络节点划成群或区，对群或区内外的节点指定不同的功能。这样，就减少了网内参与路由计算的节点数，减小了节点路由表的尺寸，降低了交换节点路由信息的开销。同时，通过分群，产生一个较稳定的子网，减小拓扑变化对路由协议带来的影响^[12]。分群的思想，结合本地修复的理念，共同减少按需路由中路由探索和新路由发现的流量。

ZRP(Zone Routing Protocol)^[13]协议是一个先验式和按需式路由协议的组合，其主要思想是网络内的所有节点都有一个以自己为中心的虚拟区，在区内使用先验式路由算法，对区外节点的路由使用按需路由。ZRP 中使用区和边界广播的机制，有效地限制了路由查询时的广播范围，降低了路由发现的开销。通过层次组网的方式使得协议具有良好的可伸缩性。其缺点为：节点同时要支持 IARP(Intra-zone Routing Protocol)和 IERP(Inter-zone Routing Protocol)，增加了协议的复杂性和节点处理开销。此外，协议性能受协议参数设置的影响较大。

1.4.4 无线 Mesh 网路由协议设计的特点

尽管无线 Mesh 网和 MANET 网络都是采用多跳路由方式接入网络并进行通信的，但可以看出，二者又有着很大的不同，故在路由协议的设计中，也需要考虑无线 Mesh 网自身的特殊性。如文献[1]所述，从路由协议分析与设计的角度来看，无线 Mesh 网的路由协议具有以下特点：

①移动性

在无线 Mesh 网中，不同类型的网络节点具有不同的移动性。MR 一般具有很小的移动性，而 MC 则可为固定节点或移动节点。所以在设计无线 Mesh 网路由协议时，要将移动性列入考虑范围内。本文提出的基于稳定性选择的路由协议就是着重考虑选择稳定性较大的路由进行数据传输，以保证链路的稳定性和可靠性。

②能量约束

在无线 Mesh 网中，不同类型的节点还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。这需要在路由协议的设计中加入混合式的能量约束，以往的路由协议中节点的能量约束相同，故在此也不宜直接借鉴。

③业务模式

无线 Mesh 网的主要业务是来往于 Internet 网关的业务，而对于 MANET 主要业务是任意一对节点之间相对随机的业务流。所以无线 Mesh 网的通信一般都发生在终端节点到能够连接有线的网关之间，而无线自组织网络的是任意两个节点之间的通信，故路由选择时节点的选择倾向不同，无线 Mesh 网的路由协议设计时需对网关的访问进行特殊的考虑，使节点能够高效的访问网关而不同于在 MANET 中将网关作为一个普通的平等节点参与路由发现和通信。

1.5 本章小结

本章主要介绍了无线 Mesh 网的起源，网络架构和应用前景。在分析无线 Mesh 网的特点的基础上，引入本文所要研究的重点：无线 Mesh 网路由技术。最后，针对本论文要讨论的高吞吐量路由协议，对已有的无线 Mesh 网路由协议作了简要分析，同时总结了适用于无线 Mesh 网的路由算法应具有的特性。

第二章 无线 Mesh 网路由设计中的关键问题

2.1 无线 Mesh 网路由关键问题概述

目前的无线 Mesh 网路由协议大多从传统 MANET 路由协议演化而来, 本节将着重分析这些无线 Mesh 网路由协议的研究方法, 即这些协议如何对传统 MANET 网络路由协议进行修改或改进而使其更适用于无线 Mesh 网。

通过对大量无线 Mesh 网路由协议的分析, 可以总结出无线 Mesh 网路由协议对传统 MANET 路由协议进行修改或改进的角度主要有以下几方面:

1) 路由判据

自路由技术发展以来, 许多路由协议均采用最小跳数作为路由判据(Metric)。该判据实现简单, 一旦告知网络拓扑, 即可运用 Dijkstra 等成熟的算法快速求出最短路径而无需任何附加操作。但相关的研究也表明, 由于没有考虑丢包率和带宽等链路因素, 最小跳数判据在大多数情况下并非最有效^[14,15]。即使两节点之间的路径满足了最小跳数原则, 由于干扰冲突与通信距离等因素的影响, 链路性能可能会很差, 进而网络性能也将变得很差。为解决此类因链路质量差而影响网络性能的问题, 研究者们期望并已设计出一些新的与链路相关的路由判据, 以保证新判据能正确反映出链路质量对网络性能的影响。

在路由判据的设计上, 最具有开创意义的三种新的链路相关的路由判据是分别是: ETX、RTT (Per-hop Round Trip Time, 单跳往返时间)^[16]和 PktPair (Packet-pair Latency, 单跳包对延时)^[17]。Couto 等人在文献[18]中提出了 ETX 判据, 其主要思想是通过测试节点间广播数据包的丢包率来估计单播数据包的传输次数, 这由节点定期广播 ETX 探测包来完成, 以更新链路的状态。Adya 等在文献[16]中提出了 RTT 判据, 其主要思想是利用邻居间单播探测包的方法来对往返时间进行估计, 路由选择中选择所有 RTT 之和最小的路径。

2) 从单信道到多信道

在传统的 MANET 网络中, 由于节点本身的能量限制, 大多数节点为单收发器。又由于其相对随机的点到点通信模式, 上层协议的设计也多以单信道为基础。然而在无线 Mesh 网中, 主干节点的能量不受限制, 故完全可以支持物理上的多收发器, 而且节点不仅仅是和组内成员组成临时通信, 更多的时候同时需要访问 Internet 的服务。文献[19]对多信道与多收发器的方案进行了理论分析, 结果表明这两种方案均能较大地提高无线 Mesh 网的吞吐量。

3) 从单径路由到多径路由

在无线 Mesh 网中,所有节点通过路由协议共享网络资源。因此,无线 Mesh 网路由协议必须满足负载均衡这一要求。例如,当网络中某节点发生拥塞成为整个网络的瓶颈节点时,之后的新业务流应该能避开该节点。以 RTT 作为路由判据在一定程度上能达到负载均衡的目的,但是由于 RTT 受链路质量影响,所以它并不对所有情况都奏效。

在源节点与目的节点之间选择多条路径进行数据传输的技术称为多径路由。多径路由技术不仅可以很好地避免像单径路由那样受网络震荡的影响,还可以在充分利用带宽等网络资源的同时实现负载均衡、路由容错等。

4) 从平面路由到分级路由

在传统的 MANET 网络中,随着网络规模的增大,利用广播机制来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将花费很长时间,使端到端的时间变大,一旦路径建立,由于路径发生变化又需要消耗很大的网络资源,才能进行路由重建。

分级路由的思想可用来解决无线 Mesh 网路由协议在网络规模变大时网络性能下降的问题。可以通过分级技术,在簇内与簇间使用不同的路由,分别发挥其优点,从而实现大规模无线 Mesh 网路由协议。从思想上来说,前文提到的无线 Mesh 网混合式路由协议如 ZRP 已采用分级的思想,可以看作是无线 Mesh 网分级路由技术的先驱。

文献[20]提出了一种分级路由的方法,其主要思想也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 的按需式路由协议,该协议能够很好地适应簇内用户移动快的特点;簇间使用先验式路由协议,反映了簇间移动性小的特点。该方法与 ZRP 最大不同在于该协议是从无线 Mesh 网中节点不同的移动性考虑进行分簇,而 ZRP 只是单纯的按距离的远近进行簇的划分。

5) 从纯网络层路由到跨层路由

不论是 OSI 七层模型还是广泛应用于 Internet 中的 TCP/IP 模型,其中负责路由功能的网络层均被划分为独立的一层,以便于产品和软件的模块化实现。然而在无线网络中,网络的性能与底层的链路质量有很大关系,与底层独立地设计路由协议,性能往往会因链路质量的下降而下降。于是研究者们考虑从底层提取一些信息加入到路由判据中,如上文提到的几种链路相关路由判据,体现的就是一种跨层路由的思想,它们均考虑了 MAC 层链路质量,只是链路质量的采集方法和衡量指标不同。

由于都采用了链路质量相关的路由判据,因此像 MIT 的 SrcRR^[21],微软的 MR-LQSR^[4],UIUC 的^[22],均可看作是 MAC 层和网络层间的跨层路由协议。跨层设计需要路由协议收

集节点底层的实际数据传输情况的相关参数数据, 再进行综合判断和路径选择, 许多协议的仿真结果或实验数据^[23,24]表明, 跨层设计对网络性能的提高具有非常重要的意义。

6) QoS 路由

无论是在 MANET 中还是在无线 Mesh 网中, 如何为用户提供 QoS 保证是很多路由协议研究的热点问题。QoS 路由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, 在路径建立后, 若当前路径已经不能满足用户的 QoS 需求, 则节点需要寻找新的路由。从本质上说, 上文所提到的跨层路由也可以算作是一种 QoS 路由, 为了有更好的服务质量而采集底层的信息加入上层的路由选择。除上文提到的跨层路由之外, 文献[25][26]在 TDMA 的基础上, 提出一种 QoS 路由机制, 即在路由寻找阶段对资源进行预约, 从而保证在路由建立后能够获得足够的带宽资源来满足用户的需求。

下面, 我们将在本章的剩余几节中针对本文中重点研究的几个路由技术问题进行详细的论述。

2.2 无线 Mesh 网的路由判据

2.2.1 无线 Mesh 网路由判据概述

路由判据(Metric)是影响路由算法性能最重要的关键要素之一, 用来衡量不同节点间链路的开销(Cost), 从而使路由算法能够有效地衡量“最优”路径。因此, 一直以来路由判据问题的研究都是无线 Mesh 网路由协议研究领域中的热点问题。目前无线 Mesh 网路由协议的研究中, 很大部分都是在从事路由判据的研究, 然后将所研究的路由判据应用在传统的路由协议中。

在网络中, 两个相邻无线节点之间的通路称为链路, 路由判据即为链路及链路所组成的路径上传输开销的度量。一个好的路由判据应该包含链路或路径足够的信息。链路上的传输代价可以用开销、距离、延迟或带宽等性能指标来表示。因此, 路由判据既可以表示为某单个性能指标, 也可以表示为某几项性能指标的折衷, 这主要取决于具体的网络应用环境。路由判据是路由协议的关键参数, 对于提高网络性能是非常关键的。现有的路由算法一般都是按照某种路由判据所包含的所有属性来衡量各条路由的优劣, 之后再从中选择一条最佳的路径作为路由路径。然而, 许多在有线网络的非常成功的路由判据(如跳数)并不能直接扩展到无线网络中, 这主要基于以下原因: 首先, 与有线网络不同, 无线链路是易失性媒介, 它不具备有线链路所具有的高稳定性和高带宽。因此, 该类链路上的数据包传输通常有着非常高的出错率和丢包率; 其次, 在无线网络中, 无线链路必然与其相邻

的使用同一信道的无线链路共同竞争传输机会（即干扰），这样的竞争必将导致这些链路传输质量的降低。然而，有线网络中的路由判据并没有捕获到无线链路的上述特点。因此，研究和设计一个合理的适用于无线网的路由判据便成为了当前无线 Mesh 网路由协议中的一个研究热点。

2.2.2 无线 Mesh 网路由判据的设计因素

针对路由的特点，人们提出了路由判据设计所需重点考虑的三个因素，即：

首先，路由判据不能引起频繁的路径切换，从而保证路由的稳定性。因为频繁的路径切换会产生大量的路由更新信息，破坏整个网络的正常运行，并且路由协议不能有效地收敛。

其次，路由判据必须体现无线 Mesh 网的特点从而保证最小代价路径具有最好的性能。所有路由协议的目标都是按照某个确定的路由判据寻找最小代价路径来传输数据包。为了确保网络资源的有效使用，路由判据必须能够捕获影响路径性能的相关因素（如路径长度等），从而确保选择的最小代价路径具有最好的性能。

再次，路由判据必须保证能够通过有效算法来找到最小代价路径。对于任何一种路由判据而言，都必须存在有效的算法来基于该判据找到最小代价路径。但是由于无线链路是共享性媒介，其链路性能不仅与其自身有关，还与其周围运行在相同信道的无线链路有关。所以无线网络中的路由判据可以分为保序(Isotonic)的路由判据和不保序(Non-isotonic)的路由判据两类。文献[14][27]已经对保序的定义进行了说明，即如果链路 a 的权值小于链路 b 的权值，那么这两条链路在加上一条相同的链路 c 后，必须保证链路 a 的权值与链路 c 的权值之和仍然小于链路 b 的权值与链路 c 的权值之和。

因此，对于保序路由判据而言，其既可以应用在逐跳路由协议中（像距离向量路由协议和链路状态路由协议），也可以应用在源路由协议（如 DSR 和 MR-LQSR）中；而对于不保序的路由判据而言，则只能应用在源路由协议中。源路由协议与逐跳路由协议最大的区别在于：源路由协议中的源节点在路由建立过程中收集了若干条到达目的节点的路径的完整信息，具体包括了路径上所经过的节点序列，链路信息等等；而逐跳路由协议中的节点在路由过程中，它只知道自己要发往的目的节点和下一跳转发节点，而并不知道到达目的节点的整条完整的路径。因此逐跳路由协议中使用的路由判据就必须满足保序性特征，通过 Bellman-ford 算法或 Dijkstra 算法就可以选择出到达目的节点的最小代价路径。而源路由协议中由于知道了到达目的节点的完整的路径信息，因此其可以基于某种路由判据（无论其是否保序），根据上述完整的路径信息来计算出所有候选路径的权值，然后对其

进行比较从而选择出到达目的节点的最小代价路径。例如无线 Mesh 网中典型的路由判据 WCETT 就是一个不保序的路由判据^[29]。因此，它就应用在了基于 DSR 协议的改进协议 MR-LQSR 中。

2.2.3 几种典型的无线 Mesh 网路由判据

● 拓扑依赖型判据

拓扑依赖型判据根据路径的拓扑属性来给其分配权重，如跳数。拓扑依赖型更能保证网络的稳定性，尤其是在拓扑结构不常变化的静态网络中，既可以使用在按需路由中又可以使用在主动路由协议中，对于无线 Mesh 网而言是较好的选择。

1) 跳数(Hop count)

跳数判据是目前有线网络和 MANET 路由协议中使用最广泛的一种路由判据，这种判据算法将一条路径上所经过的跳数简单累加，该判据实现简单，开销小。在移动的环境下，跳数判据能够很快适应网络拓扑的变化。由于跳数是保序的，有效的算法能够根据最小跳数来发现无环路路由。其缺点是没有考虑丢包率和带宽因素，也没有考虑链路负载、网络中干扰等情况。最短路由中可能包括远距离低速率的链路，因而吞吐量也比较差。传统的 DSR，AODV 和 DSDV 等都是使用跳数作为路由的判据。

● 基于端到端延时的判据

2) 单跳往返时间(RTT, Per-hop Round Trip Time)

该判据利用邻居间发送的单播探测包来对往返时间进行测试^[16]。为了计算 RTT 值，节点每 500ms 发送一个携带时间标记的单播探测包给邻节点，邻节点收到该探测包后，立即进行回复，并把探测包中的时间标记返回给源节点。

通过该方法，发送节点可以获得与不同邻居的往返时间。该节点利用一个指数权重来获取邻居 RTT 的平均值，即 RTT 的加权平均值。

$$SRTT = \alpha \times RTT_{new} + (1 - \alpha) \times SRTT \quad (2-1)$$

计算平均值时，当前采样值占 10%，如果探测包或者探测回复丢失，该比例扩大为 20%，如果数据包丢失，将采取同样的策略。路由算法选择所有 RTT 之和最小的路径。

RTT 体现了网络负载、干扰、链路丢包率等质量因子的变化，可以避免使用高负载与不稳定的连接。其缺点是：首先，RTT 是一个随着负载变化而变化的判据，容易引起路由的不稳定。其次，由于要为网络中每一对节点计算 RTT 值，对于密集型网络，开销非常大。

第三, 探测包小, 没有考虑到传输速率的影响。若使用较大的探测包放大数据传输速率影响, 又将带来很大开销。第四, 在接收节点考虑到队列延时, 在单向传输中不能算是正确的度量。该判据不适合大密度网络。

3) 单跳包对延时(PktPair, Per-hop Packet Pair Delay)

该判据是通过发往某邻居的一对连续探测包的分析统计来获得的。该设计可以避免 RTT 因队列延时而产生的失真^[17]。

为了计算该判据, 节点需要每 2 秒发送一对探测包给邻节点。第一个探测包较小, 第二个较大。邻居节点接收数据包, 计算其时间差, 并将该信息发送给源节点。发送节点为每个邻居维护一个指数权重的滑动平均延时。此类路由算法的目标是选择延时之和的最小的路径。

与 RTT 相似, 该判据反映了丢包率、带宽、及网络中干扰的变化。该判据与 RTT 相比主要优点是不受队列延时的影响, 自干扰比 RTT 带来的自干扰问题小了很多; 另外, 第二个探测包较大, 使得该判据比 RTT 对链路带宽更敏感。该判据也有自己的缺点: 首先, 其开销远远大于 RTT 判据, 因为邻居间需要发送两个探测包, 并且第二个探测包比较大; 其次, 该判据不能完全解决自干扰的问题。

● 链路质量感知型判据

4) 期望传输次数(ETX)

为了解决跳数判据所存在的问题, De Couto 等提出了期望传输次数 ETX^[18]。ETX 的本质是在所有到达目标节点的方向上, 计算传输一个数据包具有的最小期望传输次数的路径。ETX 的计算是基于链路双向丢包率的测量, 其目标是在考虑丢包的前提下, 发现具有最高吞吐量的路径。

一条链路的 ETX 是对在该条链路上, 成功传输一个数据包所需传输次数的一个预先估计, 包括重传。一条路径的 ETX 是路径上每条链路的 ETX 的总和。即若在理想状况下链路上无数据包丢失, 那么一个 n 跳路径的 ETX 值即为 n 。若一条链路的丢包率是 50%, 则该链路的 ETX 值为 2, 表示成功传输一个数据包预期需要进行 2 次传输。

一条链路的 ETX 是方向敏感的。它的计算需要考虑链路的前向递交成功率 d_f 和反向递交成功率 d_r 。前向递交成功率表示一个数据包成功到达接收端的概率。反向递交成功率表示 ACK 包成功到达发送端的概率。因而一个数据包成功传输的概率为: $d_f * d_r$ 。若发送端发出数据后没有收到 ACK, 则发送端将重发数据包, 所以对数据包的每次重传尝试都

可以被看成是一次贝努利实验。因而一条链路的期望传输次数定义为：

$$ETX = \frac{1}{d_f \times d_r} \quad (2-2)$$

从另一个角度来看，我们考虑链路的丢包率而不是链路成功递交的概率。先假设前向和反向的丢包率分别为 P_f 和 P_r ，则有 $d_f = 1 - P_f$ ， $d_r = 1 - P_r$ 。假设链路上数据传输的失败概率为 P ，一个数据包在第 k 次重传后传输成功的概率为 $s(k)$ ，则有：

$$P = 1 - (1 - P_f) * (1 - P_r) \quad (2-3)$$

$$s(k) = P^{k-1} * (1 - P) \quad (2-4)$$

$$ETX = \sum_{k=1}^{\infty} k * s(k) = \frac{1}{d_f \times d_r} = \frac{1}{(1 - P_f) * (1 - P_r)} = \frac{1}{1 - P} \quad (2-5)$$

由于 ETX 的计算是基于丢包率的，因而它直接影响到路径的吞吐量。ETX 是方向敏感的链路参数，它对链路双向丢包率的测量值是不同的，体现了无线链路的非对称性。此外，ETX 的计算需要有对链路丢包率的精确测量，链路测量的精确性直接影响到 ETX 的性能。从 ETX 参数提出的思想来看，ETX 不倾向于使用多跳的路径。这是由于路径跳数的增加直接导致干涉概率的增加，从而引起丢包率的增加。

5) 期望传输时间(ETT)

ETT 判据通过捕获每条链路上使用的数据传输率而对 ETX 进行了改进^[4]。链路 i 上的 ETT 定义为链路 i 上在 MAC 层成功传输一个数据包的期望时间。ETT _{i} 表示如下：

$$ETT_i = ETX_i \times \frac{S}{B_i} \quad (2-6)$$

其中 S 表示使用的数据包大小， B_i 表示链路 i 上的带宽。由于参数 B_i 在路径的权值中，ETT 判据捕获了链路容量对路径性能的影响。ETT 的缺陷在于它没有完全捕获网络中的流内干扰和流间干扰，并且 ETX 和 ETT 都没有考虑无线 Mesh 网中的多信道因素，从而也就不可能找到信道多样性好的路径来提升网络容量。

● 干扰感知型判据

6) 加权累积期望传输时间(WCETT)

为了减小流内干扰的影响，Draves 提出了一种应用在多射频多信道环境下的路由判据—加权累积期望传输时间(WCETT)，所采取的方案是尽量减少在一个数据流所经过的路

径上使用同一信道的节点数。WCETT 算法定义如下：

$$WCETT = (1 - \beta) * \sum_{i=1}^n ETT_i + \beta * \max_{1 \leq j \leq k} X_j \quad (2-7)$$

$$X_j = \sum_{\text{Hop } i \text{ on Channel } j} ETT_i \quad 1 \leq j \leq k \quad (2-8)$$

