

# 纯定向自组织网络中时分多址协议的研究

作者姓名 王金杰

指导教师姓名、职称 史琰 副教授

申请学位类别 工学硕士



学校代码 10701  
分 类 号 TN92

学 号 1401120181  
密 级 公开

# 西安电子科技大学

## 硕士学位论文

### 纯定向自组织网络中时分多址协议的研究

作者姓名：王金杰

一级学科：信息与通信工程

二级学科：通信与信息系统

学位类别：工学硕士

指导教师姓名、职称：史琰 副教授

学 院：通信工程学院

提交日期：2017 年 6 月



# **Study on a TDMA Protocol Based on Pure Directional Antennas in Ad Hoc Networks**

A thesis submitted to  
XIDIAN UNIVERSITY  
in partial fulfillment of the requirements  
for the degree of Master  
in Communications and Information Systems

By  
Wang Jinjie  
Supervisor: Shi Yan Title: Associate Professor  
June 2017



## 西安电子科技大学 学位论文独创性（或创新性）声明

秉承学校严谨的学风和优良的科学道德，本人声明所呈交的论文是我个人在导师指导下进行的研究工作及取得的研究成果。尽我所知，除了文中特别加以标注和致谢中所罗列的内容以外，论文中不包含其他人已经发表或撰写过的研究成果；也不包含为获得西安电子科技大学或其它教育机构的学位或证书而使用过的材料。与我一同工作的同事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。

学位论文若有不实之处，本人承担一切法律责任。

本人签名：\_\_\_\_\_ 日 期：\_\_\_\_\_

## 西安电子科技大学 关于论文使用授权的说明

本人完全了解西安电子科技大学有关保留和使用学位论文的规定，即：研究生在校攻读学位期间论文工作的知识产权属于西安电子科技大学。学校有权保留送交论文的复印件，允许查阅、借阅论文；学校可以公布论文的全部或部分内容，允许采用影印、缩印或其它复制手段保存论文。同时本人保证，结合学位论文研究成果完成的论文、发明专利等成果，署名为西安电子科技大学。

保密的学位论文在\_\_\_\_年解密后适用本授权书。

本人签名：\_\_\_\_\_ 导师签名：\_\_\_\_\_

日 期：\_\_\_\_\_ 日 期：\_\_\_\_\_





## 摘要

由于定向天线具有增大覆盖范围、提高空间复用、降低干扰的优点，它已成为提升移动自组织网络性能的关键技术之一。但是，空间维度的引入使得节点之间可以正常通信的条件不仅是时域上收发状态的匹配，也包括空域上的对准，这给移动自组织网络中时分多址协议的设计带来新的挑战。

本文首先对采用纯定向天线的移动自组织网络中邻居节点发现算法进行研究，提出了基于快扫描的邻居节点发现算法（Neighbor Discovery by Fast Scan, NDFS），在没有 GPS 等设备辅助的条件下，通过“定位扫描”和“发送扫描”，实现邻居节点的快速发现，并在发现过程中采用主从同步方式实现节点之间的同步。其次，在采用纯定向天线的移动自组织网络中，在同一时刻一跳范围内可以有多条链路存在，因而可能会导致时隙冲突的问题。因此，本文提出了基于抑制检查的链路调度算法（Link Scheduling by Suppression Check, LSSC），在分配时隙时，通过链路共存条件实现对干扰链路的接入控制，有效避免了链路调度时的时隙冲突，降低了网络干扰，提高了网络吞吐量。再者，节点移动会导致：(1)节点由原来的通信波束移入其邻居波束，发生波束切换；(2)节点移出邻居节点的单跳通信范围，发生邻居节点丢失；(3)原来不存在干扰或者干扰较小的链路因为移动而产生较大干扰，导致链路失效。同时，外部干扰源的存在也可能导致某些链路失效。针对这些问题，本文提出了链路维护算法，包括基于“链路距离”的链路干扰预测，基于统计信息的链路失效检测和调整以及业务时隙辅助实现的波束切换。通过“链路距离”量化链路之间的干扰，预测可能会存在干扰的链路并提前调整；通过收集链路信息，确定链路失效原因，并及时进行调整；在确定节点发生波束切换时，使用业务时隙交互波束切换信息辅助完成波束切换，缩短波束切换时间，并抑制在该段时间内业务分组的发送，避免对其他节点造成干扰。在网络密度较大的情况下，链路维护算法会愈加明显。

最后，本文使用 OPNET 网络仿真软件对纯定向自组织网络中时分多址协议进行仿真。仿真结果表明，邻居节点发现算法可以缩短节点的发现时间，提高发现概率，加快网络的建立和节点的入网。链路调度和链路维护算法都可以充分发挥纯定向天线的优势，降低链路干扰，提高网络的空间复用和吞吐量，进而改善网络的性能。

**关键词：**纯定向天线， 定位接收， 抑制检查， 链路距离， 波束切换



## ABSTRACT

Because of the advantages of longer communication distance, higher frequency spatial multiplexing and less link interference, directional transmission becomes one of the key technologies for improving MANET performance. Besides the condition satisfying omnidirectional transmission, a successful directional transmission requires the aim between the beams of both transmitter and receiver. Under the condition of pure directional transmission, which means no omnidirectional tx/rx capabilities at all, this brings new challenges to the design of the TDMA protocol in a mobile Ad Hoc network.

Firstly, based on the study of the neighbor discovery algorithm in a mobile Ad Hoc network using pure directional antennas, the neighbor discovery by fast scan (NDFS) is proposed in this paper. Without external timing devices like GPS, neighbors can be discovered rapidly by the "locating scan" and "sending scan". Besides, the neighbors achieve synchronization with master-slaver mode in the discovery process. However, in a mobile Ad Hoc network using pure directional antennas, multiple links are allowed in one hop at the same time, which may bring about the slot collision. Therefore, to solve the problems, link scheduling by suppression check (LSSC) is proposed in this paper. When allocating the slots, the access control of interfering links is realized by the link coexisting condition. Thus, the slot collision can be effectively avoided during the link scheduling, which eventually reduces the link interference and improves the network throughput. Furthermore, nodes' mobility may lead to the following situations: (1) a node moves to its neighbor beam from its original communication beam, resulting in the beam switching; (2) a node moves out of the communication range of its neighbor nodes, giving rise to the neighbor missing; (3) links having no or minor interference previously have greater interference caused by random movement, resulting in the link failures. Meanwhile, the external interference sources may also lead to the link failures. To solve the above problems, the link maintenance algorithm is proposed in this paper, including the link interference prediction based on the "link distance", the link failures detection and adjustment based on the statistical information and the beam switching assisted with business slots. Quantifying the link interference based on the link distance, the interfering links can be predicted and adjusted in advance. By collecting the link information, the reason for link failures can be determined and dealt with in time. When the beam switching

occurs, business slots are used to interact beam switching information with its neighbors and help realize the beam switching, and thus shortening the switching time. During the process of the beam switching, the sending of business packets are restrained, avoiding interference with other nodes. To be noted that in the dense network, the superiority of the link maintenance algorithm becomes more visible.

At last, the simulation for the TDMA using pure directional antennas in a mobile Ad Hoc network is carried out with OPNET network simulation software. The simulation results show that the neighbor discovery algorithm can shorten the discovery time, improve the discovery probability and accelerate the process of building and accessing networks observably. In addition, the link scheduling and the link maintenance algorithms can make the most of the advantages of the pure directional antennas, to reduce the network interference and increase the network spatial multiplexing and throughput, which eventually improves the performance of the network.

**Keywords:** Pure Directional Antennas, Locating to Receive, Suppression Check, Link Distance, Beam Switching

## 插图索引

图 1.1	MAC 层在通信协议中的位置 .....	3
图 1.2	定向天线波束示意图 .....	4
图 1.3	波束切换天线 .....	4
图 1.4	定向天线减少分组碰撞示意图 .....	6
图 1.5	定向天线增大空间复用示意图 .....	6
图 2.1	TDMA 超帧结构 .....	12
图 2.2	TDMA 复帧结构 .....	12
图 2.3	发送扫描与定位扫描 .....	13
图 2.4	主从同步示意图 .....	14
图 2.5	发现分组主要字段 .....	15
图 3.1	全向传输体制下的时隙冲突和时隙复用 .....	21
图 3.2	定向传输体制下的时隙冲突和时隙复用 .....	22
图 3.3	定向传输条件下的建链条件 .....	24
图 3.4	链路调度分组格式 .....	26
图 3.5	链路调度过程 .....	27
图 4.1	链路维护与原 MAC 的关系 .....	32
图 4.2	距离对定向天线的影响 .....	32
图 4.3	波束切换 .....	34
图 4.4	相邻两次波束切换示意 .....	35
图 4.5	波束切换分组格式 .....	36
图 4.6	业务时隙辅助波束切换示意 .....	37
图 4.7	业务时隙辅助波束切换通信过程 .....	37
图 4.8	链路干扰模型 .....	38
图 4.9	链路维护的完整过程 .....	42
图 4.10	TDMA 完整过程 .....	44
图 5.1	OPNET 中定向天线模型 .....	45
图 5.2	网络节点模型 .....	46
图 5.3	干扰节点模型 .....	46
图 5.4	链路调度网络拓扑 .....	47
图 5.5	NDFS 算法邻居节点发现所需时隙数随网络规模变化曲线 .....	50
图 5.6	不同拓扑下吞吐量随负载变化 .....	51

