

武汉理工大学

硕士学位论文

无线Mesh网络多信道MAC协议的研究

姓名：邓力

申请学位级别：硕士

专业：通信与信息系统

指导教师：李方敏

20100401

摘 要

无线 Mesh 网络是与传统无线网络完全不同的新型无线网络技术,是一种由 mesh routers (路由器) 和 mesh clients (客户端) 组成的多跳网络。目前,无线 Mesh 网络的研究在全世界十分活跃。由于信道资源的分配与管理对无线 Mesh 网络的性能优化起着重要的作用,因此,无线 Mesh 网络的 MAC 协议也成为了研究的热点。

本文通过对无线 Mesh 网络的概念、结构,以及无线 Mesh 网络 MAC 协议国内外研究现状的分析,将多信道 MAC 协议作为研究的重点。论文从现有的 MAC 协议入手,介绍了多信道无线 Mesh 网络的需求以及面临的问题,分析了几种常用的多信道 MAC 协议。在此基础上,本文重点分析了一种基于双接口的多信道无线 Mesh 网络,提出了混合多信道协议 HMCP。在基于该协议的无线 Mesh 网络中,每个节点有两个接口,并且可在多个信道上传输。该协议提出了一种信道分配策略,这种策略在一定程度上增大了网络吞吐量,提高了系统性能。该信道分配策略支持在可换接口上频繁的切换信道,但同时带来了一定的信道切换开销,这也是导致无线 Mesh 网络性能下降的关键因素之一。针对这个问题,本文就如何降低信道切换延时及其对系统各方面性能的影响进行了分析和讨论。为了最大限度的提高网络吞吐量以及系统性能,本文提出了一种基于 HMCP 的新型路由策略。

通过仿真实验,本文比较了单一数据流在 HMCP 无线 Mesh 网络与单信道网络中获得的吞吐量以及多数据流并发时在这两种网络中所获得的吞吐量。实验结果表明, HMCP 网络中获得的吞吐量更大,并且单一数据流在 HMCP 网络中能够维持从一跳到多跳 UDP 吞吐量,多数据流在 HMCP 网络中获得的吞吐量为单信道网络中的两倍多。研究还发现,数据流并发在节点间距离很近的多信道网络中存在问题,而且信道切换延时对网络性能影响很大,通过改进多信道路由算法可以解决上述问题。接着,本文重新评估了在新旧路由机制下吞吐量的改进。最后,从链路质量改进以及路由协议等方面为无线 Mesh 网络及其相关的多信道协议的发展提出了建议。

关键词: 无线 Mesh 网络, MAC 协议, 多信道, 接口

Abstract

Wireless Mesh Network (WMN), a static multi-hop wireless network connecting mesh routers and mesh clients with wireless links, is a new type of broadband wireless access systems that is completely different from traditional wireless networks. Nowadays, researches on WMNs have been very popular around the world. Since channel allocation and management is a key factor influencing the performance optimization of networks, MAC protocols for WMNs are gaining significant attention.

Based on the analyses of the concepts, architectures of WMN, as well as the researches on MAC protocols at home and abroad, this thesis focuses on multi-channel MAC protocols of WMNs, especially on multiple interfaces condition. Firstly, the demands and problems of multi-channel in WMNs are studied, and then several common multi-channel MAC protocols are analyzed. According to the researches above, an intensively analysis on dual-interface multi-channel WMN is made, and the network employs a hybrid multi-channel protocol HMCP. In WMN based on this protocol, each node in the network is equipped with two wireless radio interfaces and uses multiple channels for transmission. To some extent, this protocol implements a channel allocation strategy which increases the throughput and improves the system performance. This strategy provides support for frequent channel switching on an interface which is required by the hybrid multi-channel protocol, but also brings certain channel switching delay overheads, which is the key factor that effects the performance of WMN. Then, we discuss how to reduce the delay of channel switching and the effects on all aspects of system performance. In order to improve throughput and network performance, a new routing police based on HMCP is put forward.

Through the simulation, we look at the throughput improvement achieved for a single flow and concurrent multiple flows in the multi-channel network as opposed to using a single channel in the network. Experiments show that HMCP network gets

more throughput and allows the UDP throughput achievable over a single hop to be sustained over multiple hops for a flow. What's more, it's also indicates that HMCP network achieves the throughput for flows more than twice than that achieved when using single channel in the network. It also confirms that it will arise some problems when transmitting data concurrently in the multi-channel networks of which the nodes are too closed to each other, and the channel switching delay has great influence on the performance of network. These problems can be addressed by making certain changes in the Multi-Channel Routing metric. Then, the thesis evaluates the throughput performance improvements observed when using the new routing metric as compared to using the old routing metric. Finally, some suggestions for developing new multi-channel protocols and mesh networks in future are made.

Key words: Wireless Mesh network, MAC protocol, multi-channel, interface


独 创 性 声 明

本人声明,所呈交的论文是本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,也不包含为获得武汉理工大学或其他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。

签 名: 邓力 日 期: 2010.5.20

学位论文使用授权书

本人完全了解武汉理工大学有关保留、使用学位论文的规定,即学校有权保留并向国家有关部门或机构送交论文的复印件和电子版,允许论文被查阅和借阅。本人授权武汉理工大学可以将本学位论文的全部内容编入有关数据库进行检索,可以采用影印、缩印或其他复制手段保存或汇编本学位论文。同时授权经武汉理工大学认可的国家有关机构或论文数据库使用或收录本学位论文,并向社会公众提供信息服务。

研究生 (签名): 邓力 导师 (签名):  日期 2010.5.20

第 1 章 绪 论

1.1 研究背景

个人计算机的应用和 Internet 的出现,使人们的信息交流和信息应用变得极其方便和容易,极大地改变了人们的社会活动和生活状况,促进了社会飞速发展^[1]。但是,已有的城市建设布局与建筑物,不可能为 Internet 的需要任意更改或者重建。建设布局不能改,城市建筑不能破坏,使 Internet 的覆盖和应用造成极大困难。同时,随着人们对网络通信需求的不断提高,人们希望不论何时、何地、与何人都能够进行准确、快速的通信^[2]。近年来,无线网络有了飞速的发展,并取得了很大的成功,但同时也存在着一些问题,需要一种新的网络技术来满足日益增长的需求。

蜂窝移动通信系统在教育上有它自身的局限性,从投资收益角度看,它只适合于人口稠密、有永久用户需求的地区。并且,蜂窝移动通信系统由于技术、政治和经济的原因达不到人们期望发展的速度和规模^[3]。Ad hoc 技术,由于军事通信技术的特殊性,同 CDMA 等扩频通信技术一样,在相当长的一段时间,并没有在民用通信中的得到很好的应用,需要考虑许多问题,比如, WLAN 在技术上无法做到像蜂窝网络一样无处不在的信号覆盖^[4,5]。

无线通信和无线覆盖具有很好的应用前景。无线覆盖作为 Internet 面向用户终端的接入手段,十分有效和方便,得到各方的重视,并纷纷开展研究和应用。无线局域网(WLAN)依其所具有的巨大数据传输速率,在接入领域中得到了飞速发展。但 WLAN 也有其不足之处,从网路结构上看,它仅仅是一种单一的星型的网络连接,接入点(AP)与接入点(AP)之间为末级网元,终端设备间的通信最终要由上连的有线网络的交叉连接来完成。这样的网络结构在覆盖规模的扩展方面必然受到一定的约束^[6]。因此,IEEE 委员会在后来制定的 IEEE 802.16a 标准中,提出了基于无线 Mesh 技术的宽带无线接入解决方案,它实际上是一种解决“最后一公里”瓶颈问题的多点对多点的分布式网络^[7]。

无线 Mesh 网络是一种高容量、高速率的分布式网络,不需要网络基础设施,每个用户节点都是骨干网络的一部分,可以转发其他用户的信息。它不同于传

统的无线网络，可以视为 WLAN 和移动 Ad hoc 网络的融合，兼具两者的优势，并且具有可靠性、自愈性、自组织的特点。无线 Mesh 网络支持多种类型的网络接入，还可以兼容现存的无线网络。

无线 Mesh 网络的应用领域非常广泛，可用于互联家庭通信设备，实现家庭 Internet 接入，在家中任何地方都可以自由上网，为城市轻轨、地铁等交通工具提供移动 Wi-Fi 接入，使旅客在行程中仍可享受上网的乐趣^[8]。它还可以应用于临时集群通信系统，为消防、警察、通信基础设施遭到破坏的突发事件现场提供应急通信服务。还能扩大校园网络的覆盖范围至校外，为身处校外的教师和学生提供无处不在的宽带接入等等^[9]。目前无线 Mesh 网络的商用实验网已经在部分国家和地区开展，比如北电网络的应用解决方案。

1.2 国内外研究现状

IEEE 802.11 标准是现有的移动网络中应用最广泛的 MAC 层协议之一。无线 Mesh 网是一种融合 WLAN 和移动 Ad hoc 网络的新型网络结构，因此网络具有多跳性、移动性、自组织性和分布性等特点，需要对现有 MAC 协议进行改进，才能使其更好地在无线 Mesh 网络中工作。目前无线 Mesh 网 MAC 层协议的研究主要集中在对单信道 MAC 协议和多信道 MAC 协议的研究上。

1.2.1 单信道 MAC 协议

IEEE 802.11 DCF(分布式协调功能)^[10]是无线 Mesh 网现阶段使用的 MAC 协议，它是一种单信道 MAC 协议，采用带冲突避免的载波侦听多址访问 (CSMA/CA)^[10]，对于单信道方式，每个节点只有一个接口，任一时刻它只能有一个数据流，如何安排数据流，从而避免业务冲突，提高网络资源利用率以及保证 QoS^[11]，就成为单信道策略必须解决的问题。因此，在无线 Mesh 网中，单信道 MAC 协议除了解决隐藏/暴露终端问题，还要考虑多种业务和多优先级业务公平接入问题，以及对于实时性要求相对较高的业务端到端 QoS 保证问题^[12]。目前针对单信道 MAC 协议的方案主要有三种：

- (1) 改进 CSMA/CA 协议；
- (2) 跨层设计；
- (3) 设计新的 MAC 协议。

1.2.2 多信道 MAC 协议

多信道主要关注两个问题：信道分配与接入控制。

无线 Mesh 网同样也可以选择多信道 MAC 协议，利用 FDMA、TDMA、CDMA、SDMA 等多种多址技术和它们的混合，来解决单信道 MAC 协议中存在的问题，提高网络性能^[13]。现有多信道 MAC 协议可分为两类：

(1) 多信道单接口 MAC 协议

如果考虑造价和兼容性的问题，单接口用在单频上是最优的硬件平台。因为节点只有一个接口，任一时刻每个网络节点上只能有一个活跃的信道。但不同的节点可以同时工作在不同的信道上，这样就增加了系统容量。如何协调 Mesh 节点在多信道的条件下工作，是多信道单接口 MAC 协议的研究重点。而且节点通信时需要来回切换信道，信道切换产生的时延会导致系统性能下降。此类协议的典型代表是 MMAC 协议和 SSCH 协议^[13,14]。

(2) 多信道多接口 MAC 协议

在这种方案中，每个网络节点配置多个接口，每个接口带有独立的 MAC 层和物理层，可使用不同的频段，如 802.11a, 802.11b, 802.11g，节点在这些频段上的通信是完全独立的，可以同时进行。实际上，一个频段上可以同时容纳多个信道。其主要缺点在于网络中每个节点需配置多个独立接口，造价高，节点结构更加复杂。现有的多信道多接口 MAC 协议中，动态信道分配协议（DCA: Dynamic Channel Assignment）、多射频统一协议（MUP: Multi-radio Unification Protocol）、基于主信道分配的 MAC 协议（PCAM: Primary Channel Assignment based MAC）可归入这种类型^[13,14]。

1.3 论文研究内容与组织结构

根据几种典型的无线 Mesh 网络 MAC 协议，在这些 MAC 协议的基础上，选择合适的 MAC 协议进行优化，使网络吞吐量增加，端到端的延迟减小，改进路由算法，进行合理信道分配，使适合多信道多接口无线 Mesh 网络，系统性能更佳。

在对目前的无线 Mesh 网络、WLAN、Ad hoc 网络的研究、比较的基础上^[15-29]，选择无线 Mesh 网络作为研究对象，详细介绍无线 Mesh 网络的结构及其目前所用的 MAC 协议，讨论现有 MAC 协议的优点和缺点。在此基础上，重点

研究和分析多信道多接口 MAC 协议并提出一种新的多信道多接口 MAC 协议。该协议由于每个节点配置多个接口，可选择在一个频段下的多个信道同时使用，从而增加网络端到端的吞吐量，减小时延，同时改进路由算法，进行合理的信道分配，适合于多信道多接口无线 Mesh 网络，使系统性能得到提高。探讨 linux 平台下 NS2 仿真软件的安装与使用，以及修改 NS2 源代码使之支持新的多信道多接口 MAC 协议。最后，对基于此多信道多接口 MAC 协议以及其他 MAC 协议进行仿真，通过仿真结果比较各方案的性能，并对性能上的差异进行定性分析得出结论。

本文结构组织如下：

第 1 章，为本文的绪论，讲述课题研究目的和意义，国内外研究现状。

第 2 章，首先，介绍了无线 Mesh 网络的基本概念、结构以及自身特点。接着，介绍了多信道无线 Mesh 网络 MAC 层协议。

第 3 章，提出了混合多信道协议 HMCP，以及分析了信道切换延迟对基于 HMCP 多信道双接口无线 Mesh 网络性能的影响，最后结合 HMCP 提出了一种新的路由策略 MMCR。

第 4 章，首先，将 HMCP 网络下与单信道网络下 UDP，TCP 单个以及多个数据流获得的吞吐量进行比较，然后，将结合 HMCP 提出的新路由策略 MMCR 与已有 MCR 的在性能上进行比较得出结论。

第 5 章，对全文进行总结，并指出今后的进一步工作。

第 2 章 无线 Mesh 网络多信道 MAC 协议

2.1 无线 Mesh 网络结构与特点

无线 Mesh 网络与传统无线网络相比有以下优点：

(1) 可靠性大大增强^[18]。无线 Mesh 网络采用的网格拓扑结构避免了点对多点星型结构。

(2) 具有冲突保护机制^[2]。无线 Mesh 网络可对产生碰撞的链路进行标识，同时选择可选链路与本身链路之间的夹角为钝角，减轻了链路间的干扰。

(3) 网络的覆盖范围增大。WR 与 IAP (Intelligent AP)^[24]的引入，终端用户可以在任何地方接入网络或与其他节点联系。

(4) 简化链路设计。无线 Mesh 网络通常需要较短的单跳无线链路，这样天线的成本大大降低（传输距离与性能），另一方面发射功率也降低了，最终简化了无线链路设计。