其中 β 为权值系数。式 2-7 中的第一项为一条路径上所有链路的累积期望传输时间的总和，它反映了一条路径的延迟。式 2-7 中的第二项为一条路径上运行在信道 j 上的所有链路 i 的 ETT 总和，即为一条路径上运行在造成最大传输延迟的信道上的所有链路的 ETT 总和，换言之反映的是一条路径上对路径吞吐量影响最坏的瓶颈信道，其体现了流内干扰的强度。从而 WCETT 判据可以看作是延迟与吞吐量的折中，它很好地捕获到了反映链路质量的两个关键性能指标，是一个适用于无线 Mesh 网的好的路由判据。

7) 消息完整性检验(MIC)

Yaling Yang 和 Jun Wang 等人提出的消息完整性检验判据 MIC 是对 WCETT 判据的改进，解决了 WCETT 判据不能捕捉到流间干扰及不保序的问题^[29,30]。路径 P 的 MIC 定义如下：

$$MIC(p) = \frac{1}{N \min(ETT)} \sum_{link_l \in P} IRU_l + \sum_{i \in P} CSC_i \quad (2-9)$$

其中： N 是网络中所有节点的个数； P 表示某一条特定路径； $link_l$ 表示链路 l ； $link_l \in P$ 表示链路 l 在路径 P 上； i 表示节点， $i \in P$ 表示路径 P 上的节点； $\min(ETT)$ 是网络中最小的 ETT 值，这个最小值可以通过无线网卡最低传输速率来估计。而 MIC 中的两个成分 IRU（干扰感知型资源使用）和 CSC（信道切换权重）定义如下：

$$IRU_l = ETT_l N_l \quad (2-10)$$

$$CSC_i = \begin{cases} w_1 & \text{if } CH(\text{prev}(i)) \neq CH(i) \\ w_2 & \text{if } CH(\text{prev}(i)) = CH(i) \end{cases} \quad (2-11)$$

式中： $0 \leq w_1 \leq w_2$ ； N_l 是在链路 l 上进行数据传输时的干扰范围内节点，也是可能产生干扰的对象集； $CH(i)$ 表示分配给节点 i 用来传输数据的信道； $\text{prev}(i)$ 表示在路径 p 上节点 i 的前一跳节点。

从本质上说， IRU_l 的物理意义为：在链路 l 上进行数据传输可能会消耗的邻节点的信道时间的总和。因其倾向于选择可能消耗邻节点信道时间少的路径，因此它的 IRU 因子捕获了流间干扰，CSC 因子则捕获了流内干扰。路径中如果连续使用同一信道，CSC 值会比

较大，而在路径中交替分配不同信道的则相对较小。因而 MIC 本质上更倾向于选择信道分配多样化的路径。所以 MIC 判据通过结合 IRU 和 CSC 部分来捕获了一条数据流内部之间和外部之间的干扰，较 WCETT 判据有了一定程度的改进和提高。

2.2.4 典型路由判据的比较和分析

文献[4]中已经表明：在无线 Mesh 网使用最小跳数作为路由判据不是很有效。某条路径上的跳数最小，也就意味着该条路径上每一跳的长度被最大化。而一跳链路长度的最大化，等同于链路丢包率的最大化。因而如果一条最佳路由是使用最小跳数作为路由判据，那么在一个密集的网络内，该条路由的丢包率是得不到保障的。对此，一个曾经提出的解决方案是无视传输的错误，如使用 802.11b ACK 的丢包重传机制。丢包率不作为一个统计结果放入链路质量的计算之内，只要发生丢包就调用重传机制。这使得 802.11b 链路看上去像一个没有丢包的链路。很显然，无限制重传机制导致的结果是降低了路径的吞吐量，同时由于重传会占用额外的信道时间，增加干扰的概率。

我们用图 2-1 来描述最小跳数判据所存在的问题。假设 R1, R2 为 Mesh 网路由器，C1, C2 为 Mesh 网客户端。如果我们想在节点 S 和 D 之间传输数据，按照最小跳数判据来计算，路径 S→R1→R2→D 与 S→C1→C2→D 具有相同的跳数，那么路由算法就可能选择路径 S→C1→C2→D。但是 R1, R2 是稳定的且具有较小的移动性，它们之间的链路质量要明显优于 C1 和 C2 之间的链路质量。因此在无线 Mesh 网中，最小跳数判据就不能有效地选择出最佳的路径，因为其没有考虑数据包丢失率和链路带宽。

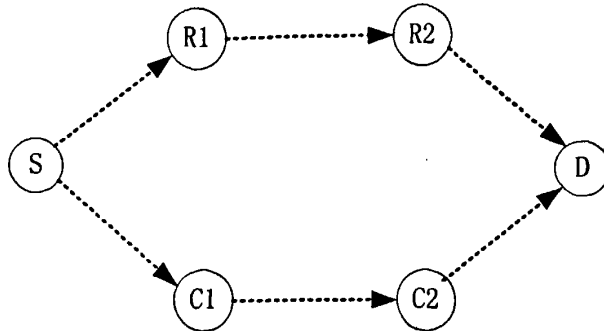


图 2-1 最小跳数判据例图

对于图 2-1 中无线 MESH 网中最小跳数判据所存在的问题，ETX 判据很好地考虑了丢包率对链路质量的影响进行了改进。ETX 是无线 Mesh 网路由判据研究中所提出的一个具有深远影响的路由判据，后续的路由判据大多数都是基于 ETX 而进行的改进。链路的 ETX 值越小，链路状况就越好；但是 ETX 判据没有考虑每条链路上实际的数据传输速率。我们假设两个节点间具有两条无线链路，其中一条链路的速率为 11Mbps，丢包率为 5%；而另

一条链路的速率为 18Mbps，丢包率为 50%。那么即使 18Mbps 的链路具有较高的丢包率，我们也更倾向于选择该条链路，因为在无限制重传机制下，它具有较小的端到端延迟。但是 ETX 却会倾向于选择 11Mbps 的链路，因为该条链路具有较低的丢包率。此外，ETX 判据是针对单信道网络而设计的，它无法发现信道多样性更好的路径。所以当 MR 配置多个网卡时，ETX 会导致效率的降低。

ETT 判据在 ETX 的基础上合理地引入了链路带宽 B ，从而实现了 ETX 的改进。但是 ETT 判据没有考虑一条路径上运行在相同信道上的链路间的相互干扰，即没有考虑一条路径上信道的多样性，从而不能很好地利用无线 Mesh 网中多信道的优势来实现对网络容量的提升。

WCETT 判据通过为路径上所有链路的 ETT 之和和瓶颈链路上的 ETT 分配合理的权值，从而更加准确地反映了网络中的路径质量，是对上述判据的一个重大改进。但是该判据的缺陷在于没有考虑流间干扰。当网络规模较大，非路径上的数据流对路由路径的干扰较大时，WCETT 不能做出很好的调整。

此外，WCETT 没有合理地考虑一条路径上不同信道的分配，从而不能准确地评估两条多信道路径，针对长路径更是如此。以图 2-2 中两条 3 个信道的五跳路径为例，虚线下面数字代表所使用信道。假设不同的信道相互正交，且按照吞吐量 b 来看，所有跳数均有相同的链路质量。但是，使用 WCETT 来计算，这两条路径具有相同的权值。假设每个节点的干扰区域为两跳范围以内，在路径 1 中，不仅第一跳和第二跳会相互干扰，第三跳和第四跳也是如此。所以其路径吞吐量将只有 $b/2$ 。而路径 2 中，任意两跳之间都不会相互干扰。这样其路径吞吐量为 b 。因此，尽管两条路径有相同的 WCETT 值，但是路径 2 比路径 1 有着更好的性能。

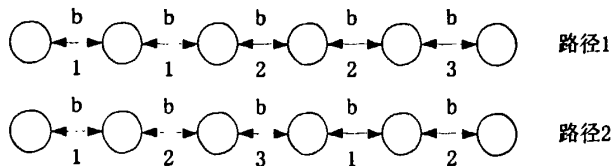


图 2-2 WCETT 判据例图

MIC 判据很好地考虑了流内干扰和流间干扰对路径质量的影响。但是该判据没有考虑负载均衡因素对路由选择的影响，虽然它可以通过一个基于虚拟节点的复杂的路由协议（如 LIBRA）来实现负载均衡，不过实现代价过高；其次，CSC 部分捕获的流间干扰仅仅考虑了一条路径上连续两个节点间的干扰。然而在现实网络中，取决于负载感应区域，流内干扰可能在更远范围内的节点间存在，所以它对流内干扰的估计是不准确的；此外，MIC

判据通过考虑干扰邻居节点的数目来逐步增大链路的 ETT 值,从而来捕获流间干扰。然而每个干扰节点的干扰度各不相同并且其取决于每个干扰节点所产生的流量大小。一个不同时包含在任何数据传输中,但靠近发送节点或接收节点的干扰节点不会产生任何形式的干扰。显然, MIC 判据不能捕获该特点。

综上所述:跳数判据仅仅只反应了网络中的路径长度; ETX 则通过计算无线链路中 MAC 层成功传输数据包的次数来反应数据包丢失率和路径长度; ETT 考虑了无线 Mesh 网中不同链路间传输速率的不同,它通过整合每条特定链路数据传输率到 ETX 中从而对其进行改进;而 WCETT 则基于 ETT 来考虑了链路带宽的不同和信道分配的多样性,它使得网络中的节点建立了到因特网网关的具有好的信道多样性和链路带宽的最佳路由路径; MIC 考虑了一条路径上的数据流的流内干扰和相邻路径间的数据流的流间干扰,从而对 WCETT 有所改进。它考虑了一条路径上当前链路和先前链路的信道。如果当前链路正在使用和先前链路同样的信道,那么 MIC 就会分配一个更大的参数值来获取一条路径上的数据流的流内干扰。而对于相邻路径间的流间干扰, MIC 通过获取当前每条链路上传输互相干扰的邻居节点集来实现。我们会在下一章中,结合其它理论知识,对此进行更加具体的分析论述。

2.3 多无线电多信道技术

传统的多跳无线网络(历史上曾被称为分组无线网络)几乎完全由单射频设备组成。通过后续章节对单射无线 Mesh 网中信道分配问题的讨论可知,这种传统网络不能进行有效地扩展以提高系统可用带宽。因此,在无线 Mesh 网采取更精确的干扰管理和拓扑(功率)控制算法时,多射频会大大增强网络的信道选择能力和路由形成能力。

2.3.1 多信道技术的发展

单射频多跳无线网络并不是一项新技术,从 20 世纪 70 年代开始,就已经有基于分组无线网络的相关研究了。这种单射频网络中端到端的吞吐量随着跳数的增加而减少。主要原因在于单射频无线收发装置是以半双工模式工作的,即它不能同时发送和接收数据,并且在节点从接收模式切换到发送模式之前必须接收完毕所有将要到达的。

提高端到端的吞吐量和增加单跳吞吐总量密切相关,这反过来又取决于每条信道同步传输数据的数量(相当于最小化同道小区的复用距离),在一个确定的网络区域中,可以得到同时传输数据的数量。达到这点是一个很复杂的过程,也和很多因素有关,包括网络拓扑结构,以及 1~3 层协议栈的各种特性。第 1 层的特性包括射频的类型、接收端准确探

测的 SINR 需求和信号传播环境;第 2 层的特性包括用于冲突管理的媒体访问控制(Media Access Control, MAC)功能;第 3 层的特性包括路径判决过程中所需路由判据的选择。因此,整体的网络优化需要多方面的、跨层的优化方法。为了使 IP 层看起来是一个单一的局域网,无线 Mesh 网需要在 2.5 层实现它的路由功能及其他服务,即作为标准 IEEE 802.11 MAC 层(或 MAC 层以下)和 IP 层的中间层。

● 单射频、单信道无线 Mesh 网

单射频、单信道无线 Mesh 网是最基本的无线 Mesh 网。大量的仿真数据表明,在单信道多跳 IEEE 802.11 网络中,每个节点都共享网络中的总吞吐量,典型的方式就是每个节点占有网络总吞吐量的 $1/n^\alpha$ 。其中, n 是网络中的节点数,指数 α 是有网络拓扑结构和业务流特性决定的^[31]。理论分析结果表明,假设网络规模取最大值,对于一个纯 MANET 拓扑结构且随机选择源目的节点的网络来说, $\alpha = 0.5$ 。但实验估计结果^[31]却显示, α 的取值远远没有这么乐观, $\alpha = 1.68$ 。对于特定拓扑结构且规模有限的网络,可以得到进一步的结论。例如,单信道、 n 个节点在同一直线上的直线链路中,每个节点的吞吐量是 $O(1/n)$,这说明指数 $\alpha = 1$ 。在这种情况下,网络的总吞吐量实际上是常量(独立于节点数或跳数),因为在任何时候,都只产生单一传输,并且 MAC 层是 CSMA-CA 类型的。以上的扩展法则都遵循了一个很重要却不乐观的假设,即网络中的所有节点都相互干扰且任意的源-目的节点对(不考虑它们的分离情况)都等概率进行通信。这只是在小规模网络中成立;在大规模的网络中,业务流更多的是“局部化”(如离得越近的节点通信越频繁)。这说明信道的空间复用是可能的,将使网络聚合吞吐量得到提升。每个节点使用多个(正交)信道和多射频也增加了空间复用在提高网络吞吐量中的作用。

● 单射频、多信道无线 Mesh 网

在多跳网络中,任何端到端的路径都应该充分利用所有可用的正交信道 C ,以某种方式使空间复用达到最大值,即使得网络区域内同时传输的数据流数量达到最大。但常用的单射频无线设备有一个关键的限制,即它们都以半双工模式工作。因此,即使有多个互不干扰的可用信道,也不能同时收发数据。形成多跳路由的一个可行但很幼稚的方法是即使有多个可用信道,所有的节点还是使用同一条信道,这是以牺牲空间复用为代价的。然而,这种方法确实可以避免一个严重的缺陷,即相邻节点使用不同的信道进行通信时所产生的很大的端到端时延。后者必须经过信道扫描、选择和切换射频,从而使两个相邻节点共享同一信道;这种切换时延(每个节点)随着 C 而增加。例如,目前 802.11 硬件设备的切换时延范围从几毫秒到几百微妙。如此频繁地信道切换,可视为有效的路由加长,因为切

换时延在路径中的表现形式虚拟跳数。因此，与单信道场景相比，利用多正交信道很明显地提高了一跳总吞吐量，但这是以增加端到端的时延为代价的。

基于以上种种原因，多射频无线 Mesh 网引进一些新的自由度，从根本上打破了常用单射频无线设备的关键限制，有望成为未来无线网络实现中解决网络的可扩展性和适用性的关键组成部分。

● 多射频无线 Mesh 网

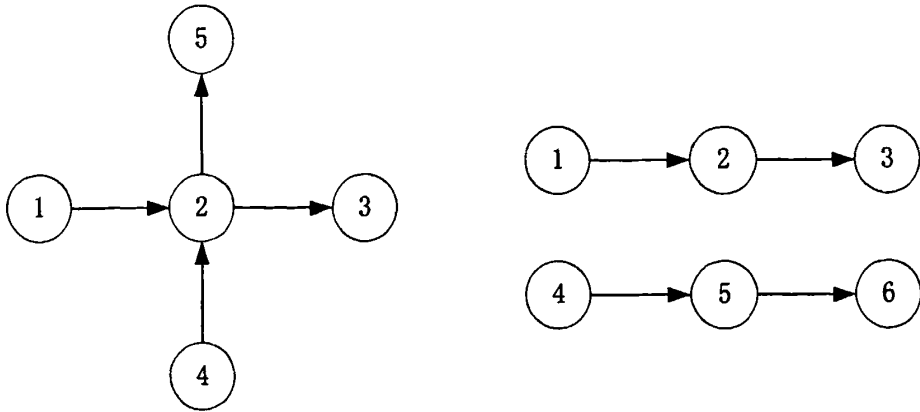


图 2-3 多信道图例

多射频节点都是以有效的全双工模式，即：它们可以用一个接口从信道 c_1 接收数据，同时用另一个接口从信道 c_2 发送数据，从而使节点吞吐量加倍（原则上讲）。例如，考虑图 2-3 所示的路径 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3$ 。假设 R 表示 1 跳（即 $1 \rightarrow 2$ ）的最大可能传输速率。只有一个射频时，节点 2 大概要消耗一半的时间来从节点 1 接收数据，另一半时间用来将数据发送给节点 3。因此，如果源节点（节点 1）的数据发送速率是 R bps，那么节点 3 的平均接收速率近似等于 $R/2$ bps。如果节点 2 有两个射频和两条正交信道，那么射频 1 可以调到信道 1，射频 2 可以调到信道 2，在这种情况下，节点 3 的数据接收速率理论上等于 R bps。现在，考虑这种情况，节点 2 只有一个射频，但在路径 $4 \rightarrow 2 \rightarrow 5$ 上有一条并发数据流。此时，节点 2 不得不分别用 $1/4$ 的时间从节点 1 和节点 4 接收数据，以及给节点 3 和节点 5 发送数据。这种情况下节点 3 和节点 5 的平均数据接收速率是 $R/4$ bps。此外，在这种特殊的场景中，有多条不重叠的信道也不起作用，因为该场景的限制因素是节点 2 只有一个射频可用。最后，考虑节点 2 配备有两个射频，并且有两条可用正交信道。这种情况下，射频 1 和射频 2 可以分别调到信道 1 和信道 2，如果射频 1 和射频 2 使用半双工模式分别支持路由 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3$ 和 $4 \rightarrow 2 \rightarrow 5$ ，那么每个数据流的平均接收吞吐量将是 $R/2$ bps 的两倍，与在不同的时间接收各个数据流相等。

接口/射频的信道分配将大大影响端到端的吞吐量，同时也将影响到路由形成过程中路

由判决的选择。接下来将讨论这些问题。总之，只要 1~3 层的设计合理，多射频无线 Mesh 网的性能将随着网络的规模的增加而成比例地提高。

使用多射频、多信道，可以获得的网络吞吐量的增加^[32,33]。在图 2-3 中，节点 2 只有一个射频，两条数据流：1→2→3 和 4→2→5，如果在不同的时间被调度，接收时端到端的吞吐量都只有 $R/2\text{bps}$ 。然而，如果两个数据流同时发送，两条数据流的接收速率都会下降到 $R/4\text{bps}$ 。如果节点 2 有两个射频，同时有两个可用正交信道，两条数据流的接收速率都会增加到 $R/2\text{bps}$ ，和单射频情况下不同时间发送两条数据流所得到的接收速率一样。图 2-3 是多个正交信道场景的例子，即使只有一个射频，多个信道也是有利的。例如，如果有两个可用信道，每个信道可以用来传输两条数据流，这种情况下每条数据流的接收吞吐量也是 $R/2\text{bps}$ 。

2.3.2 信道数对性能的影响

我们使用网络仿真来量化多射频、多信道所得到的吞吐量增益。考虑的网络是一个 10×10 的节点均匀分布的二维网格网络，水平方向和垂直方向的节点间隔均为 10m。假设某一个节点只给距离它 10m 的中间节点发送数据包。每个节点的载波侦听范围设为 29m，其中不使用 RTS/CTS。100 个节点中，每个节点都有两个射频，这里研究不断增加可用信道产生的影响。

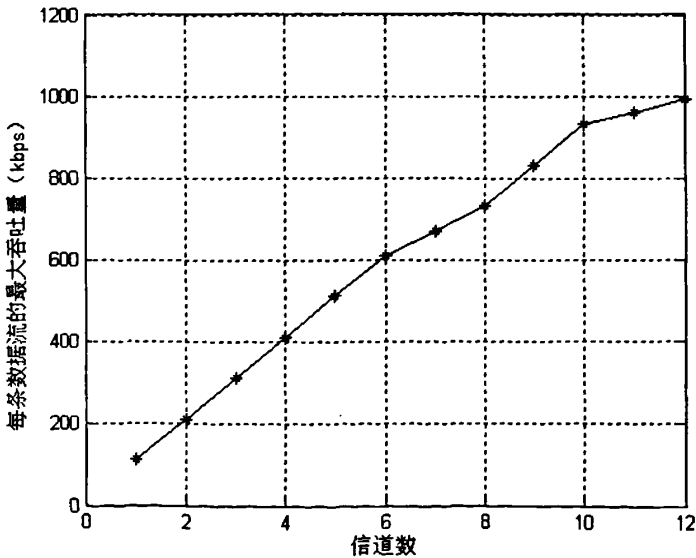


图 2-4 不同信道数下的系统性能

如图 2-4 所示为不同信道数目下的网络吞吐量。可以看到，随着信道数目的增加，吞

吐量开始随着信道数线性增长,但当信道数增加到6后,增加的速率就变得缓慢。在信道数从10增加到12的过程中,速率基本上没有太大的增益。总体来说,多信道的使用大大地提升了系统的性能。

2.4 负载均衡技术

2.4.1 负载均衡技术概述

在无线 Mesh 网的回程网中,每个节点都是同时担当 AP 和路由器两种角色。每个节点即使自己没有数据分组要发送或者接收,也需要参与到同其他节点的通信之中,因为此时的节点是作为路由器即其他节点对的中节点进行数据分组转发。也就是说,从理论上讲,无线 Mesh 网的节点在任何时刻,任何位置都有可能处在某条路由之中,承担一定的业务量。

负载均衡路由协议的设计目的是:通过合理的算法,使得无线 Mesh 网的业务量在不同的网络区域和节点间进行合理地分布。同时在新建路由时,使得网络中的路由尽量从负载程度较轻的区域穿过,绕开负载较重的网络区域或节点,以减轻负载过重的网络区域或节点的负载,从而充分利用网络容量,减轻网络局部拥塞,提高网络性能。在无线 Mesh 网中,负载均衡对于有效利用网络容量来说是至关重要的。