图 5.7 不同拓扑下丢包率随负载变化.....	52
图 5.8 不同拓扑下时隙复用度随负载变化.....	53
图 5.9 固定速度下吞吐量随负载变化.....	54
图 5.10 固定速度下丢包率随负载变化.....	55
图 5.11 固定速度下时隙复用度随负载变化.....	55
图 5.12 固定速度下时延随负载变化.....	56
图 5.13 固定负载下吞吐量随速度变化.....	57
图 5.14 固定负载下丢包率随速度变化.....	58
图 5.15 固定负载下时隙复用度随速度变化.....	58
图 5.16 固定负载下时延随速度变化.....	59

## 表格索引

表 2.1	扫描状态与状态码对应关系 .....	16
表 3.1	业务时隙所处的工作模式与其对应的状态值 .....	23
表 3.2	调度状态与状态值 .....	26
表 4.1	切换状态与状态值 .....	36
表 5.1	仿真参数 .....	49





## 符号对照表

符号	符号名称	符号单位
$p_t$	发送功率	mW
$p_r$	接收功率	mW
$\lambda$	电磁波波长	m
$g_t$	发送增益	dB
$g_r$	接收增益	dB
$d$	节点之间的距离	m
$d_d$	定向天线的最大传播距离	m
$d_o$	全向天线的最大传播距离	m
$Q$	超帧中复帧个数	个
$N$	定向天线波束个数	个
$K$	方向时隙中微时隙的个数	个
$\tau$	微时隙长度	s
$H$	业务帧中业务时隙的个数	个
$T_b$	业务时隙长度	s
$T_o$	定位扫描在一个波束上的驻留时间	s
$T_r$	接收机的最小检测时间	s
$S(q,n)$	$q$ 号同步帧中的 $n$ 号方向时隙	无
$WS(q,n)$	$S(q,n)$ 号方向时隙的工作状态	无
$NS(q,n)$	$S(q,n)$ 号方向时隙是否有邻居节点	无
$A$	待入网节点发现建网节点所需时隙数	无
$A_E$	待入网节点发现建网节点所需平均时隙数	无
$B$	建网节点发现待入网节点所需时数	无
$B_E$	建网节点发现待入网节点所需平均时隙数	无
$C$	异步下所有节点相互发下所需时隙数	无
$C_E$	异步下所有节点相互发现所需平均时隙数	无
$D_E$	同步下所有节点相互发现所需平均时隙数	无
$P_c$	碰撞概率	无
$P_d$	发现概率	无
$T_e$	邻居节点发现开销	s
$g_m$	主瓣增益	dB

符号	符号名称	符号单位
$g_s$	旁瓣增益	dB
$L_{\max}$	定向天线最大有效传播距离	m
$L_{\min}$	定向天下最小有效传播距离	m
$TS_h$	编号为 $h$ 的业务时隙	无
$SS_h$	$h$ 号业务时隙的时隙状态	无
$SSC_h$	$h$ 号业务时隙发送抑制检查结果	无
$RSC_h$	$h$ 号业务时隙接收抑制检查结果	无
$q_c$	当前超帧业务分组队长	无
$q_c'$	上一超帧业务分组队长	无
$\alpha$	释放因子	无
$\bar{q}$	要预约的时隙数	个
$u_a'$	上一超帧平均已被分配但未被使用时隙数	个
$u_a$	当前超帧已被分配但未被使用时隙数	无
$u_c$	当前复帧已被分配但未被使用时隙数	无
$L_a$	网络中共存的链路数	个
$S_u$	实际用于传输业务的时隙数	个
$R$	时隙复用度	无
$\omega$	波束宽度	°
$\langle l', l \rangle$	链路 $l'$ 和 $l$ 之间的夹角	°
$D(l', l)$	链路 $l'$ 和 $l$ 之间的波束差	无
$F(l', l)$	链路 $l'$ 和 $l$ 之间的链路距离	无
$F_t$	链路距离门限	无
$W$	统计信息中统计的复帧数	个
$T_m$	复帧长度	s
$T_s$	超帧长度	s
$R_b$	信息速率	Mbps
$G$	负载	packets/s
$S$	吞吐量	packets/s

## 缩略语对照表

缩略语	英文全称	中文对照
BS	Broadcast Slot	同步广播信道
GPS	Global Positioning System	全球定位系统
IP	Internet Protocol	网络层
LLC	Logical Link Control	数据链路逻辑控制层
LSSC	Link Scheduling by Suppression Check	基于抑制检查的链路调度算 法
MAC	Medium Access Control	多址接入控制层
NDFS	Neighbor Discovery by Fast Scan	基于快扫描的邻居节点发现 算法
PAC	Pure Directional Antenna Control	纯定向天线控制层
PRN	Packet Radio Network	分组无线网络
TDMA	Time Division Multiple Access	时分多址协议



# 目录

摘要 .....	I
ABSTRACT .....	III
插图索引 .....	V
表格索引 .....	VII
符号对照表 .....	IX
缩略语对照表 .....	XI
<b>第一章 绪论</b> .....	1
1.1 移动自组织网络概述 .....	1
1.1.1 移动自组织网络的特点和应用 .....	1
1.1.2 移动自组织网络中的时分多址协议 .....	2
1.2 定向天线概述 .....	4
1.2.1 定向天线分类 .....	4
1.2.2 定向天线模型 .....	5
1.3 定向天线应用于移动自组织网络的研究 .....	5
1.3.1 定向天线对网络性能的改善 .....	5
1.3.2 定向天线对 MAC 协议的影响 .....	7
1.4 研究的目的是和意义 .....	8
1.5 本文的各章节和内容 .....	8
<b>第二章 邻居节点发现的设计</b> .....	11
2.1 TDMA 帧结构 .....	11
2.2 NDFS 算法的设计 .....	13
2.2.1 纯定向传输的假设 .....	13
2.2.2 发送和定位扫描 .....	13
2.2.3 同步方法 .....	14
2.2.4 发现分组格式 .....	15
2.2.5 发现过程 .....	16
2.2.6 建网入网过程 .....	17
2.3 NDFS 算法的性能分析 .....	18
2.3.1 发现时间 .....	18
2.3.2 发现概率 .....	19
2.3.3 发现过程中的时间开销 .....	19

第三章	链路调度的设计 .....	21
3.1	LSSC 算法的提出 .....	21
3.1.1	时隙复用和时隙冲突 .....	21
3.1.2	动态时隙分配 .....	22
3.2	LSSC 算法的设计 .....	22
3.2.1	首时隙 .....	22
3.2.2	时隙状态 .....	23
3.2.3	抑制检查 .....	23
3.2.4	触发门限和调度的时隙数 .....	25
3.2.5	链路调度分组格式 .....	26
3.2.6	链路调度过程 .....	27
3.3	LSSC 算法的性能分析 .....	30
3.3.1	时隙复用度 .....	30
3.3.2	链路调度开销 .....	30
第四章	链路维护的设计 .....	31
4.1	算法的提出 .....	31
4.1.1	移动对通信链路的影响 .....	31
4.1.2	链路维护算法与原 MAC 的关系 .....	32
4.2	定向天线有效通信的条件 .....	32
4.3	波束切换 .....	34
4.3.1	波束切换定义 .....	34
4.3.2	邻居节点发现对波束切换的适用性 .....	35
4.3.3	业务时隙辅助波束切换 .....	36
4.3.4	波束切换分组格式 .....	36
4.3.5	辅助波束切换过程 .....	36
4.4	链路距离 .....	38
4.4.1	链路干扰模型 .....	39
4.4.2	链路干扰量化 .....	39
4.4.3	链路距离与抑制检查的关系 .....	40
4.5	链路干扰预测与链路失效检测 .....	40
4.5.1	链路干扰预测 .....	40
4.5.2	链路失效检测 .....	41
4.6	链路维护过程 .....	42
4.7	TDMA 完整过程 .....	43

<b>第五章</b>	<b>计算机仿真</b> .....	45
5.1	仿真平台搭建.....	45
5.1.1	天线模型.....	45
5.1.2	节点模型.....	45
5.1.3	网络模型.....	46
5.2	性能评价指标.....	48
5.3	邻居节点发现性能分析.....	48
5.3.1	仿真参数设置.....	48
5.3.2	发现时间.....	49
5.4	链路调度性能分析.....	50
5.4.1	仿真参数设置.....	50
5.4.2	不同负载下的网络性能.....	51
5.5	链路维护性能分析.....	53
5.5.1	仿真参数设置.....	53
5.5.2	不同负载下的网络性能.....	54
5.5.3	不同速率下的网络性能.....	56
<b>第六章</b>	<b>总结和展望</b> .....	61
6.1	研究总结.....	61
6.2	研究展望.....	61
参考文献.....		63
致谢.....		67
作者简介.....		69