(5) 组网灵活、维护方便。由于无线 Mesh 网络本身的组网特点，只用在需要的地方加上 WR 等少量的无线设备，即可与已有的设施组成无线宽带接入网。

(6) 投资成本低、风险小。无线 Mesh 网络的初建成本低，AP 和 WR 一旦投入使用，其位置基本固定不变，因而节省了网络资源。

不过，无线 Mesh 网络也存在不少问题：

(1) 在无线电射频接入方面，分为单一接口信道的无线 Mesh 网络和多个接口信道的无线 Mesh 网络。对于不同接口信道的 WMN 的研究还处于试验研制阶段，性能改善总体来说还不太满意。

(2) 在无线 Mesh 网络的路由准则和选择算法等方面，目前提出的特别适用于无线 Mesh 网络的路由协议寥寥无几^[30]。

(3) 在无线 Mesh 网络的连接性和多路支持方面，并非接口信道数越多，网络性能越好，接口信道数增加会带来设备开销和成本上升，同时可能会带来更多的干扰问题^[31,32]。

(4) 在无线 Mesh 网络带宽利用和资源分配算法方面，目前还没有提出很

有效的可用算法和协议，相关问题还有待研究^[33-38]。

2.2 多信道 MAC 协议的需求

现有的无线 Mesh 网络几乎都采用单信道 MAC 协议。但这种技术限制了整个网络的容量与数据传输速率，当一个节点向另一个节点传输数据的时候，为了避免冲突，两个节点的所有邻节点都不能进行数据传送（如图 2-1 所示），这就极大的限制了整个网络的容量^[39]。尽管现有的 802.11a/b/g^[12]与 802.16 协议在物理层技术上有了很大的进步，如采取了一些有效的功率控制等，但仍然不能从根本上满足人们对网络带宽日益增长的需求。802.11a/g 标准标称的带宽是 54Mbit/s，但这只是在峰值速率，而在真正应用中，由于用户接入时会发生多用户冲突、丢包错误等，真正的可达带宽几乎只有标称值的一半。另外，随着接受双方通信距离的增大，数据传输速率也会显著下降。而在多跳无线 Mesh 网络中，由于多跳的原因，数据在收发过程中面临节点冲突的可能性会增加；由于隐藏终端与暴露终端问题，网络吞吐量也会大幅度下降。



图 2-1 单信道 MAC 协议下节点数据传输数据



图 2-2 多信道 MAC 协议下节点数据传输数据

值得庆幸的是，802.11b/g 标准与 802.11a 标准分别提供 3 个和 12 个没有交迭的信道，使得相邻的节点可以同时使用不同的信道。如果网络中可以同时使用多个信道（如图 2-2 所示），实际上，早在移动 Ad hoc 网络的设计中，人们就用了多信道的设计思想来提高网络的容量与传输速率^[39]。无线 Mesh 网络是移动 Ad hoc 网络的一种特例，因此，我们仍然可以采用多信道 MAC 机制，来设计 WMN 的多信道 MAC 协议。

2.3 多信道 MAC 协议面临的问题

多信道 MAC 协议与单信道 MAC 协议相比,设计更加复杂。由于无线 Mesh 网络的多跳性,同时加上网络拓扑时变、缺乏集中式控制等特点,多信道 MAC 协议的设计面临许多问题。

(1) 隐藏终端问题

在 802.11 标准中,物理层上可支持多个信道,但在 MAC 协议上却只有一个信道,在多信道环境下存在隐藏终端问题,我们通过一个例子来描述隐藏终端的问题^[40]。

如图 2-3 所示,协议假设有 N 个信道,但只有一个收发器。一个信道是控制信道,设为信道 1,其他 $N-1$ 个信道是数据信道。当节点既不接收也不发送数据时,都在控制信道 1 上监听。当节点 A 和节点 B 通信时,为了避免冲突,在控制信道上进行 RTS-CTS 握手^[41],也就是说,节点 A 发送 RTS 给节点 B,节点 B 用 CTS 应答节点 A。在该协议中节点 A 发送的 RTS 上包含一个可用的数据信道列表,在节点 B 收到 RTS 时从该信道列表选择一个可用的数据信道,并将所选择的信道号通过 CTS 发送给节点 A,接着节点 A 和节点 B 就切换到它们协调好的信道 2 上交换数据。当数据发送完,节点 A 和节点 B 马上切换回控制信道,这时没有发生数据碰撞问题。

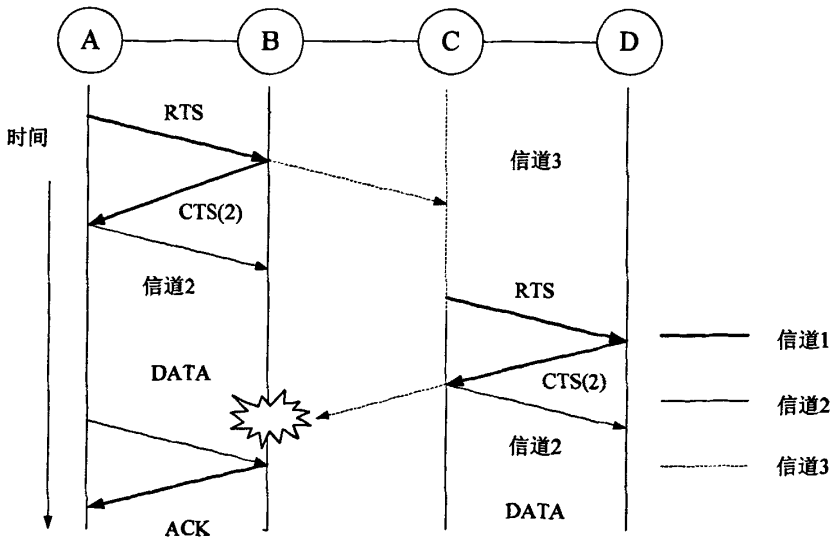


图 2-3 多信道隐藏终端问题

该协议有可能会有下述情况发生。当节点 B 发送 CTS 给节点 A 时, 节点 C 正在数据信道 3 上发送数据, 且没有听到该 CTS, 因此节点 C 并不知道节点 B 占用了信道。但节点 C 和节点 D 需要通信, 它们在控制信道 1 上进行 RTS-CTS 握手, 并商定选择在数据信道 2 上发送数据, 这样就正好与节点 A 和节点 B 发送的数据发生碰撞。以上问题的出现是因为节点处在不同信道上, 因此不能用虚拟载波监听协议来避免隐藏终端的问题。如果每个节点只监听一个信道, 那么节点 C 就可以收到 B 发送的 CTS, 就不会在已占用的信道上发送数据而导致数据碰撞。因此, 我们称这种由于节点未能获取其他节点占用信道信息的问题为多信道隐藏终端问题。

(2) 接受端忙问题

在设计多信道 MAC 协议中另一个应该考虑的问题是, 当发送者将它的信道切换到接收者的信道时, 这时接收者是否还停留在原来的信道。如果此时接收者正好切换到别的信道, 而发送者还是以之前的信道来切换, 则接收者不能监听到广播信号或者是 RTS^[41]。

(3) 广播消息问题

传统的无线 Mesh 网络, 包括移动 Ad hoc 网络, 多是依靠广播信号来实现网络的操作, 包括路由发现、路由维护、地址解析等信息传送。由于终端的移动性、网络拥塞以及无线信道的不可预知性, 一个节点可能失去它的连通性, 因此需要频繁更新路由信息。在设计多信道 MAC 协议的过程中, 我们必须考虑必要的广播信息, 保证这些消息准确及时的传送。对于节点来说, 如果使用切换的方式, 可能会遗漏某些广播信息。因此, 在设计过程中, 如何有效的保证广播信息的接受是非常重要的。

2.4 几种多信道 MAC 协议

多信道 MAC 协议概括起来, 主要有以下几种:

按控制信道分, 有专用控制信道的多信道 MAC 协议、无专用控制信道的多信道 MAC 协议。前者采用专用的接口 (一直在控制信道上) 来传递控制信息, 这样, 能够更有效的传递控制信息, 但信道的利用率不高。

按节点接口分, 有多接口多信道 MAC 协议、单接口多信道 MAC 协议。前者每个节点有多个接口, 这样节点可以同时多个信道上传输数据, 能够更有效的控制节点的传输。

下面以几个具有代表性的无线 Mesh 网络多信道 MAC 协议为例, 说明多信道 MAC 协议的设计原理。

2.4.1 动态信道分配 (DCA) 多信道 MAC 协议

动态信道分配 (DCA) 多信道 MAC 协议^[42]是有专用控制信道, 两个 RF 的多信道 MAC 协议。在 DCA 多信道 MAC 协议中, 假设有 1 个控制信道, N 个数据信道, 每个信道带宽相同。控制信道用来解决信道的冲突以及为每个终端分配信道, 数据信道用来传输数据。每个终端有两个半双工的收发器, 即控制收发器和数据收发器。控制收发器在控制信道上与其他终端交换控制信息, 以得到接入数据信道的权力; 而数据收发器动态地切换到一个数据信道上传输数据。

DCA 多信道 MAC 协议是一种简单的多信道 MAC 协议, 它不仅提高了网络的吞吐量, 还降低了网络时延, 通过使用专用控制信道, 使路由发现、路由维护、地址解析等广播信息有效的传输。但是, 由于使用专用控制信道, 信道利用率不高。

2.4.2 多信道单接口 MAC 协议

多信道 MAC 协议 (MMAC)^[42]没有专用控制信道, 一个射频。在 MMAC 协议中, 每个节点配置一个半双工收发器, 且每个节点是同步的。每个节点的所有信道上都定义了一种数据结构叫做 PCL (可选信道表), 表中数据记录了这个节点可以使用的最优信道。在此基础上把信道分为三种状态^[40]。在节点初始化的时候, PCL 表中所有的信道都置为 MID 状态; 如果源端与目的端协商了一个信道, 在双方的 PCL 表中将相应的信道记录为 HIGH 状态。通过动态改变信道状态, 可以实现信道选择。由于没有专用控制信道, 每个节点在每个信标周期的开始, 都在公共信道上监听, 通过发送或接收控制信息, 实现控制信道的信息传输, 这与 802.11 节能机制有些相似。

该协议将时间划分为多个同步信标区, 每区包含 1 个数据发送区和 1 个 ATIM (信道协商窗口)。在数据发送区发送数据, 在 ATIM 中预定信道, 这样节点之间就可以互相协调选择信道, 避免数据碰撞, 如图 2-4 所示^[43]。ATIM 协议在选取信道上采用源到目的节点对数目最少的信道和临时同步, 来避免多信道的隐藏终端问题。

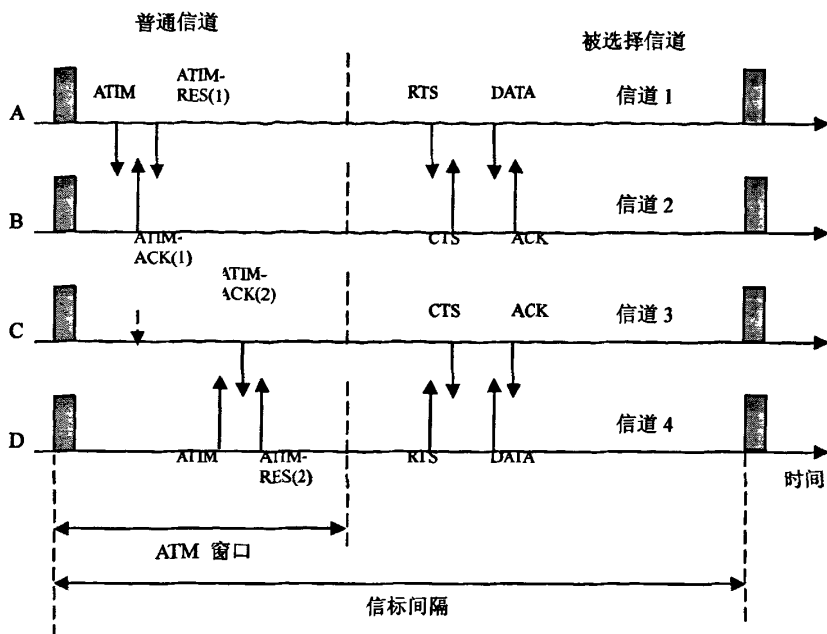


图 2-4 MMAC 协议中的信道协商和数据交换过程

MMAC 协议在一定程度上解决了多信道 MAC 协议的一些问题，使网络的容量大大提高。但是它仍然存在着不少问题。首先，该协议假设 RTS-CTS 握手协议工作在 802.11DCF 中，但是，事实上 RTS-CTS 握手协议是 DCF 中的一个可选功能，并且它会提高设计的难度。其二，在这种多节点多跳的无线网络中达到整体同步是很困难的。其三，实际操作中信道切换的时间远远大于 $224\mu\text{s}$ ，信道切换的次数增多会导致系统性能的下降。最后，MMAC 协议在削减多信道隐藏终端问题的同时，使用 RTS-CTS 握手协议以及 ATIM-ACK 协议^[41]，又引起了不可忽视的暴露终端问题。

2.4.3 多信道多接口 MAC 协议

PCAM 多信道 MAC 协议^[44]是有专用控制信道、3 个射频的多信道 MAC 协议。在 PCAM 协议中，每个节点配置 3 个半双工收发器。其中两个收发器——主收发器和第二收发器主要用来传输数据，第三收发器用来传输和接收广播消息。在一些特殊的情况下，第三收发器也可能用来传输数据。在 PCAM 中，主接口卡分配一个确定的信道作为节点的主信道，并且这个特定的信道其他节点是知道的。因此，主接口卡可以在主信道上与想要和这个节点通信的节点通信。

当然，在理想的情况下，主信道的分配在两跳的范围内是不应该重复的，这样就能保证无冲突的与邻节点在主信道使用上。第二个收发器主要用来发送数据，其信道分配是不固定的。因为主信道是提前分配的，这个方案不需要任何专门控制信道来动态进行信道的协商。与其他方案不同，这里要进行频繁的信道分配，节点在一个公共信道上守候。同时，这个方案没有信道数量的限制，因为它不需要一个信道来传送控制信息，也就没有控制信道与数据信道的最佳匹配问题。

该方案广播数据支持性较好，路由发现、路由维护等信息能够较好地传送。节点通过广播信道发送路由请求以及接受路由信息。这种协议能够避免隐藏终端的问题，减小网络时延，为信道性能最差的情况和最低要求进行了保守设计。但是，由于每个节点的网络接口卡过多，因此成本高，信道利用率低。

2.5 本章小结

MAC协议主要解决相互竞争的用户间如何进行公平的信道分配，即无线节点如何公平接入无线信道来发送数据帧的问题，并在此基础上提高信道利用率，它在很大程度上影响着无线Mesh网络的性能。

本章首先介绍了无线Mesh网络的基本概念和结构特点，以及应用场合。然后讲述了多信道MAC协议的需求以及面临的问题。接着，列举了几种多信道MAC协议，并对这些协议的工作原理进行了简单的阐述。