由于使用无线多跳中继,用户数目不断增多和非常有限的无线电频谱会使无线 Mesh 网在两种主要资源上受到限制:带宽和网络容量。带宽指的是通过无线接口所能取得的数据传输速率;容量指的是网络中每个节点可用的数据传输容量。前人已经做出了许多努力来最佳利用可用带宽,负载均衡就是其中一种。研究负载均衡技术的主要动机是负载均衡技术能使网络具有更高的容量,均衡资源的使用使节点具有更高的吞吐量。例如,负载均衡路由主要解决由于最短路径路由产生的某些节点竞争问题,这又会造成转发机会上的不公平问题。在移动性比较高的系统中,这一问题或许不像在无线 Mesh 网中那么严重。因为具有移动性,处于拥塞区域的移动节点可以移动到非拥塞区域,反过来非拥塞区域中的移动节点也可以移动到拥塞区域,因此平均起来每个节点就会转发同样数量的数据。

与自组织的 MANET 网络不同,设计无线 Mesh 网的主要目的是提供到达有线骨干网即因特网的连接。所以,为了提升到达骨干网的可用带宽,通常的做法就是在无线 Mesh 网中设置多个网关。无线 Mesh 网负载不均衡造成的问题主要有:①中继导致网络容量下降;②某些网关节点出现过载;③靠近网络中央的节点出现过载;④形成并使瓶颈节点出现过载。

使用无线 Mesh 网可以为固定和移动节点提供与因特网的快速而低开销的连接。在无线 Mesh 网中,数据分组以一种多跳的方式发送到连接在因特网的网关处。在某一特定的网络种可能有多个网关节点,靠近网关节点的区域或网关节点本身会成为网络的瓶颈,从而使拥塞造成的丢包率更大。所以,在无线 Mesh 网中网关节点的负载均衡对于提供更好的服务具有重要意义。

除了网关节点之外,某些处于无线 Mesh 网中关键位置的节点也会形成网络的瓶颈。在静态无线 Mesh 网中,处于很多路由上的节点会耗尽自身的资源,如带宽、处理能力和存储空间。此外,在电池能量有限的无线 Mesh 网终端节点中,负载均衡有更大的重要性。而且,对于某一特定节点来说,发送过程中碰撞的次数也会随着竞争的增加而增加,致使吞吐量下降。另外,网络任何一个地方的带宽使用取决于该区域中竞争这一带宽的节点数目和各个节点的负载。有着最大带宽使用的区域成为整个网络中的负载瓶颈。

无线 Mesh 网中多跳中继的使用给它带来一些这种网络特有的问题。最显著的就是中继带来了更大的负载和干扰。在使用载波侦听多点接入协议的单信道系统中,中继过程会阻止同一时间上的其他在相邻几跳上的发送过程。在直线型拓扑的无线 Mesh 网中,第一跳处于发送状态时,后面的至少两跳都不能发送数据分组。这一特性几乎限定了使用多跳中继时某一物理层数据传输速率的 $1/3$ ^[31]。由于存在干扰,这一容量可能进一步减少。因此中继过程造成的吞吐量下降会影响对信道的有效利用,一个提高系统容量的方法就是使用负载均衡,这也是本文的重点之一。

2.4.2 负载的探测方法

在无线 Mesh 网负载均衡路由协议的设计过程中有两个关键技术:一是网络节点的负载探测方法;二是网络业务量的调度方法。前者是告诉我们网络的负载情况是什么样,后者关注的是在网络负载情况已知的情况下如何使负载较均匀的分布在网络之中。本文主要集中研究利用合适的负载均衡探测机制达到路由负载均衡的目的。

人们在设计无线 Mesh 网负载均衡路由协议的时候,要实现网络的负载均衡,首先就要获得网络的负载分布情况,然后才能判断出哪些节点和区域的负载程度较重,影响了网络性能并需要进行负载的调整。在没有中心节点的无线 Mesh 网环境中,网络负载的分布情况通常是通过各个节点进行分布式的探测,再由各个节点根据预设的负载均衡算法进行一定的动作,在网络整体上实现负载均衡。因此,研究无线 Mesh 网节点负载探测方法的目的是为了向负载均衡算法提供准确的节点负载信息,从而保证负载均衡算法能够正确及时的进行路由和业务的调度,减轻网络负载不均衡的状况,提高网络性能。

为了探测网络节点的负载信息，人们从不同的角度提出了多种节点负载轻重程度的探测方法。无线 Mesh 网节点负载轻重程度的探测，需要考虑无线 Mesh 网特殊的工作环境以及源节点和目的节点进行数据分组传送的整个过程，然后分析网络瓶颈出现在什么地方，网络节点或者网络区域出现拥塞成为网络瓶颈之后节点的具体状况，由此才可以提出有针对性的探测参数和探测方法以准确的对节点的负载轻重程度进行探测。

无线 Mesh 网中，每个节点都可能充当源节点、目的节点、中间节点三种角色中的一种或者几种。源节点和目的节点之间的整个通信过程都包括源节点发送，中间节点转发，目的节点接收这样三个过程。在这三个过程中节点都有可能出现负载过重的可能。当网络节点或者网络区域负载过重甚至拥塞时，节点的性能指标将主要在三个方面出现明显变化：路由层，MAC 层，剩余能量。人们在研究无线 Mesh 网中网络节点的负载轻重程度的探测问题时，也主要是从这三个方面进行研究，提出了许多探测参数和探测算法。

在 MAC 层，网络节点工作在无线通信的环境中，所有的数据分组和控制分组都是通过各个节点的无线收发信机进行收发通信的，整个工作环境是一种相互竞争的共享广播信道环境，同时由于无线 Mesh 网的节点一般都是采用的全向天线，节点通信时将和周围的邻居节点相互干扰。无线 Mesh 网是网络节点的通信距离有限的多跳网络，报文冲突只是局部事件，并非所有的节点都可以感知到。一个节点正确收到了一个报文，该报文可能会在另一个节点处发生冲突，也可能报文在接收点处发生了冲突，而发送点丝毫感觉不到。也就是说发送节点和接收节点感知到的信道状况可能是不一致的，这就会带来隐藏终端和暴露终端等一系列问题。

正是由于无线 Mesh 网工作在多跳共享广播信道的无线环境中，当一个节点的负载过重时，在它的 MAC 层会有大量的数据报文需要发送，它将不停的竞争有限的无线通信信道，而它并不能保证每次竞争都能及时的竞争到无线信道，这就造成 MAC 的时延大大增加，并使得节点不断地重发，从而进一步加剧信道得竞争激烈程度，这就会使的 MAC 层的丢包率大大增加。同时，由于无线信道得共享和广播性质，一个节点的负载过重还会影响邻居节点对信道得访问，从而造成一个网络区域性能得下降。因此，MAC 层的性能指标是反映网络节点负载轻重程度的重要标志，也是设计负载探测参数和方法的重要参考因素。

在路由层，主要接收来自上层和下层递交的数据包。当负载过重时，会在路由层形成较长的排队队列，如果加入队列的数据包数量超过了队列长度的限制还会造成部分数据包被丢弃从而降低数据分组的递交成功率。因此，对路由层排队队列的考察是负载探测的重要考察方向。

在网络节点的能量均衡方面, 虽然对于普通的由 Mesh Router 组成无线回程网来说, 各节点的能量损耗是可以不考虑的。但是在底层无线 Mesh 网中的网络节点都是能量受限的终端节点, 当终端节点的负载过重时会消耗大量的能量, 使得节点的剩余电量急剧减少, 甚至能量耗尽。在这种情况下, 节点的通信能力将不断下降直至丧失, 这将造成网络分裂和大量路由中断, 此时网络中的新建路由将更集中于部分网络区域并进一步加剧网络的拥塞情况, 剩余终端节点的电能也将消耗很快。设计负载均衡路由协议时, 根据网络节点的能量分布状况合理的分布网络负载, 最大限度的保持网络的连接性和完整性是重要的设计目标。因此, 网络终端节点剩余能量及其消耗状况也是反映网络负载轻重程度和负载分布状况的重要指标。在设计网络终端节点负载探测参数和探测方法时, 节点能量的相关信息是重要的参考因素。由于本文主要探讨无线 MESH 网的回程骨干网部分, 并不涉及能量受限的终端节点, 因此, 下文中就不再详细介绍关于网络节点的能量负载均衡。

在具体网络节点负载探测参数和探测方法的设计中, 设计者将从网络节点的 MAC 层信息, 路由层信息, 节点能量信息等各方面综合考虑, 根据不同的设计需要, 选取相应的信息, 通过这些信息的不同搭配组合以及变换来提炼出合适的探测参数和探测方法。

2.4.3 MAC 层的负载探测

MAC 层的负载信息具有重要的参考价值, 因为, 所有需要由节点收发的数据分组最终都要通过 MAC 层竞争到的共享广播信道来进行通信。无线 Mesh 网的工作环境是网络节点之间相互竞争共享广播信道的无线通信网络。由于无线信道的带宽受限的客观环境, 使得 MAC 层的可用通信信道是非常有限的。在 MAC 层, 网络节点之间通过各种多种 MAC 协议进行通信, 如 CSMA、MACA、MACAW、IEEE 802.11 DCF、FAMA 等。当一个网络节点负载较重时, 从上层讲, 有大量的需要发送的数据分组会递交下来, MAC 层需要竞争到共享信道把它们发送出去; 从下层 MAC 层讲, 节点需要接收的大量数据分组都需要通过 MAC 层竞争到的共享信道接收进来。当一个区域的节点都出现这种情况时, 在这个区域中, 有限的共享信道将非常紧张, 节点间的竞争将非常激烈。网络节点之间不断的进行载波监听, 相互需要通信的节点不断进行 RTS/CTS 握手, 根据其他节点的广播信息调整自己的 NAV, 这就会使得 MAC 层进行数据分组传送时时延很大, 丢包率增加, 这些性能的恶化又会使得 MAC 层的重发增多, 使得网络的拥塞状况进一步恶化。避免和克服这种状况正是负载均衡路由协议设计的目的之一。所以, MAC 层的信息可以很准确的反映一个节点和它所处区域的无线通信环境的繁忙程度, 也就反映了节点和网络区域的负载繁重程度。通过参考 MAC 层信息, 可以使路由协议在调度网络业务量时做到避免上文所述的

MAC 层过载情况。因此,在设计网络节点的负载探测方法时,合理的利用和组合 MAC 层信息是非常可行的方向。在利用 MAC 层信息进行负载探测方法实际时,可以参考 MAC 层众多的参数来设计比较准确的负载探测参数进行节点的负载评估。这些参数包括:媒体访问时延(Media Access Delay)、网络分配向量 NAV、MAC 层接口等待队列长度、信道利用率、MAC 层向物理层递交数据的速率、控制消息(RTS/CTS)发射速率、时隙回退数量等。媒体访问时延表示数据包从上层递交到 MAC 层知道 MAC 层竞争到通信信道后交给物理层发送出去的整个时延的长度。这个时延的长度包括两方面的时间:一是数据包在 MAC 层等待队列中等待的时间,二是 MAC 层为了传递这个数据包而竞争信道的的时间,包括 RTS/CTS 握手的时间。这个参数 MAC 层参数中最能反映节点负载轻重程度的参数。它既反映了节点本身的负载程度又反映了 MAC 层信道竞争的激烈程度,也即网络节点所处网络区域的信道繁忙程度。数据包在 MAC 层的缓存主要来自两方面的原因,一是数据包由上层递交下来之后,数量很大,超过了物理层的发送速率使得 MAC 层不能及时的交付下去,只有在排队队列中先等待。二是由于网络节点所处的网络区域信道繁忙,MAC 层竞争信道失败率增加而导致 MAC 层不能及时将数据发送出去,或者因为无线信道中的丢包造成的重传,在重传之前数据包将继续缓存在接口队列之中。前者反映了网络节点本身的负载情况,即由于自身需要发送的业务量的巨大而导致的时延。后者反映了网络节点所处区域的信道繁忙程度,也即所处区域的负载轻重程度。因此,在设计负载探测方法是非常有利用价值的一个参数。网络分配向量 NAV 反映的是 802.11 DCF 载波监测机制中的虚拟载波监测机制。虚拟载波检测是通过网络分配向量 NAV 在网络中传输来实现的,NAV 指出当前正在占用共享通信信道的节点还将占用信道多长时间。节点可以通过 NAV 的值来判断信道的“闲/忙”状态。NAV 值的修改是通过竞争共享信道时监听到的其他通信节点对之间的 RTS/CTS 握手信息得到的。是能够比较准确的判断周围节点繁忙程度的参数。对 NAV 的值进行适当的处理,可以得到关于节点负载和节点所处区域的负载状况的准确的信息。这些处理可以考虑:计算 NAV 的平均值,计算 NAV 的方差,出现较大值的频率,通信期间多次统计 NAV 后得到 NAV 值的分布情况的。这些都可以在参考网络分配向量进行负载探测方法设计时加以更深入的研究。

MAC 层接口等待队列反映的是上层数据包递交到 MAC 层后,在等待被 MAC 层递交到物理层进行发送时的等待队列状况。如上文所述,上层将数据包递交到 MAC 层之后,MAC 层将先竞争到信道然后再交到物理层进行发送,在节点所处网络区域负载繁重的情况下,MAC 层将很难及时竞争到共享信道。此时,这些数据包将被缓存到接口队列之中。因此,把接口队列的信息作为负载探测的参考信息是可行的。信道利用率,反映的是有限

的共享通信信道中处于使用状态中的信道的比率,体现了信道的繁忙程度,也即反映了节点所处网络区域的负载状况。MAC 层向物理层递交数据的速率这个参数也揭示了 MAC 层信道的繁忙程度。因为,只有节点竞争到了信道之后,缓存在 MAC 层接口队列的数据包才能够被递交到物理层的收发信机进行发送。参考这个参数可以准确及时的探测到 MAC 层对信道的竞争效果状况。在竞争到的信道的容量一定的情况下,MAC 层向物理层递交数据的速率还和上层递交到 MAC 层进行发送的数据包有关,也即和自身负载程度有关。所以,在设计负载探测方法时可以考虑 MAC 层向物理层递交数据的速率这个参数。控制消息(RTS/CTS)速率反映了,MAC 层在竞争共享通信信道时的握手开销状况。在两个进行通信的节点进行通信之前,先用 RTS/CTS 进行握手是为了防止节点间的数据冲突,解决隐终端暴露终端的有效办法。当节点所处区域信道比较空闲时,两个节点理论上一次 RTS/CTS 握手就可以实现信道的预留,但是当节点所处区域负载较重信道比较繁忙的情况下,不同节点发送的 RTS/CTS 信号会出现冲突,接收节点可能收不到发射节点的 RTS 信号,发射节点也可能收不到接收节点的 CTS 信号,也可能在发射机节点发射完 RTS 信号之后监听到 CTS 信号的全部或一部分,FAMA 中的“统治的 CTS”机制就是这种原理。在这种情况下,节点将不得不进行回退以推迟对共享通信信道的争用,之后再行 RTS/CTS 握手。这样控制消息(RTS/CTS)速率将和正常情况下控制消息(RTS/CTS)速率产生差异,从这种差异就可以推断出节点所处网络区域的负载状况。

在利用 MAC 层信息进行负载探测时,可以单独的使用 MAC 层的某种参数,也可以根据设计目标构造出多种参数作为输入的一个综合评估函数来折中各种目标对参数的要求。

2.4.4 路由层的负载探测

在利用网络节点不同方面的信息时可以得到不同的侧重点。利用路由层的信息可以从比较宏观的角度考察一个节点需要传送的业务量,因为经过 MAC 层递交上来的数据分组和上层递交下来的分组都是路由层需要传送的业务量,由于 MAC 层在竞争共享广播信道时可能由于数据分组传送的失败而进行重发,一个路由层的分组在 MAC 层有可能发送几次,所以路由层的信息更能够准确的反映一个节点来自不同的终端递交过来的应用层业务量,这种业务量正是网络的使用者所感受到的。所以,路由层的信息是一种能够比较准确反映网络节点负载的信息。因此对路由层信息的利用在设计网络节点的新的负载探测方法时,是非常值得探讨并且非常可行的方向。

在下一步的设计中,可对路由层的多种指标加以利用。在众多的参数中,这样一些路

由层指标是非常有用的：数据分组的端到端时延、协议开销率、路由断链次数、数据分组的丢弃数量、数据分组的发送数量、数据分组缓存数量等。

数据分组的端到端时延反映了数据分组从源节点到目的节点的传输时间，也间接反映数据分组传送过程中所通过的路径沿途的负载状况，因为，端到端时延和路由的跳数、中间节点的处理能力、中间节点的负载情况相关联，扣除跳数、节点处理能力等因素之后，可以比较准确的反映路径沿途的拥塞状况也即负载轻重状况。所以，通过路由层的数据分组传送时延来进行负载探测是可行的方向。

协议开销率反映了数据分组在传送过程中控制分组的使用频繁程度。当网络中部分节点或者区域由于负载过重而拥塞时，通过这些区域和节点的路由的性能将下降，丢包率、时延上升，链路终端也将更加频繁。此时，数据分组的重传和链路修复的机制将被不断的启动。在这些动作中，网络中的相关节点将发送、转发和处理大量的控制分组用于数据重发或者路由修复与重建。控制分组的数量与网络节点和区域的负载成正比，统计出来的协议开销与控制分组数量成正比，也即网络负载成正比，因此，寻求网络节点负载探测方法与协议开销率的关系是研究负载探测方法的可行方向之一。

路由断链次数统计了源目的节点之间正在通信的路由中间链路出现中断的次数。路由的中间链路出现中断的原因有多种，但是在不同的原因下中断的概率却各不相同。在无线 Mesh 网节点性能正常，工作环境比较稳定的前提下，由于网络节点和区域负载过重造成路由中间链路断链的概率最大。因为，当一个网络区域负载过重时，MAC 层信道的竞争将非常激烈，此时竞争失败的概率很大，随着信道竞争失败概率的增加，丢包率和时延将大大增加。同时节点探测到的与邻居节点的连接性也将大大减弱，因为它监听到的周期性 hello 消息以及邻居的广播报文都将由于信道的繁忙而出现丢失。此时，节点容易感到难以与路由的下一跳建立联系而事实上此时也确实难以将数据分组传送到正在通信的下一跳节点。于是，路由便出现了链路断链。所以，统计路由中间链路断链的次数将在一定程度上反映路由所经历的网络节点和区域的负载轻重程度，在设计新的负载探测参数时完全可以参考路由断链数这个统计量。

数据分组的丢弃数量、发送数量、缓存数量也都是反映网络节点负载轻重程度的重要参考统计量。这三个参数也是相互关联的，具有一致性。当网络中的部分节点和区域出现负载过重的情况时，如前文所述，MAC 层对于共享广播信道的竞争将非常激烈。此时，数据分组的收发都将非常困难。数据分组在 MAC 层竞争信道失败的情况下将无法发送出去，数据分组就只能在接口排队队列中等待。随着这种拥塞情况的继续，数据分组的收发数量将很难上去，吞吐能力将下降。数据分组在 MAC 层如果不能被及时的发送出去，如

果在路由层也设有路由层的缓存队列的话，缓存在等待队列中的数据分组将大大增加。数据分组的丢失也将在两个方面产生，一是由于排队队列过长而直接丢弃，二是由于发送失败和出错造成的数据分组丢失。因此，在网络节点和区域负载过重的情况下，在路由层的各种统计量中，数据分组的丢失数量将大大增加，发送数量将增长缓慢，缓存数量将变得很大并且增加迅速。

在设计网络节点的负载探测方法时这三个参数将有重大的参考价值，可以单独使用这些参数也可以加以组合。

由于无线 Mesh 网工作在无线环境中，节点间相互竞争信道，一个区域的网络状况也将和单个节点息息相关，对于前文讨论的若干种统计参数，节点之间在进一步的设计中相互参考彼此的信息是非常重要和实用的。节点间统计参数的交互在设计中，可以不仅仅只参考一跳邻居节点的信息，还可以适当增加信息交互报文的跳数，以使得节点能够获悉更大范围内得节点统计参数，从而更好得掌握网络的负载状况。比如，网络节点将临近区域内的节点的分组传递时延加以平均，得到一个区域的平均时延，就可以更准确的评估自己所处区域的负载状况，再结合自己的时延状况就可以更准确的给负载调度算法提供信息。对于路由层的各种参数，在设计负载探测方法时可以直接使用其中的参数，也可构造比较负载的负载评估函数，将这些参数作为函数的参数得到比较一个综合的评估代价。使得协议设计的不同目标如时延、分组投递成功率等达到一定的折中。

如同在利用 MAC 层的信息进行负载探测方法研究中分析的类似，路由层也可以提炼出多种统计参数，合理的运用这些参数信息可以比较准确的对网络节点和区域的负载状况进行评估和探测。

2.5 本章小结

本章首先对无线 Mesh 网路由协议的重点研究问题和方向进行了综述。针对本文后续章节中要重点研究的几个问题，如路由判据技术和负载均衡技术进行了深入的分析，为下文的具体研究做好充分的理论铺垫。

第三章 高吞吐量信道负载感知路由

灵活部署和自组织特性使得无线 Mesh 网适合于为无法部署有线网络的建筑或网络部署代价较高的地区提供大范围、低代价的无线因特网接入。上述的应用都需要高吞吐量、低延时的路由协议的支持,并且由于无线 Mesh 网不同于 MANET 的网络架构和业务流特点,同时要求无线 Mesh 网的路由协议具备一点的负载均衡能力。由于无线 Mesh 网具有区别于传统 MANET 网络的特点:移动性弱,节点处理能力强,支持多无线电多信道,因特网为主的业务流,传统 MANET 中的路由算法和路由判据应用到上述场景中并不十分有效。