## 第一章 绪论

### 1.1 移动自组织网络概述

#### 1.1.1 移动自组织网络的特点和应用

随着通信网络和计算机网络技术的快速发展，无线通信网络逐渐发展成为两大类：一类是需要预设网络设施才能通信的网络，如蜂窝移动通信（Cellular Mobile Communication）；另一类则是不需要预设网络设施就能通信的网络，比如在 ALOHA 网络和分组无线网络（Packet Radio Network, PRN）基础上发展而来的移动自组织网络<sup>[1]</sup>。在移动自组织网络中，各个节点的功能相同，节点之间可以自由组建网络，因此，如何快速高效地完成邻居节点发现是自组织网络能够正常通信的前提<sup>[2]</sup>。同时，节点具有收发数据分组的能力，故而如何有效地在节点之间调度链路是移动自组织网络能够正常通信的基础<sup>[3]</sup>。移动自组织网络中的节点具有随机移动的特性，这会导致邻居节点丢失和链路失效，如何实现在移动情况下的链路维护则是移动自组织网络能够有效通信的重要保障<sup>[4]</sup>。

##### （1）移动自组织网络的特点

移动自组织网络作为一种比较特殊的无线网络，相较于一般的通信网络，具有以下几个方面的特殊性<sup>[5]</sup>：

##### ①无中心网络

移动自组织网络中各个节点的功能相同，不存在中心节点，属于一种完全对等的分布式网络。不会因为单个或者少数节点的离开或者加入而导致整体网络的失效，具有特别强的自适应性。

##### ②拓扑动态性

在移动自组织网络中，节点可以随时开机和关机，可以随机移动，且移动的速度和方向可以随机设置，网络拓扑处于动态变化中，其拓扑结构具有随机性。

##### ③多跳

受制于发射功率，节点的有效传播距离相当有限，可以通过中继节点辅助进而与相隔较远的节点建立通信，与一般网络中的多跳形式不同，移动自组织网络中的中继节点并不需要特定的路由设备充任。

##### ④有限的通信带宽

无线信道自身的特性决定了移动自组织网络中理论上可用的信道带宽十分有限，而竞争信道资源产生的碰撞以及干扰等因素都使得移动自组织网络可用的信道带宽更加有限。

### ⑤移动终端的局限性

移动自组织网络中的终端设备通常具有体积小,质量轻,好携带等优点,但也有不少局限性,比如电源、计算性能有限等,给软件和硬件的设计和开发带来挑战。

### ⑥安全性差

无线链路由于本身较弱的安全性,例如,易受到窃听,外部干扰以及拒绝服务等攻击,因此,自组织网络相较于传统网络更容易受到安全威胁。

## (2) 移动自组织网络的应用

移动自组织网络在自组性,抗毁性,快速部署性方面的诸多优势为其提供了广泛的应用空间。目前,移动自组织网络的应用场合主要包括以下几类<sup>[6]</sup>:

### ①军事领域

移动自组织网络无中心节点,不会因为某个节点或者某些节点退网而无法正常工作,这成为现代化军事通信领域的首选<sup>[7]</sup>。目前,美国战术互联网采用的就是自组织网络技术,该技术被广泛用于各种通信设备中<sup>[8]</sup>。

### ②临时和紧急场合

在发生诸如地震之类的突发性自然灾害时,固定的通信设备无法正常通信,此时,移动自组织网络就可以充分发挥其无需预设设备和简单快速组网的优势,快速恢复网络的正常通信,为抗击自然灾害提供有效支撑<sup>[9]</sup>。

### ③偏远野外

在野外科考,探测自然资源,执行特殊任务时,往往无固定或者预设的通信设施,移动自组织网络技术的自组性就成为最佳选择。

### ④传感器网络

由于传感器网络采用无线通信技术<sup>[10]</sup>,发射功率和覆盖范围均较小,若要和远处的传感器节点通信,只能使用多跳转发方式。分布在各个地方的节点就可以单独组织成网络,完成各种各样的任务。

### ⑤其他场合

无需预设设备就可以正常工作的特性,决定了移动自组织网络可以在很多场合展示其优势,需要网络研究者去深入研究。例如,应用在无线蜂窝网络,可以扩展其通信范围,将无线蜂窝网络扩大到没有基站覆盖的地方。

## 1.1.2 移动自组织网络中的时分多址协议

在通信网络中,如果有多个用户节点在同一时刻访问某个资源,节点之间就有可能产生冲突,从而导致通信失败。此时,需要引入多址接入协议来协调用户节点在共享物理资源的情况下可靠地进行通信,使得物理资源可以被高效地共享<sup>[5]</sup>。

从 OSI 七层模型来看,多址接入技术与数据链路层中的多址接入控制子层

(Medium Access Control, MAC) 相对应<sup>[5]</sup>, 如图 1.1 所示, MAC 层的位置在物理层的上方, 数据链路逻辑控制子层 (Logical Link Control, LLC) 的下方<sup>[10]</sup>。MAC 层通过将有限的信道资源分给多个用户, 使各个用户之间实现公平、有效地共享信道资源, 进而改善网络的性能<sup>[5]</sup>。

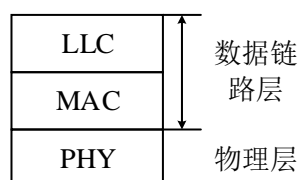


图 1.1 MAC 层在通信协议中的位置

在移动自组织网络中, 以移动节点使用信道资源的差异为划分, MAC 协议主要包括 3 类: 将信道划分成若个子信道, 子信道通过特定的分配方式分配给用户的固定分配方式; 用户通过抢占信道资源, 并通知其他用户的随机接入方式; 通过轮询或者令牌传递方式依次接入信道的轮替接入方式<sup>[11]</sup>。

固定分配方式是移动自组网常用的多址协议, 例如 TDMA 协议<sup>[5]</sup>。TDMA 多址接入协议通过把时间划分为周期性的帧, 而后再把帧进一步划分为一定数量的时隙, 这些时隙再按照一定的准则分配给用户, 使每个用户可以在对应的时隙中收发, 避免冲突<sup>[12]</sup>。移动自组织网络中时分多址协议的时隙分配策略又可以分为固定分配和动态分配两种方式<sup>[13]</sup>。

### (1) 固定分配的 TDMA 协议

固定分配的 TDMA 协议是提前为用户分配好资源, 保证各个用户在传输数据业务时不会干扰网络中的其他用户, 同时, 也不受网络中其他用户的干扰, 保证数据可靠地传输。因此, 该种分配方式并不需要竞争时隙, 时延的抖动相对较小, 网络的性能也相对稳定。但是, 该种分配方式的时隙调度策略由网络拓扑决定, 当节点移动时, 已调度的时隙不一定能适应新的拓扑结构, 导致网络性能下降。而且, 当业务较低时, 空闲的时隙将会造成信道资源的浪费。

### (2) 动态分配的 TDMA 协议

动态分配的 TDMA 协议是根据邻居节点个数以及业务需求量来分配时隙, 节点之间需要特定的竞争规则和分配流程完成时隙的分配, 对于动态拓扑和突发性的业务流都有很好的适应性<sup>[14]</sup>。但是, 该种分配方式的时隙分配策略较为复杂, 需要有效的链路调度算法来分配时隙, 并在节点移动拓扑改变时, 需要有效的链路维护算法来保证链路可靠地通信。

## 1.2 定向天线概述

近些年来,随着数据量的急剧增大,频谱资源也愈加宝贵,如何在同等频谱资源下,提高网络的空间复用率,已是通信网络技术研究的一大课题,定向天线(Directional Antenna)的产生已成为解决该课题的一把利剑。与全向天线相比,定向天线可以在特定方向形成增益相对较大的波束,在该波束方向收发信号特别强,而在其他方向形成增益相对较小的波束,收发信号非常弱<sup>[15]</sup>。如图 1.2 所示,增益比较大的方向为主瓣方向,其他方向则为旁瓣方向。定向天线可以拓宽单跳节点的通信距离,增强节点的抗干扰和抗截获能力,提高网络的空间复用和吞吐量,这些优势已逐渐获得网络研究者的青睐。

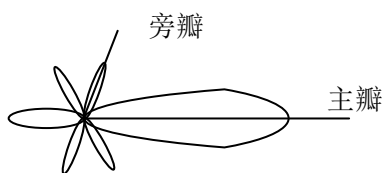


图 1.2 定向天线波束示意图

### 1.2.1 定向天线分类

根据定向天线的不同发展时期,定向天线可以分为采用机械方式的传统天线,以及采用电子方式的智能天线。其中,机械天线的各个波束的指向均固定,通过旋转波束指向来调整需要对准的方向。智能天线利用信号合成技术形成定向天线的波束图,通过调整信号参数调整主瓣方向<sup>[16]</sup>。智能天线又根据波束形成方式的不同分为波束切换天线和自适应阵列天线<sup>[17]</sup>。