第3章 混合式多信道分配 MAC 协议

由第2章可知,无线 Mesh 网络多信道 MAC 协议可分为单接口多信道和多接口多信道两种方式。单接口多信道 MAC 协议通过信道切换的方式实现多信道的使用,但是引入了信道切换延时。由于接口的半双工特性,节点在某一时刻只能发送或者接收数据,不能实现数据发送与接收的同时执行。并且,节点间通信要求严格的信道同步,这对分布式性质的无线 Mesh 网络是较难实现的。

在多接口多信道 MAC 协议中,节点的多个接口分别调频到不同信道上,节点可以并行的接收和发送数据包,并且无需考虑信道同步问题。因此,其性能优于单接口多信道方式。缺点是多接口结构复杂且网络成本相对较高。IEEE802.11a/b/g 标准分别提供了 12/3/3 个正交信道,如果完全利用 802.11 标准提供的信道资源,节点则需要配置无线网卡数量较多,网络硬件成本也较高。因此,IEEE802.11 标准提供的信道通常得不到充分利用,造成了信道资源的浪费。

为了缓解上述问题,基于网络硬件成本和信道利用率这两个因素,本章提出一种适用于无线 Mesh 网络的混合多信道协议 HMCP (Hybrid Multi-Channel Protocol)。

3.1 HMCP 协议

混合多信道协议假设每个节点至少有两个无线射频接口,其中一个支持信道的频繁切换。该协议的基本功能是实现接口管理,它包括在节点上给不同的接口分配信道,节点间交换信道信息使得节点间可以相互通信。

3.1.1 信道分配策略

HMCP 假定网络中每个节点有 m 个接口 ($m \geq 2$),但每个节点的接口总数始终少于信道总数。假设节点上有 f ($1 \leq f < m$) 个接口为“固定的”接口,分配给这些接口的信道也是固定的。节点上固定信道是基于平衡两跳范围内邻节点的固定信道来分配的。其余的信道则动态的分配给其他 $m-f$ 个接口,这些接口称为“可

换接口”，这些信道间是可以相互切换的。任何节点间的通信都必须在固定信道上进行，因为这样才能保证节点能够监听到消息。如果节点 S 想要给节点 D 发送消息，首先节点 S 会检测它是否与节点 D 共享一条固定信道。如果是，节点 S 会在此接口连接的固定信道上发送消息给节点 D。如果两个节点不在同一条固定信道上，节点 S 则需要通过可换接口切换到节点 D 的一条固定信道上去，然后再开始通信。当邻节点 D 有多个固定收发器的时候，可以通过增加一些智能算法让节点 S 检测使用哪个固定信道与节点 D 通信。

HMCP 采取的信道分配策略有如下优点：

(1) 硬件方面

无线路由节点只需配置少量无线网卡，就能充分利用 802.11 标准提供信道资源，提高了信道利用率，降低了网络成本，有助于 WMN 大规模铺设。

(2) 软件方面

采用上述信道分配策略，节点执行信道选择算法，无需考虑网络的连通性问题。因此，简化了信道连通性选择算法的复杂度，同时，简化了通信节点的信道同步机制。本文中，HMCP 是基于双接口的多信道 MAC 协议。

3.1.2 节点间的通信

本文设定每个节点一个固定接口，一个可换接口，即 $M=2, f=1$ 。每个节点初始化时指定一个接口为固定接口，另一个接口为可换接口。节点的固定接口长时间分配给固定信道。每个节点维护一张包含邻节点固定信道信息的邻居表。

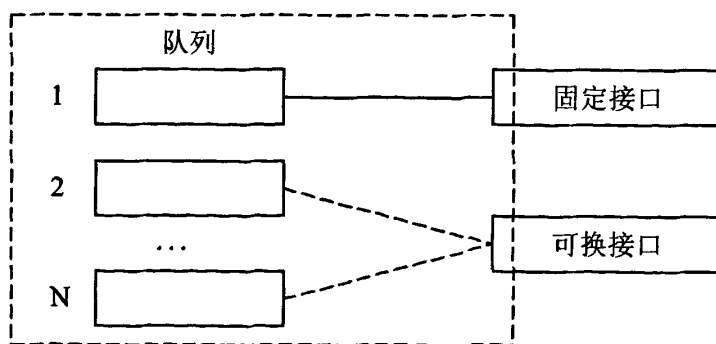


图 3.1 2 个接口 N 条信道的队列分析

如图 3.1 所示，每个信道都与一个数据包队列绑定。如果链路层收到一个数据包要发送，则在邻居表上搜寻数据包目的节点的固定信道，然后将数据包加

入对应的信道队列中。

在单信道网络中，信道上的广播消息可以被发送节点的所有的邻节点收到。然而，当使用多信道时，信道上的广播消息仅仅能被正在该信道上监听的节点收到。很多上层的协议（比如，路由协议）需要所有邻节点都能收到广播消息。HMCP 协议通过在节点所有信道上广播消息来实现。每个广播消息副本被加到每个信道队列中，当轮到某个信道发送消息时发送对应的广播消息。

尽管随着信道数目的增加，在每条信道上发送广播消息副本会增加广播的开销，但每个信道的开销是不变的。例如，在有 M 个信道的网络中，每次广播要发送 M 个广播消息副本到 M 条信道上，但每个信道只有一个广播消息数据包在传输。然而，过多的广播消息对系统性能仍然是不利的，因为可换接口不得不频繁的切换信道来发送这些广播消息，信道切换必然会带来延时，使系统性能下降。

固定接口在固定信道上发送数据包。可换接口在可换信道上发送数据包。可换接口总是选择等待时间最久的信道队列进行切换，这样保证了其公平性。当有数据包在其他信道上排队等待时，可换接口切换信道，以下其中一种情况发生时都会切换信道。

(1) 可换接口连接的信道上队列为空。

(2) 可换接口在一个信道上停留时间超过最大切换时间。这种情况防止了其他信道队列等待时间过长。

如果最大切换时间过小，信道切换开销会增加。如果最大切换时间过大，则会增加端到端的延时。

当接口切换到一个新信道时，由于节点错过了之前的 RTS-CTS 传输，新信道上虚拟 NAV 可能不正确。如果网络中开启 RTS-CTS 握手功能，那么接口会限定一个数据包发送的最大值。这个策略保证了接口上数据包的连续发送。如果 RTS-CTS 握手功能关闭，只有信道空闲时接口才会限定。

图 3.2 说明该协议的运行机制。假定节点 A 要通过节点 B 向节点 C 发送数据包。节点 A, B, C 的固定接口分别在信道 1,2,3 上，可换接口分别在信道 3,1,2 上。首先，在发送数据包之前，节点 A 切换其可换接口从信道 3 到信道 2 上，因为节点 B 的固定信道是信道 2。由于节点 B 的固定信道一直在信道 2 上监听，它可以接受到数据包。接着，节点 B 切换其可换接口到节点 C 的固定信道 3 上转发数据包。除非发送不同的数据流，一旦可换接口在一个数据流初始化过

程中正确建立，就没有必要为该数据流的数据包连续发送切换信道。

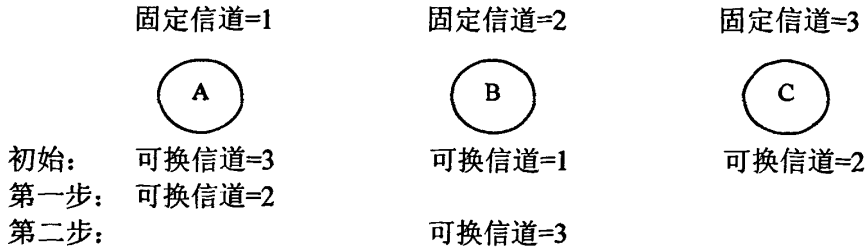


图 3.2 双接口 3 信道 HMCP 运行机制

3.1.3 固定信道管理

固定信道管理包括两个方面：选择分配到固定接口的信道和通知邻节点固定接口使用的信道。HMCP 保证邻节点间固定接口分配在不同的信道上。例如，假设节点 A 使用信道 1 作为固定信道。那么，所有发送到节点 A 的数据包都在信道 1 上传输。其他邻节点使用不同的信道作为固定信道将有助于平衡信道的使用。每个节点维护一张包含它们邻节点固定信道使用情况的邻居表，同时还维护一张信道使用列表，它包括两跳邻居范围内的节点数目以及它们的固定信道信息。初始化时，每个节点选择一个随机的信道作为固定信道。

节点间通过广播 Hello 消息交换它们的固定信道信息。每一个节点在自己的 Hello 消息中发送自己的固定信道信息，同时还发送它能听到的所有节点的 Hello 消息。这些 Hello 消息使得节点知道了它们的邻节点以及两跳范围内邻居中固定信道的使用情况。这些 Hello 信息同时还帮助节点指出了它目前的固定信道分配是否良好以及为了平衡两跳范围内的信道使用情况是否需要改变它的固定信道。

当一个节点收到来自邻节点的 Hello 消息时，它根据邻节点的固定信道更新自己的邻居表，通过邻节点的邻居表该节点的信道使用列表也得到更新。更新信道使用列表能够保证信道使用列表包含两跳范围内信道使用情况。如果一段指定最大生命期内的信息没有更新，则会被删除。这使得节点上失效的信息从邻居表以及信道使用列表中删除。

每个节点每 H (默认设置为每个节点 5s) 秒广播一条 Hello 消息，广播 Hello 消息同时有助于链路质量评估。邻节点也可以评估从节点到邻节点前向链路传输成功地概率。邻节点通过发送 Hello 消息附带传输成功的概率来告诉节点前向

链路传输成功地概率。根据一条链路的前向和后向传输成功地概率，节点能够从总体上评估链路的质量。路由发现时需要对链路质量进行评估。

HMCP 通过为每个节点合理的分配固定信道，可以有效的把网络负载分担到所有的可用信道上。而且，由于不使用专用控制信道，节点可以尽可能的使用网络中的所有信道，也不存在控制信道饱和的问题。HMCP 简化了需要提前知道信道使用列表再在节点间进行协调的过程。每个节点仅仅需要知道与之通信的节点的固定信道即可。混合信道的分配策略也具有信道动态分配的优点，比如说，任何节点能够在任意时间内访问任何信道。同时，该协议保持了固定信道分配策略的简明性，舍弃了可换信道切换策略的复杂性。该信道分配策略的一个主要问题就是增加了广播开销。广播消息需要在节点的所有信道上发送。这样这个节点周围的所有节点都能收到广播消息。因此，当一个节点要发送一条广播消息时，它会通过固定接口发送一条广播消息的副本到固定信道上。同时，它一个一个发送广播消息的副本到可换接口的各个信道上。这在发送广播消息的时候会带来时延。关于广播消息传输延迟以及系统其他方面的影响将在下一节中讨论。

在 HMCP 网络中，每个节点有 2 个无线接口和 5 个信道。其中一个为固定接口，而另一个为可换接口。因此，实验中每个节点只有一个固定信道，可换接口需要在其余的 4 个信道间进行切换。

3.2 HMCP 中信道切换处理机制

如前面所述，HMCP 协议需要通过信道切换来实现节点间的通信。无线网卡从一个信道切换到另一个信道会引入延时，称为信道切换延时。当网络流量增大时，信道切换延时对网络性能的影响是不能忽视的。因此，在 HMCP 协议中有必要考虑对信道切换的处理。不同的厂商无线网卡的信道切换延时会略有不同，文献[38]中指出常用的 IEEE802.11 标准硬件的信道切换延时在几毫秒范围内。随着无线硬件技术的改进，信道切换延时会减少到几十微秒范围内。

3.2.1 延迟开销

当一个节点的接口数目少于信道数目时，信道切换则成为必然。但是，可以通过尽可能的减少无线接口上信道切换的次数来减小信道切换的开销。本文

假定每个节点有两个无线接口和 5 个信道。其中一个接口连接固定信道，而另外一个接口需要在其余的 4 个信道间进行切换。当一个节点上的接口收到一个数据包时，它会检测需要往哪个信道上发送这个数据包。如果在固定信道上发送，那么就交付给无线网卡来处理连接固定信道的接口来发送这个数据包。否则，如果数据包在可换接口的某条信道上发送，需要在可换接口上切换到发送数据包的指定信道上发送。它还需要决定何时可换接口切换到指定信道上。如果当收到数据包后需要在不同的信道上进行传送，则它会在可换接口上不停切换信道到对应信道上，这样，信道切换带来的开销会非常高的。当一个节点要发送多个数据流且这些数据流要经过的下一跳信道不同时这种情况就会发生。此外如果将一个数据包放在信道队列中等待可换接口切换到该信道上的时间过长，这种时延也是导致系统性能降低的原因。

本文采取的策略是在决定切换信道前先等待一段时间再在可换接口上切换信道，在这个信道上停留的最少时间是一段固定的时间。本文将这段固定时间用 `CHAN_MIN_TIME` 表示，默认设置为 20ms。同时，还限定一个数据包的最大时延。这个策略的细节如下。

一旦在可换接口上切换到另一个信道时，在这个信道上至少停留 `CHAN_MIN_TIME`（默认设置为 20ms）。实验中，无论何时收到一帧数据需要在可换接口上传输时，它会检测该帧是否要在可换接口的当前信道上传输。这时，有两种情况可能发生：

(1) 如果当前可换接口连接的信道就是要发送该帧的信道，无线网卡直接发送此帧。这么做的前提是，可换接口上没有其他帧正在等待发送到其他信道上并且发送此帧的时间开销没有超过该信道允许的最大时间(`CHAN_MAX_TIME` 默认设置为 60ms)。`CHAN_MAX_TIME` 为一帧数据在可换接口上的信道队列中等待被发送的最大时间。

(2) 另一种情况是，如果当前可换接口连接的信道不是要发送该帧的信道，那么，将该帧放到对应信道的信道队列中，同时启动一个定时器。定时器运行 `CHAN_MIN_TIME` 后，可换接口可能切换到发送该帧的信道上，新切换过来的信道就会把信道队列中的这帧数据处理掉。

要降低信道切换的时延，可换接口应该花尽可能多的时间在不同信道上发送数据以及尽可能少的空闲时间和信道切换时间。为了降低信道切换的时延，本文约定可换接口上信道间切换最小时间间隔为 `CHAN_MIN_TIME`。这么做是

希望在信道上能够发送更多的数据，但是系统负载会增加。对于一个系统来说，如果一条信道上很轻的负载而其他信道上很重的负载，这是不合时宜的。关于这点，将在下一章中仿真 TCP 吞吐量时讨论。

3.2.2 往返时间

信道切换延迟影响着两节点之间路径的往返时间，往返时间用 RTT 表示。由于建立的 Mesh 网络节点分布密度相当高，节点之间的传播时间可以忽略不计。不同路径的 RTT 由在这条路线上不同节点间数据包的处理和传输时间决定的，而不是由传播时延决定的。