因此,本章的主要目标是在配置了多接口多信道节点的无线 Mesh 网中,提供高吞吐量、并具备一定路径负载均衡能力的路由算法。由于在高利用率的信道上传输数据会给链路带来更高的延时和更小的吞吐量,因此,实现无线 Mesh 网内负载均衡应该充分考虑选择拥有较高可用容量的信道来传输数据。在充分理解无线 Mesh 网特性的基础上,我们提出并解决了以下两个个关键的设计目标:

- 能够感知链路容量和干扰负载,支持高吞吐量、低延时的路由判据。
- 适合新判据的稳定、低开销的无线 Mesh 网路由算法架构。

在无线 Mesh 网中,要获得网络的高吞吐量,路由协议的设计必须同时考虑无线网络中媒介访问控制协议、网络的物理特性,而不单单是集中在路由层。本章首先集中对无线 Mesh 网信道负载特点的进行研究,并分析现有路由判据的干扰和负载感知性能的不足,以及它们对网络吞吐量的影响。在此基础上,提出了新的能够更好地感知干扰和负载的判据 CQL(metric of Channel Quality and Load),并为其设计了适合无线 Mesh 网特性的路由算法。最后,对新的路由协议和判据的不同特性进行了仿真和论述,结果表明,它们达到了本文的预期设计目的,有效地感知了网络中信道负载的变化,提升了网络吞吐量。

3.1 能感知信道负载的路由判据

3.1.1 网内信道负载的不平衡性

由于无线介质的开放性,在无线网络中信道是被共享和竞争的,并由此带来许多干扰和拥塞问题。在无线 Mesh 网中新的多无线电多信道技术的使用极大地提升了网络容量,减少了信道干扰和拥塞。但是,由于信道分配策略的不完备性,在网络的某些区域依然存在着临近节点使用相同的信道的情形,当使用相同信道的这些临近节点的业务流量增大

时,就会使该区域成为繁忙的“热点”(Hot-Spot)区域,信道利用率过高,从而导致整个路径性能的下降。

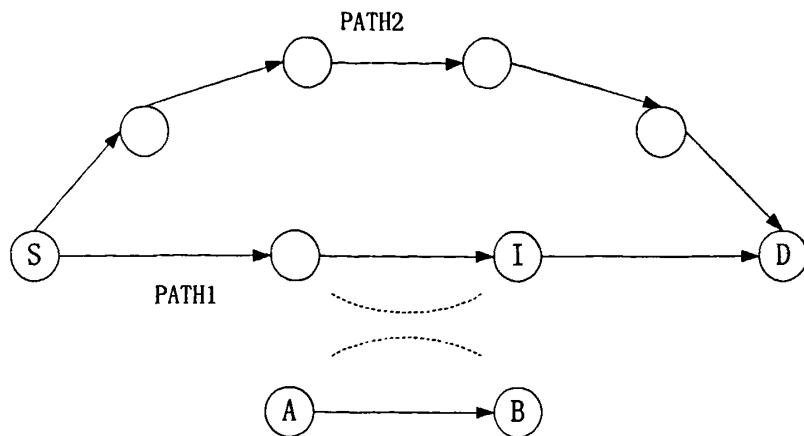


图 3-1 临近节点的流间干扰

与有线网络各链路拥有独立的带宽不同,无线网络中节点各链路的带宽将与邻居节点同信道链路共享。一条经过无线路径的数据流,不仅消耗路径上各链路的带宽,而且会和这条路径上临近的节点同信道链路竞争带宽,如图 3-1 中的路径 1。这种不同路径间临近的同信道链路的竞争和干扰会明显的减少链路原有的带宽。当网络中的负载较大时,节点 I 周围区域的信道将会出现冲突和拥塞,导致数据包重传次数的增加,而与此同时,路径 2 区域的负载却较轻。此时,由于局部拥塞的缘故,整个网络的实际吞吐量要远小于理论最大吞吐量^[31]。为了避免这种临近区域的竞争干扰造成的信道容量降低,路由判据必须能够有效感知这种不同数据流间干扰造成的路径中链路容量的下降,从而链路容量拥挤的路径,使网内链路容量负载趋于合理。例如在图 3-1 中,有效的路由判据应该选择路径 2,而不是选择路径 1。

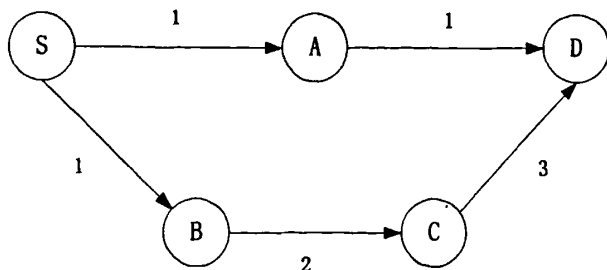


图 3-2 路径内的信道干扰

我们来举例说明另一种链路间信道干扰的情形。如图 3-2 所示,路径中每跳间的链路已经标明了所使用的信道,在该场景中,源节点 S 与目的节点 D 之间的两条可用路径:一条是 S→A→D,包含两跳,并且两跳链路使用的是相同的信道(信道 1);另一条路径

$S \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D$ 包含三跳，且每跳的链路均使用互不干扰的不同信道。

下面设定两种业务场景，并作比较。在第一种场景中假设所有的信道都是轻负载的，并且 S 和 D 之间的业务流相对于信道容量来说也是很小的。在这种情形下， S 和 D 之间的端到端延时主要由数据包每跳的传输时间决定，即 L/B ，其中 L 是数据包的长度（包括包头）， B 是链路数据传输速率。如果所有链路有相同的数据传输速率 B ，那么从延时最小这点来看， S 到 D 的最佳路径是 $S \rightarrow A \rightarrow D$ ，同时路径 $S \rightarrow A \rightarrow D$ 使用的网络资源也较少，因为它只使用了两条链路，而不是三条。

现在考虑另外一种场景，在这种场景中，我们感兴趣的是 S 和 D 之间的数据流可以获得的最大吞吐量(Throughput)。如果数据流是一个 TCP 流（例如文件传输），就可能出现这种情况， S 和 D 之间的端到端可用吞吐量仅是 $B/2$ ，因为 $S \rightarrow A$ 和 $A \rightarrow D$ 两条链路使用的是同一个信道，且这两条链路均在各自的覆盖范围之内，因此共享同样的带宽。然而如果使用路径 $S \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D$ 来发送这个业务流，端到端的可用吞吐量就是 B ，此时每跳的链路几乎可以同时起作用，因为它们使用的是互不干扰的不同信道。

3.1.2 现有路由判据的负载感知性能

在 802.11 无线 Mesh 网中，人们为了寻找高吞吐量的路径，提出了许多基于链路开销度量的路由判据。上一章已经详细分析比较了现有的一些无线 Mesh 网路由判据。而它们中的大部分都是基于丢包率这个参数来度量链路的开销的，例如 ETX 和 ETT。

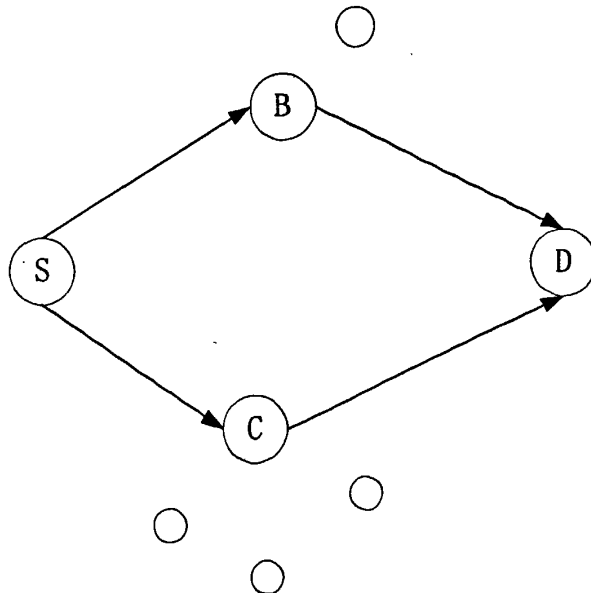


图 3-3 MIC 判据的局限性

另外，像 IRU 这样的判据，通过综合考虑 ETT 判据和节点的干扰邻居集合的乘积而

得来,因此 IRU 可以在一定程度上反应临近节点对链路的流间干扰。但 IRU 将链路的所有临近干扰源都等同对待,而仅仅与网络的拓扑有关,与此相反,实际上链路受到临近节点的流间干扰程度与它们之间的信号干扰强度和自身的流量大小都有着密切的关系^[34]。一个非常接近但始终保持沉默的干扰源并不会对链路产生什么实际的干扰作用。

举例来说,在图 3-3 中,节点 B 和 C 周围的空白节点代表临近的干扰节点。节点 S 想和节点 D 通信,它可以选择路径 S→B→D 或 S→C→D 来将数据流发送到 D。假设路径 S→B→D 的 ETT 值>路径 S→C→D 的 ETT 值,并且链路 S→B 受到临近一个干扰节点的实际干扰程度远远大于链路 S→C 和 C→D 所受临近四个节点的干扰程度。由于 MIC 判据只会将链路临近干扰节点的数量计入判据而非他们的实际负载,因此它会选择实际路径质量较差的路径 S→B→D。并且,当链路的周围不存在临近干扰节点时, MIC 判据甚至连链路的丢包率都不能真实反应,因为这时的 IRU 为 0。当节点分布均匀网络拓扑稳定的时候, IRU 便成为 ETX 判据的函数。

在以上的这些判据中,当除去拓扑变化的影响后,它们都可以被看做是变量丢包率(Packet Loss Probability)的函数,依此可以把这些判据归为基于丢包率的判据。以往的研究认为,像 ETX 这样主要基于丢包率的判据更多反应的是链路的质量而非负载,但实际上在无线网络中,由于 802.11 MAC 自身的一些问题,例如隐藏终端问题,即使在中等负载的情况下,丢包率也可能会很大。在许多情况下,信道竞争造成的丢包要远比由于信道衰退等信道自身质量造成的丢包要多^[35]。因此,在衡量路径开销时,即使这些基于丢包率的判据比像 RTT 那样的负载感知类的判据要稳定,也明显会受到网络负载的影响。

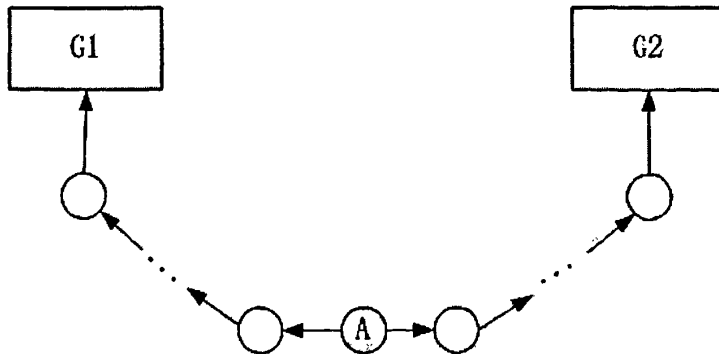


图 3-4 节点 A 的路径选择问题

从这些丢包率的性能上来看,也可以将它们归为负载感知判据这一大类。问题是,它们是否能够有效地反应网络的负载从而选择一条高吞吐量的路径呢?下面将通过具体的实验来验证。为了弄清在无线 Mesh 网中,路由判据同端到端吞吐量之间的基本特性关系,在下面的试验中,我们仅使用单速率单信道和 UDP 数据流。当然这些实验也可以用在多

信道和 TCP 流等更加复杂的场景中。但是，先进行最基本的情景实验有利于观察判据，排除动态数据流和 TCP 拥塞控制等机制的干扰。

现在来研究，对于在一个拥塞的网络中的互相竞争多跳数据流，基于丢包率判据的性能如何。一种简单的场景如图 3-4 所示，在这里 MeshRouter A 需要从到两个网关的路径中选择一条最优的路径，并且节点 A 到网关 G1 和 G2 之间的跳数是不定的。

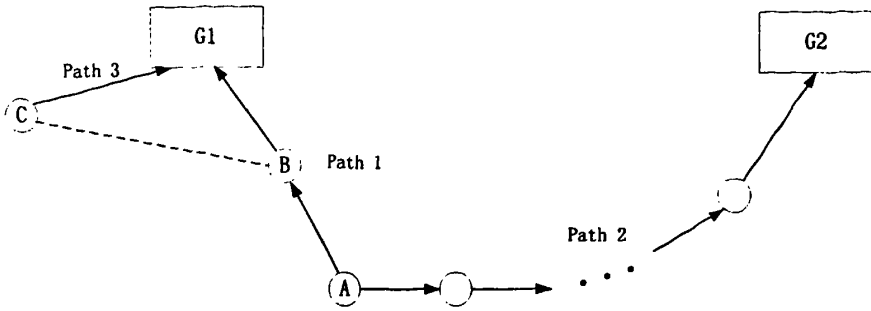


图 3-5 情景 1 中的 A 节点

首先，图 3-5 中表示的就是图 3-4 中路径选择场景中的一种。对于网关 G1 来说，Mesh Router A 经过节点 B 有一条两跳路径到网关 G1。与此同时，另一个 Mesh Router C 建立了一条到 G1 的单跳 UDP 流。由于 C→G1 这条数据流对于节点 A 是“隐藏的”，因此这条流会给路径 A→B 带来很高的丢包率。而对于网关 G2 来说，节点 A 可以通过一条更多跳但无干扰的流到达网关 G2。

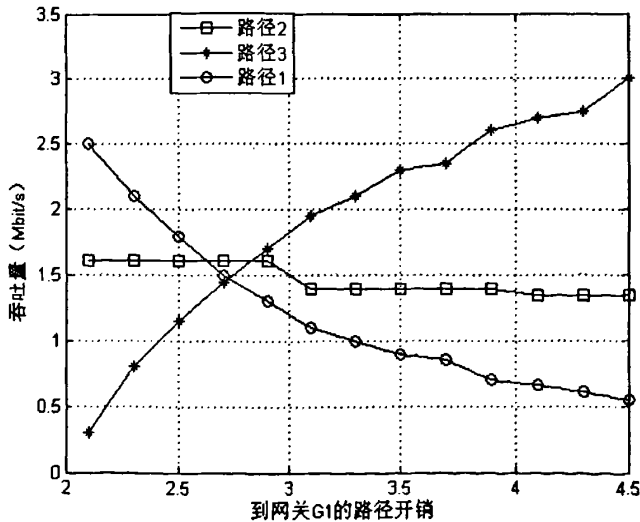


图 3-6 情景 1 的仿真结果

我们通过仿真逐渐增加链路 C→G1 的负载流量来观察路径 A→G1 和网关 G2 可用吞吐量，仿真结果如图 3-6 所示。

正如本节前文所分析的，当链路 C→G1 上的负载增加时，路径 A→B→G1 的丢包率也增加，因此基于丢包率的整条路径的开销增大。但是同时，当使用基于丢包率的判据选择了路径 A→B→G1 所得到的路径吞吐量要明显的少于如果选择到网关 G2 的路径可以获得的吞吐量。如果节点 A 有一条跳数较少的到达网关 G2 的路径，就可以最多获得将近 100% 吞吐量提升。

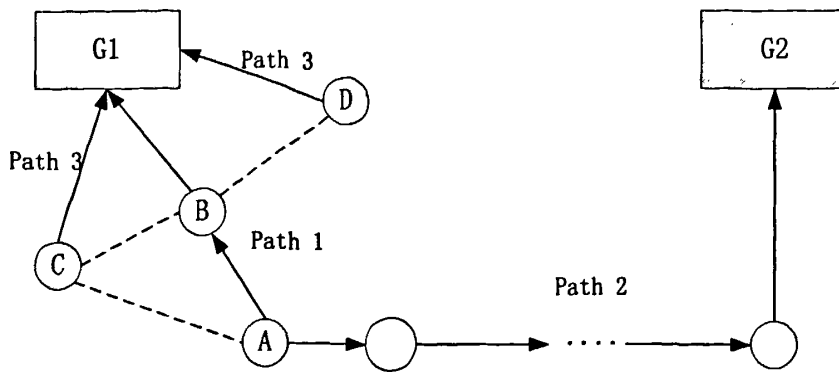


图 3-7 情景 2 中的 A 节点

图 3-7 是节点 A 路径选择问题的另一个情形。在这一种场景中，由于路径 3 在节点 B 的侦听范围之内，路径 A→B→G1 的开销和吞吐量主要受到节点 B 侦测到的较高的信道占用率的影响^[35]。再次重复上述实验来观察路径 A→G1 的性能。我们依旧增加路径 C→G1 上的负载来观察基于丢包率的路径开销情况和网关 G1 的最大可用吞吐量。

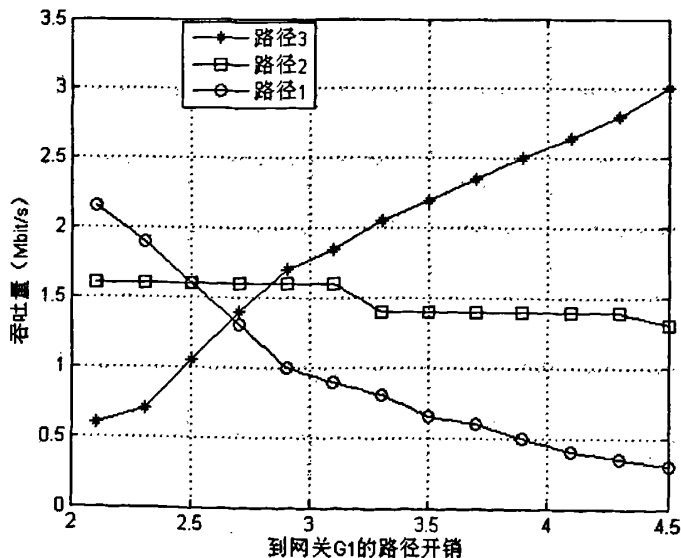


图 3-8 情景 2 的仿真结果

在图 3-7 场景的仿真结果图 3-8 中可以看到，路径 1 受到路径 3 的影响而造成的吞吐量衰减要明显高过图 3-5 和图 3-6 所示的情形。原因就是，造成路径吞吐量降低的主要原因

因，节点 B 侦听到的信道占用并不能被基于丢包率的这类判据所捕获。因此，造成使用基于丢包率判据反应出来的路径开销相同时，吞吐量却大大降低。此时，如果路由判据能够感知这种路径干扰负载并适当的选择到达网关 G2 的路由的话，吞吐量可以多提升近两倍。

由上述仿真结果，可以得出这样的结论。现有的那些基于丢包率的路由判据并不能在所有时候都能够准确选择出一条真正高吞吐量的路径。它只能部分反应路径收到的网络中干扰和负载。

最后，我们通过仿真来综合看看链路忙时率 f_B 和丢包率 p 两个参数对单跳链路性能的影响。忙时率 f_B 是用来表示节点在其侦听范围内侦测到的由于临近其他节点的活动所占用的信道比率。参数 f_B 可以使用上一章中关于 MAC 层负载探测方法一节中描述的方法，通过对节点侦测到临近干扰节点的 NAV 占用时段的比率来近似计算。

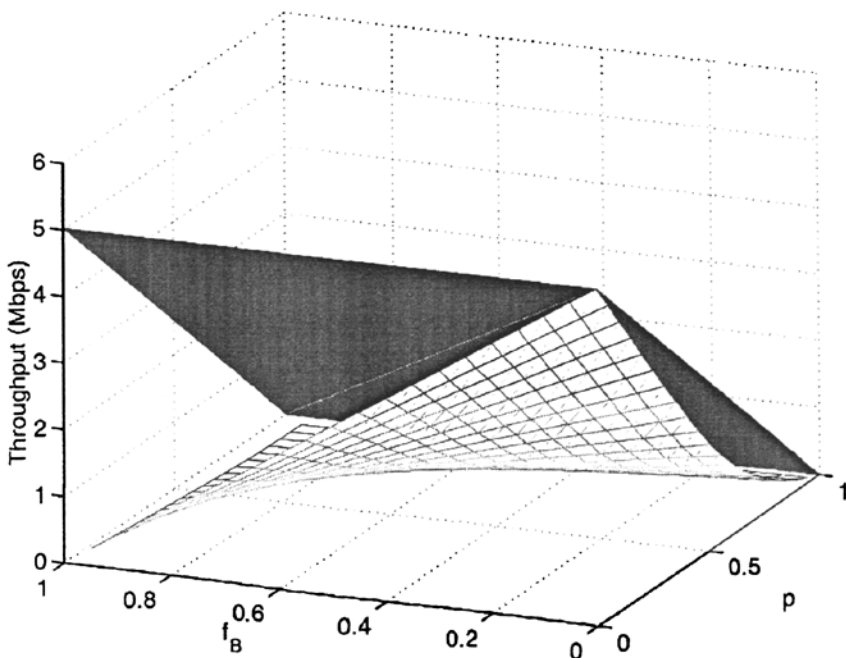


图 3-9 吞吐量同信道忙时率 f_B 和丢包率 p 的关系函数

从图 3-9 的仿真结果中可以看到，参数 f_B 和 p 对吞吐量的影响效果是不同的。基于丢包率的判据反映了和丢包率 p 之间的非线性关系，而忽略了 f_B 对吞吐量的影响。而实际上吞吐量也同时受到 f_B 的影响，当 f_B 接近 1 时，吞吐率接近零。这样，从这个最简单的单链路吞吐量模型中，可以清楚的发现，基于丢包率的判据并不能实质性地展现 802.11 MAC 机制对于吞吐量性能影响的全部特性。因此，还需要一种能够反映信道负载程度的判据去