#### (1) 波束切换天线

波束切换天线是预先定义一些特定宽度的波束,使用  $N$  个波束覆盖全向区域,天线可以在一个或者多个波束方向上收发信号。如图 1.3 所示的二维波束切换天线,每个扇区分别代表了一个波束方向,  $N$  个扇区覆盖了全向空间。

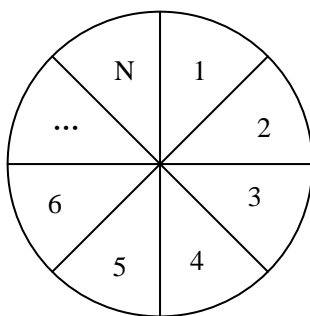


图 1.3 波束切换天线

波束切换天线的波束宽度都是固定且相等的，可以有效地实现对空间的复用，而且实现的成本低，但是性能较差，在仿真中应用较多。

## (2) 自适应阵列天线

自适应阵列天线采用智能化更高的处理模块实现，通过抑制特定的干扰方向，增强有效信号方向来实时调整天线的波束图以达到适应不同噪声和多径衰弱的场景<sup>[18]</sup>。在性能上，自适应阵列天线明显好于波束切换天线，但是其构造较为复杂，在实际应用中使用的较多，在仿真中使用较少。

本文在后续设计和仿真中采用的都是波束切换天线，天线同时只能在一个波束方向发送或者接收信号，不能在多个波束上同时发送或者接收信号。

## 1.2.2 定向天线模型

在天线模型中，最重要的指标为天线增益。理想的定向天线只有在主瓣方向上才具有最大的天线增益，实际情况下的定向天线在 $\vec{d}$ 方向的天线增益 $G(\vec{d})$ 为<sup>[19]</sup>

$$G(\vec{d}) = \eta \frac{U(\vec{d})}{U_{avg}} \quad (1-1)$$

其中， $U(\vec{d})$ 是指定向天线在 $\vec{d}$ 方向的功率密度，而 $U_{avg}$ 是指定向天线所有方向上的平均密度， $\eta$ 则是能耗效率。如果定向天线在所有的方向均匀发送或者接收信号，则 $U(\vec{d})$ 和 $U_{avg}$ 相等，此时，定向天线退化为全向天线。通常情况下，定向天线的增益就是指定向天线的最大增益，对应图 1.2 中主瓣的方向，其他方向都为旁瓣方向。

## 1.3 定向天线应用于移动自组织网络的研究

定向天线技术的发展，给移动自组织网络带来新的生机，不但提升了单跳节点的传输距离，而且降低了网络的干扰，提高了网络的吞吐量，进而改善了网络的性能，但是也给移动自组织网络的协议设计带来新的挑战。

### 1.3.1 定向天线对网络性能的改善

定向天线对移动自组织网络性能的改善主要表现在以下几个方面：

#### (1) 提高网络的通信范围

与全向天线相比，定向天线将能量集中在某一个波束，向一个特定方向传播，因而在相同接收功率门限情况下，可以增大了传播距离，由无线电波的空间传播特性<sup>[20]</sup>可知：

$$p_r \propto \frac{g_t g_r}{d^n} \quad (1-2)$$

式中， $p_r$  为接收功率， $d$  为收发设备之间的距离， $g_r$  和  $g_t$  为收发天线增益，而  $n$  为损耗因子（一般<sup>[21]</sup>为 3~4）。用  $d_d$  表示纯定向天线的单跳覆盖范围， $d_o$  表示全向天线的单跳覆盖范围，若接收和发送增益都为 20dB，路径损耗因子取 3.5，则单跳覆盖范围之比为：

$$d_d : d_o = 13.89 : 1 \quad (1-3)$$

可见，采用定向天线的移动自组织网络极大地扩展了节点的单跳通信距离，从而提高了网络的覆盖范围。

### （2）减少网络中分组的碰撞

在全向传输体制下，若一跳范围内有多个节点同时发送时，分组在接收端将会产生碰撞。而在纯定向传输体制下，收发节点之间可以正常通信的条件为发送波束和接收波束对准，主瓣和旁瓣的对准只会对接收带来干扰，但不一定会造成分组的碰撞<sup>[22]</sup>。如图 1.4 所示，发送节点 C 的主瓣波束对准接收节点 B 的旁瓣波束，只会增大其旁瓣干扰，但不影响其对节点 A 的接收。

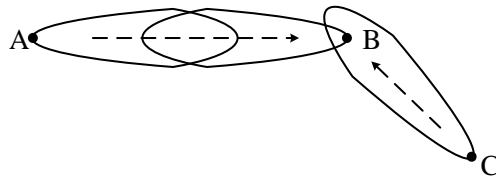


图 1.4 定向天线减少分组碰撞示意图

### （3）增加了空间的复用

采用纯定向天线的移动自组织网络，一跳范围内可以有多条链路的同时存在，如图 1.5 所示，只要链路的方向不同，就可以正常接收，因此增大了网络的空间复用<sup>[23]</sup>。

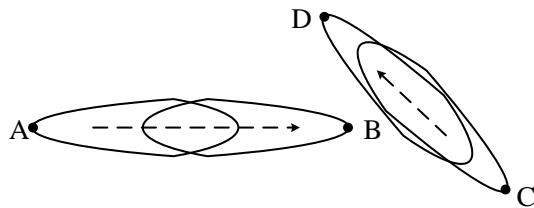


图 1.5 定向天线增大空间复用示意图

#### （4）提高网络的抗截获能力

在定向天线中，信号只会在某一个波束发送，不像全向天线在所有方向发送，因此，信号只会在某个特定方向才能接收，其他方向收不到或者只能收到很微弱的信号，这就提高了网络的抗截获能力。

### 1.3.2 定向天线对 MAC 协议的影响

纯定向天线引入空间维度，使得节点之间可以正常通信的条件不仅是时域上收发状态的匹配，也包括空域上的对准，这给 MAC 协议的设计带来新的变化，主要体现在：

#### （1）对邻居节点发现的影响

全向传输体制下，信号是向各个方向传播，收发节点只要在时域上“对准”，接收节点就有可能收到发现分组，可以很容易地实现邻居节点发现。在定向传输体制下，不但要保证收发节点在时域上收发状态的匹配，而且还要保证收发节点在收发波束上对准才有可能收到信号<sup>[24]</sup>，进而完成邻居节点发现。因此，需要设计新的协议来协调节点在时域和空域上的“对准”，完成邻居节点发现。DTRA<sup>[25]</sup>就是一种纯定向传输体制下的邻居节点发现算法，但是该算法需要 GPS 为全网所有节点统一授时，且在发现过程中存在冲突，限制了其的应用。DND 算法不需要 GPS 等设备辅助即可完成邻居节点发现，但是发现时间较长，开销较大，同时会带来“耳聋”的问题<sup>[26]</sup>。

#### （2）对链路调度的影响

空间维度的引入，允许在一跳范围内有多条通信链路同时存在，在同一时刻，如何调度更多的通信链路，并保证各个链路之间相互不干扰，时隙不冲突，也是 MAC 协议需要解决的问题。目前，在链路调度方面大部分采用的都是随机调度方式，比如 DTRA 算法，不可避免得存在时隙冲突的问题。当然，也有基于时隙干扰测量的链路调度算法<sup>[27]</sup>，但该算法需要借助 GPS 确定位置，同时干扰测量方法较为复杂，在实际设备中并不太适用。

#### （3）对链路维护的影响

在移动自组织网络中，节点可以随机地自由移动。全向传输体制下，只要节点不移出邻居节点的通信范围，且不被其他节点干扰，原来的通信链路将不会中断。而在定向传输体制下，即使满足上述条件，但是若节点移入邻居节点的其他通信波束，则原来的通信链路将会失效，同时也会对其他通信链路带来干扰。此外，在有外部干扰源时，在受干扰区域内，采用全向天线的节点将会受到较大干扰，影响节点的正常收发，而采用定向天线的节点只会在特定方向受到干扰，其他方向基本不受影响，可以将受干扰的链路调整到不受干扰的方向，保证链路可靠通信。因此，如何检测波束改变并进行调整，预测、检测和调整网络中存在的干扰链路等也是 MAC 协议需要解决

的问题。目前,并没有相应的解决策略,不利于定向天线在移动自组织网络中的使用。

## 1.4 研究的目的是和意义

### (1) 课题研究的目的

随着对自组织网络的深入研究,定向天线在通信距离,抗干扰、抗截获,网络容量等方面的优势越来越受到自组织网络研究者的青睐。但是,由于增加空间维度,节点之间可以正常通信的条件不仅是时域上收发状态的匹配,也包括空域上的对准,给时分多址协议的设计带来新的挑战。课题的主要研究目的在于从多方面解决采用纯定向天线的自组织网络在时分多址协议设计中的问题,一是采用“发送扫描”和“定位扫描”,利用“定位-接收”的方式,实现在无外部参考时钟辅助的条件下完成邻居节点发现,降低发现时间,提高发现概率;二是在链路调度前通过抑制检查实现对干扰时隙的接入控制,抑制可能存在干扰的链路,降低网络干扰,提高网络容量;三是通过评估链路之间的干扰,提前调整可能存在干扰的链路,在节点发生波束切换时,通过业务时隙辅助完成波束切换,实现链路维护。最后,对于所提算法使用 OPNET 仿真软件实现其功能,并验证其有效性。