首先，在源节点和目的节点间建立一条正向和反向的单一路径。意思是说从目的节点到源节点的反向路径与正向路径中的节点是相同的，只是节点顺序为逆序。在这种情况下，无论何时路径中信道改变，每个中间节点的信道切换延迟决定了 RTT。在 HMCP 协议中，信道改变意味着路径上的连续节点监听着不同的固定信道。对于这种路径，中间节点在不同信道上（固定信道在下一跳）传送数据到目的节点并且在不同信道上（固定信道在前一跳）回传给源节点。现在，由于每个节点上只有一个可换信道接口，因此，多跳信道转换中，每个中间节点在传送数据到目的节点和回传给源节点的过程中不得不切换信道。正如前面所提到的，可换接口每切换一次信道时，在信道上停留的时间至少为 CHAN_MIN_TIME 。因此，多跳路径的 RTT 每增加一跳，RTT 要增加 $\text{CHAN_MIN_TIME} \times 2$ 。因为中间节点要发送数据到目的节点，可换接口需要连接到下一跳的接收信道，在这之前要等待 CHAN_MIN_TIME 。之后中间节点要回传数据到源节点，需要切换信道到前一跳的接收信道上，这也等待 CHAN_MIN_TIME 。因此，每跳 RTT 都要增加 $\text{CHAN_MIN_TIME} \times 2$ 的延迟。

3.2.3 广播消息及路由发现

广播机制对于推行各项协议是非常重要的。在网络协议栈中不同层的很多协议（例如 ARP^[41]，等等）都假定采取一个高效的广播机制和对它的应答来保障协议的正常运行。

在 HMCP 实验中，一个节点需要广播消息到所有信道上。每个节点有两个接口，一个固定接口和一个可换接口。固定接口在固定信道上发送数据包，而可换接口在其他信道上处理数据包。实验采用了 5 个信道。在收到广播数据包

后, 节点为每个信道复制一个数据包副本。固定接口在固定信道上广播数据包, 而可换接口通过切换信道来发送 4 个数据包。因此, 广播消息在不同的信道上被发送了不同次。在节点的不同信道上发送广播消息带来的延迟会使得协议进一步的复杂化。由于固定接口上信道不需要切换, 在固定信道上的广播消息不需要处理任何信道切换带来的延迟。而在其他信道上广播消息就需要在对应的信道队列中等待直到可换接口切换到对应的信道上去。如果有其他数据包在发送时, 可换接口在一个信道上至少停留 CHAN_MIN_TIME , 至多停留 CHAN_MAX_TIME 。对于负载轻的节点, 在发送广播消息中, 每条信道上不会有消息发送超过 CHAN_MIN_TIME 。因此, 在一个节点的某个信道上发送一条广播消息最大延迟为 $\text{CHAN_MIN_TIME} \times 3$, 4 条信道需要 3 条信道轮流切换。所有基于这些协议 (ARP^[41], 等等) 的广播都会有延迟。

信道切换不仅在广播传送中引起时延, 同时在路由发现中也会引起时延。时延是在不同对的节点间建立路由时产生的。为了减少路由延迟, 可以使用诸如链路状态路由之类的主动路由协议。但是这类协议在网络中进行快速路由更新的过程中可能包含其他开销。另外一种减少路由延迟的方法是降低 CHAN_MIN_TIME 。但是降低 CHAN_MIN_TIME 则意味着系统负载加重时, 信道切换次数增加, 使得信道切换延时增大, 这两者是矛盾的。因此, 选择合适的 CHAN_MIN_TIME 有助于提高系统性能。

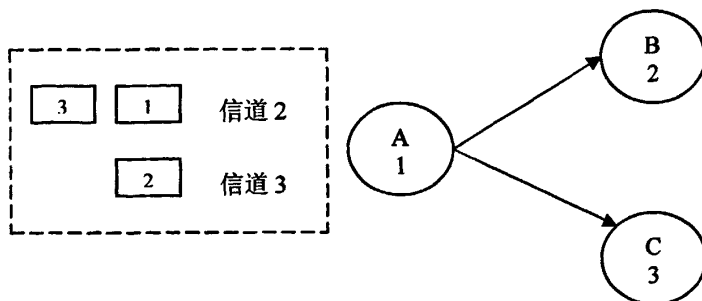


图 3.3 信道切换图

在网络负载比较轻的时候, 限定信道切换最小时间似乎意义并不大, 但是当网络负载比较重的时候, 本文发现, 限定信道切换最小时间能够有效的减小信道切换时延的开销, 提高网络性能。例如, 节点 A, B, C 的固定信道分别为 1, 2, 3, 如图 3.3 所示。有三个数据包要从源节点 A 发送, 到达源节点 A 的顺序为数据包序号, 其中数据包 3 在数据包 1 发送完后但是在 CHAN_MIN_TIME

内, 如果没有限定信道切换最小时间, 那么源节点 A 收到数据包 2 时, 发送完数据包 1 后就会切换到数据包 2 对应的信道 3 上发送数据包 2, 然后发送完数据包 2 之后再切回信道 2 上发送数据包 3, 这就需要进行 3 次信道切换, 如果限定信道切换最小时间, 那么源节点在发送完数据包 1 后还会等待一段时间, 此时, 数据包 3 在信道 2 队列中排队等待, 源节点接着发送数据包 3, 发送完毕后再切换到信道 4 上发送数据包 2。那么, 这只需要进行 2 次信道切换, 从而减少了信道切换次数。由于 HMCP 主要是针对网络负载比较重的环境下设计的, 因此, 当网络负载比较重时, 限定信道切换最小时间能够有效的减小信道切换延时带来的开销。

3.3 基于 HMCP 的新路由策略 MMCR

当数据流在多信道路径中建立时, 路径中的节点必须处理一些交错信道的干扰。在多信道多接口网络中, 中间节点的数据流处理自交错信道干扰是最多的。因为这些节点要同时在不同的信道上接收和发送数据。由于节点上的发送天线和接收天线在物理位置上距离很近, 以至于发送天线的一点点交错信道能量的泄露都可能导致接收天线很大的干扰。研究发现, 如果接收天线的信号强度开始不是很好, 在发送天线上同时传送时会导致接收天线方很高的丢包率。此外, 如果节点的接收信道与发送信道使用相邻频段或相隔较近的频段, 交错信道干扰通常会比频段相隔较远的信道大。因此, 如果多跳路径中的中间接收链路质量不是很好或者路径中中间节点的接收信道与发送信道频谱相邻, 那么, 节点接收链路的错误传输率将大大增加。另言之, 如果链路质量评估机制不考虑节点上的交错信道干扰, 数据流在多跳路径中中间接收链路的错误率比链路质量评估机制的评估要差很多。

考虑到上述因素, 本章将提出一种改进的多信道路由策略 MMCR (Modified Multi-Channel Routing Protocol)。MMCR 路由策略结合了 HMCP 信道切换的特点, 在路由判据中加入了对交错信道干扰因素的考虑, 这样 MMCR 路由协议能够和 HMCP 结合使用。

3.3.1 MCR 路由协议

MCR算法^[45]通过加入了信道切换开销来改进WCETT判据。这种路由协议是

在AODV按需距离矢量路由协议^[45]的基础上运用WCETT判据而实现的。当源节点S开始与目的节点D通信时(比如,当网络层节点S检测到一个包要发送给节点D,但是到节点D又没有路由存在),路由开始初始化。节点S以节点D为目的节点广播一条RREQ消息。收到RREQ的所有节点在RREQ消息中加入它们自己的路由信息后转发RREQ。它们自己的路由信息包括IP地址,固定信道信息,信道切换开销信息和传输RREQ最后一跳的期望传输时间。这个过程直到RREQ到达目的节点D。每一个到达目的节点D的RREQ都可能发现了不少于一条从节点S到节点D的路由。根据RREQ消息中的路由信息,节点D对每条路由进行评估。最后,目的节点D选择一条路由度量开销最小的路径,并单播RREP到这条路径的前一跳。RREP包括整个路由信息,并以单播的方式回传到源节点S。在回传的每一跳中,当节点收到RREP时,从RREP中读取后一跳和前一跳信息之后,更新路由表,包括到目的节点D的前向路由和到源节点S的反向路由。当RREP到达源节点后,从源节点S到目的节点D的路由就建立起来了,那么,源节点S缓存区中所有发送给目的节点D的数据包就可以沿着这条路径发送了。

3.3.2 链路质量评估机制

通过安装好的硬件设备可以改善交错信道干扰。不过,由于同一节点上的接收天线和发送天线在物理位置离得很近,少量交错信道干扰是不可避免的。

诸如 ETX、WCETT、MCR 路由判据需要准确的链路错误率/成功率来估算一跳的 ETT。这些都是假定链路质量评估机制^[27]选择了一条好的路径。即使不同的链路质量评估机制也不考虑在交错信道干扰下无线链路传输成功率的下降。如上所述,交错信道干扰会大大降低无线链路的质量。因此,需要一种既考虑并行传输又考虑交错信道干扰的智能链路质量评估机制。但是这样,链路质量评估机制结构会更加复杂,同时会给系统带来更大的开销(为了测量交错信道干扰的影响,它可能还需要建立并发机制)。

另外一种解决的办法是设计能够感知交错信道干扰的路由判据。在选择路径时,如果很容易受到交错信道干扰,则降低路径中中间跳的链路质量评估。问题是如何感知路径中的哪条链路容易受交错信道干扰,对于这些易受干扰的链路,链路质量评估应该降低多少。研究发现,路径中中间链路传输成功率下降有两种情况:

(1) 相邻信道: 如果路径中间节点正在监听的信道的频段与正在传输的信

道频段相邻,那么,接收链路会有很大的交错信道干扰。如果接收链路的传输成功率很高,链路仍可能要处理这些干扰,否则链路上的吞吐量会下降。如果接收链路的传输成功率 p 比常量 P_{consec} (<1) (默认设置为 0.9) 大,不改变链路的链路质量评估参数。如果中间节点的接收信道和发送信道在频段上相邻,并且接收链路的传输成功率 $p < P_{\text{consec}}$,则降低接受链路的链路质量评估参数 $p_{\text{new}}=p \cdot p$ 。依此类推,本文通过把链路质量评估参数降低到原来传输成功率的平方来降低评估参数,这样与初始评估参数始终成比例。如果原来的成功率非常低,那么新的成功率将会更低。

(2) 接收链路质量差:如果中间节点的接收链路质量起初很差,那么节点的其他信道在同时传输时接收信道的传输成功率会更低。也就是说,传输过程中的稍微一点交错信道干扰就会使得接收链路质量更差。无论何时接收信道的传输成功率 p 小于常量 P_{bad} (默认设置为 $0.7 < P_{\text{consec}}$),降低接收链路的成功率 $p_{\text{new}}=p \cdot p$ 。

如果链路中同时发生以上所述的两种情况,则降低链路质量评估参数一次,而不是两次。这就是说,如果路径中接收链路的中间节点质量很差 ($p < P_{\text{bad}}$),并且路径中的下一跳在相邻信道上,则降低链路中的传输成功率 $p_{\text{new}}=p \cdot p$,并且这样计算一次。

改进的链路质量评估机制降低了路径中某些链路的质量评估参数,这些链路是被认为容易产生交错信道干扰的链路。在计算路径的路由算法开销时这些链路的传输成功率也降低。随着链路中传输成功率的降低,链路中的数据包的 ETT 反而增加,反过来又增加了链路开销。概率常量值 P_{consec} , P_{bad} 的定义是我们通过实验观察得到的。一般来说,这些常量的值取决于发射功率、硬件部署、数据速率等因素。当 $P_{\text{consec}}=0$, $P_{\text{bad}}=0$ 时,使用改进的链路评估机制与原来的链路评估机制得到的信道干扰是差不多的。

3.3.3 ETT 的计算方法

MCR 判据在计算路由算法开销时结合了两个部分。第一部分,它在路径中为所有跳增加了 ETT 和切换开销。第二部分,它在路径中的瓶颈信道上的为各跳增加了 ETT 的开销。MCR 判据由这两部分组成。判据的第二部分表示路径中信道的多样性,并且对于多信道路径来说很小。第二部分是按照同一信道上所有跳 ETT 总和的最大值计算的。MCR 和 WCETT 判据在空间距离很近的各跳之

间信道复用与相隔甚远的各跳之间信道复用是没有区分的。因此，在连续多跳的一条路径信道复用与间隔三跳以上的另外一条路径信道复用作为相同情况分析。即使使用相同的信道，空间距离很远的几跳都有可能并行传输。802.11 MAC CSMA/CA 协议大多数是不允许在路径中使用相同信道在连续多跳或者间隔一跳中并行传输。在一条间隔两跳的链路中，可能都不能并行传输。在一条间隔三跳或三跳以上的链路中，低错误率并行传输的可能性将会增大。在任何情况下，将路径中连续跳或者间隔一跳的信道复用与中间有一个间隔的 3 跳或者 4 跳的信道复用同等对待在大多数情况下是不合理的。然后，在很大程度上还要取决于发射功率、数据速率、不同的环境变量（路径损耗、噪声、障碍物），是否能够维持在链路上使用相同信道并且空间距离甚远的情况下并行传输。尽管如此，仍然应该有一个根据网络特性调整相应的判据特定的路由判据。在新的路由判据中放宽了信道复用的限制。对于间隔 CHAN_REUSE_CONST (≥ 3 , 默认设置为 3) 或更多链路的多跳路径，信道复用不增加任何开销。有信道复用的链路跳数少于 MIN_HOP (> 1)，算法开销仍与 MCR 相同。对于使用相同信道的链路间隔 h ($\text{MIN_HOP} \leq h < \text{CHAN_REUSE_CONST}$) 跳的路径，在连续跳或间隔一跳的路径中为信道复用增加一点点开销。MMCR 的路由判据计算方法如式 (3-1) 所示。

$$\text{MMCR} = (1 - \beta) * \sum_{i=1}^n (\text{ETT}_i + \text{SC}(C_i)) + \beta * \max_{1 \leq j \leq K} X_j \quad (3-1)$$

其中 n 为路径中的所有跳之和， C_i 为传输节点在第 i 跳上信道切换开销， X_j 为在信道复用的第 j 跳的链路 ETT 之和， K 为路径中信道复用跳的总数。假设信道复用跳上的链路是相互干扰对方传输，而不再相同信道上的链路复用是没有干扰的。我们选择所有 X_j 的最大值作为路由的瓶颈部分。

为了使路径中信道复用跳列表的定义更为准确，将路径中使用相同信道传输的一组链路进行排序。在路径 P 中的信道复用跳列表里， link_{suc} 表示传输成功的链路，链路 $\text{link}_{\text{pred}}$ ，如果：

- (1) $\text{link}_{\text{pred}}$ 和 link_{suc} 在相同信道上；
- (2) 在路径 P 中 $\text{link}_{\text{pred}}$ 在 link_{suc} 前面（从源节点到目的节点），并且在路径 P 中两条链路间被不多于 MIN_HOP ($1 < \text{MIN_HOP} < \text{CHAN_REUSE_CONST}$) 条链路间隔。这里有一个例外，在信道复用跳列表中