发现实际更高吞吐量的路径。

3.1.3 引入信道负载后的新判据

上一节对于现有的 ETT 这样的基于丢包率的判据的负载特性进行了论证分析。这些基于丢包率的判据无法感知一条特定路径上的真实负载和所受干扰，因此无法找到真正高吞吐量的路径。它们更多反映的是链路本身的质量。如果可以引入一种以链路的信道时间为基础，能够真实反映链路的负载和所受干扰情况的判据的话，将可以很好提升路径的吞吐量，并且更好的均衡网络中的信道负载。因此，设计的高吞吐量负载均衡的判据需要考虑以下几个方面：

1) 丢包率：不同的无线链路拥有不同的丢包率。在丢包率高的链路上，一个分组可能要重传好多次才能成功，这不仅影响了吞吐量，也增加了传输延时。因此，路由判据必须能感知丢包率来提升性能。

2) 干扰：与有线链路拥有独立的带宽不同，无线链路的带宽将与邻居节点共享。一条经过无线链路的流量，不仅消耗路径上节点的带宽，而且与和这条链路临近的节点竞争带宽。这种流量间干扰可能明显的减少节点的带宽，如果它一直处在繁忙的信道环境下。为了避免这种带宽消耗，路由判据必须能够选择流量平衡，并减少邻居间相互干扰的路径。除了流间干扰，流量路径上的节点也会相互竞争信道带宽。这种由路径上节点相互竞争信道引起的干扰将会导致吞吐量的下降，随着跳数的增加，延时也会迅速增加。文献[31]充分分析论证了干扰对于无线多跳网络容量的影响。因此，在设计无线 Mesh 网路由判据时需要考虑由这种流内干扰引起的潜在拥塞。总的来说，为了提高网络和路径的吞吐量，判据必须同时考虑流间干扰和流内干扰。

3) 链路容量：在有线网络中不同链路的容量是独立的，且与物理距离无关。而在无线网络中端到端最大传输速率与两点间的物理距离有直接的关系。总的来说，随着距离的增大，信道的容量减少。因为现有的无线网卡能根据信道的质量选择不同的传输速率，路由的判据在选路时必须考虑到传输速率的高低。并且，当链路干扰范围内的节点的干扰数据流量增大时，信道的可用容量将降低。同时，节点自身数据流量的增大也会造成信道的高占用率。过高的信道占用率会造成吞吐量的下降和延时的增加。

一个高性能的路由判据应该能够综合考虑以上几点需求，结合路由算法找到一条低丢包率，干扰小，负载低的路径，从而有效地提升路径吞吐量降低延时。在进行进一步的分析论述之前，先做如下假设：

- ① 网络中的节点都是静止的。

② 每个 MR 都有一个以上的无线接口和互不干扰的可用信道，并且可用信道数多于无线接口数。

③ 网络中各节点间的链路所使用的信道已经预先分配好，且在较长的时间内不会改变。一些现有的信道分配算法^[36,37,38]可以实现这样的目的，因此信道分配问题不在本文的讨论范畴。

基于以上假设，在无线环境中负载均衡的目标同有线环境中有着很大的不同。上一章的负载均衡一节和本章第一节中已经对此进行了详细的论述。在有线网络中，由于每条链路的带宽独立性，其负载均衡的目标就是降低链路的占用率。而在无线 Mesh 网中，各节点间链路的带宽不是一种独立的网络资源，而是被不同节点共享竞争的。因此，对于局域的无线 Mesh 网来说，负载均衡的目的就是均衡网内节点的信道负载。

文献[39][40]中使用函数 $\Psi(x)$ 来评价链路占用率 x 对链路代价的影响：

$$\Psi(0) = 0$$

$$\Psi(x) = \begin{cases} 3 & \text{for } 0 \leq x < 0.6 \\ 8 & \text{for } 0.6 \leq x < 0.9 \\ 20 & \text{for } 0.9 \leq x < 1 \\ 450 & \text{for } 1 \leq x < 1.1 \\ 6000 & \text{for } 1.1 \leq x < \infty \end{cases} \quad (3-1)$$

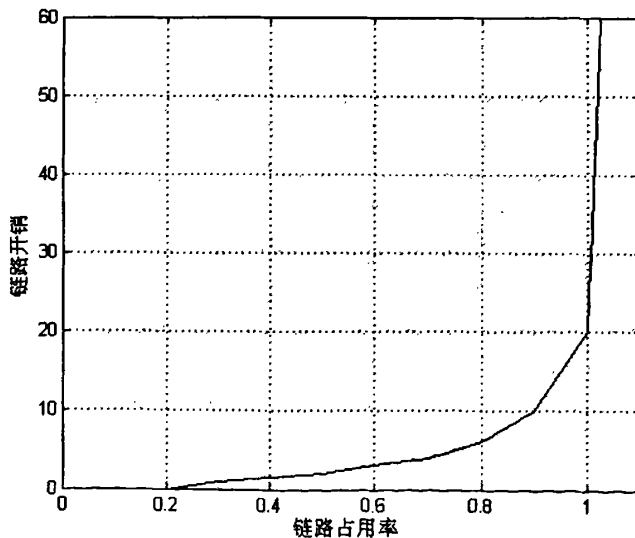


图 3-10 链路占用率和链路开销的关系函数

从图 3-10 中可以看到随着链路占用率的增加，链路代价函数会由于分组延时、延时抖动和丢包率的增加而迅速增加。当链路占用率接近于 1 时，链路的开销会迅速的增加并趋

于无穷大。可见，在链路占用率高的链路上传输数据时性能会急剧下降。

在 802.11 MAC 机制下，如何计算链路的信道剩余容量是一件具有挑战性的任务。因为在无线环境中，信道的带宽是被周围的邻居所共享的，而当前节点又很难准确获知其邻居节点的具体流量信息。最近的一些文献[41][42][43]提出了一些计算无线信道剩余容量的方法。信道利用率可以通过节点使用的信道在一段时间内忙时段所占的比例来估算。当一个节点处于发送和接受状态时，或是由于临近节点使用同信道的传输而保持缄默时都视为信道忙。

802.11 MAC 中使用了 NAV(Network Allocation Vector)技术，它可以被用来参与界定信道的空闲和忙时段。因此，首先作如下定义。

1) 当以下两个条件同时满足时，信道为空闲：

- ① NAV 的值小于当前时间
- ② 接收状态和接收状态均为 Idle 状态

2) 而当以下任一条件满足时，信道就为忙：

- ① NAV 设定了一个新的值
- ② 发送状态由 Idle 状态转为其它状态
- ③ 接收状态由 Idle 状态转为其它状态

节点 i 在统计时段 T_m 内，信道 c 的忙时段为：

$$T_b = T_t + T_r + T_{NAV} \quad (3-2)$$

可以根据在一个统计时段 T_m 内，信道的忙时段占统计时段的比例来衡量信道的利用率 ACU(Approximate Channel Utilization)。节点 i 上信道 c 的近似信道占用率(ACU)可以表示为：

$$ACU_i[c] = \frac{T_b}{T_m} \quad (3-3)$$

每个节点统计自己所使用的信道的占用情况，从而可以间接的反应这个区域该信道的负载程度。当一个节点侦测到某个时段内信道 c 的占用率过高时，就可以认为信道 c 在这个区域负载较高，甚至出现了拥塞。我们使每个节点分别保存“忙时段(Busy Time)”和“估计信道容量 (Available Channel Capacity)”两张表。例如， $BusyTime_i$ 和 $AvailableChannelCapacity_i$ 分别代表节点 i 的这两张表。 $BT_i[c]$ 表示节点观测的在指定时间 T_m 内在信道 c 上的忙时段。统计时段 T_m 的大小应该根据网络数据流的特征来选择。

例如, 在一个突发性数据流较多的网络中, T_m 值应该大些, 而在一个平稳数据流较多的网络中, T_m 的数值可以取的较小。考虑到测量的不稳定性, $BT_i[c]$ 的值更新由最新的观测值和历史值加权相加而成:

$$BT[c]_n = \alpha \times BT[c]_{n-1} + (1 - \alpha) \times BT[c]_n \quad (3-4)$$

$0 \leq \alpha \leq 1$, 而 $BT[c]_n$ 表示最近一次的观测值。

每个节点统计的信道占用信息同时还会被其它节点所用到, 用 $ACC_i[c]$ 表示节点 i 在信道 c 上估计信道容量。为了获得 $ACC_i[c]$ 的值, 我们使每个节点以 T_{bp} 为时间间隔通过忙时段广播信息(BUSYTIME_REPORT)向其干扰范围内的临近节点广播“忙时段”表。本文假设干扰的范围为 $k - hop$, k 为设定的干扰和传输范围的比值。我们将 BUSYTIME_REPORT 中 TTL 域的值设为 k 。因此, 节点能获知干扰范围内其它节点信道的忙时段信息。而节点 i 上信道 c 的估计信道容量 $ACC_i[c]$ 的值由下式计算得出:

$$ACC_i[c] = \frac{T_m - \max_{j \in (I, I_i)}(BT_j[c])}{T_m} \quad (3-5)$$

I_i 表示干扰域内的所有节点。例如, 有两个邻居节点 A 和 B, 假设 T_m 为 10, $BusyTime_A[c]$ 为 3, 如果节点 A 收到的节点 B 广播的 $BusyTime_B[c]$ 为 5, 那么节点 A 就会将 $ACC_i[c]$ 更新为 $\frac{10 - \max(3, 5)}{10} = 50\%$ 。

使用这种方法得到的信道可用容量虽然是近似值, 但是易于计算, 简单明了。同一时段内, 节点的信道可用容量同该信道的利用率成反比。当节点的负载增大或是受到干扰范围内节点的干扰流量增大时, 信道的可用容量就会变小, 可用吞吐量就会变小, 延时增大。因此, 节点的可用信道容量判据可以很好的反映信道因受到临近数据流干扰和自身收发流量造成的负载, 提供我们所需的信道负载信息。

当网络中没有干扰流负载存在的时候, ETT 判据能够很好地通过期望传输时间来度量一条链路的好坏, 从而找到一条较好的路径。然后, 现实的网络并非如此, 而是存在着各种相互干扰的数据流的。通过前文的论述分析, 为了更加准确地度量真实网络中的链路质量, 我们通过将 ETT 和 ACC 结合, 得到可以综合反映链路传输速率, 丢包率和干扰负载情况的新判据 CQL(Metric of Channel Quality and Load):

$$CQL_{(p)} = \sum_{link, l \in p} \left(\frac{ETT_l}{ACC_l} \right) \quad (3-6)$$

从公式(3-6)可以看出, 当网络中没有干扰流和负载的时候, 可用信道容量接近于 1。此时的 CQL 判据主要有 ETT 组成, 反映的主要是链路的丢包率的传输速率。而当链路中干扰流和负载增多时, 链路的信道容量会降低, 链路的实际质量也降低了。CQL 判据可以很好的反映这种链路的变化, 协助路由协议综合选择一条高速率, 低丢包率, 低干扰和负载的路径。判据 CQL 的值越小, 表明链路的质量越好。

同时, 为了反映一条路径上的各链路使用信道的重叠干扰情况, 降低流内干扰, 这里定义另一个判据因子 CD(Channel Diversity)如下:

$$CD = \max_{1 \leq c \leq k} X_j \quad (3-7)$$

其中 X_j 为路径上使用信道 j 的链路的判据开销总和 (k 为链路可用的互不干扰信道数)。

$$X_j = \sum_{link, j \text{ on Channel } c} \left(\frac{ETT_j}{ACC_j} \right) \quad 1 \leq c \leq k \quad (3-8)$$

路径的吞吐量受到整条路径中流内瓶颈信道的影响最大。判据因子 CD 可以很好的反映出路径中的瓶颈信道的开销, 从而趋于选择一条路径中信道互不干扰的路径, 也就是流内干扰小的路径。最后, 给出加入考虑流内干扰的判据因子 CD 后的判据 CQL 的定义如下:

$$CQL_{(p)} = \beta \times \sum_{link, l \in p} \left(\frac{ETT_l}{ACC_l} \right) + (1 - \beta) \times CD \quad (3-9)$$

其中 l 路径经过的链路。公式中的权重因子 $\beta \in (0, 1)$ 用来配置链路容量、丢包率和流内干扰对整体判据的影响程度。

公式的基本思想是使用信道负载低且丢包率小的信道传送数据, 从而提高整条路径的吞吐量, 降低延时。通过分析可以看出 CQL 判据通过跨层的信息共享, 在兼顾链路丢包率性能的同时, 考虑了链路容量和干扰对路径吞吐量的影响。下一节中, 将为此判据设计有效的路由算法, 完成整个路由选择的过程, 并进行仿真和结果分析。

3.2 低开销、稳定的无线 Mesh 网路由算法

3.2.1 路由算法的设计原则

有了上一节的可以感知信道负载新判据, 我们还需要为其设计适合无线 Mesh 网的特点的有效路由算法。由于控制开销过高和信道条件的不同, 显然无法直接将有线网络中的

路由算法应用于无线网络中。而现有的 MANET 路由算法也是更有优缺点。先验式路由的控制开销较大,但稳定高效。按需式路由由开销较小,但存在新建路径的时延。AODV 路由协议就是一个简单,低开销的按需式无线路由协议。并已被 IETF 标准化,有较为完善的实现^[44,45]。但是,当 AODV 应用于层次式的无线 Mesh 网中时,依然存在着一一些问题。例如,AODV 协议所使用的判据依然是最小跳数判据,在无线网络中这种判据的缺点已经在上一章中进行了详细的论述。总之,使用最小跳数判据的 AODV 协议无法在无线网络中找到高吞吐量的路径。同时,AODV 协议的路径建立时延也比较大,这也是按需式路由协议的通病,尤其在较大规模的网络中,这种性能衰退将更加明显。

在无线 Mesh 网的应用场景中,大部分数据流量都是终端用户同因特网之间的服务,如 Web 服务,VPN 网关,数据库和文件服务。而无线 Mesh 网内部的数据流量,如从终端到接入点或网内通过中继的 VOIP,多媒体流,只占到整个网络流量的小部分。因此,设计高效无线 Mesh 网路由算法必须充分的利用无线 Mesh 网的应用和流量特点,有效利用无线 Mesh 网关的独特作用。

理解路由算法如何更好地适应无线 Mesh 网的特性是设计的关键。因此,我们希望在 AODV 协议的基础上,考虑无线 Mesh 网实际的流量特征,结合不同路由算法的特点,为上一节的设计的 CQL 路由判据,提供一个低开销,稳定的路由算法。设计目标如下:

1) 支持高吞吐量的路由判据:传统的 AODV 协议所使用的最小跳数判据倾向于选择低带宽,较长的链路而非高带宽,较短的链路。并且 AODV 采用最低速率的广播包来计算判据,因此并不能准确的计算高速率数据传输的特性。新协议应该能够使用能感知信道负载的路由判据 CQL,从而更准确的找到真正高吞吐量的路径。

2) 较小的路由发现延时:传统的 AODV 由于采用按需的路径发现方式,在大范围的无线 Mesh 网络中将产生较大的延时。同时,传统的 AODV 路由协议设计考虑的主要是网内节点间流量而非网内节点和因特网之间的流量。在新的路由协议中,我们主动地维护了以网关为根节点的路径生成树,从而有效的减少了路径发现延时,提高了 MR 与网关通信的效率。

3) 有效的路径保持机制:传统的 AODV 协议没有考虑到网络拥塞和无线网络的衰落特性,在原始路径断裂的情况下,AODV 无法迅速地发现最优的路径。我们采用网关负载分担的方法,有效的解决这个问题。在新算法中,MR 可以存在通向多个网关的路径,互为备份。

3.2.2 ALBT 路由算法描述

ALBT(Ad hoc Load Balance Tree)路由算法是基于 AODV 路由协议改进的,路由发现也是依靠路由请求(RREQ)、路由应答(RREP)控制信息的传播来实现的。ADOV 使用广播 HELLO 信息或链路层反馈探测来探测邻居节点的存在。路由请求是由广播包含目的节点地址的 RREQ 包开始,当 RREQ 在全网中传播的时候,每个中间节点产生一条到上一节点的反向路径。中间节点只响应第一个收到的 RREQ 包。当 RREQ 包中的 Destination-Only 标志被置为有效时,只有目的节点允许回应 RREP 包。而 Destination-Only 标志为无效时,当中间节点也存在到目的节点的有效路由时,可以直接回应 RREP 包。RREP 包将沿着传播 RREQ 包建立的路径反向发回到源节点。随着 RREP 包的回传,中间节点建立到目的节点的路由表项。当活动路径断裂时,路径上的节点可以选择局部修复来自己另外发现一条到目的的路径或者直接向源节点发送路由错误(RERR)信息报告。ADOV 使用广播 HELLO 信息或链路层反馈探测来探测邻居节点的存在。

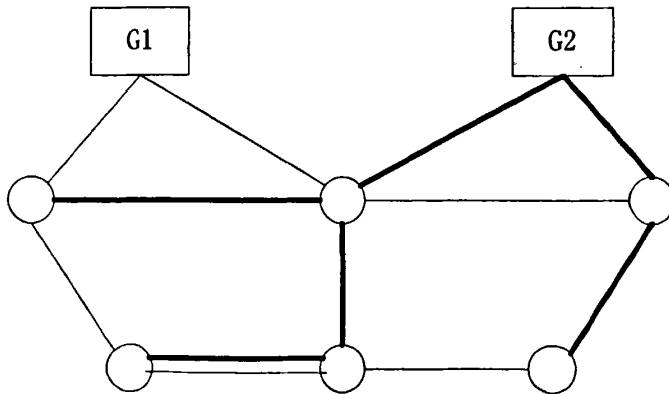


图 3-11 节点到不同网关的路径

不同的是,在 ALBT 算法中,路径生成树的建立是由网关发起的。网关节点周期性像网内的广播 RREQ 信息,在广播 RREQ 消息之前,网关会先将 RREQ 消息中的 Destination-Only 标志设置为有效,且将 RREQ 包的地址置为网内广播地址。这些与常规 RREQ 包不同的设置是为了在网内构建生成树的需要。RREQ 包同时包含了一项称为‘metric’的域,用于记录判据 CQL 的值,初始值由网关设为 0。当中间节点收到 RREQ 包时,它首先会判断这个 RREQ 消息是否由网关发起。如果条件满足,它将根据‘metric’域的值选择最优路径来建立反向链路。‘metric’域的值由 RREQ 消息经过的中间节点更新,用来衡量整条路径的质量。而整条路径的质量定义是由路径中各链路的 CQL 判据的值累加而成。中间节点确定了到网关的返回路线后,将发送 RREP 包沿着先前建立的反向路径回传到网关节点。返回的 RREP 包也有一个‘metric’的域,初始值为 0。这个域也将由返回路径

上经过的每个中间节点更新。当中间节点收到 RREP 包时，它建立一条到发送 RREP 包的节点正向路径。并且用‘metric’域设定到发送 RREP 包的节点的路径度量。值得注意的是，在多信道场景中，每一个中间节点都必须在自己的每一个无线接口上广播传递路由控制包 [34,46]。

图 3-11 中所示的场景为 ALBT 路由算法的一个简单示例。网络中的每个 MR 都处于不同网关的生成树的路径之上。网关节点通过周期性的向网络中广播路由探测信息来建立和维护各自的路径生成树。由于从网关到生成树上所有 MR 节点的路径都被主动建立并保持，路由建立和维护的开销被降到了最小。同时，这种路由发现和维护方式显著的降低了按需式路由算法的路由发现时延。并且网络中的每个 MR 也总是存在到和自己关联的默认网关的路径，因此按需式路由算法的路由发现时延也被显著的降低了。生成树是根据 MR 到网关的路径判据最优的原则建立的，存在到一个 MR 节点最优路径的网关节点被称为这个 MR 的默认网关。网络中每个 MR 节点都保持了到不同网关的路由信息（默认情况下只使用默认网关，其他网关路径作为备用）。当默认路径断裂时，流量仍能从其他网关传播，因此能保证信息交换的持续性。本文主要研究网内节点与因特网之间的通信，而 MR 之间的通信，可以通过 AODV 路由的按需发现机制来建立链路。

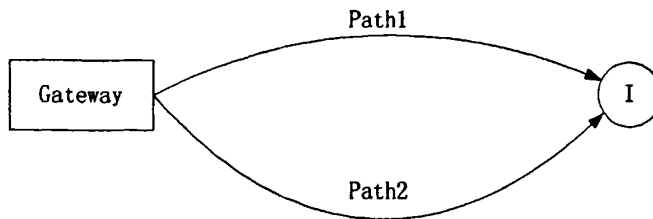


图 3-12 重复 RREQ 包的处理

在 ALBT 路由协议中，中间节点有可能发送重复的 RREQ 包。中间节点只有在由收到的 RREQ 包判断得出目前是最优路径的时候才会继续广播 RREQ 包。但是中间节点并不会等到收到所有的 RREQ 包之后才判断谁是最优，如果采用这种方法，将增加路由发现的延时。因此，这就意味着一个中间节点有可能收到上流节点发送的重复 RREQ 包。图 3-12 描述了这种情况。节点 I 收到了从网关发出的，分别经过路径 1 和路径 2 的 RREQ 包，而路径 2 优于路径 1。假定经过路径 2 的 RREQ 包比经过路径 1 的 RREQ 包晚到。当 I 接收到路径 1 广播的 RREQ 包，将直接广播出去，因为这是它第一条收到的路径。而当 I 接收到路径 2 广播的 RREQ 包，也将再次广播出去，因为它来自一条更优的路径。