### (2) 课题研究的意义

定向天线的引入,提升了移动自组织网络的性能,但也给邻居节点发现、链路调度和链路维护等方面的设计带来困难,针对这些方面的研究已经有很多,但在许多方面都不太完善。在邻居节点发现方面,要么发现时间较长,要么需要外部时钟源辅助完成邻居节点发现;在链路调度方面,并没有简单较为适用的链路接入控制策略,调度的链路可能干扰已存在的链路或者被已存在的链路干扰;在链路维护方面,当节点从原来的通信波束移入其邻居波束时,一般采用邻居节点发现策略重新发现,但发现时间较长,且原来已调度的链路在该段时间内一直失效,并没有得到很好的利用。同时,在节点移动时,也没有很好的策略预测和检测可能存在干扰的链路,并进行调整。课题所提出的时分多址协议可以有效地解决上述问题,在无 GPS 等设备辅助的情况下,以较短时间,较高概率完成邻居节点发现;通过抑制检查可以有效地实现链路调度的接入控制,抑制干扰链路;同时,在发生波束切换时,可以使用失效的链路辅助完成波束切换,缩短链路失效时间,并通过链路距离量化链路之间的干扰,提前调整可能存在干扰的链路。本文所提出的算法,可有效地解决定向天线应用于移动自组织网络中时分多址协议遇到的问题,对移动自组织网络 MAC 协议的研究具有重要意义。

## 1.5 本文的各章节和内容

论文的各个章节以及对应的概要如下:



第一章：绪论，主要介绍移动自组织网络，定向天线以及定向天线在移动自组织网络中的应用，简述了定向天线的使用给网络性能带来的提升及对 MAC 协议的设计带来的新的要求，同时介绍了本课题的研究目的和研究意义。

第二章：邻居节点发现算法，首先系统性地介绍了邻居节点发现算法的思想，然后介绍了本文所使用的帧结构，接着详细地介绍了邻居节点发现的具体过程，最后则分析了本算法的性能。

第三章：链路调度算法，首先阐述了链路调度算法的背景和核心，而后详细介绍了链路调度的具体过程，接着分析了链路调度算法的性能。

第四章：链路维护算法，首先介绍了链路维护算法和原 MAC 的关系以及定向天线可以有效通信的条件，接着介绍了采用业务时隙辅助完成波束切换的详细内容，而后引入了链路干扰模型并介绍了链路干扰的量化方式，最后介绍了链路维护的总体流程。

第五章：仿真分析，根据所提的时分多址协议，采用 OPNET 仿真软件对纯定向自组织网络进行建模仿真，并分析了网络在邻居节点发现，链路调度和链路维护方面的性能指标，对所提的算法在功能和性能方面进行了验证。

第六章：对全文内容进行了总结并对下一步需要研究的方向进行了展望。



## 第二章 邻居节点发现的设计

在移动自组织网络中，邻居节点发现是网络组网和节点正常通信的前提，尤其在采用纯定向天线的移动自组织网络中，是 MAC 层需要解决的首要问题<sup>[28]</sup>。

在全向传输体制下，信号向各个方向发送，其覆盖范围内的节点不用担心收不到信号，因此，邻居节点发现的主要工作在于调度各个节点发送邻居节点发现分组的发送时间，尽可能减少或者避免发现过程中的分组冲突，以较短时间实现邻居节点发现。

在定向传输体制下，信号只会向某个特定的方向传播，如果节点的发送波束和其邻居节点的接收波束不对准，邻居节点将会收不到信号。因此，必须同时调度分组的发送时间以及发送波束，保证节点在时域和空域上同时“对准”，才能实现一次有效地握手，这无疑加大了邻居节点的发现难度<sup>[25]</sup>。目前，采用纯定向天线的自组织网络的邻居节点发现算法大部分是通过扫描方式，发现时间普遍较长，且在发现阶段存在碰撞，还有一些是假设所有节点依靠 GPS 或者其他方式都已获得同步，限制了定向天线在军事通信中的应用<sup>[26]</sup>。

本文提出了一种基于“定位-接收”的邻居节点快速发现算法 NDFS (Neighbor Discovery by Fast Scan)，在无 GPS 等设备辅助的条件下，利用“发送扫描”和“定位扫描”，可以在较短时间、以较高概率发现邻居节点，并实现节点的同步和入网<sup>[29]</sup>。

### 2.1 TDMA 帧结构

本文采用的 TDMA 协议将信道划分为同步广播信道 (Broadcast Slot, BS) 和业务数据信道，节点在两个信道完成不同的操作。

#### (1) 同步广播信道

节点在同步广播信道发送邻居节点发现和维护信息，邻居节点通过接收该信息，完成邻居节点的发现和同步，并实现入网。

#### (2) 业务数据信道

节点在业务数据信道根据带宽需求动态调度业务时隙，收发业务分组，实现业务传输。

本文使用图 2.1 所示的超帧结构，时间被划分为超帧，每个超帧由  $Q$  个复帧组成，依次从 0 到  $Q-1$  进行编号，一个复帧则由一个同步帧和一个业务帧组成，同步帧同样被编号，编号的值与复帧的编号值相等，即对于  $q$  号复帧，其同步帧被编的号为  $q$ ，用  $BS_q$  表示。复帧的个数  $Q$  由网络中单跳范围内最大节点数确定，比如下文仿真中的 10，而业务帧中业务时隙个数  $H$  则由节点的业务量及业务分组允许的平均时延共同

决定。

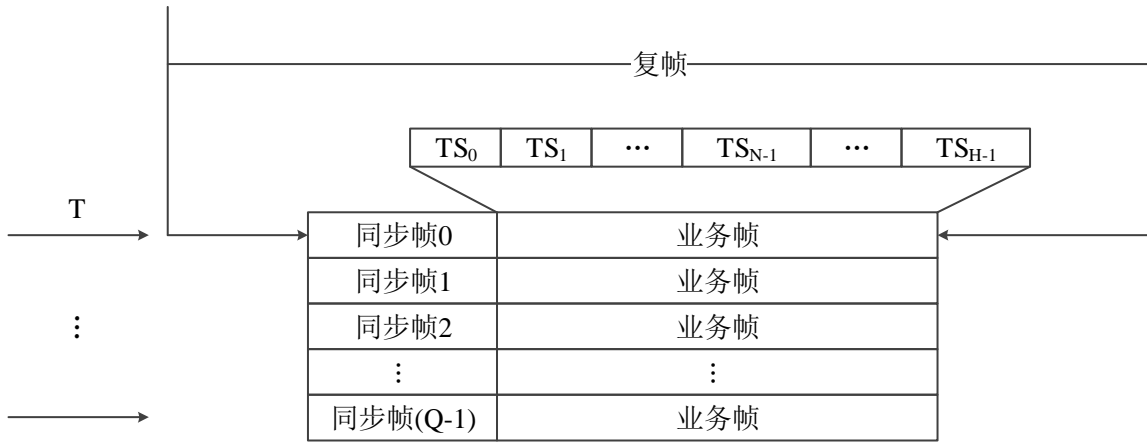


图 2.1 TDMA 超帧结构

图 2.2 为 TDMA 的复帧结构，复帧的时隙划分及功能如下：

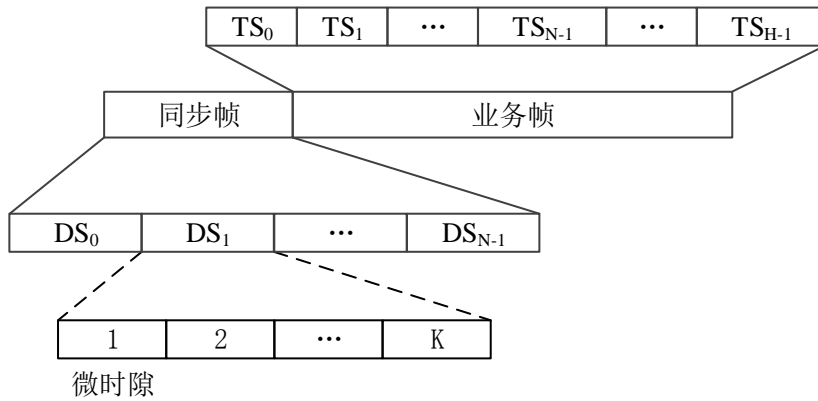


图 2.2 TDMA 复帧结构

### （1）同步帧

同步帧由  $N$  个方向时隙组成， $N$  为定向天线的波束个数，每个波束方向占用一个方向时隙，每个方向时隙则由  $K$  个微时隙组成，微时隙为 TDMA 帧结构中的最小单位，用于收发邻居节点发现和维护所用的发现分组，其时间长度为  $\tau$ 。每个节点分配一个一跳范围内不冲突的同步帧，节点在其分配的同步帧中依次在  $N$  个方向时隙发送发现分组，在其他同步帧，若某个方向时隙有邻居节点，则接收发现分组。