的后一条链路可能和其前一条链路之间有 h ($\text{MIN_HOP} \leq h < \text{CHAN_REUSE_CONST}$) 跳。也就是说, 如果 link_{suc} 是信道复用跳列表的后一条链路, 并且 $\text{link}_{\text{pred}}$ 和 link_{suc} 在路径中有 h 跳间隔, 其中 $\text{MIN_HOP} \leq h < \text{CHAN_REUSE_CONST}$ 。对于这种情况, 我们在计算信道复用列表瓶颈 ETT 之和时仅仅加后一条链路的 ETT ($\text{ETT}_{\text{last_link}} * \alpha_h$, 其中 $\alpha_h < 1$)。

首先, 将一条路径划分为不同的信道复用跳列表。信道复用跳列表中的所有链路都被认为是有干扰的。此外, 尝试区别一条路径中信道复用相距很近和信道复用相距很远的情况。无论何时一条路径上的链路存在信道复用, 并且这两条链路间有不少于 CHAN_REUSR_CONST 跳间隔, 本文认为它们之间是没有干扰的, 且在不同的信道复用跳列表中。如果这两条链路使用相同的信道, 并且它们间少于 MIN_HOP (>1) 条链路, 本文认为这两条链路相互干扰, 且在同一个信道复用跳列表中。边缘情况是指一条链路与它后一条链路之间有 h ($\text{MIN_HOP} < h < \text{CHAN_REUSE_CONST}$) 跳, 且这两条链路使用相同的信道。这种边缘情况的链路是指信道复用跳列表的后一条链路, 与使用相同信道的链路相距 h 跳。此外, 边缘情况的链路应在两个信道复用跳列表中: 列表中后一条链路与前一条链路相距 h 跳, 前一条链路从它开始。与边缘链路不同的是, 其他链路在路径中仅仅在信道复用跳列表中出现一次。

在信道复用跳列表中每条链路的 ETT 总和表示该信道复用列表的瓶颈因素。如果列表的后一条链路是边缘链路, 例如, 列表中的后一条链路与它前向链路间隔 h 跳, 其中 $\text{MIN_HOP} \leq h < \text{CHAN_REUSE_CONST}$, 那么我们仅仅把后一条链路的 ETT 的一部分加到列表的瓶颈 ETT 之和中。这部分为 $\text{ETT}_{\text{last_link}} * \alpha_h$, $\alpha_h < 1$ 。整个路径的瓶颈部分被定义为所有信道复用跳列表的瓶颈 ETT 之和的最大值。值得注意的是, $\alpha_0 = \alpha_1 = 1$, $\alpha_m = 0$, $\forall m \geq \text{CHAN_REUSE_CONST}$ 。

本文举例来说明路径中新路由判据的计算方法。假设 $\text{MIN_HOP}=2$, $\text{CHAN_REUSE_CONST}=3$, $\alpha_2=0.5$ 。图 3-3 显示了从节点 A 到节点 G 的六跳路径图。对于每条链路, 图中显示了链路的传输信道 (36, 64, 161) 和链路上 1500 字节帧每微秒的 ETT (以 6Mbps 速率传输 1500 字节帧的 $\text{ETT}=2000\mu\text{s}$)。这里, 路径中总共有 5 个信道复用跳列表。

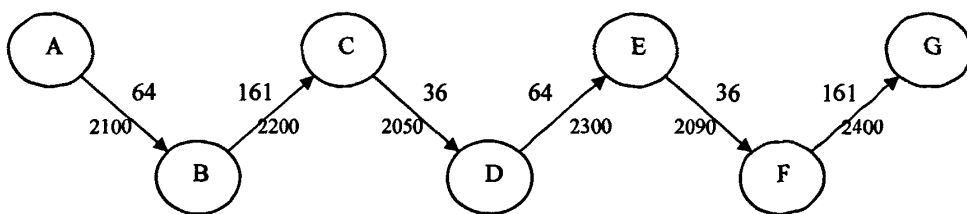


图 3-3 信道复用的六跳路径

(1) 列表 1: $(A \rightarrow B) \Rightarrow (D \rightarrow E)$ 。路径中链路 A-B 和 D-E 间隔着(B-C, C-D)2 跳, 都使用信道 64。既然链路被 $\text{MIN_HOPS}(=2)$ 分开, 本文仅仅为这个信道复用跳列表的瓶颈计算增加链路 D-E 的 ETT 的一部分。这个列表的瓶颈 ETT 为 $X_1 = \text{ETT}_{A-B} + \alpha_2 * \text{ETT}_{D-E} = 2100 + 0.5 * 2300 = 3250 \mu s$

(2) 列表 2: $(B \rightarrow C)$ 。尽管链路 B-C 和链路 F-G 使用相同的信道, 但是由于它们在路径中有 $\text{CHAN_REUSE_CONST}(=3)$ 跳间隔, 所以它们在不同的信道复用跳列表中。 $X_2 = \text{ETT}_{B-C} = 2200 \mu s$

(3) 列表 3: $(C \rightarrow D) \Rightarrow (E \rightarrow F)$ 。链路 C-D 和链路 E-F 都使用信道 36, 并且在路径中间隔 1 跳($< \text{MIN_HOP}$)。它们被认为是相同信道复用跳列表的一部分。 $X_3 = \text{ETT}_{C-D} + \text{ETT}_{E-F} = 2050 + 2090 = 4140 \mu s$

(4) 列表 4: $(D \rightarrow E)$ 。链路 D-E 是边缘链路, 因此, 它是列表 1 与列表 4 两条信道复用跳列表的一部分。 $X_4 = \text{ETT}_{D-E} = 2300 \mu s$

(5) 列表 5: $(F \rightarrow G)$ 。 $X_5 = \text{ETT}_{F-G} = 2400 \mu s$

所有信道跳列表的最大 ETT 为 $X_3 = 4140 \mu s$

路径中 MMCR 路由度量开销 $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow E \rightarrow F \rightarrow G$, $\beta = 0.5$, 假定所有的切换开销为 0, 那么:

$$\begin{aligned}
 \text{MMCR} &= (1 - \beta) * \sum_{i=1}^h (\text{ETT}_i + \text{SC}(C_i)) + \beta * \max_{1 \leq j \leq K} X_j \\
 &= 0.5 * (2100 + 2200 + 2050 + 2300 + 2090 + 2400) + 0.5 * 4140 \\
 &= 8640
 \end{aligned} \tag{3-2}$$

MCR、WCETT 路由判据在路径中为所有使用相同信道的跳增加 ETT 来表示瓶颈部分的开销。因此, 这些路由判据在定义信道复用跳列表时包括了路径中使用相同信道的所有链路。在新的路由判据中不考虑链路中 $\geq \text{CHAN_REUSE_CONST}$ 跳间的干扰。CHAN_REUSE_CONST 的值是主观可变的, 在无干扰传输时, 路径中两条链路间的跳数被认为是安全的, 由网络特性

决定了其值。此外,信道复用在 `CHAN_REUSE_CONST` 跳之前,但在最小跳 `MIN_HOP` 之后的边缘情况不应该被认为是信道复用连续或者间隔一跳之列。对于这种情况,含有两条链路的信道复用跳列表将会止于后一条链路,并且在计算开销时仅仅将后一条链路 ETT 的一部分加到瓶颈 ETT 之和。

另外一个有趣的问题是,路径中两个链路之间有 `CHAN_REUSE_CONST` 或者更多跳是否就表明两条链路在空间上相距甚远?答案是否定的。在某些路由协议中,在源节点和目的节点间的路径可能是迂回的,实际上,路径中第一跳和 `CHAN_REUSE_CONST+2` 跳空间距离可能很近。这种情况下,这些跳在传输过程中是相互干扰的,我们认为它们互相不干扰的策略不成立。接下来的问题是怎么处理这种情况。

路径中的新路由判据包括两部分。第一部分在路由中增加了所有跳的 ETT(和任何切换开销)。这部分是衡量路径中所使用的网络资源。当上述情况发生时用这部分来弥补。对于相当密集的网络,在大多数情况下,无论何时在源节点与目的节点间发现迂回路径,我们将很有可能同时发现一条更短的路径。假设路由度量开销的第一部分将优先给短的路径,而不是可能忽略信道复用开销的迂回路径。这一假设在实验中得到了证实。大多数情况下,当迂回路径忽略信道复用开销时,由于中间跳更少,相对短的路径度量开销更低。假设无论两条链路是否干扰,彼此知道邻居节点的信息。如果一条链路的接收节点能够监听到另一条链路的发送节点发送的 hello 数据包,那么,这两条链路是相互干扰的。当路径中路由度量开销计算时,邻居节点的信息可能没用。对于像链路状态路由的主动路由协议,所有邻居节点的信息在源节点处对数据流很少情况是有用的。对于被动路由协议,节点上邻居信息是有用的,它在计算路由开销时决定了两条链路干扰属性。目前,新路由协议中还没有实现这个猜想,将放到以后的工作中。在实验中,本文认为,如果两条链路间的跳数到 `CHAN_REUSE_CONST` (设置为 3) 或者更多,链路间是无干扰的。

3.4 本章小结

首先,本章提出一种更适合于无线 Mesh 网络的混合多信道协议 HMCP,并介绍了该网络中信道分配、节点间通信以及固定信道管理等问题。然后,简述了信道切换延迟对 HMCP 网络各方面性能的影响。当信道切换次数减少时,信道切换延迟随之减小。因此,采取的策略是在可换接口的每个信道上至少停留

一段固定的时间 `CHAN_MIN_TIME`，以此来减少频繁切换信道带来的开销。本章还探讨了信道切换对两节点之间往返时间以及广播消息的影响，并分析其原因。由于基于 HMCP 协议的多信道网络存在着交错信道干扰以及信道复用干扰等影响网络性能的因素。本文提出了一种适合于 HMCP 协议的新的路由策略，该策略在一定程度上避免了交错信道干扰以及信道复用产生的干扰问题，提高了网络吞吐量。

第 4 章 仿真以及性能分析

通过与单信道网络比较,本章首先对无线 Mesh 网络 HMCP 改进后的性能进行了评估,接着结合 HMCP 对改进的路由策略 MMCR 的网络性能进行了评估。本文评价了网络中多跳路由下 UDP、TCP 通信时的网络性能。

首先,本文记录了无线 Mesh 网络中性能改进后单个数据流的吞吐量。接着,观察多个数据流并发时的吞吐量,最后比较了结合 HMCP 改进后路由策略 MMCR 与 MCR 的吞吐量。在接下来的讨论中,本文把在多信道多接口环境下的数据流叫做“HMCP flow”,而把在单信道环境下的数据流叫做“Single channel flow”。

4.1 协议性能评价参数

本文仿真实验中,应用数据流的平均吞吐量作为评判指标,来评价 HMCP 协议和 MMCR 路由策略的性能。多信道技术在无线 Mesh 网中应用的目标就是希望能够增加网络的吞吐量。该指标可以直接反映协议是否达到目的。其计算公式如下:

$$\text{吞吐量} = \frac{\text{数据分组的大小} * \text{成功发送的分组个数}}{\text{仿真时间}} \quad (4-1)$$

4.2 HMCP 单个数据流的吞吐量仿真

评估 HMCP 网络性能改进,首先要分析单个数据流所获得的吞吐量。然后在多信道 Mesh 网络中为单个数据流寻求一种最优的 UDP 和 TCP 吞吐量。

实验中,首先建立 Mesh 拓扑网络,并在节点间建立单个数据流。数据流的源节点选择在拓扑网络的一端,拓扑网络中的其他节点则一个一个的作为数据流的目的节点来衡量单个数据流的吞吐量。由于不同的系统和环境变量,无线 Mesh 网络实验中性能指标测量可能不同。传输功率、数据速率、干扰和信道分配都是影响性能好坏的系统变量。噪声和路径损失等环境变量影响着数据传输速率、错误率等。功率和速率控制在评价 HMCP 中是相辅相成的。在实验中保

持数据速率不变。为了减少来自其他方面的干扰，网络中只建立一个数据流。

4.2.1 单个数据流的仿真环境

假定一个拓扑网络由 5 个节点组成。单个数据流在节点间建立最多需要 4 跳来遍历。由于 802.11a 有 5 个信道，因此，这 4 跳都可以在单独的信道上。这点很重要，这样才能避免在所有节点并发带来的干扰。

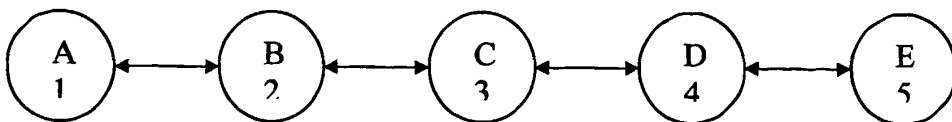


图 4-1 5 个节点的拓扑网络

图 4-1 表示建立的拓扑网络。不同节点的编号代表每个节点监听的固定信道不同。每个节点有两个接口能够同时监听和发送数据。数据包大小设置为 1000 字节。建立了 10s 的流量，并且记录其平均值吞吐量。为了在测量性能上不包括路由延迟，本文在测量之前建立好路由。

为了获得单个数据流的最大吞吐量，路径中建立的所有跳都是链路质量良好、错误率低，这是非常重要的。路由协议可能找不到一条所有跳都是高质量的路径或者不存在源节点到目的节点的路径。这里，本文保证拓扑网络中所有跳都是高质量并且路由发现也是质量良好的。因此，就能为多跳路由获得最大吞吐量。在拓扑网络中，有可能出现一个节点探测到“遥远的”一跳邻节点，这个节点可能引起拓扑网中断。例如，图 4-1 中的节点 A 可能探测到节点 C 和节点 D 作为一跳邻节点，路由协议也有可能选择这条“远”的链路作为其中一跳。从节点 A 到节点 C 或者到节点 D 可能不能获得最大吞吐量，这种情况下，这种链路就应该避免。而路由协议可能无法避免这种路径。所以，拓扑网络在建立时保证所有连续节点是高质量的至关重要。

在多跳路由拓扑网络中，测量单个数据流 UDP 和 TCP 的吞吐量，并把结果与在单信道单接口情况下进行比较。在单信道单接口网络中，路由静态建立，此时关闭所有混合协议的 hello 消息，因此，单信道情况下，没有任何协议开销。通过分析 HMCP 单个流获得的吞吐量，并从实验中列出一些感兴趣的要点。

4.2.2 UDP 吞吐量仿真结果及性能分析

在单信道单接口网络中观察到一跳链路的 UDP 最大吞吐量为 1.52Mbps。在单信道情况下，没有协议开销，这个吞吐量代表两节点间可获得的 UDP 最大吞吐量（数据速率为 1.6Mbps）。在多跳路由中，由于数据流的自干扰，吞吐量大幅度下降。