为了跟踪网络中链路的变化，网关节点周期性的广播 RREQ 包。而广播间隔的设置与网络拓扑变化的频率有关。网络中的节点在收到更新 RREQ 包后，会根据‘metric’域的值来

对路径进行更新。最终各个节点将建立到网关节点的路径从而形成网内以每个网关为树根的路径生成树。

3.3 仿真和性能分析

为了验证使用新判据 CQL 的路由协议 ALBT 的性能，我们在 NS-2^[47]中对其进行了仿真和性能分析。用于衡量路由协议的性能指标有很多，主要有吞吐量，端到端传输时延、平均分组递交率、平均路径长度、时延抖动、路由开销等等，需要根据该路由协议设计的目的使用场合来选择适当的性能指标。考虑到本文提出判据和路由算法的特点，本节仿真选取吞吐量，端到端传输时延，平均路径长度和归一化路由开销这几个性能指标来综合考察其性能特点。本节的仿真包括四部分。首先为了验证 CQL 判据对于网络拥塞和负载的增加的感知程度，我们通过仿真一个小规模的网络，观察 CQL 判据和其他几种判据的性能对比。接着，使用一个更大规模的仿真网络环境来分析新的判据同以往的判据相比的实际表现。最后我们还测试了新的路由判据和协议的路径长度和路由协议控制分组开销的特性。

3.3.1 干扰负载感知性能

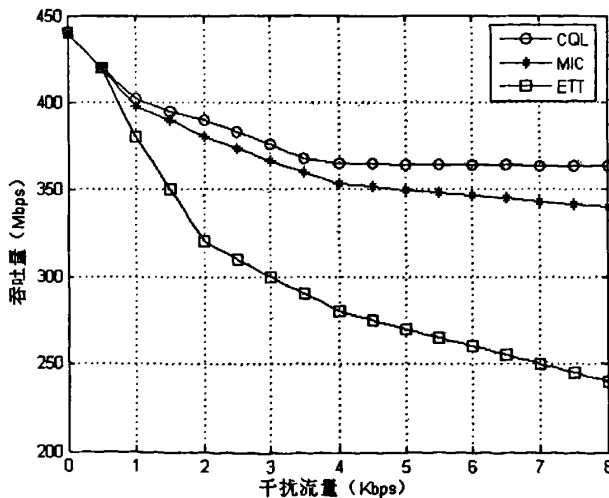


图 3-13 CQL 的干扰感知性能

首先，在 $600m \times 600m$ 的区域内生成 10 个固定位置的 Mesh Router 节点，每个节点只有一个无线接口和一个可用信道。每个节点的传输范围是 $250m$ ，载波侦听的范围是 $550m$ 。负载使用较大流量的 TCP 流，所有数据包大小为 1024 Byte ，且发送速率恒定，且每个数据流的源是随机选择的。我们在这个场景，对比使用不同路由判据在存在干扰负载流

时对单一链路吞吐量性能影响。用来和 CQL 判据对比的是 ETT 判据和 MIC 判据，仿真结果如图 3-13 所示。

可以看到，当网络中不存在干扰时，ETT 判据的性能同 CQL 和 MIC 判据相同。但随着干扰流的增大，单一链路的吞吐量呈现明显的下降趋势，不同判据对干扰表现出的特性不同。由于 ETT 判据无法很好的感知临近节点的不同干扰和负载的变化，随着干扰流量的增大 ETT 判据的性能下降的很快，且同其它两个判据性能差距越来越大。这是由于 CQL 和 MIC 都拥有感知这些干扰负载的能力。但 MIC 判据虽然能计算干扰的邻居节点集，却不能反应干扰邻居节点集的实际流量干扰状况，而 CQL 判据对于网络的干扰负载计算的更为准确实际，因此，在网络干扰和负载较大时 CQL 判据比 MIC 判据性能略胜一筹。

3.3.2 多信道环境下的性能

为了观察 CQL 判据的在多信道环境中的性能，我们又在 $1000m \times 1000m$ 的范围内随机生成 100 个节点。每个节点都有两个无线接口和三个互不干扰的可用信道。每个节点预先使用了文献[38]中的静态信道分配策略分配好固定的使用信道。每个节点的传输范围是 $200m$ ，载波侦听的范围是 $450m$ 。我们希望模拟不同节点到网关的流量占网络流量较大比例的实际无线 Mesh 网回程网。所以，在网络中设置了两个网关节点，所有数据流设定为设置为 512 Byte 的恒定 CBR 流，并且都从任意节点通过两个网关之一接入到因特网。为了观察网络在不同负载情况下的性能，通过增加不断增加每条数据流的发送速率来增大网络的负载。在这个场景中，CQL 判据将同 ETT, WCETT, Hop count 判据作对比。这些判据都被应用于 ALBT 路由协议进行仿真。其中，WCETT 判据中的参数 β 的值设定为 0.5，CQL 判据中的参数设定下表：

T_m	T_{bp}	α	k
100ms	300ms	0.1	2

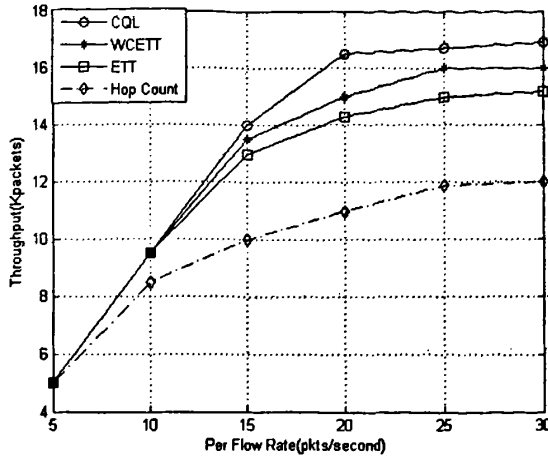


图 3-14 不同负载下的吞吐量

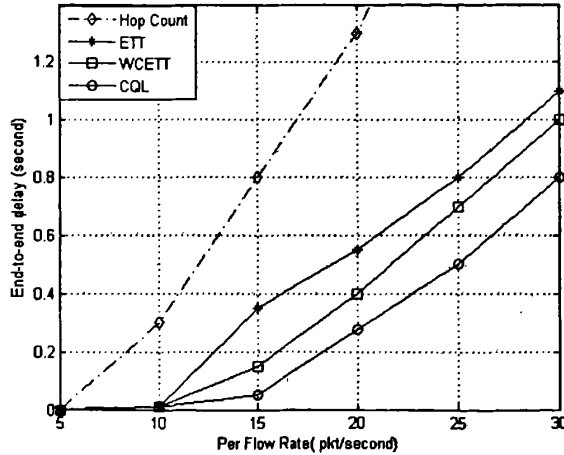


图 3-15 不同负载下的端到端延时

从图 3-14 和图 3-15 的仿真结果中可以看到，在较低网络负载的时候，不同判据的性能相近。但随着网络负载的增加，网络中的干扰和拥塞也将增大，某些区域的无线信道可能会出现瓶颈。此时，CQL 判据的性能明显优于其它判据。这是因为最短跳数算法倾向于选择带宽较低且较长的链路，而基于丢包率的判据 ETT 无法准确感知网络负载和干扰的变化。虽然 WCETT 判据可以感知流内的信道干扰，却无法获得流间干扰的信息和链路的负载。当网络负载较高，WCETT 判据有可能选择一些存在流间干扰负载高的链路，加剧了路径中信道的冲突和传输延时，导致系统性能下降。而 CQL 判据利用了 ETT 判据因子，在路径选择上考虑了链路的可靠性和链路带宽，能避开信道利用率较高、较拥挤的区域，因此在高负载网络中具有更高的吞吐量和一定的信道分集链路负载均衡能力。

3.3.3 平均路径长度

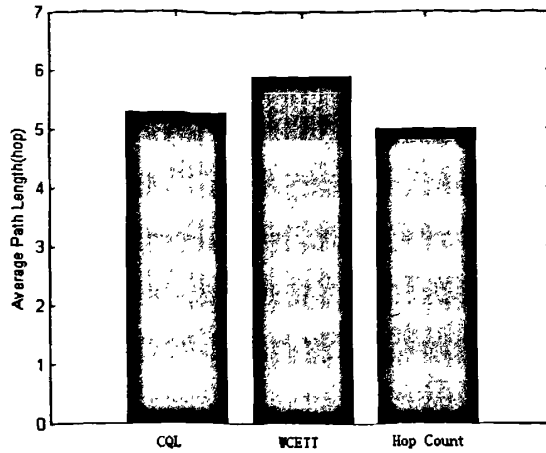


图 3-16 平均路径长度比较

图 3-16 显示了使用不同判据产生的 25 条不同路径的平均路径长度。很显然，最短跳数判据生成的平均路径长度最短，但是由于这些路径中的链路通常传输速率较低，实际的系统吞吐量并不高。同时结果显示，使用这三种不同判据生成的路径的平均长度相差不大。平均路径长度最长的是 WCETT，这是由于 WCETT 趋于选择一些拥有互不相交信道的路径，这些路径往往是较长的绕行路径。而 CQL 却并非总是选择交错信道的路径，而是根据实际信道负载的做出选择。当信道负载还很低时，CQL 也会选择一些有潜在信道干扰路径，但此时这些路径的性能并不差。因此，可以看到，CQL 的平均路径长度仅比跳数判据多一些。

3.3.4 归一化路由开销

归一化的路由协议开销是网络中传输的所有路由控制包与接收到的所有数据包的比即：

$$RC = \frac{\sum CP}{\sum DP} \quad (3-10)$$

RC (Route Cost): 规格化的路由开销。

CP (Control Packet): 所有的控制包。

DP(Data Packet): 接收到的所有的数据包。

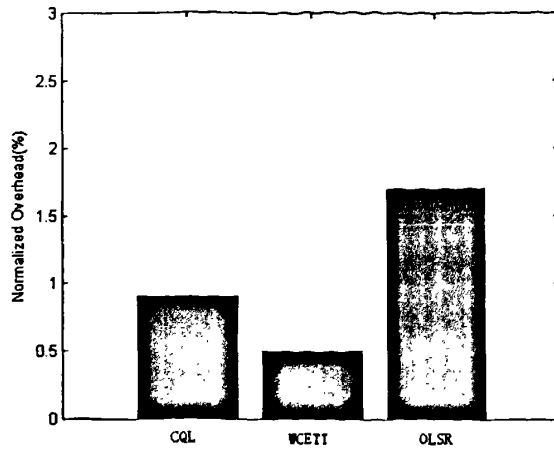


图 3-17 归一化路由开销比较

我们进一步仿真分析了 ALBT 路由协议和 CQL 判据的控制信息对网络带宽的占用。如图 3-17 所示的是三种路由协议的归一化开销。虽然 CQL 判据的设计复杂，但得益于 ALBT 的路由算法有效地控制了路由信息传播的频率和范围，所以相比 OLSR 这类先验式的路由协议，ALBT 的路由开销显著降低了。由于按需式路由协议的路由开销主要只在每次建立数据流时产生，因此 WCETT 的路由开销比较小。总体 ALBT 路由协议具有中等的归一化路由开销，且低于系统吞吐量的 2%。更重要的是 ALBT 在维持较低的路由开销同时，降低了每次建立数据流的延时。

总的来说，采用 CQL 判据的 ALBT 算法在多信道环境下，系统吞吐量和平均端到端延时等性能均优于 ETT、最小跳数、WCETT 等传统判据。而在路径长度和路由开销方面，则取得了一定的折中，并未产生较长的路径和很大的路由开销。但我们也注意到，在仿真中使用的 CQL 判据是使用公式(3-6)进行计算的。这是由于 CQL 判据公式(3-9)中的第二个因子会破坏路由判据的保序性^[14,27]，从而给路由算法对路径的权值计算带来问题。这也是算法有待改进、需要将来进一步考虑和改进的地方。文献[34]就提供了一种解决路由判据保序性的方案。

3.4 本章小结

本章在分析传统路由判据的信道干扰和负载感知性能的基础上，根据无线 Mesh 网无线环境的特点，提出了一种有效感知信道质量和负载的判据 CQL。并为新判据设计了一种面向因特网通信模式的 ALBT 路由算法。并通过 NS-2 仿真对其性能进行了仿真分析。

支持网关和节点间有效通信的 ALBT 路由架构和链路容量、负载干扰感知的 CQL 路

由判据, 为无线 Mesh 网的应用提供了高吞吐量、低延时的路由算法支持。同时算法的控制信息开销和平均路径长度被控制在较低的程度。相比于其它路由算法, ALBT 路由架构和 CQL 路由判据综合考虑了多无线电多信道 Mesh 网中影响吞吐量和延时的主要因素, 因此可以在高负载网络中得到较高的吞吐量和较低的端到端时延。

第四章 网关负载均衡算法

4.1 网关负载均衡的意义

无线 Mesh 网是从 MANET 衍生而来的用于因特网接入的网络架构。相比于传统的 MANET, 无线 Mesh 网中的网关是一个非常重要的新网元, 它是因特网的接入关口。而网关的负载均衡问题对于无线 Mesh 网来说非常重要, 因为经过所有终端和接入点的数据最后都要通过不同的网关同因特网交互。文献[48-55]已经对无线网络中的负载均衡问题做了深入的探讨。这些负载均衡的方法主要可以分为两类:

(1) 路径均衡: 通过使用基于负载感知的路由判据, 计算路径上各节点或链路的最低开销来使不同的路径之间或者路径中的各节点之间达到负载均衡。路径均衡可以在局部网络通过选择最佳路径来实现负载均衡的目的, 但对于更大范围的负载均衡不能起到很好的效果。

(2) 网关均衡: 通过均衡的分配各个网关所承载的负载来达到因特网边界处的流量负载均衡, 是全网的总体负载更加均衡。网关均衡对于网络全局的负载均衡来说具有很好的效果, 但是这种均衡无法顾及具体路径中的均衡问题。

对于无线 Mesh 网中的负载均衡的路由算法已经有很多研究。而这些研究主要都是通过不同的路由判据来衡量网络的负载来实现负载均衡的目的。在上一章中, 我们已经通过新的信道负载感知路由判据 CQL 和 ALBT 路由算法对网内的信道资源进行了负载均衡, 从而提高了局部网内的吞吐量。但在一些网关带宽受限的情境下, 还需要相应的网关负载均衡算法来完成网络边界处的负载均衡, 从而使网络间的负载更加均衡。文献[56]指出在网关处进行流量负载均衡要比网内路径上的负载均衡更有效。因此本章主要针对网关处的负载均衡问题进行研究, 使用网关的队列长度作为度量, 建立一种简单有效的网关负载均衡算法。这样可以更有效的将负载均衡技术应该与无线 Mesh 网的边界处, 平衡各网关处的流量负载, 而不只是在网内的路径上。

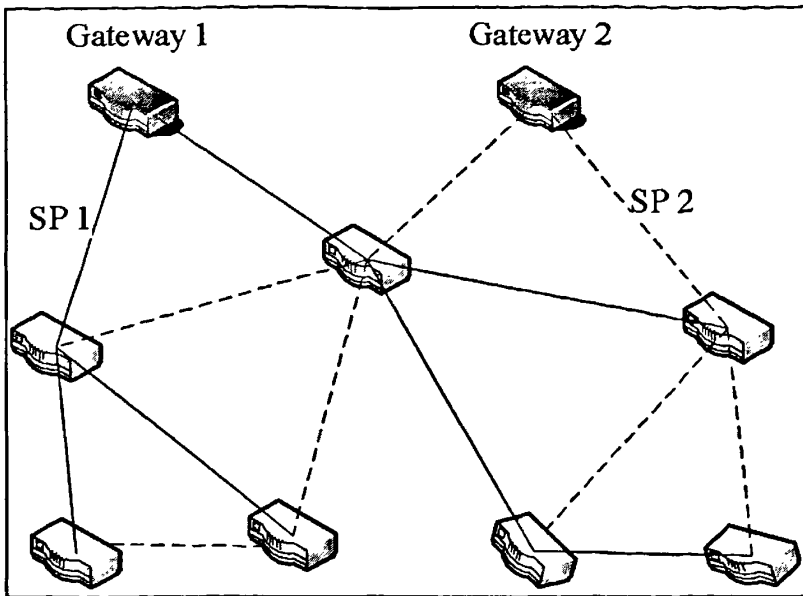


图 4-1 两个网关的网络情景

图 4-1 中所示的是一种路径负载均衡的例子，图中有两个网关和 7 个 MR，每一个网关都会广播路由探测消息并依据所使用的路由判据建立到对应 MR 的路径。这些 MR 常常有不止一条路径可以通过不同的网关访问因特网。然而，基于路径的负载均衡判据往往更关注的是整条路径的负载开销或是路径中的瓶颈节点或链路。因此，如果图中网络左侧的链路质量普遍比较好，而右侧链路普遍比较差，那么将会造成过多的节点选择左侧的更优路径通过网关 1 来连接因特网而造成网关 1 的拥塞。而与此同时，网关 2 的负载却几乎很小。

无线 Mesh 网通过网关节点连接到外部的因特网，网关节点上的流量会聚可能使在某些网关节点处产生不均衡的负载，进而在这些网关处造成拥塞、丢包和缓存溢出。另外，网关通往外部网络的无线或有线回程链路也可能是带宽受限的，因此无线 Mesh 网中网关处的负载均衡对于提升整个网络的带宽利用率和网络吞吐量是非常重要的。而图 4-2 中所示的就是一个网关负载均衡的场景。在图 4-2 中，每个网关都会周期性地向网络中广播自己的负载信息，每一个收到这些信息的节点都会根据一定的策略决定是否绑定到最轻负载的网关上。

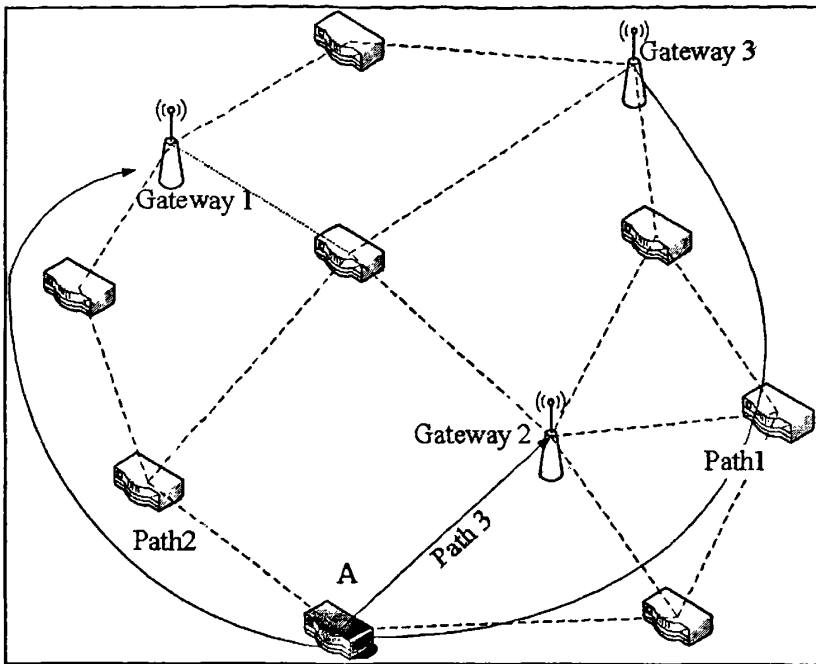


图 4-2 多网关进行负载均衡

网关节点将无线 Mesh 网连接到因特网，所以网关节点上的负载积累在本质上限制了无线 Mesh 网的容量。除了受限的容量以外，网关节点会花费更多的电量来处理它大量需要转发的数据分组，在电量受限的无线 Mesh 网中，这种高电量耗费会使网关节点更快地失效。因此，网关负载均衡对于取得以下目标有重大意义：

- 有效的流量分配；
- 回程链路的有效使用；
- 网络容量的最大化利用；
- 网关节点处资源消耗的最小化；
- 克服由于节点移动性造成流量不均衡的影响。

在具有多个网关节点的无线 Mesh 网中，负载均衡在网络中存在低带宽的回程链路时格外重要。回程网络可能具有不同的类型，一个无线 Mesh 网可能使用多种回程链路，如有线网络链路，无线局域网链路、蜂窝网链路（如 GPRS、UMTS 和 CDMA2000）、数据 CDMA 网络（如 1×RTT、1×EVDO 和 WiMAX 网络）及卫星链路。网络的类型和特性决定着网关回程链路的带宽和时延。例如，一个 WLAN 回程根据应用技术的不同，可以支持从 1Mbps(IEEE 802.11)~54Mbps(IEEE 802.11a/g)的数据传输速率，而蜂窝网络可支持的数据传输速率范围是 100kbps~2Mbps。

因此, 本文提出了一种可以使得无线 Mesh 网中网关之间达到负载均衡的简单算法 SGLA(Simple Gateway Load-balance Algorithm), 使每个网关不断地检测一段时间内的平均队列长度, 如果可能发生潜在的拥塞, 就会选定的一些数据流源节点对其发出警告信息, 建议它们选择其它负载较轻的网关。