### （2）业务帧

业务帧由  $H$  个业务时隙组成，业务时隙的时间长度为  $T_b$ ，业务时隙采用动态方式调度，此处不作介绍，具体的调度过程会在链路调度的设计中详细介绍，节点在其获取的业务时隙收发业务分组。

## 2.2 NDFS 算法的设计

邻居节点发现采用异步方式，即不需要 GPS 等设备辅助，在非同步状态下完成邻居节点发现。邻居节点发现时，节点在当前超帧以较快的速度侦听信道，仅接收部分发现分组，确定邻居节点所在的位置，记录接收时刻和波束指向，在下一个超帧根据记录的接收时刻以及接收波束，完整接收发现分组，发现邻居节点。

### 2.2.1 纯定向传输的假设

(1) 所有节点均配备波束总数为  $N$  的定向天线，波束编号为  $i$ ， $1 \leq i \leq N$ ，且每个节点相同方向的波束编号也相同；

(2) 通信采用半双工方式，即节点在某个时刻只能在一个波束上进行收发操作，且收发操作不能同时进行；

(3) 接收节点定位扫描时在波束上的驻留时间为  $T_o$ ，该时间由物理层算法决定，保证该时间内可以判断出该波束方向上是否有发送信号。

### 2.2.2 发送和定位扫描

在邻居节点发现过程中，NDFS 算法采用两种方式调度天线，如图 2.3 所示，分别为发送扫描和定位扫描，具体的扫描策略如下：

**发送扫描：**节点依波束顺序进行发送操作，在每个波束上的驻留时间为一个方向时隙，即在一个波束方向上连续发送  $K$  个发现分组。

**定位扫描：**节点的接收扫描速度为发送扫描速度的  $N$  倍，即在每个波束上的驻留时间为  $K\tau/N$ 。

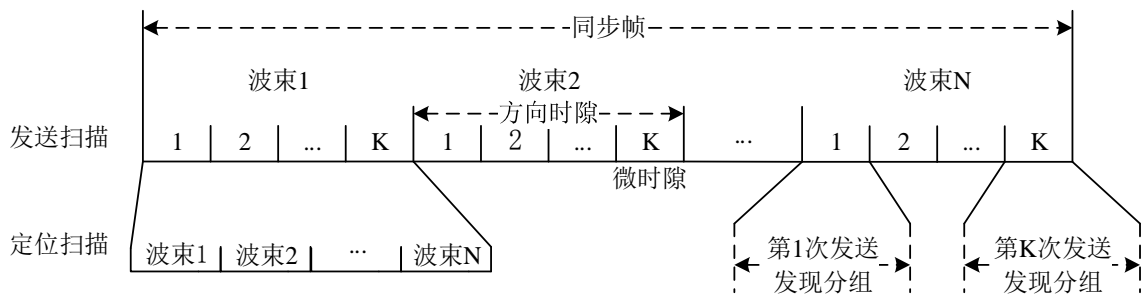


图 2.3 发送扫描与定位扫描

从图 2.3 可知，执行发送扫描的节点将所有波束扫描一遍的时间为  $NK\tau$ 。而在这段时间内，定位扫描和发送扫描波束对准的时间只有  $K\tau/N$ 。由于定位扫描节点可能只接收到部分发现分组信息，无法完成 MAC 层的处理，但是仍然可以利用该信息完成对发送波束的定位，确定邻居节点所在的波束方向。对于定位扫描节点， $K$  的取值

与接收机参数有关，设接收机对输入信号的最小检测时间为 $T_r$ ，则 $K$ 的取值由式(2-1)确定。

$$K \geq \frac{NT_r}{\tau} \quad (2-1)$$

在实际应用中， $K$ 取1即可满足要求，下列的分析 $K$ 均取1。

### 2.2.3 同步方法

NDFS 算法采用异步方式完成邻居节点发现，并不依靠 GPS 等设备为所有节点统一授时，而是在邻居节点发现过程中，采用主从同步法，利用“开环同步+闭环同步”方式，自适应地完成整个网络的同步及同步扩散，具有很强的鲁棒性<sup>[30]</sup>。

#### (1) 开环同步

开环同步实现方式相对简单，以最先启动建网的节点作为整个网络的同步基准节点，其时钟级别为0，其一跳邻居节点的时钟级别为1，以此类推，数值越低则时钟级别越高<sup>[30]</sup>。建网节点开始建网时，将会以广播方式发送发现分组，为其邻居节点提供基准时钟，节点收到发现分组后，从中选取一个时钟级别最高的邻居节点作为其同步基准节点<sup>[30]</sup>，完成开环同步。

#### (2) 闭环同步

由于传播时延的存在，未同步节点在完成开环同步之后，时隙并没有对齐。此时，节点之间可以单向通信，若要进行可靠地双向通信，必须完成精同步操作。

NDFS 算法的精同步策略为由同步基准节点负责计算一跳范围的邻居节点的精同步误差，并在发现分组中携带该误差值，粗同步节点在收到发现分组后，调整时钟，完成精同步。

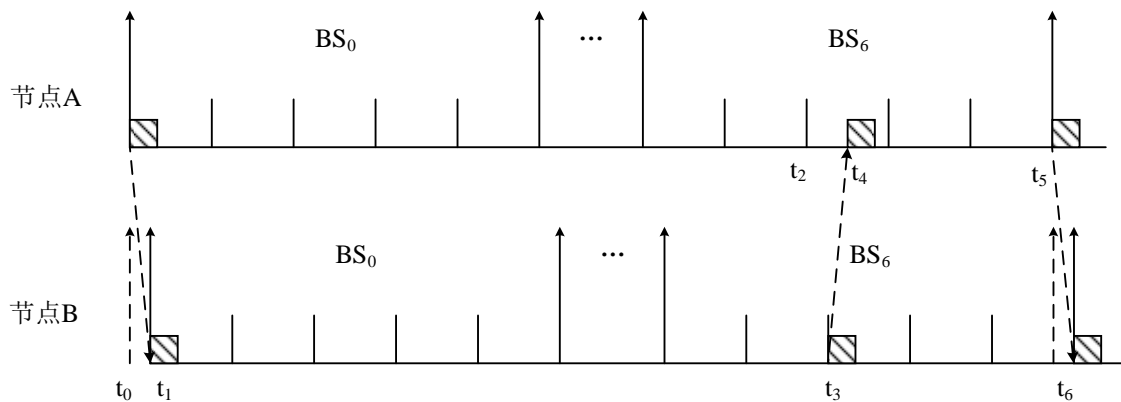


图 2.4 主从同步示意图

图 2.4 为整个主从同步的具体过程，节点 A 使用  $BS_0$  号同步帧且为同步节点，节点 B 使用  $BS_6$  号同步帧且为待同步节点。为了便于描述，图中去掉了业务帧仅保留同步帧。 $t_0$  时刻为节点 A 同步帧的开始时刻，在该时刻节点 A 在其方向时隙向外发送发现分组，节点 B 在  $t_1$  时刻开始接收到发现分组，并以此时刻作为当前方向时隙的开始时刻，完成粗同步。此时，待同步节点 B 和基准节点 A 的同步误差为  $\Delta t = t_1 - t_0$ 。在  $t_2$  时刻，节点 A 进入其  $BS_6$  号同步帧，因为粗同步误差的原因，节点 B 尚未推进到  $BS_6$  号同步帧。在  $t_3$  时刻，节点 B 进入  $BS_6$  号同步帧，开始在其方向时隙发送发现分组，节点 A 将会在  $t_4$  时刻接收到来自节点 B 的发现分组，并据此计算出同步误差  $\Delta t = (t_4 - t_2) / 2$ 。在下一个超帧，节点 A 在  $BS_0$  号同步帧携带精同步误差，向外广播发现分组，节点 B 收到发现分组后，获取其中携带的误差值，修改时钟，从而实现闭环同步。

### 2.2.4 发现分组格式

图 2.5 为邻居节点发现及维护过程中使用的发现分组中的主要字段，其各个字段的含义如下：

Type (8 b)	ID (8 b)	IP (32 b)	ClockLevel (8 b)	BS (8 b)	DS (8 b)	Beam (8 b)	State (8 b)
NeiID 0 (8 b)	NeiAdjust 0 (32 b)	...				NeiID 19 (8 b)	NeiAdjust 19 (32 b)
SlotState 0 (8 b)	SlotState 1 (8 b)	...					SlotState 79 (8 b)