在 HMCP 实验中，测量一跳链路可获得的 UDP 最大吞吐量为 1.48Mbps。单信道网络中与 HMCP 网络中一跳 UDP 吞吐量的差距是由于协议带来了一定的开销。作为混合多信道协议的一部分，每个节点每 HELLO_TIME_INTERVAL（设置为 5s）发送一个 hello 消息。广播消息需要在系统中的每个信道上传播，在可切换信道上传播时需要可切换接口切换信道。在多跳情况下，HMCP 网络比单信道网络性能更好。在 HMCP 网络中，数据流从一跳到多跳吞吐量变化不大。由于在路径中不同跳之间采用正交信道，并且每个节点使用多个接口，使得 HMCP 网络能够维持从一跳到多跳的 UDP 吞吐量。节点间同时传输不会相互影响。而在单信道无线网络中，数据流会产生自干扰，因此，不能维持从一跳到多跳的 UDP 吞吐量。图 4-2 显示了单信道网络多跳路径与 HMCP 网络多跳路径 UDP 吞吐量的比较。

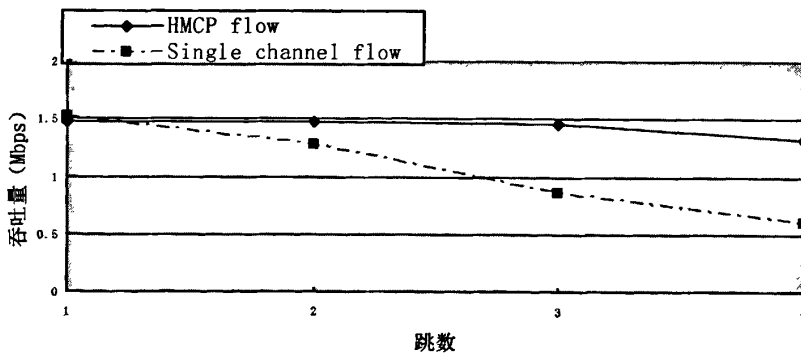


图 4-2 HMCP 网络下与单信道网络下单个 UDP 数据流吞吐量的比较

实验得到的结果表示了单个数据流吞吐量的上限。所有节点在多跳路径中都是链路质量良好并且低错误率，实验中没有来自任何节点或者数据流的干扰。一般情况下，单个数据流的吞吐量会低于或者等于我们得到的结果。

从实验中观察到在正交信道上传输，数据流从一跳到多跳吞吐量基本维持不变，在不同信道上同时传输也能保持低错误率，当链路质量好时这些都是可

行的。但是实际情况下,无线 Mesh 网络节点在一个接口上发送在另一个接口上接收时必须处理交错信道干扰。

由于同一节点上发射天线和接收天线彼此离的很近,甚至发射天线很少的交错信道能量泄露都会导致接收天线很大的干扰。如果接收天线的信号能量开始不是很好,两端同时传输时可能导致接收天线那端丢包率很大。因此,如果多跳路径中的任何一中间链路质量不好,链路上的错误率可能严重影响数据流的吞吐量。在多跳路径中数据流在中间接收链路上的错误率比链路质量评估机制的评估更为重要。如果链路质量评估机制不考虑节点上的交错信道干扰,这是有可能的。因此,为了得到最大吞吐量,选择一个好质量的链路是至关重要的。

交错信道干扰可以通过更好的硬件来改进。如果同一节点上接收天线和发射天线在物理位置上离得很近,交错信道干扰很难避免。另外一种处理交错信道干扰的方法是,让多信道协议能够感知交错信道干扰。例如,同一节点的接收信道上的频段与发送信道上的频段相隔距离大点,或者选择中间链路质量好的更远的路径也是值得的。

4.2.3 TCP 吞吐量仿真结果及性能分析

TCP 吞吐量取决于它的往返时间,错误率和连接带宽。在 UDP 通信中,如果路径中的各跳链路质量好,HMCP 网络可以保证在整个多跳路由中低错误率的单跳数据速率。因此,也希望 TCP 吞吐量与 UDP 吞吐量类似。很不幸的是,这与实验中观察到的不一样。一跳 TCP 吞吐量与 UDP 吞吐量类似,然而,多跳路由下 TCP 吞吐量远低于 UDP 吞吐量。尽管 HMCP 网络比单信道网络的性能好,但是改进后的 TCP 吞吐量并没有像 UDP 那么理想。图 4-3 显示了单一数据流在 HMCP 网络中与单信道网络中 TCP 吞吐量的比较,该图还显示了 HMCP 网络中 TCP 与 UDP 吞吐量的比较。

实验中观察到, HMCP 网络中单一数据流单跳 TCP 吞吐量(1.58Mbps)比单信道网络中数据流单跳 TCP 吞吐量(1.55Mbps)大。这与单跳 UDP 吞吐量不同,由于协议的开销,在 HMCP 网络中单跳单一数据流的 UDP 吞吐量比在单信道小。之所以在 HMCP 网络中 TCP 吞吐量会更大,是因为两节点间的连接是双向的。源节点和目的节点都有两个接口,并且固定信道不同,因此,它们可以同时进行通信。在一跳路径中, TCP 数据和 TCP ACKs 在不同的信道上传输,不会像在单信道情况下需要竞争信道传输时间。这使得 HMCP 网络中一跳单一

数据流的 TCP 吞吐量超过单信道网络中 TCP 吞吐量。

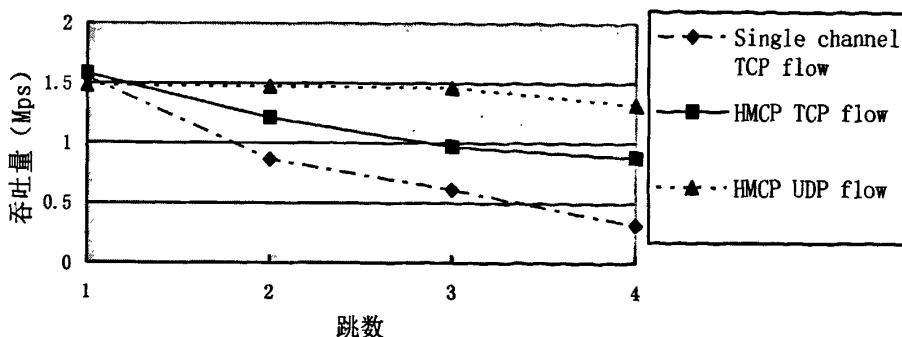


图 4-3 单一数据流分别在 HMCP 网络与单信道网络中 TCP 吞吐量

从图 4-3 中可以看出, HMCP 网络中数据流在多跳路由下 TCP 吞吐量比相同路由下 UDP 吞吐量小很多。TCP 吞吐量低的原因是 TCP 连接时数据流的双向性。当建立从源节点到目的节点路由时, 路由协议也建立了由相同节点组成的反向路径。因此, TCP 数据包和 TCP ACKs 都是沿着相同节点发送的。现在, 每个节点有两个接口, 但只有一个是可换接口, 因此, TCP ACKs 在可换接口上占用了数据包的传输时间。但更重要的是, 对于不同信道的路径, 在每个节点的可换接口上发送 TCP 数据和 TCP ACKs 时需要频繁的切换信道。路径中的连续节点在不同的固定信道上监听。对于这种路径, 中间节点的可换接口需要在发送 TCP 数据到目的节点和发送 TCP ACKs 到源节点间切换信道。信道切换延迟会增加开销。在路由往返时间 TCP 速率控制算法^[41]中, 特别是接收 TCP ACKs 延迟决定了数据速率。

接口上的信道切换延迟为 5ms。既然信道切换延迟很大, 所以要尽可能避免频繁的切换信道。在前一章讨论过, 切换一次信道, 则会在该信道上至少停留 CHAN_MIN_TIME (默认设置为 20ms)。因此, 希望一旦切换信道, 有足够多的数据包在信道上传输以填满 CHAN_MIN_TIME 时间窗口。虽然这样使系统负载很高, 但是轻负载的系统可能会适得其反。在 TCP 连接中, 无论是否有数据在其他信道上发送, 路径中的中间节点切换信道向源节点发送 ACKs, 并在该信道上至少停留 20ms。在这段时间, TCP 数据存放在缓冲区中等待发送。由于 TCP ACKs 很小, 传输时间会远远小于数据包。而中间节点向源节点发送 TCP ACKs 只占 20ms 时间窗口的很少一部分。这个信道上 20ms 时间窗口的剩余时间为空闲时间。往目的节点发送的 TCP 数据存放在其他信道队列中, 等待可换接口切

换到下一跳的固定信道上。

与 UDP 吞吐量相比,信道切换开销与传输 TCP ACKs 时的空闲时间是使得 TCP 吞吐量降低的主要原因。而在 UDP 中没有 ACKs 以及传输 ACKs 时的信道切换。

4.2.4 信道切换延时对 TCP 吞吐量的影响

要提高 TCP 吞吐量,需要减少信道切换带来的开销。通过减少信道可以减少信道切换甚至不需要信道切换。但是这会增加数据流的自干扰,降低性能,单信道网络就是如此。更好的解决办法是 TCP 连接时选择一条与前向路径独立的从目的节点到源节点的反向路径。最好的情况是反向路径中没有前向路径的中间节点。否则,如果反向路径中有其中间节点,反向路径的中间节点就不得不在前向路径与反向路径传输数据时切换信道。在实验中建立独立的前向路径和反向路径,两条路径中没有相同的中间节点。实验选择了 36 个分布稠密的节点,路由协议能够在大多数节点对中发现两条链路质量良好的路由。仿真发现,当反向路径与前向路径不同时,TCP 吞吐量显著增加。现在,TCP 吞吐量接近之前 UDP 吞吐量。图 4-4 显示了 HMCP 网络中前向路径与后向路径不同时数据流 TCP 吞吐量比较。

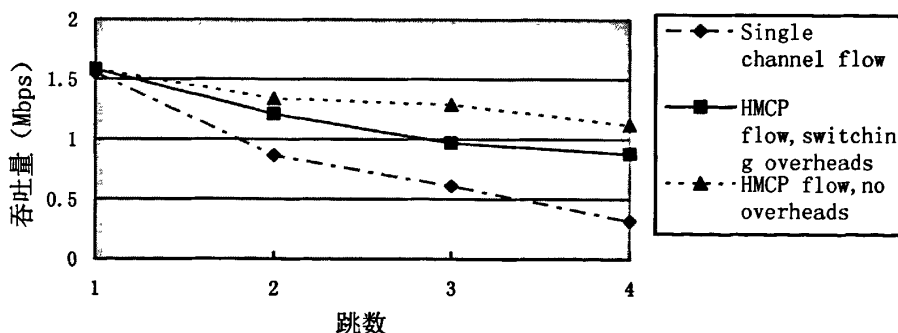


图 4-4 没有信道切换开销 TCP 数据流获得的吞吐量

两节点间前向路径与后向路径不同也有其自身缺点。在稀疏的网络中,两节点间可能不存在两条链路质量好的独立路径。此外,对被动路由协议来说,与一条路径相比,在一对节点间建立两条路径需要花双倍的时间。

一个更好,更清晰的解决办法是在节点上增加硬件来减少信道切换延迟,

即在每个节点上增加一个无线接口。节点上的第三个接口可以减少信道切换延迟。这样，每个节点上有两个可换接口。无论何时需要切换信道，一个可换接口在一个信道上传输数据包，另一个可换接口可以切换到另一个信道上传输数据包。我们需要实验来验证，当第三个接口接收数据时，两个接口是否可以同时传输。如果一个节点上两个接口同时传输会增加交错信道的干扰，可以一次使用一个可换接口。在这种情况下，可以把两个可换接口当作一个忽略信道切换延迟的虚拟接口来看。这个虚拟接口可以在任何两个信道上传输而没有切换延迟。本文把在节点上添加第三个接口作为以后的研究工作来完成。

目前，实验还没有能够彻底改善 TCP 吞吐量的解决办法。信道切换延迟影响了 TCP 吞吐量，信道切换延迟与使用多信道同时传输对性能的影响相抵消。由于这个原因，实验仿真中不使用 TCP 数据流。本文将这个问题放在以后的工作中探讨。

4.2.5 信道切换延时对 UDP 吞吐量的影响

如前面所说，信道切换延迟严重影响着 TCP 的性能。在接下来的实验中，研究信道切换对 UDP 吞吐量的影响。首先，建立两个源节点相同，目的节点不同的一跳 UDP 数据流。两个数据流的目的节点在各自的固定信道上监听。图 4.5 显示源节点 A 在信道 48 上监听，两个目的节点分别在信道 64 和信道 161 上监听。仿真发现，每个数据流的吞吐量大概是 0.65Mbps，源节点 A 总的吞吐量为 1.3Mbps。之前在 HMCP 网络中测量的一跳 UDP 吞吐量为 1.48Mbps。因此，吞吐量下降了 12%。之所以是 12%，解释如下：

接口上的可换信道引起的延迟为 5ms。为了使信道切换延迟减小，必须在两信道切换过程中尽可能的传输数据。另一方面，在信道切换时，数据传输时间过长的主要原因是在其他信道上的数据队列中等待传输。为了减小延迟，当数据包在其他信道队列中等待时，限制可换接口在信道上传输数据的最大时间。当可换接口上收到一个数据包时，它会检查可换接口上的信道是否是目的节点的信道。如果是，并且接口上没有数据包在其他信道上排队或者如果在当前信道上的时间少于 `CHAN_MAX_TIME`，设备驱动会传送数据包。否则，就把数据包放在信道队列中，计时器开始计时。如果有数据包在其他信道上等待发送，可换接口在该信道上停留的最大时间为 `CHAN_MAX_TIME`。

如图 4-5，在两个数据流的 UDP 实验中，目的节点 B 与目的节点 C 的固定

信道是不同的，但是源节点 A 上只有一个可换接口。节点 A 上的可换接口需要为两个数据流切换信道来发送数据。这与 TCP 数据流的情况比较类似，TCP 数据流在多跳路径中，中间节点需要切换信道来发送 TCP 数据和 TCP ACKs。但是与 TCP 数据流不同的是，TCP ACKs 很小，切换到发送 TCP ACKs 信道上时会浪费很多空闲时间，而这里，UDP 两个数据流足够大来填充 CHAN_MAX_TIME 时间窗口。在实验仿真中观察到两个数据流累积吞吐量为 1.3Mbps，开销为 12%。

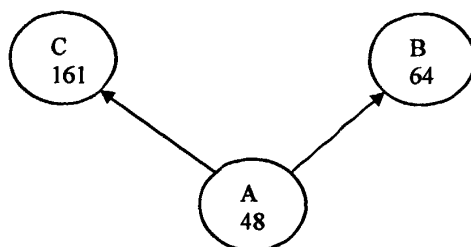


图 4-5 建立两个源节点相同的一跳 UDP 数据流

4.3 HMCP 多数据流并发的吞吐量仿真

接下来研究 HMCP 网络中多个数据流并发时的吞吐量。本文做两次多数据流的实验。第一次实验，观察在 HMCP 网络中和单信道网络中多个数据流一跳时吞吐量的差别。第二次实验，观察多个数据流在多跳情况下并发时的吞吐量。