4.2 算法描述

网关负载均衡算法 SGLA 可分为寻找网关和负载迁移两个过程。

4.2.1 默认网关的选定

在这个过程中, 所有的节点都要寻找它们所使用的默认网关。网关会周期地向网内广播消息包以示自己的存在。这里假设在寻找网关的过程中是使用跳数作为网关选择的判据。一旦接收到一个这种网关广播消息, 网内的节点在以下两种情况下会将网关选定为自己的当前默认网关:

- 1) 该节点还未选定一个网关。

- 2) 找到一个比已选定网关更近的网关。此时该节点就会将跳数稍远的网关作为非激活备份网关, 以备后面的负载均衡时使用。

通常, 每个MR都是通过已选定的默认网关来同网关外进行通信的。但同时MR也会通过不断地监听其他网关广播的消息包从而将备选的网关存放在该MR的网关表(Gateway Table, GT)中。每个MR通过周期性地发送HELLO消息来广播它所知道的网关序号(Gateway ID)列表。

4.2.2 负载迁移

在完成了网关选定过程之后, 每一个网关都会在一定的时间段内连续地监测自己的队列长度。如果在这个时间段内, 其平均队列长度超过了一定的阈值, 就表明网关可能即将面临拥塞。在这种情况下, 为了减轻负载, 网关会选出经过它发送因特网数据的数据源节点, 尤其是那些业务量较大的源节点。然后, 网关会向这些源节点发出一则通知消息建议它们改用其它的负载相对较轻的网关。

通过在网关处监测其IFQ队列收到的数据包就可以很容易地识别出想要选定的数据流源节点。当平均队列长度超过一定的阈值时, 网关就会向这些数据流源节点发送一则拥塞提示消息: CONGEST_NOTIFY。CONGEST_NOTIFY消息中包含了网关的平均队列长度, 和超出的容量等有用的信息。这种提示消息只会向选定的数据流源节点发送而不是向所有

的节点广播，这是因为：

(1) 首先，在无线网络中通过广播消息来传达信息是非常不可靠的。而通过组播放松数据包，丢包的几率将被大大降低。

(2) 其次，如果向网内广播CONGEST_NOTIFY消息，所有之前选定该网关的源节点都会尝试将其它网关重新选定为自己的默认网关。这会导致当前网关的负载迅速消失，而新的网关的负载却会很快地过载。这种贪婪的负载均衡算法会使MR不停地重新选定新网关造成剧烈的路由和负载摇摆，这会严重降低网络性能。因此，任何负载均衡算法都应该避免这种网络中的乒乓效应。

数据流源节点一旦接收到一条选定的默认网关发出的CONGEST_NOTIFY消息，就会尝试从自己的备选网关列表中重新选择一个网关作为新的默认网关。如果MR的备选网关列表中存在可用备选的网关，该节点就会向备用网关发送一则网关请求消息(Gateway Request, GW_REQ)。新网关在收到GW_REQ后会根据自己的队列长度，数据流数量等条件来决定是否接纳该节点。如果条件合适，新网关会向该源节点发送一则回应消息(Gateway Reply, GW_REP)。数据流源节点在正确接收到GW_REP消息后，就将这个备选网关选定为默认网关路径发送数据。

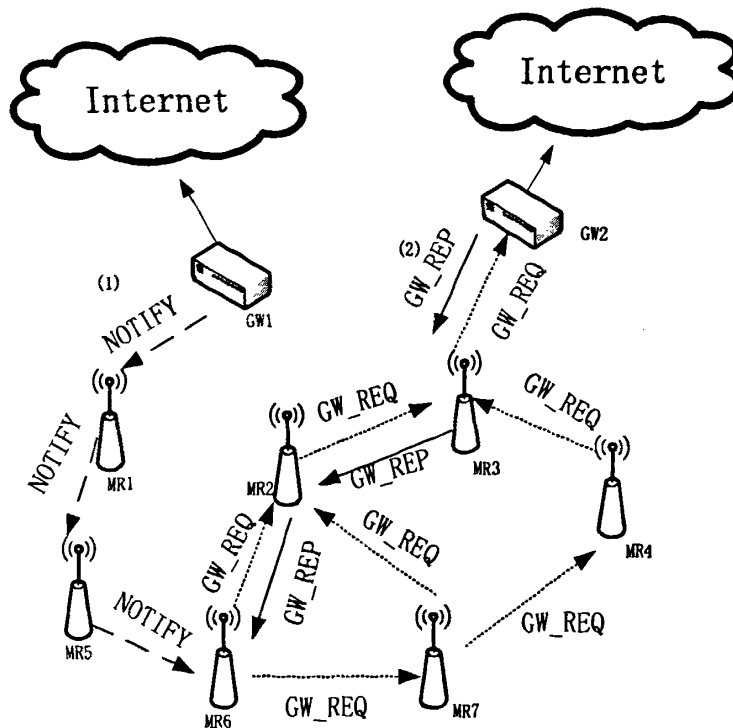


图 4-3 负载迁移过程

图4-3很清楚地描述了负载迁移的过程。首先，MR6通过网关1与Internet相连，它的数

数据流经过网关1到达Internet上的服务器。经过一段时间后，当网关1一定的时间周期内都感知到拥塞时（数据丢包率过高或队列长度过大），网关1就会去鉴定业务量过大的数据流源节点。当它检测到MR6就是这样的高业务量源节点时，就会给MR6发送一则CONGEST_NOTIFY消息。

MR6一旦接收到这则提示消息，就会开始寻找新的网关。如果MR6的备选网关表中存在可备用的网关，MR6就会向最近的备选网关（图4-3中的网关2）发送GW_REQ消息。如果备选网关表中没有可备用的网关，MR6就发送一条公开的请求并等待回应。如果没有网关回应这条公开请求消息，源节点就会继续通过当前网关发送数据。如果网关2接受了这样的请求，就发送GW_REP消息给MR6。MR6在接收到GW_REP消息后，就将以后MR6产生的数据流全部转移到网关2上。这样，各个网关的负载就通过不同MR对数据流的迁移而均衡了。图4-4描述了这个过程的先后次序。

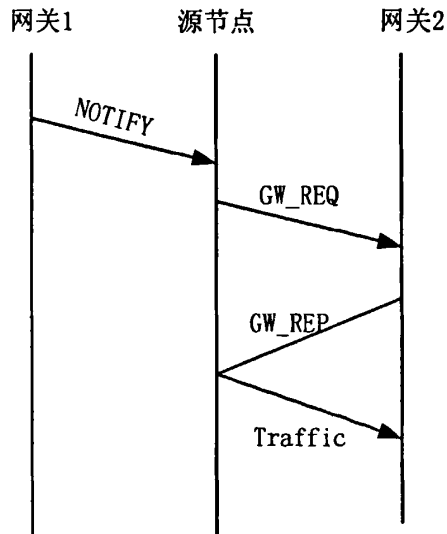


图 4-4 消息传递顺序

4.3 仿真和性能分析

本文使用NS-2仿真工具对SGLA算法进行了仿真。仿真时间为100秒，仿真场景如图4-3所示。我们使MR2，MR1和MR5分别产生到网关外的数据流 f_1 ， f_2 ， f_3 ，速率分别是1.2Mbps，300kbps和700kbps，数据包大小设置为512bytes。MAC层协议使用的是IEEE 802.11，所有数据流的目的地设置为Internet网中的一些的服务器。

仿真刚开始时，只有 f_2 和 f_3 数据流开始发送。起初，所有的MR都将网关1选定为自己的默认网关，如果MR后来收到其它网关的消息，该节点就会将该网关的ID存入它们的备

选网关表中。这个新加入的网关ID就是在以后遇到拥塞事件时备选负载网关使用的。

MR1和MR5产生的数据流都经过网关1。但当MR2开始发送数据时，其它的数据流的吞吐量会因为高速数据流f1导致网关处的拥塞而受到影响。图4-5呈现了没有采用SGLA算法时每个数据流的瞬时吞吐量。由图4-5可知，一旦f1开始发数据，数据流f2和f3就会立刻受到影响。数据流f2的吞吐量降低了一般，而f3的吞吐量更是接近于零。

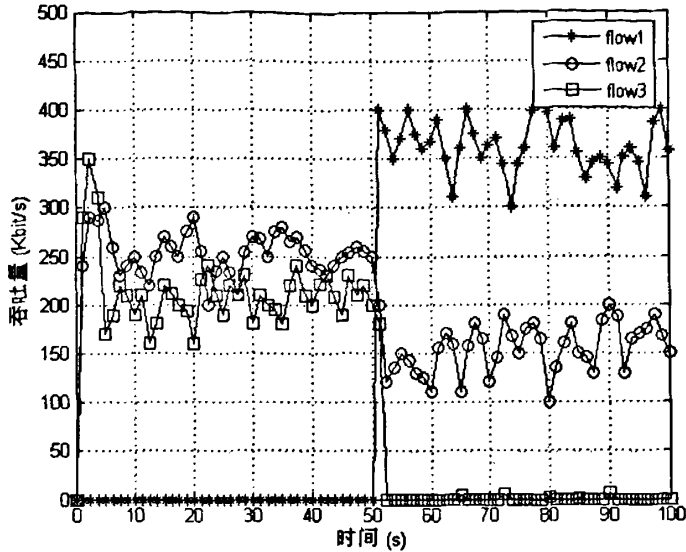


图 4-5 普通无负载均衡的仿真结果

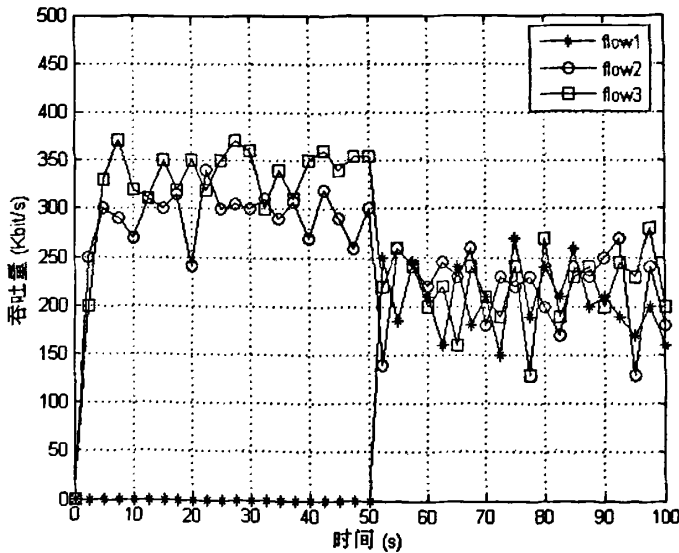


图 4-6 采用 SGLA 负载均衡的仿真结果

当在网关采用SGLA负载均衡算法时，带宽对于所有的MR来说都是公平的，所有数据

流的吞吐量是相差不大的。图4-6描述了在网关处采用SGLA算法时数据流的瞬时吞吐量。由图4-6可知,即使f1数据流量很大时,其它两个数据流也不会受到很大的损失。如前所述,当网关1感知到拥塞越来越严重而导致数据包丢失时,它就会将拥塞信息通知给MR2和MR5。

一旦接收到这样拥塞提示消息,MR2就向它的备选网关(网关2)发送请求消息。而MR5没有备用的网关,那它就将不采取任何行动。网关2接受了MR2的请求后,MR2将转移自己的业务流向通往到网关2上。这样IGW1的负载得以减少,网络中总吞吐量却得以提高。

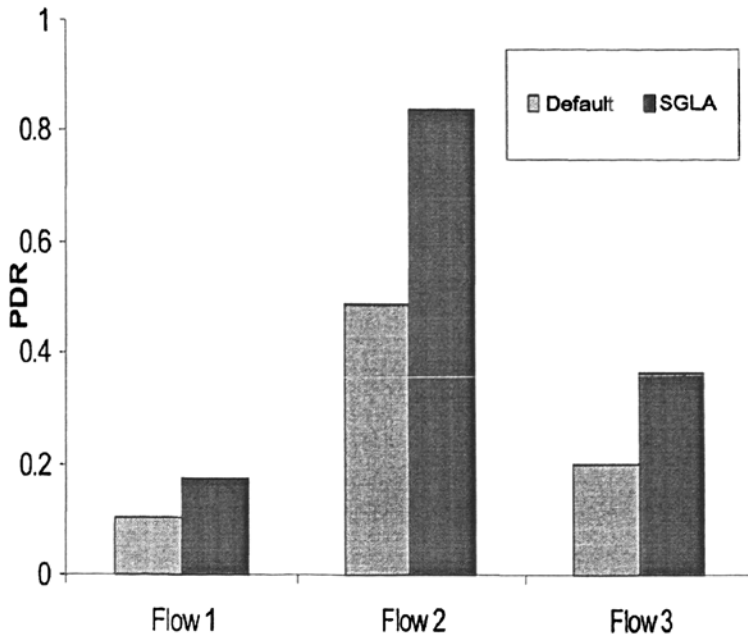


图 4-7 采用 SGLA 算法的数据包投递率性能

图4-7所示的是普通情形下和采用SGLA算法下的数据流的数据包投递率的结果比较。

数据包投递率(PDR, Packet Delivery Ratio)是指节点发出的数据包成功投递的概率,即节点实际接收到的数据包的数目与节点总共发出的数据包的个数的比值。这个参数可以观察到数据包的丢失率,同时也可以反映网络所支持的吞吐量,是协议有效性(完成性和可靠性)的指标。

$$PDR = \frac{\text{实际收到的数据包}}{\text{发送的数据包数}} \quad (4-1)$$

通常当数据流的业务量很大时,网关处就会产生拥塞从而导致数据包丢失增加。普通情况下,一旦f1产生业务,网关1处的拥塞将导致其他数据流f2和f3数据包丢失增加。但采用SGLA算法后,如图4-7所示,只要网关监测到拥塞,如果可以的话,他就会通过算法机

制将数据流切换到不同网关达到网关处负载均衡的目的。

4.4 本章小结

本章首先论述了网关负载均衡技术及其在无线Mesh网中的重要性。然后，针对所述的问题提出了一种简单的网关负载均衡算法SGLA。当有业务量很高的数据流源节点要接入到同一个网关时，通过这种算法可以将这些数据流分散到不同的网关上去。这个算法的基本目标是利用临近网关来进行负载均衡，把过量的负载转移到临近的负载较低网关去。因此，SGLA的负载均衡能力是有局限性的，并非全局性的负载均衡，但是算法简单有效。我们通过NS-2对这个算法的有效性进行了验证，结果表明SGLA算法可以有效地进行负载感知和均衡，从而提高网络中数据流的性能。通过仿真证明了新算法可以有效地进行负载均衡，从而提高整个网络的性能。当然，这种算法判定网关拥塞程度的判据是队列长度，将来我们应该考虑利用如丢包率等更丰富全面的手段作为网关侦测拥塞的判别依据。

第五章 结束语

无线 Mesh 技术的出现为解决不同网络之间的接入问题提供了极大的可能性,并越来越引起国内外学者的广泛关注,已经成为无线通信领域新的研究热点。无线 Mesh 网将是未来无线通信领域重大技术革新,将成为未来无线城域网理想的组网方式。

本文的研究重点是无线 Mesh 网的高吞吐量路由判据技术和负载均衡技术。为此,本文首先介绍了无线 Mesh 网的特点、网络体系结构,然后介绍了无线 Mesh 网路由协议的原理和现状。

从第二章开始,本文对无线 Mesh 网路由中的关键技术和负载均衡方法进行具体深入的研究。首先,本文对无线 Mesh 网路由协议的重点研究问题和方向进行了论述,明确了业界的研究趋势和可行的研究路线。然后,对无线 Mesh 网路由中的判据技术进行了深入了论述、对比分析,同时,充分考虑可以选用的负载均衡方法,为后文进行具体实现方案的研究提供了理论支撑。在对相关理论知识进行了充分的论述后,本文分别在第三章和第四章提出了高吞吐量的路由判据 CQL 和一种有效的网关负载均衡算法 SGLA,并对它们进行了仿真。仿真结果符合本文的预期,这也对全文各个章节中对相关技术的研究结论提供了实践支撑。

总之,本文对无线 Mesh 网中高吞吐量负载均衡技术进行了比较深入的研究并取得了一定的成果,但是,仍然很多有值得改进的地方:

(1)CQL 路由判据考虑虽然考虑了同频信道之间的干扰,但由此判据应用到路由协议中得到的结果并非全局最优的。我们可以同时考虑信道分配和路由选择,以实现在固定数量无线接口和可用信道的条件下的网内吞吐量和信道负载最大化。

(2)目前,网内节点通过 ALBT 路由算法得到的到不同网关的路径虽然有多条,但同一时间只会选用一个默认网关作为主路径,而其它路径作为备用。我们将来可以考虑使用一种公平的多径生成树路由,是网内的节点可以同时的多小路径的发送和接受数据包,更加细化负载均衡的能力。

(3)网关负载均衡算法 SGLA 虽然简单有效且易于实现,但是其对拥塞的判别方法确实很很简易的考虑网关的队列长度。我们可以设计出更好的判别方法增强 SGLA 在负载应用场景中负载均衡能力。

致谢

三年充实而充满回忆的研究生生活即将结束，在硕士论文完成之际，我向所有支持、关心和帮助过我的人表示最诚挚的谢意。

衷心感谢我的导师杨庚教授三年来的谆谆教诲。杨老师严谨的治学态度、兢兢业业的工作精神、待人真诚、襟怀坦荡的为人品质是我今生学习的榜样。他在科研上孜孜不倦的追求和勤奋不辍的精神使我受益匪浅。同时，杨老师创造了自由活跃的学术气氛，使得我能在良好的气氛中学习和科研，可以自由发挥自己，同时也提供了众多的动手机会，使我得到了很好的锻炼。无论是在理论学习阶段，还是在论文的选题、资料查询、开题、研究和撰写的每一个环节，无不得到导师的悉心指导和帮助。在此，谨向恩师致以最诚挚的谢意！

同时，我要感谢各位同窗，在两年多的学习生活中给予我的很多的帮助，还有项目组的全体同学，在学术上给过我许多启发，对于我的论文提供了很大的帮助，在此我要衷心地感谢他们。

还要感谢我的父母，正是他们在我漫漫的长达十八年的求学生涯中给了我最大的关心、理解、支持和鼓励。

最后，感谢评审我论文的各位导师、专家、评委！谢谢！

作者在硕士研究生期间发表的论文

- [1] 朱杰. 无线 Mesh 网路由安全问题研究. 全国计算机新科技与计算机教育论文集, 2008.

作者在硕士研究生期间参加的项目

- [1] 国家自然科学基金项目(No.60873231): 无线传感器网络组播广播安全关键技术研究。
- [2] 江苏省自然科学基金重大项目(No.08KJB520006): 无线传感器网络组播广播密钥管理与认证研究。

参考文献

- [1] Ian F. Akyildiz, X. Wang, W. Wang. Wireless Mesh Networks: A Survey [J]. *Computer Networks*, 2005, 47(4):445-487, 2005.
- [2] N. Nandiraju, D. Nandiraju, L. Santhanam, *et al.* Wireless Mesh Network: Current Challenges and Future Directions of Web-in-the-sky [J]. *IEEE Wireless Communications*, 14(4):79-89, 2007.
- [3] X. D. Wang and A. O. Lim. IEEE 802.11s Wireless Mesh Networks: Framework and Challenges [J]. *Ad Hoc Networks*, August 2008, 6(6):970-984, 2008.
- [4] R. Draves, J. Padhye and B. Zill. Routing in Multi-radio, Multi-hop Wireless Networks [A]. *ACM Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)* [C], 2004.
- [5] Campista, MEM. Esposito, PM. Moraes, *et al.* Routing Metrics and Protocols for Wireless Mesh Networks [J]. *IEEE Network*, Vol. 22, No.1:6-12, 2008.
- [6] C. E. Perkins, P. Bhagwat. Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers [C]. *Computer Communications Review*, October 1994:234-244, 1994.
- [7] R. Draves, J. Padhye, *et al.* The Architecture of the Link Quality Source Routing Protocol [R]. *Technical Report MSR-TR-2004-57*, Microsoft Research, 2004.
- [8] David B. Johnson, David A. Maltz and Yih-ChunHu. The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks (DSR) [S]. *RFC 4728*, 2004.
- [9] C. Perkins, E. Belding-Royer and S. Das. Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing [S]. *RFC 3561*, July 2003.
- [10] Boukerche A. A Simulation Based Study of On-demand Routing Protocols for Ad hoc Wireless Networks [C]. *Proceeding of Simulation Symposium*, 34th Annual, April.2001.
- [11] Samir R. Dad, Charles E. Perkins and Elizabeth M. Royer. Performance Comparison of two On-demand Routing Protocols for Ad hoc Networks [C]. *Proceeding of IEEE INFOCOM*, Mar. 2000.
- [12] E. M. Belding-Royer. Multi-level Hierarchies for Scalable Ad hoc Routing [J]. *ACM Kluwer Wireless Networks* g(5)(2003)461-78, 2003.
- [13] Z. J. Haas, M. R. Pearlman and P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad hoc Networks. *Internet Draft:draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt*. 2002.
- [14] R. Draves, J. Padhye and B. Zill. Comparison of Routing Metrics for Static Multi-hop Wireless Networks [C]. *Proceeding of ACM SIGCOMM*, Philadelphia, PA, USA, Sept, 2004.