图 2.5 发现分组主要字段

**Type:** 表示分组的类型。

**ID 和 IP:** 分别表示节点的编号以及使用的 IP 地址。

**ClockLevel:** 表示本节点的时钟级别。

**BS:** 表示本节点使用的同步帧号。

**DS 和 Beam:** 表示本节点在同步帧中发送该分组时所使用的方向时隙和波束号。

**State:** 表示节点所处的状态，包括建网状态，待入网状态和网络状态三种。

**NeiID0~NeiID19 和 NeiAdjust0~NeiAdjust19:** 用于携带邻居节点的精同步误差，NeiID 对应邻居节点编号，NeiAdjust 对应精同步调整值，根据上文介绍，节点完成粗同步后，会由其选择的基准节点计算精同步误差并通过发现分组反馈。此处假设节点的邻居节点度为 20。

**SlotState0~SlotState79:** 业务时隙状态，包括空闲，发送和接收三种状态，此处只作说明，会在链路调度部分详细介绍。

### 2.2.5 发现过程

定义  $S(q, n)$  为第  $BS_q$  号同步帧的第  $n$  个方向时隙，其中， $0 \leq q \leq Q-1$ ， $0 \leq n \leq N-1$ ， $WS(q, n)$  为节点在  $S(q, n)$  号方向时隙的工作状态， $NS(q, n)$  表示节点在  $S(q, n)$  号方向时隙是否会有邻居向其发送发现分组，若存在则其值为 1，不存在则其值为 0。

根据上述定义，占用  $BS_i$  号同步帧的节点在一个超帧中各个方向时隙所处的状态可由式(2-2)确定，各个扫描状态对应的状态码如表 2.1 所示。节点在其占用的同步帧，执行发送扫描，依次序在各个波束发送发现分组，在其他同步帧，若某个方向时隙有邻居节点执行发送扫描，则尝试进行接收，而在其他方向时隙，则执行定位扫描，尝试定位邻居。

$$WS(q, n) = \begin{cases} 0 & q = i \\ 1 & q \neq i, NS(q, n) = 0 \\ 2 & q = i, NS(q, n) = 1 \end{cases} \quad (2-2)$$

表 2.1 扫描状态与状态码对应关系

状态码	0	1	2
扫描状态	发送扫描	定位扫描	接收

以网络节点 A 为例，假设其占用第  $BS_i$  号同步帧，则 NDFS 算法中网络节点发现邻居节点的步骤如下：

①网络节点 A 在当前超帧根据式(2-2)执行相应的扫描操作，在第  $BS_i$  号同步帧执行发送扫描，在其他同步帧，若某个方向时隙有邻居节点则尝试接收发现分组，否则执行定位扫描；

②若网络节点 A 在当前超帧的  $S(j, n)$  号方向时隙定位到邻居节点 B，记录定位的方向时隙以及波束号；

③网络节点 A 在下一个超帧的  $S(j, n)$  号方向时隙，调整波束尝试接收邻居节点 B 发送的发现分组，若收到则执行步骤④，否则返回步骤①；

④记录节点 B 的邻居信息，并计算同步误差值，写入发向邻居节点 B 的发现分组中，等待第  $BS_i$  号同步帧进行广播，返回步骤①，继续进行邻居节点发现。

以待入网节点 B 为例，则 NDFS 算法中待入网节点发现网络节点的步骤如下：

①待入网节点 B 此时尚未被同步，尚未获取帧结构，执行定位扫描；

②待入网节点 B 定位到网络节点，记录定位时刻以及定位波束，并以此时刻为开始时刻，继续执行定位扫描，持续一个超帧减一个方向时隙的时间，尝试定位其他网



络邻居节点；

③待入网节点 **B** 结束定位扫描，在原定位时刻的基础上加一个超帧的时间，以此作为中间时刻，向前提前一个方向时隙的时间，向后滞后一个方向时隙的时间，在该段时间内调整波束指向定位到邻居节点的波束，尝试接收网络节点发送的发现分组，若待入网节点 **B** 未收到发现分组，则返回步骤①重新开始执行定位扫描，否则，执行步骤④；

④待入网节点 **B** 收到网络节点地发现分组，完成对网络节点地发现，但此时只是单向发现，网络节点并未发现待入网节点 **B**，待入网节点 **B** 从发现的网络节点中选出一个时钟级别最高的作为其基准节点，假设为网络节点 **A**，完成粗同步，获取帧结构，并从未被分配的同步帧中随机选取一个同步帧  $BS_j$  作为其同步帧；

⑤待入网节点 **B** 在紧接着的第  $BS_j$  号同步帧执行发送扫描，此时，会被网络节点定位到，在其他同步帧，若某个方向时隙有邻居节点，则调整波束尝试接收网络邻居节点发送的发现分组，但是因为网络节点刚定位到待入网节点 **B**，因此，发现分组中不存在有效的同步误差调整值；

⑥待入网节点 **B** 在接下来的第  $BS_j$  号同步帧继续执行发送扫描，网络节点将会完整接收待入网节点 **B** 的发现分组，网络节点计算精同步误差并在其分配的同步帧中广播携带该值的发现分组，待入网节点 **B** 将会收到来自网络节点 **A** 及其他网络节点地发现分组，从中获取精同步误差值，调整时钟，完成精同步，此时，待入网节点 **B** 入网完成，变成网络节点。

### 2.2.6 建网入网过程

在移动自组织网络中，所有节点地位平等，都有可能成为建网节点，假设网络中所有节点同时开机，成为待入网节点，则建网入网过程如下：

①所有待入网节点随机选择一个退避时间，在该段时间内待入网节点执行发现操作；

②最先结束退避的节点作为建网节点，执行和网络节点相同的发现操作，其他节点作为待入网节点，继续执行发现操作；

③建网节点发现所有待入网节点，成为网络节点；待入网节点同样发现建网节点，成为网络节点，但是，成为网络节点的待入网节点目前只发现了建网节点，并未发现其他已成为网络节点的待入网节点，成为网络节点的待入网节点按照式(2-2)方式扫描，将会定位到其他已成为网络节点的待入网节点，并在下一个超帧，在定位到邻居节点的方向时隙完整接收邻居节点发送的发现分组，实现对其他待入网节点地发现，最终，网络中所有节点均相互发现，完成建网和入网操作。

## 2.3 NDFS 算法的性能分析

### 2.3.1 发现时间

为了便于分析发现时间，假定网络中共有  $Q$  个节点，且均在彼此的一跳范围内，不考虑 TDMA 超帧结构中的业务帧，同步帧个数与网络中的节点个数相等，同步帧采用固定分配方式由节点独占，因而节点在入网时也不会随机选择同步帧。

建网节点执行发送扫描，待入网节点将会定位到建网节点，假设最后一个定位到建网节点的波束号若为  $n$ ，则最后一个待入网节点定位到建网节点所需的时隙数为  $N - n$ ，所有待入网节点发现建网节点所需的时隙数  $A$  如式(2-3)所示。

$$A = N(Q+1) - n \quad (2-3)$$

同样，建网节点定位到最后一个待入网节点所需的时隙数为  $N(2Q-1) + n$ ，建网节点发现所有待入网节点所需的时隙数  $B$  如式(2-4)所示。

$$B = N(3Q-1) + n \quad (2-4)$$

待入网节点和建网节点相互发现后，成为网络节点，同时成为网络节点的待入网节点之间也会相互发现，若最后一个被发现的网络节点的发送波束号为  $n'$ ，所有节点相互发现所需的时隙数  $C$  如式(2-5)所示。

$$C = N(5Q-1) + n' \quad (2-5)$$

节点随机分布在网络中，则每个节点均会以等概分布在其邻居节点的任意波束。因此，节点的任意波束  $n$  以式(2-6)的概率定位到邻居节点。

$$P_n = \frac{1}{N} \quad (2-6)$$

对式(2-3)、(2-4)和(2-5)取数学期望，则所有待入网节点发现建网节点所需的平均时隙数  $A_E$ ，建网节点发现所有待入网节点所需的平均时隙数  $B_E$ ，所有节点相互发现所需的平均时隙数  $C_E$  分别如式(2-7)、(2-8)和(2-9)所示。

$$A_E = N(Q+0.5) \quad (2-7)$$

$$B_E = N(3Q - 0.5) \quad (2-8)$$

$$C_E = N(5Q - 0.5) \quad (2-9)$$

上述讨论的平均发现时隙数均是在无外部基准时钟条件下进行的，待入网节点完成精同步后成为同步节点，并进行相互发现，若去掉建网节点所在的同步帧，他们之间的相互发现也等效于 NDFS 算法在同步条件下的邻居节点发现，若此时仍有  $Q$  个同步节点，所有节点相互发现所需的平均时隙数为  $D_E$  如式(2-10)所示。

$$D_E = N(2Q - 0.5) \quad (2-10)$$

### 2.3.2 发现概率

定向传输体制下，同一个接收波束下有多个邻居时，假设发生碰撞的概率  $P_c > 0$ ，因此，其邻居节点发现概率  $P_d < 1$ 。而 NDFS 算法为每个节点均分配了一跳范围内不冲突的同步帧号，将节点的收发在时间和空间上错开，保证接收波束在同一时刻只会会有一个邻居节点向其发送发现分组，即  $P_c$  为 0，因此  $P_d$  为 1。