4.3.1 一跳多数据流仿真

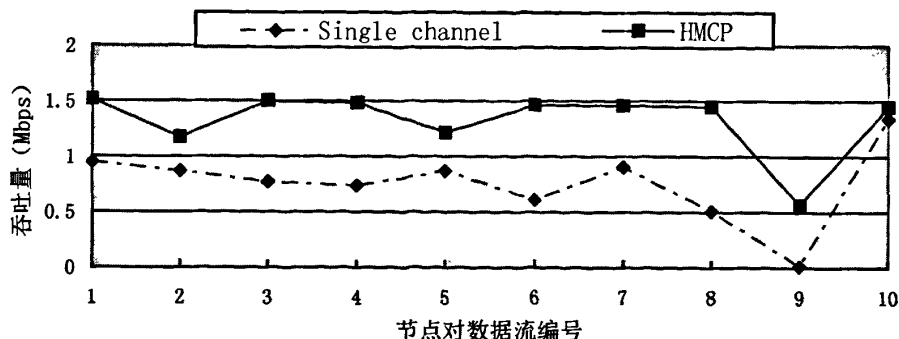


图 4-6 10 个并发数据流一跳 UDP 吞吐量

在实验一中，建立了 10 个一跳路由的网络，每个一跳路由链路质量良好。对 10 条路径中的每条以 1.6Mbps 的速度同时发送 UDP 数据流 10s。将每个数据流的平均 UDP 吞吐量作为实验结果，整个步骤在单信道网络中实现一遍。图 4-6 比较了 HMCP 网络与单信道网络中数据流获得的平均吞吐量。

仿真发现，HMCP 网络与单信道网络比较，一跳多个数据流吞吐量有显著的不同。HMCP 网络中十个数据流的累积吞吐量比单信道网络中十个数据流的累积吞吐量的两倍还多。

4.3.2 多跳多数据流仿真

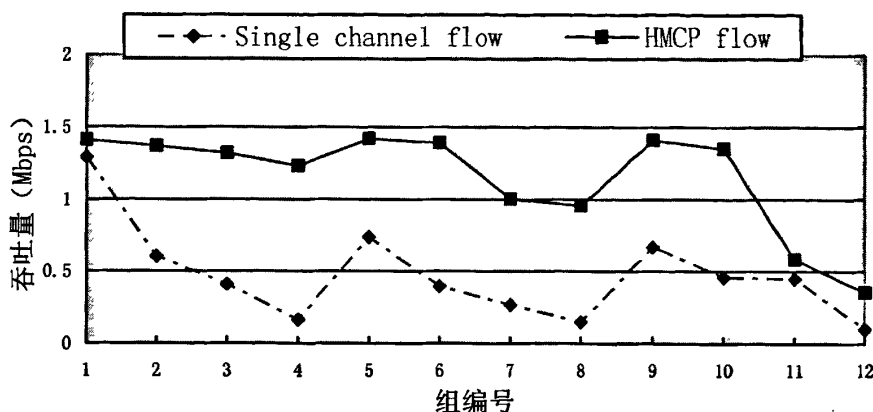


图 4-7 图中每个点表示一组中单个数据流 UDP 吞吐量

实验中，选择 12 组不同的节点对，每组编号不同。编号为 1-4 的组有两个数据流，分别在 2 跳，3 跳，4 跳，5 跳情况下测量 UDP 数据流的平均吞吐量。编号为 5-8 的组有三个数据流，分别在 2 跳，3 跳，4 跳，5 跳情况下测量 UDP 数据流的平均吞吐量。编号 9-12 的组有四个数据流，分别在 2 跳，3 跳，4 跳，5 跳情况下测量 UDP 数据流的平均吞吐量，每一个 UDP 数据流以 1.6Mbps 发送数据包 10s。本文在为下一个节点对建立一个数据流前间隔 2s，即在两个节点对建立数据流之间间隔 2s。这是很有必要的，因为 MCR 路由算法需要在不同节点间统计信道切换来计算不同路由下的开销。因此，不对组里所有节点对同时现实路由发现。首先，对组里节点对一个一个建立 UDP 数据流。在两数据流发送之间留了足够多的时间，这样，从第一个数据流发送数据所经过的节点中可以估计出它们信道切换的开销。最后，在这组节点对间建立数据流。该组实验在最后一个数据流建立完成 2s 后结束。因为，在实验的最后 2s，有可能在节点对

间出现并发数据流。对于每一组，取数据流的平均吞吐量来作为实验结果。图 4-7 显示了 HMCP 网络与单信道网络中不同组数据流吞吐量的差异。

4.3.3 多数据流并发时吞吐量的性能分析

在大多数组中，HMCP 网络的吞吐量是单信道网络的两倍。但是在网络中使用 5 个信道并没有获得使用一个信道的 5 倍吞吐量。之所以得不到这么高的吞吐量，可能的原因如下。

(1) 路径中信道复用：不同数据流的路径建立使用了相同的信道。在建立多跳多数据流 HMCP 网络中，只有 5 条信道可供使用。不同数据流的所有不同链路不可能在单独信道上。这就限制了数据流并发的数量。因此，即使每个数据流的链路在单独信道上，例如，每个数据流的路由信道是分开的，然而，不同路由可能有相同信道上的链路。如果节点间的这些链路在空间距离上很近，那么这些链路上的数据流吞吐量就会被影响。因此，建立路由时，不仅每条路径的链路要在独立信道上，而且不同路径的链路在空间位置很近时也应该在独立信道上。这需要路由机制对网络和数据流有一个整体的轮廓，然后做出路由策略。

(2) 固定的数据速率：通过 UDP 数据流来测量并发数据流的吞吐量时固定每个数据流的数据速率。因此，限制了每个数据流获得的吞吐量。所以，即使数据流能够获得更大的吞吐量，实验仿真不能检测到。如果测量并发数据流 TCP 吞吐量时，使用的是可变数据速率，这时可能得到不同的结果。

在 HMCP 网络中多数据流吞吐量的增长取决于是否能够成功的在不同信道并发。在单信道网络中，多个数据流建立中会产生自干扰，不同数据流的传输造成的互相干扰使得吞吐量下降。在 HMCP 网络中，每个节点增加一个接口来充分利用信道使得 UDP 吞吐量明显高于单信道网络。

4.4 结合 HMCP 的路由策略 MMCR 仿真与性能分析

4.4.1 仿真步骤

本文把新路由算法 MMCR 与 MCR 路由算法在性能上做比较。在 MMCR 中， $CHAN_REUSE_CONST=3$, $MIN_HOP=2$, $\alpha_2=0.5$ 。我们选择不同的源节点和目的节点对，并在它们间建立路由，首先使用 MCR 算法，然后使用 MMCR 算法。

在节点间使用 UDP 通信为每组路线计算出其吞吐量。之所以不使用 TCP 通信来比较其吞吐量是因为 TCP 通信中会有额外的信道切换开销。MCR 和 MMCR 都有变量 β , β 在路由中起着关键作用, 因为它表明给予瓶颈部分的重要性, 由于 β 在 MMCR 中的作用与 MCR 相同, 因此本次仿真中不再讨论 β 对 MMCR 的影响, 设定 β 为固定值 0.5。

首先, 在 36 个节点中选取 1 个节点作为目的节点, 这 1 个节点的作用类似于无线 Mesh 网络中带有网关功能的路由节点。源节点个数逐渐增加, 随着源节点个数的增加, 数据流的数目逐渐增加。源节点类似于具有 AP 功能的路由节点。源节点的数据包大小为 1000 字节。本文使用 AODV 路由协议把 RREQs 作为广播消息传输。根据 RREQ 消息的广播性质, 可能不会发现路由算法检测的最佳路径。这是因为 802.11 广播机制不可靠, RREQ 消息可能不能成功发送最佳路径。为了解决这个问题, 发现新路由和以不同速率数据流测试路由的整个过程, 重复实验两次。对每对节点和路由算法, 进行两次实验来增加发现最佳路径的可能性。

4.4.2 仿真结果及性能分析

研究发现, MMCR 度量机制和 MCR 度量机制下路由的选择是不同的。这是因为新的路由算法与 MCR 在交错信道干扰和信道复用情况下是有区别的。有时由于 RREQ 消息的不可靠, 路由机制可能没有选择它应该选择的“最佳路径”, 因为它没有发现这条路径。在这种情况下, 选中“较好路径”获得的吞吐量比选中“最佳路径”获得的吞吐量少。在实验分析中, 没有包括两种情况: 基于 ETT 和链路的信道特性, 路由算法选择的路径与其他路由算法选择的路径相同, 但是由于没有发现“最佳路径”而没有获得最佳吞吐量和路由度量机制与其他路由度量机制选择的路径不同, 但是在不同路径上获得的吞吐量几乎相同。研究发现 MMCR 路由算法在节点对间选择更长的迂回路径来规避信道复用带来的干扰, 而 MCR 路由算法选择短的路径。短的和长的路径在相同的链路上都有信道复用, 但是, 由于长路径中信道复用链路间不少于 3 跳, 长路径避免了在信道度量开销计算时信道复用的开销。

如图 4.8 所示, 在整个仿真中, 仿真数据流的数量逐渐增加, 对网络吞吐量的改善方面, MMCR 路由策略的性能始终高于 MCR 路由策略。

仿真前期, 数据流数目较少, 注入网络的业务量也较小, 整个网络的拥塞

程度也较轻。此时, MMCR 路由策略性能略高于 MCR, 这是由于 MMCR 对 MCR 进行了改进, 考虑了信道复用干扰的影响, 因此, MMCR 能够找到比 MCR 质量更好的多信道路径。数据流条数小于 11 时, 随着数据流条数的增加, MMCR 的吞吐量稳定上升, 而 MCR 在数据流条数大于 9 时, 吞吐量值上升开始减慢。这是由于随着注入网络的数据流条数的增加, 整个网络的拥塞程度开始加重。

与 MCR 相比, MMCR 吞吐量稳定上升主要原因是: 根据 HMCP 协议通信的特点, MCMR 路由策略中加入了对交错信道干扰以及信道复用的规避处理, 使得能够选着更优的路径。

仿真后期, MMCR 与 MCR 吞吐量的指标都开始下降, 这是由于在仿真中本文只设定了一个目的节点, 该目的节点用于模拟网关功能, 随着数据流数目的增加, 网关周围的邻节点负载加重, 发生了拥塞, 可以通过增加目的节点的方法来解决。

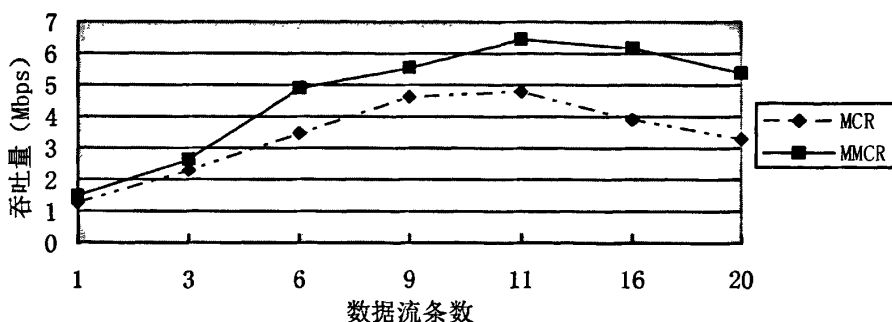


图 4-8 不同算法路由选择获得的吞吐量

4.5 本章小结

本章对单个数据流和多数数据流并发在不同的情况下获得的吞吐量作了详细的分析。首先, 对单个数据流在单信道与在 HMCP 网络中多跳下获得 UDP 吞吐量进行比较, 实验结果表明, 单个数据流在 HMCP 网络中多跳下获得的吞吐量更大。接着, 对如何获得单个数据流 UDP 最大吞吐量进行了分析。然后, 对单个数据流在单信道与 HMCP 网络中获得 TCP 吞吐量进行比较, 实验发现, 单跳情况下, TCP 吞吐量与 UDP 吞吐量类似, 多跳情况下, 尽管 HMCP 网络中获得的 TCP 吞吐量仍略高于单信道网络中获得的吞吐量, 但是两种网络中 TCP 吞吐量都显著下降。接着, 分析了 TCP 吞吐量显著下降的原因以及信道切换延迟对

UDP 吞吐量的影响。最后，对多数据流并发时在单信道与 HMCP 网络中一跳情况下获得的吞吐量进行比较，实验结果表明，在 HMCP 网络中多数据流并发时获得的累积吞吐量比单信道网络中的两倍还要多。多跳情况下的实验结果与一跳相似。

为了能够有效规避 HMCP 网络中交错信道干扰以及信道复用导致的系统性能降低，本章通过对已有的 MCR 路由协议进行修改，提出了 MMCR 路由协议。首先，分析交错信道干扰对路由算法的影响，其次，提出节点间的信道复用时计算 ETT 的方法；最后，通过对改进的路由算法与原路由算法所获得吞吐量比较，仿真结果表明，在有信道复用时，改进的路由算法比原路由算法获得的吞吐量更大。

第 5 章 结论与展望

5.1 全文工作总结

建立高带宽、具有 QoS 保证和高可靠性的无线宽带接入网络是无线网络发展的主要目标。无线 Mesh 网络以其覆盖区域广、低成本、接入便利、鲁棒性等特点日益成为无线接入网络的主要形式，必将成为下一代无线 Internet 的关键技术。针对无线 Mesh 网络的特点，研究高效的 MAC 层和网络层协议对提高无线 Mesh 网络的性能，特别是满足未来流媒体时代用户对高带宽的需求是相当重要的。

信道资源是影响网络吞吐量的关键因素之一。无线 Mesh 网络使用多信道无疑可以提高网络的吞吐量，但由于正交信道数有限，如何根据具体的无线 Mesh 网络，优化信道分配，最大限度的提高网络的吞吐量是无线 Mesh 网络技术研究的重点。无线 Mesh 网络吞吐量的提高离不开高效的 MAC 协议支持。一个好的无线 Mesh 网络 MAC 协议应提供有效的机制共享有限的信道资源。理想的性能是网络低负荷时有较低的时延，网络高负荷时有高的吞吐量。当然，实际情况下是很难同时实现这两个目标的。

在多跳无线 Mesh 网络中选择最优路径进行数据包转发以满足用户对高带宽的需求，支持对实时性要求相对较高的应用是无线 Mesh 网络研究的重要内容。另一方面，许多 Ad hoc 路由协议直接应用于无线 Mesh 网络，往往由于信道间的干扰等因素造成的时延或低吞吐量影响了网络的性能，因此，无线 Mesh 网络的路由协议的设计要充分考虑到无线 Mesh 网络自身的特点。