- [15] H. Liu, W. Huang, X. Zhou and X. H. Wang. A Comprehensive Comparison of Routing Metrics for Wireless Mesh Networks [J]. *Networking, Sensing and Control*, April 2008:955-960, 2008.
- [16] A. Adyda, P. Bahl, J. Padhye, *et al.* A Multi-radio Unification Protocol for IEEE 802.11 Wireless Networks [C]. *International Conferences on Broadband Networks (BroadNets)*, 2004.
- [17] S. Keshav. A Control-Theoretic Approach to Flow Control [C]. *Proceeding of IEEE SIGCOMM*, Sept, 1991.
- [18] D. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, *et al.* A High-throughput Path Metric for Multi-hop Wireless Routing [C]. *Proceedings of the 9th ACM Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*, San Diego, 2003.
- [19] Kamal Jain, Jitendra Padhye, Venkata N. Padmanabhan, *et al.* Impact of Interference on Multi-hop Wireless Network Performance [C]. *Proceedings of the 9th ACM Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*, San Diego, Sep, 2003.
- [20] A. K. Shah and D. B. Johnson. Self-organizing Hierarchical Routing for Scalable Ad-hoc Networking [R]. Technical Report, TR04-433, Rice University, Houston, TX, USA, 2004.
- [21] D. Aguayo, J. Bicket and R. Morris. SrcRR: A High Throughput Routing Protocol for 802.11 Mesh Networks (DRAFT) [EB/OL]. <http://pdos.csail.mit.edu/~rtm/srcrr-draft.pdf>, 2005.
- [22] G. Kulkarni, A. Nandan and M. Gerla. A Radio Aware Routing Protocol for Wireless Mesh Networks [R]. NESL Technical Report: TR-UCLA-NESL-2005 03-12, 2005
- [23] L. Iannone, R. Khalili, K. e. Salamatian, *et al.* Cross-Layer Routing in Wireless Mesh Networks. *Computer Networks*.2005:445-487, 2005.
- [24] S. Zhao, Z. Wu, A. Acharya, *et al.* PARMA: A PHY/MAC Aware Routing Metric for Ad-Hoc Wireless Networks with Multi-Rate Radios [C]. *IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks, WoWMoM 2005*.
- [25] I. Jawhar and J. Wu. A Race-Free Bandwidth Reservation Protocol for QoS Routing in Mobile Ad hoc Networks [C]. *37th Annual Hawaii International Conference on System Sciences*. 2004:293-302, 2004.
- [26] H. L. Hu, Y. Zhang, H. H. Chen. An Effective QoS Differentiation Scheme for Wireless Mesh Networks [J]. *IEEE Network*, 2008, 22(1):66-73, 2008.
- [27] Martin Heusse, Franck Rousseau, Gilles Berger-Sabbatel and Andrzej Duda. Performance Anomaly of 802.11b [J]. *Twenty-Second Annual Joint conferences of the IEEE Computer and Communications Societies*. New York: IEEE Press, 2003, 2:836-843. 2003.
- [28] 朱隽. 无线网状网路由判据研究[J]. *电子工程师*, 2007, 33(8):73-77. 2007.
- [29] Yaling Yang, Jun Wang and Robin Kravets. Interference-aware Load Balancing for

- Multihop Wireless Networks [R]. Technical Report, UIUCDCS-R-2005-2526, Department of Computer Science, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2005.
- [30] Yaling Yang, Jun Wang and Robin Kravets. Designing Routing Metrics for Mesh Networks[C]. IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh 2005). Santa Clara, 2005.
- [31] P. Gupta and P. R. Kumar. The Capacity of Wireless Networks [J]. IEEE Trans. Info. Theory, vol. 46, Mar. 2000.
- [32] Pradeep Kyasanur, Nitin H. Vaidya. Capacity of Multi-channel Wireless Networks: Impact of Number of Channels and Interfaces [C]. Proceedings of the 11th annual international conference on Mobile computing and networking (MOBICOM), Sept, 2005.
- [33] B. Aoun, R. Boutada, G. Kenward. Analysis of Capacity Improvements in Multi-radio Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of IEEE 63rd Vehicular Technology Conference, 2006.
- [34] A. P. Subramanian, M. M. Buddhikot, S. C. Miller. Interference Aware Routing in Multi-radio Wireless Mesh Network [C]. Second International Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh 2006), 2006.
- [35] M. Garetto, T. Salonidis, E. Knightly. Modeling Per-flow Throughput and Capturing Starvation in CSMA Multi-hop Wireless Networks [C]. Proceedings of IEEE INFOCOM, Barcelona, Spain, April 2006.
- [36] Jian Tang, Guoliang Xue and Weiyi Zhang. Interference-Aware Topology Control and QoS Routing in Multi-Channel Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of ACM Mobihoc, 2005.
- [37] A. Raniwala and T. c. Chiueh, Architecture and Algorithms for an IEEE 802.11-Based Multi-Channel Wireless Mesh Network [C]. Proceedings of IEEE INFOCOM, 2005.
- [38] P. Kyasanur and N. H. Vaidya. Routing and Interface Assignment in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Networks [C]. Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conferenc (WCNC), 2005.
- [39] B. Fortz and M. Thorup. Internet Traffic Engineering by Optimizing OSPF Weights [C]. Proceedings of IEEE INFOCOM, Tel-Aviv, Israel, 2000.
- [40] A. Sridharan, R. Guerin, C. Diot. Achieving Near-Optimal Traffic Engineering Solutions for Current OSPF/IS-IS Networks [C]. Proceedings of IEEE INFOCOM, 2003.
- [41] R. Krishnan, A. Raniwala and T. cker Chiueh. Design of a Channel Characteristics-aware Routing Protocol [C]. Proceedings of IEEE INFOCOM miniconference, 2008.
- [42] M. Genetzakis and V. Siris. A Contention-Aware Routing Metric for Multi-rate Multi-Radio Mesh Networks [C]. Proceedings of IEEE Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON), 2008.
- [43] Lan. Tien. Nguyen, Beuran. R, Shinoda. Y. A Load-aware Routing Metric for Wireless Mesh

- Networks [J]. IEEE Computers and Communications, 2008 page 429-435, ISCC 2008.
- [44] UoB AODV Implementation [EB/OL]. <http://www.aodv.org>.
- [45] Uppsala University AODV Implementation [EB/OL]. <http://core.it.uu.se/AdHoc>.
- [46] Devu M. Shila, Tricha Anjali. Load-aware Traffic Engineering for Mesh Networks [J]. ACM Computer Communications Volume 31, Issue 7, Pages 1460-1469, 2008.
- [47] The Network Simulator. NS2 [EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [48] C. J. Lin and C. F. Chou. Route-Aware Load-Balanced Resource Allocation for Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of Wireless Communications and Networking Conference, pp.3093-3098, March 2007.
- [49] Z. Rui B. Walke, M. Einhaus. Constructing Efficient Multi-hop Mesh Networks [C]. Proceedings of the IEEE Conference on Local Computer Networks, pp.166-173, November, 2005.
- [50] J. So and N. H. Vaidya. Load-Balancing Routing in Multichannel Hybrid Wireless Networks with Single Network Interface [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol.55, Issue 3, pp.806-812, May 2006.
- [51] Q. Shen, X Fang, and Ying Shan. An Integrated Metrics Based Extended Dynamic Source Routing Protocol for Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of International Conference on Communications, Circuits and Systems, Vol.3, pp.1457-1461, June 2006.
- [52] H. Viswanathan and S.Mukherjee. Throughput-range Tradeoff of Wireless Mesh Backhaul Networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.24, Issue 3, pp.593-602, March 2006.
- [53] W. Song and X. Fang. Routing with Congestion Control and Load Balancing in Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of 6th International Conference on ITS Telecommunications, pp.719-724, June 2006.
- [54] Y. F. Wen and F. Y. Lin. The Top Load Balanced Forest Routing in Mesh Networks [C]. Proceedings of Consumer Communications and Networking Conference, Vol.1, pp.468-472, January 2006.
- [55] B. Xie, Y. Yu, A. Kumar and D. P. Agrawal. Load-balancing and Inter-domain Mobility for Wireless Mesh Networks [C]. Proceedings of Global Telecommunications Conference, pp.1-6, November 2006.
- [56] K. N. Ramachandran, M. M. Buddhikot, G. Chandranmenon, *et al.* On the Design and Implementation of Infrastructure Mesh Networks [C]. Proceedings of First IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh 2005), September 2005.

作者: [朱杰](#)
学位授予单位: [南京邮电大学](#)

相似文献(10条)

1. 学位论文 [马自刚](#) [关于无线Mesh网的QoS路由协议研究](#) 2008

无线Mesh网络(Wireless Mesh Network, 简称WMN), 是一种新型的无线通信网络。无线Mesh网具有自组织性和自愈的特点, 是一种多跳的宽带无线网络结构, 也是一种大容量、高速率的分布式网络。由于WMN的业务类型主要是提供宽带接入, 大多数宽带应用需要有QoS保障(如网络视频, 网络电话等), 故无线Mesh网需要提供这方面的支持。QoS路由作为业务端到端传输过程的重要组成部分, 是提供QoS保障的一项关键技术。

本文主要是对无线Mesh网络的QoS路由协议进行研究。

首先, 本文介绍了无线Mesh网的QoS路由协议的研究背景和研究现状, 然后详细的介绍了无线Mesh网的概念、结构和特点等, 深入分析了在路由技术方面QoS保障面临的挑战。其次介绍了无线Mesh网络中一些典型的传统路由协议以及专门为无线Mesh网络开发的几种私有路由协议, 简要分析了各自的原理和特点。本文的主要内容就是针对微扰提出的无线Mesh网络的路由算法(Multi-Radio Link-Quality Source Routing, 简称MR-LQSR)进行分析和改进, 设计了一个支持QoS功能的路由协议QoS-LQSR。

QoS-LQSR对于原有协议的改进主要体现在两个方面:

- (1) 对每个Mesh节点加入链路带宽估算和链路时延估算这两个功能;
- (2) 在路由选择时, 以WCETT为主要判断, 最大带宽和最小时延作为QoS约束条件, 来查找满足QoS需求的路径。

最后, 本文使用网络模拟软件NS2对QoS-LQSR协议进行了性能评价。模拟结果表明该协议支持带宽, 时延等QoS指标。QoS-LQSR是一种比较有效的QoS路由协议。

2. 期刊论文 [沈呈](#), [陆一飞](#), [夏勤](#), [SHEN Cheng](#), [LU Yi-fei](#), [XIA Qin](#) [基于综合判据的无线Mesh网路由协议](#) - [计算机学报](#) 2010, 33(12)

为用户提供高质量、高性能的通信链路是无线Mesh网路由协议所面临的重要挑战, 而当前从Ad Hoc网络沿袭下来的路由协议并不能够满足无线Mesh网的性能要求。文中以OLSR协议为原型, 结合跨层优化理论, 为基础设施架构的无线Mesh网提出了一种新颖的、基于综合判据的路由协议。该协议通过跨层操作机制综合考虑无线链路的长度及通信效率对链接性能的影响, 从而达到优化路由选择的效果。仿真结果表明, 所提出的路由协议能够有效地提高网络中分组的递交率, 降低端到端的延时, 并且能够在一定程度上达到负载均衡的路由效果。

3. 学位论文 [肖宁](#) [无线Mesh网中基于传输成功率的路由协议的研究与实现](#) 2008

无线Mesh网络(Wireless Mesh Network) 简称WMN, 是一种新型的无线通信网络。无线Mesh网络可以看成是一种特殊的WLAN; 除移动性较低外, 其本质上是一种Ad Hoc网络; 是由Mesh路由器和Mesh客户端组成的静态无线网络, 类似于无线的Internet。

现在无线Mesh网路由协议主要借鉴无线Ad Hoc网络的路由协议。这些路由协议与有线网络中采取的路由方式相似。

然而与有线网络不同, 无线网络中的分组是在不稳定的介质中传播的。传输介质不稳定是无线网络吞吐率低的原因之一, 无线传输介质还具有天然的广播特性、传输距离不确定等特点。设计无线网络中路由协议时应针对无线网络的这些特点, 以实现快速、准确、高效、可扩展性好的目标。

本文主要提出的地理几率路由协议(GPR)。GPR工作于静态无线Mesh骨干网。其基本思想遵循几率路由: 发送分组的节点根据邻居的地理位置及传输成功率选择若干个邻居节点组成候选节点集, 候选节点成功收到分组后, 距离目的节点最近的被选择作为下一跳。对于协议, 我们在模拟仿真环境中对其性能进行了测试, 并于其他几率路由协议进行了比较, 我们得出如下结论:

第一, GPR提出了转发概率的概念。GPR认为ACK消息传输失败是不可避免的, 节点在没有收到ACK消息的情况下, GPR根据节点间的传输成功率计算转发概率, 按概率将广播ACK消息, 然后将数据分组转发。

第二, GPR将地理路由与几率路由结合起来。地理路由可以减小协议确定路由的支出, 有利于网络扩展。并在选择候选节点集时将分组在目的节点方向前进的距离考虑在内, 使距离信息成为了确定路由的标准。

第三, 通过仿真实验的结果, 证明了在无线Mesh骨干网中, 地理几率路由协议可以减少网络中协议的支出, 改善静态网络的性能, 提高网络的可扩展性。

在本文的最后, 我们对整个研究工作进行了总结, 并提出了今后工作的方向和重点。

4. 期刊论文 [沈呈](#), [陆一飞](#), [夏勤](#), [王萃寒](#), [SHEN Cheng](#), [LU Yi-fei](#), [XIA Qin](#), [WANG Cui-han](#) [无线Mesh网中一种基于MPR当选频度的OLSR扩展路由协议](#) - [计算机科学](#) 2009, 36(12)

在研究无线Mesh网拓扑结构和业务模式的基础上, 深度剖析适合其特性的路由协议类型, 得出先验式的逐跳路由最适合无线Mesh网的结论。在此基础上, 以典型的先验式逐跳路由协议OLSR(Optimized Link State Routing)为原型, 对其中的邻居表结构和MPR(Multipoint Relay)选择算法进行了改进, 通过引入“MPR当选频度”的概念, 克服了OLSR协议在无线Mesh网环境中资源利用不充分的缺陷。仿真实验的结果也验证了所提出的EOLSR协议对网络性能确实有较大程度的提升, 能够在基本不增加协议开销的前提下, 有效地增加网络吞吐量, 降低端到端的平均延时。

5. 学位论文 [孙志](#) [无线Mesh网多约束QoS路由协议研究与仿真](#) 2009

随着现代网络技术日新月异的发展, 近年来无线Mesh网也蓬勃发展起来。无线Mesh网是一种高容量、高容量、多点对多点的分布式网络, 具有自组织和自愈的特点。作为一种新型宽带无线接入技术, 无线Mesh网络结合了WLAN和移动Ad Hoc网络两者的优势, 具有广阔的应用前景。随着人们对网络服务质量要求的提高和网络规模的不断扩大, QoS路由已经成为QoS研究领域中的一个非常重要的研究方向。研究基于多约束限制的QoS路由算法, 对于获得良好的网络服务质量和较高的网络资源利用率具有十分重要的意义。本文主要研究无线Mesh网中的多约束QoS路由算法及相关技术。

本文首先概述了无线Mesh网, 包括网络的拓扑结构、主要特点、应用以及常见的路由协议, 并对QoS相关知识及无线Mesh网中的QoS路由协议进行了研究和总结。

其次, 分析了无线Mesh网络中带宽、丢包率和路由跳数等因素对于无线传输性能的影响, 综合考虑这些因素, 设计了一种新的路由度量及其计算方法, 并将其作为路由计算的依据。在此基础上, 提出了一种无线Mesh网中能够同时满足带宽和时延要求的多约束QoS路由协议MQR(Multi-constrained QoS Routing Protocol), 对协议的思想 and 算法进行了详细阐述。

再次, 本文分析了平面式路由协议的不足, 并据此对MQR协议做了进一步改进, 提出了一种基于分簇机制的层次式多约束QoS路由协议CMQR(Clustering-based Multi-constrained QoS Routing Protocol)。该协议能够有效解决平面式路由协议可扩展性较差的问题。

最后, 本文利用仿真工具NS2, 从分组平均时延、分组递交率以及协议开销等性能指标分别对提出的协议进行了仿真分析。仿真结果表明, 本文提出的协议能够有效降低分组的平均时延, 提高通信的分组递交率, 并且协议的控制开销较小。

关键词: 无线Mesh网, 多约束QoS, 路由协议, 路由度量, NS2, 网络仿真

6. 期刊论文 [温怀玉, 罗光春, WEN Huai-yu, LUO Guang-chun 基于链路状态认知的无线Mesh网路由协议 - 计算机应用](#)

2010, 30(10)

在分析无线Mesh网路由协议所面临挑战的基础上, 结合无线Mesh网络的性能要求, 以优化链路状态路由(OLSR)协议为原型, 采用跨层设计理论, 提出了一种基于链路状态良好程度的路由协议LR-OLSR. 该协议引入了认知无线网络中的环境感知推理思想, 通过时节点负载、链路投递率和链路可用性等信息进行感知, 并以此为依据对链路质量进行推理, 获得网络中源节点和目的节点之间各路径状态良好程度的评价, 将其作为路由选择的依据, 实现对路由的优化选择, 提高网络的吞吐量, 达到负载均衡. 通过与OLSR及其典型改进协议P-OLSR、SC-OLSR的对比仿真结果表明, LR-OLSR能够提高网络中分组的递交率, 降低平均端到端时延, 在一定程度上达到负载均衡.

7. 期刊论文 [郑如滨, 刘年生, 郭晓曦 一种适用于无线Mesh网的混合多路径路由协议 - 集美大学学报\(自然科学版\)](#)

2009, 14(4)

提出了一个新路由策略—混合维护多路径路由协议, 该协议适用于无线Mesh网WMN(Wireless Mesh Network)的客户端网络. 这种多路径路由协议是基于DSR(Dynamic Source Routing)的, 它使用了多路径路由来提高WMN的客户端网络的路由容错性. 该协议在不增加太多负载的情况下, 结合了主动路由与维护被动路由, 提高了WMN客户端网络中多路径路由的有效性.

8. 期刊论文 [陈志刚, 曾锋, 李庆华, CHEN Zhi-gang, ZENG Feng, LI Qing-hua 无线mesh网中时延约束抖动优化的多路](#)

[径流量分配算法 - 通信学报](#)2011, 32(1)

针对无线mesh网中多媒体应用的特点, 研究多路径传输中路径时延满足约束且路径间抖动最小化的路径流量分配问题. 首先, 基于网络演算理论分析了数据分组在无线mesh网单路径传输中产生的队列时延, 推导出单路径传输的时延上界以及多路径传输中的路径间时延抖动上界, 并得到满足时延约束的路径最大容许流入速率; 然后, 基于时延及其抖动上界, 提出满足时延约束抖动优化的路径流量分配算法DCJOTA, 该算法根据路径最大容许流入速率按比例分配各路径流量, 同时尽可能减小路径间的时延抖动; 最后, 分析了算法DCJOTA的可行性及其实现方法, 并在NS2网络模拟器中验证了该算法的有效性. 仿真实验表明, 与AOMDV协议相比, 集成了DCJOTA算法的多路径路由协议DCJO-AOMDV协议在时延及其抖动方面具有更好的表现: 端到端平均时延降低3.9%, 端到端平均时延抖动减小24.5%. 另外, DCJOTA算法带来协议复杂性略微增加, DCJO-AOMDV协议下的网络吞吐量下降1.7%.

9. 期刊论文 [樊凯, 李令雄, 龙冬阳, FAN Kai, LI Ling-xiong, LONG Dong-yang 无线mesh网中网络编码感知的按需无](#)

[线路路由协议的研究 - 通信学报](#)2009, 30(1)

提出一个支持无线网络编码技术COPE的按需路由协议OCR, 以提高无线mesh网中的网络吞吐量. 在路由发现过程中, 该协议主动地探测编码机会并灵活地寻求“增加编码机会”、“最短路径”以及“避免拥塞”之间的折衷. 仿真结果表明OCR能够有效地发现编码机会, 进而使得网络拥有更高的吞吐量.

10. 学位论文 [闫琦 无线Mesh网安全路由研究](#) 2007

无线通信为用户提供语音服务已经取得了巨大的成功, 下一代无线通信的发展目标是为用户提供更高的速率以支持多媒体业务的传输. 在这一点上无线局域网(WLAN)和无线城域网(WIMAX)在一定程度上满足了用户的需要. 但他们的发展非常依赖于有线网的支持. 无线Mesh网的出现在很大程度上解决了这一问题, 无线Mesh网依靠无线链路多跳传输数据, 减轻了对有线网络的依赖, 更以它频谱效率高、覆盖范围大、可扩展性强、可靠性强等优点, 越来越受到人们的关注.

无线: Mesh网的发展起源于Ad hoc网的研究, 是将Ad hoc网的特点应用于Internet接入; 是在分布式网络的特点上加入了集中的元素. 因此与Ad hoc网络一样, 高效、安全的路由机制是保证网络正常工作的一个重要因素.

目前对无线Mesh网路由的研究主要集中在提高协议性能上, 很少关注路由协议的安全. 本文重点研究无线Mesh网的安全路由机制. 首先介绍了无线Mesh网的结构、特点以及关键技术; 随后介绍了主要的分布式无线网络的路由协议并对其性能进行了对比, 重点介绍了一种混合式的无线Mesh网路由机制—HRPU协议; 随后分析了无线Mesh网的路由安全隐患以及安全路由的设计目标, 介绍了目前主要的无线分布式网络安全路由策略; 最后提出了一种基于HRPU协议的无线Mesh网安全路由机制并对其安全性能进行分析.

本文链接: http://d.wanfangdata.com.cn/Thesis_Y1590805.aspx

授权使用: 华南理工大学(hnlgdx), 授权号: 9a90f6a3-2bc4-43c4-83b0-9efd00a73db1

下载时间: 2011年6月9日