第三章在已有的多信道 MAC 协议的基础上，提出了混合多信道协议 HMCP。HMCP 主要是对节点上不同的接口进行信道分配，以及交换节点间的信息。HMCP 假定网络中每个节点有 m 个接口 ($m \geq 2$)，但每个节点的接口总数始终少于信道总数。假设节点上有 f ($1 \leq f < m$) 个接口为“固定的”接口，分配给这些接口的信道也是固定的。节点上固定信道是基于平衡两跳范围内邻节点的固定信道来分配的。其余的信道则动态的分配给其他 $m-f$ 个接口，这些接口称为“可换接口”，这些信道间是可以相互切换的。任何节点间的通信都必须在固定信道上进行，因为这样才能保证节点能够监听到消息。在双接口多信道 Mesh 网络中，

每个节点有两个接口，一个固定接口和一个可换接口，5 条信道。固定接口连接固定信道，可换接口在其余 4 个信道间进行切换。本文通过广播消息来交换他们的固定信息。

接着，讨论了信道切换延迟对双接口多信道无线 Mesh 网络性能的影响。首先，本文提出了降低信道切换延迟的策略：在决定切换信道前先等待一段时间再在可换接口上切换信道，在这个信道上停留的最少时间是一段固定的时间 $CHAN_MIN_TIME$ 。同时，我们还限定一个数据包的最大时延。

由于交错信道干扰和路径中有效的信道复用都能影响所获吞吐量的大小。因此，第三章本文提出了一种基于 HMCP 的无线 Mesh 网络路由策略，这种策略是在 MCR 的基础上进行改进的，在 AODV 路由协议中运用改进的 WCETT 判据而实现的。该路由策略考虑到了信道复用等因素。对于间隔 $CHAN_REUSE_CONST$ (≥ 3 , 默认设置为 3) 或更多链路的多跳路径，信道复用不增加任何开销。有信道复用的链路跳数少于 MIN_HOP (> 1)，算法开销仍与 MCR 相同。对于使用相同信道的链路间隔 h ($MIN_HOP \leq h < CHAN_REUSE_CONST$) 跳的路径，在连续跳或间隔一跳的路径中为信道复用增加一点点开销。

第四章中，对 HMCP 无线 Mesh 网络的吞吐量以及性能进行了评估。首先，本文对单个数据流的吞吐量在 HMCP 网络中与单信道网络中进行了对比。UDP 吞吐量实验结果表明，在 HMCP 网络中，单个数据流获得的 UDP 吞吐量更大。由于 HMCP 网络中使用多个正交信道，节点间并发影响不大。因此，HMCP 网络可以维持数据流从一跳到多跳的 UDP 吞吐量。而单信道网络中，数据流会产生自干扰，因此，不能维持数据流从一跳到多跳的吞吐量。TCP 吞吐量实验结果表明，在 HMCP 网络中，单个数据流获得的 TCP 吞吐量与在单信道网络中的 TCP 吞吐量差距不大，但在多跳情况下，与 UDP 吞吐量相比小很多，它不能维持一跳到多跳的 TCP 吞吐量。这主要是因为 TCP 连接时数据流的双向性。因为在 TCP 情况下，TCP 与 TCP ACKs 都是沿着相同的节点传送，只是方向不同。发送 TCP 和回传 TCP ACKs 需要切换信道，这带来了很大的开销。在研究单个数据流吞吐量的最后，分析了信道切换对 UDP 数据流的影响。接着，本文还对多个数据流的吞吐量在 HMCP 网络中与单信道网络中进行了对比。实验结果表明，在 HMCP 网络中，多个数据流获得的 UDP 累计吞吐量几乎是在单信道网络中的两倍多。

最后,通过实验仿真评估了基于 HMCP 改进的路由策略对网络吞吐量的影响,结果表明,改进的路由策略 MMCR 比 MCR 路由策略选择的路径获得的 UDP 吞吐量更大,使得基于 HMCP 无线 Mesh 网络性能更优。

5.2 进一步的工作

无线 Mesh 网络以其覆盖区域广、低成本、鲁棒性、接入便利等诸多优势必将成为下一代无线因特网的关键技术,有着广阔的发展前景。本文对多信道多接口无线 Mesh 网络 MAC 层协议和网络层协议进行了深入的研究,提出了使用于多信道多接口无线 Mesh 网络的多信道分配策略。作为本论文的延伸,有如下内容值得进一步研究。

(1) 多信道多接口网络需要更智能的链路质量评估机制。

目前,实验中的链路质量评估机制和其他已有的机制都是通过广播数据包接收率来评估链路质量。这种机制不能够感知交错信道干扰。它不能感知并行传输时交错信道的干扰所导致链路质量下降。我们通过使用能够感知交错信道干扰的路由算法来补偿。一个智能的链路质量评估机制,当在不同信道上并行传输时,能够给下降的链路质量一个比较准确的评估。

交错信道干扰一般发生在节点接收接口,此时,节点的另外一个接口正在其他信道上传输数据。本文发现,广播 hello 数据包,如果第二接口上同时有数据传输,在节点的接收接口上不容易成功接收。由于广播消息同单播一样,没有重传机制,交错信道干扰的影响对广播消息是显而易见的。因此,当网络中数据流建立好后,路径中的中间节点(同时监听和传送)可能错过了它们邻居节点发送的 hello 数据包。这会影响中间节点和下一跳节点间链路评估质量,链路评估机制可能会认为这条链路不可用甚至数据流在链路中传输会出错。链路质量评估机制需要感知到这些情况的发生,并从重传的数量中评估链路质量在 MAC 层传输数据包到下一跳,而不是通过广播 hello 消息机制来完成。

(2) 多信道无线网络路由协议的改进。

第一,动态分配固定信道。在 HMCP 中,每个节点分配固定信道是为了记录节点附近两跳信道的使用情况。这样有助于平衡网络中不同邻节点固定信道的使用。网络一建立就开始分配固定信道和搜寻邻节点。在网络中建立数据流时发现,有时数据流不能在源节点和目的节点间找到一条好的多信道路由。如果可以让一些节点改变它们的固定信道,则有可能在节点对间建立一条更好的

信道路由。因此，新的信道分配机制在数据流需要的情况下，能够动态分配节点上的“固定”信道。这样做的目的是为了在网络中不同的源节点和目的节点间建立更好的多信道路由，满足数据流吞吐量的需求。这样的信道分配机制，需要与网络的路由机制紧密联系，并且可能还需要整个网络信息。此外，该路由机制能够避免在空间上相距很近两跳（在不同的路径上）间使用相同信道的情况。也就是说，该路由机制不仅解决了在单一路径上信道分配问题，而且还有助于避免不同数据流在不同链路上传输时相互干扰。

第二，负载感知路由。前面讨论过的 ETT, WCETT, MCR 都不能对通信负载感知。这有可能是将来工作的方向走向。路由算法中可以增加通信负载的概念。不同数据流在路径中的传输节点与非传输节点应该有所区分。这可能有助于平衡网络的通信流量。

致 谢

首先要深深感谢我的导师李方敏教授，感谢他在研究工作期间给予的悉心指导，并提供良好的实验设备，使我能顺利完成论文。在两年半的研究生学习期间，李老师的渊博知识和敏锐思维以及严谨治学、平易近人的态度给我留下了深刻印象，并令我获益匪浅，是我未来工作的榜样。除学习方面外，李老师在生活等其他方面都关心我、帮助我，谨此向他表示深深地谢意。

另外还要感谢本组的全体同学在研究过程中对我的帮助，非常荣幸能和大家一起度过这段紧张但美好的学习生活！

最后，还要特别感谢我的家人和朋友，感谢他们多年来对我的关心、支持和期望，是他们给予我求学上进的动力。

参考文献

- [1] I. F. Akyildiz, X. Wang and W. Wang, " Wireless mesh networks:a survey, " Computer Networks Journal, March 2005. Page(s): 445-487
- [2] 方旭明等. 下一代无线因特网技术: 无线 mesh 网络. 北京: 人民邮电出版社, 2006
- [3] 朱近康. 无线 Mesh 技术和网络[J]. 中兴通讯技术, 2008, 14(2): 1-7
- [4] 方旭明. 移动 Ad hoc 网络研究与发展现状. 数据通信, 2003, (4): 15-23
- [5] Yu-Chee Tseng, Shih-Lin Wu, Chih-Yu Lin, ect. A multi-channel MAC protocol with power control for multi-hop mobile ad hoc networks. 2001 International Conference on Distributed Computing Systems Workshop, 16-19 April 2001, pp. 419-424
- [6] 刘乃安. 无线局域网 (WLAN) ——原理、技术与应用. 西安电子科技大学出版社, 2004
- [7] 王妙雨. 基于 IEEE802.11 的无线 Mesh 网络 MAC 协议研究[D]. 北京: 北京邮电大学, 2008
- [8] 游林儒, 谢俊斌. 无线 Mesh 网络在视频监控中的应用[J]. 电视技术, 2008, 32(2): 87-89
- [9] 何锬, 王宁. 无线 Mesh 网络视频流媒体自适应编解码与传输控制研究. 数据通信, 2005. 6: 37-39
- [10] Haitao Wu, Shiduan Cheng, Yong Peng, ect. IEEE 802. 11 distributed coordination function(DCF) : IEEE International Conference on analysis and enhancement Communications, Vol. 1, 28 April-2 May 2002, pp. 605-609
- [11] 马自刚, 秦华. 一种基于无线 Mesh 网络的 QoS 路由协议[J]. 电脑应用技术, 2008, 73(14): 20-25
- [12] 孔令挥. 支持 QoS 的多信道无线 Mesh 网络 MAC 层协议分析及优化 [D]. 北京: 北京邮电大学, 2008
- [13] 漆华妹, 陈志刚. 无线 Mesh 网络中 MAC 协议的研究分析[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45(增刊): 433-437
- [14] 张国正, 方旭明. 无线 Mesh 网络多信道 MAC 协议[J]. 数据通信, 2005, 27(4): 21-24
- [15] Ian F. Akyildiz, Xudong Wang, Weilin Wang. Wireless mesh networks: a survey. Computer Networks, Elsevier, Vol. 47, No. 4, March 2005, pp. 445-487
- [16] P. Whitehead, Mesh networks. A new architecture for broadband wireless access systems. 2000 IEEE Radio and Wireless Conference, 10-13 Sept. 2000, pp. 43-46

- [17] 雷震洲. 未来 5 年热门电信技术展望. 现在电信科技, 2003. 2
- [18] 樊自甫, 万晓榆. 新一代宽带无线网络结构——Wireless Mesh. 通讯世界, 2000. 9
- [19] 张会霞. 基于 Wireless Mesh 技术的宽带无线接入系统. 现代电信科技, 2003. 12. 12
- [20] 张其宇, 软永良. 高速率低价位的无线数据通信系统——微蜂房数据网络系统简介. 今日网络与通信, 1994. 12. 25
- [21] T. Fowler, Mesh networks for broadband access. IEEE Review, Vol. 47, No. 1, Jan 2001, pp. 17-22
- [22] K. Rayner, Mesh wireless networking. Communications Engineer, Vol. 1, No. 5, Oct. -Nov. 2003, pp. 44-47
- [23] Tomas Krag, Sebastian Buettrich. Wireless Mesh Networking. <http://www.oreillynet.com> 2004. 1
- [24] Mesh Technology Overview. <http://www.meshnetworks.com>
- [25] Don Moskaluk. Wireless Mesh Topology. <http://www.ultrameshwirelessnetworking.com>. 2004. 1
- [26] Cellular Backhaul Using Wireless Mesh Topologies. interWAVE Communications, 2002
- [27] Dave Beyer. Wireless Mesh Networks for Residential BroadBand. Nokia National wireless Engineering Conference, San Degio. 2000. 11
- [28] P. Kyasanur and N. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multichannel multi-interface ad hoc wireless networks. SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev., vol. 10, no. 1, pp. 31-43 2006
- [29] 傲丹, 方旭明, 马忠建. 无线网络网关键技术及其应用. 电讯技术, 2005, 42(2): 16-22
- [30] Richard Draves et. Routing in multimedia-radio. Multi-hop wireless mesh networks, ACM MobiCom, 2004
- [31] QDMATM and 802.11b Radio Protocol Compared. <http://www.nowwireless.com>, 2004
- [32] Quadrature Division Multiple Access(QDMATM). <http://www.meshnetworks.com>
- [33] Jangeun Jun, Mihail L. Sichitiu. The nominal capacity of wireless mesh networks. IEEE Wireless Communications, October 2003, pp. 8-14
- [34] 刘军, 王桂棠. zigbee 技术中的 Mesh 网络研究与实现[J]. 自动化与信息工程, 2008, 35(1): 20-23
- [35] 徐成达. 融合校园网解决方案 创造教育新境界. <http://www.ccidnet.com/>
- [36] 北电网络. 无线网状网(Wireless Mesh Network)——全新的广域宽带无线接入解决方案. 2005 中国无线技术大会, 2005. 4

- [37] K. Ramachandran, E. Belding-Royer and K. Almeroth. Overview of the orbit radio grid testbed for evaluation of next-generation wireless network protocols. IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks(SECON), Oct. 2004, pp. 601-609
- [38] 闫志刚, 叶哲江. 基于 IEEE802.11 无线 Mesh 网络的 MAC 层协议研究[J]. 重庆科技学院学报(自然科学版) 2008, 10(2): 89-91
- [39] Ranveer Chandra and Paramvir Bahl, Multinet: Connecting to multiple IEEE 802.11 networks using a single wireless card, in INFOCOM 2004.Proceedings of the 23rd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, vol. 2, Hong Kong, March 2004, pp. 882-893
- [40] 靳荣利. 多网卡无线 Mesh 网络中多信道 MAC 协议研究[D]. 北京: 北京邮电大学, 2007
- [41] James F. Kurose, Keith W. Ross. 计算机网络. 陈鸣, 李兵, 贾永兴译. 人民邮电出版社, 2004. 1
- [42] 李华华. 无线 Mesh 网多信道 MAC 协议研究[D]. 成都: 西南交通大学, 2006
- [43] 束永安, 洪佩琳. 一种基于方向天线和时间同步机制的多信道无线网状网 MAC 协议[J]. 小型微型计算机系统, 2007, 11(2): 46-51
- [44] JungMin So . Design And Evaluation of Multi-channel Multi-Hop Wireless Networks[D]. Korea: Seoul National University, 2001
- [45] C. Perkins, E. Royer. Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, Feb. 1999, pp. 90-100
- [46] 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

攻读硕士学位期间发表的学术论文和参与的项目

发表的学术论文

- [1] 邓力. 无线 Mesh 网络信道分配策略的研究. 科技论文在线, 2010 年 4 月

参与的项目

- [1] 湖北省自然科学基金项目：无线 Mesh 网络 MAC 层协议的研究
(2009CDA123)

无线Mesh网络多信道MAC协议的研究

作者: [邓力](#)
学位授予单位: [武汉理工大学](#)

本文链接: http://d.g.wanfangdata.com.cn/Thesis_Y1680077.aspx

授权使用: 北京交通大学(北京交通大学), 授权号: 6ffb290a-4c27-4160-b721-9e2f0108d776

下载时间: 2010年11月15日