此外，NDFS 算法也允许同一个节点不同波束方向的邻居节点使用同一个同步帧，但因为使用不同的方向时隙，因而避免了碰撞，同时也减少了网络中所需的同步帧数。

### 2.3.3 发现过程中的时间开销

#### (1) 建网过程开销

节点在建网过程中，只有同步帧，没有业务帧，因此邻居节点发现所用的平均开销时间  $T_e$  如式(2-11)所示。

$$T_e = N(5Q - 0.5)\tau \quad (2-11)$$

#### (2) 节点再入网开销

节点相互发现完成后，建网过程结束，节点将会按照图 2.1 的帧结构运行，若此时有待入网节点加入网络，并考虑业务帧的存在，则待入网节点和网络节点相互发现所需的平均时间  $T_a$  如式(2-12)所示，式(2-13)为邻居节点发现所占的开销。

$$T_a = (4Q - 0.5)N\tau + (4Q - 1)HT_b \quad (2-12)$$

$$\eta = \frac{N\tau}{HT_b + N\tau} \quad (2-13)$$

因为 $4Q \gg 1$ ，由式(2-12)和式(2-13)可得邻居节点发现开销与节点再入网所需时间的关系如式(2-14)所示。发现开销越小，再入网所需的时间越长，发现开销越大，再入网所需的时间越短。因此，需要在两者之间取折中。

$$T_a \approx \frac{4QN\tau}{\eta} \quad (2-14)$$

在 $Q$ 为 10， $N$ 为 20， $H$ 为 80， $\tau$ 为 0.18ms， $T_b$ 为 0.455ms 时，邻居节点发现所占的开销为 9%，此时节点再入网所需的平均发现时间为 1.56s，两者取得了一个很好的折中。

## 第三章 链路调度的设计

在采用时分多址协议的移动自组织网络中,因节点随机移动而造成的网络拓扑动态变化,为有效利用信道资源而引入的时隙复用都有可能导致时隙冲突,这无疑会降低信道利用率。与全向天线相比,定向天线通过引入空域维度,降低了时隙冲突的概率,但是时隙冲突依然存在,低效的链路调度方式不但不会提升信道利用率,反而会给网络带来较大的干扰,降低网络容量和吞吐量<sup>[28]</sup>。本文提出的基于抑制检查的链路调度算法 LSSC (Link Scheduling by Suppression Check),通过抑制检查实现对干扰链路的接入控制,在提升空间复用率的同时有效避免时隙冲突,提升网络容量。同时,基于业务分组平均队长的时隙预约策略和基于已经分配但未被使用的平均业务时隙数的时隙释放策略可以有效跟踪网络负载变化,实现业务时隙的动态调度,满足网络的带宽需求。

### 3.1 LSSC 算法的提出

#### 3.1.1 时隙复用和时隙冲突

移动自组织网络中,在全向传输体制下,节点可以正确接收邻居节点数据分组的条件为接收节点在同一时刻只能接收一个邻居节点发送的数据分组,而不能接收多个节点发送的数据分组,否则,将会发生碰撞。因此,在同一时刻,接收节点的一跳范围内只允许有一个发送节点,在一跳范围之外,则允许有多个发送节点,这就引入了时隙复用,提升信道利用率。

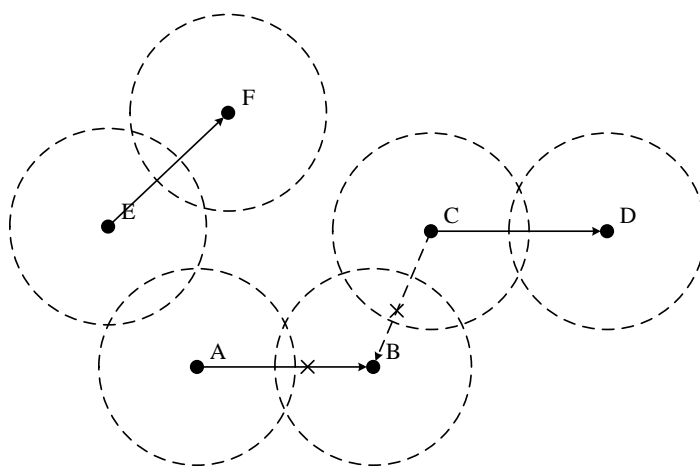


图 3.1 全向传输体制下的时隙冲突和时隙复用

如图 3.1, 节点 A、C 和 E 占用同一个时隙分别向 B、D 和 F 发送数据分组, F 和

D 可以正确接收数据分组，而在节点 B 将会发生碰撞。此时，对于同一时隙，可以有 2 条有效链路存在，提升了信道利用率，但是因为接收节点一跳范围内有 2 个发送节点，也导致了时隙冲突。

在定向传输体制下，节点之间可以正常通信的条件为时域和空域的对准，即在同一时隙，发送节点的发送波束要对准接收节点的接收波束。时隙冲突的条件不再是同一时刻，接收节点一跳范围内不存在多个发送节点，而是同一时刻，接收波束方向只有一个发送波束与其对准，这可以进一步提升了时隙的复用，但是，时隙冲突依然存在。如图 3.2 所示，除了 F 不是 A 的一跳邻居节点，其余均互为一跳邻居节点。A、C 和 E 均使用同一个时隙分别向 B、D 和 F 发送数据分组，节点 D 和 F 将会正确接收数据分组，而分组将会在 B 处发生碰撞。

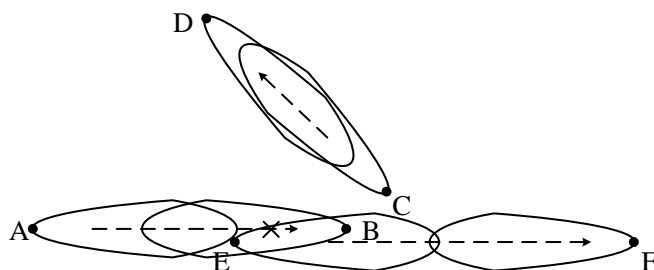


图 3.2 定向传输体制下的时隙冲突和时隙复用

因此，定向天线通过引入空间维度，提升了网络的空间复用率，相应地增加了网络中的时隙复用，但同时，时隙冲突依然存在，低效的链路调度方式不但不会提高网络容量，反而会给网络带来较大的干扰，在节点比较密集的情况会愈加明显<sup>[28]</sup>。

### 3.1.2 动态时隙分配

对于时分多址协议，高效的时隙调度策略对网络性能有很大的提升。根据绪论中的介绍，动态时隙分配策略可以根据带宽需求，动态调整时隙资源，分配方式较为灵活，在网络负载处于轻负荷时，也可以保证信道处于较高的使用状态。因此，LSSC 算法采用动态调度方式，通过平均业务分组队长来动态预约时隙，通过已被分配但未被使用的平均时隙数来动态释放时隙，有效跟踪网络负载的变化。同时，在预约时隙时，通过抑制检查实现对链路的接入控制，避免时隙冲突。

## 3.2 LSSC 算法的设计

### 3.2.1 首时隙

邻居节点在相互发现后，并未被分配业务时隙，此时，邻居节点之间只能在同步

帧收发发现分组，进行简单的邻居节点维护操作，并不能收发业务分组。节点之间若要能进行业务分组的交互，必须分配一定数量的业务时隙，LSSC 算法采用首时隙来动态调度链路。所谓的首时隙是指节点入网后被分配的第一个或第一对业务时隙，主要用于业务时隙的动态预约和释放，当不需要调度链路时，也可以用于传输数据业务，包括首节点时隙和首波束时隙。

**首节点时隙：**是指分配给节点的第一个业务时隙，占用该时隙的节点在该时隙可以向任何邻居节点发送链路调度分组，其邻居节点在该时隙均将波束对准本节点，接收调度信息。

**首波束时隙：**是指分配给波束的第一对业务时隙，任意一对邻居节点之间只会有一对通信波束对准，将业务时隙分配给这对波束，用于链路调度时收发链路调度分组。

本文为了简便，将采用首节点时隙作为首时隙，下文将统一简称为首时隙，首时隙的获取方式采用与同步帧绑定的方式获取，即占用某个同步帧的节点将相应把该同步帧所在的复帧中的第 0 号业务时隙用于其首时隙。当然，该种方式获取的首时隙需要保证两跳范围内的同步帧号不冲突。

### 3.2.2 时隙状态

时隙状态是指节点在各个数据业务时隙所处的发送、接收或者空闲的工作模式，对于本节点的  $TS_h$  号业务时隙，其时隙状态用  $SS_h$  表示，对于邻居节点  $i$  的时隙状态用  $NSS(i, h)$  表示，其中， $1 \leq h \leq H-1$ ，节点及其  $i$  号邻居节点在  $TS_h$  号业务时隙的工作模式及其对应的状态值如表 3.1 所示。节点在发送发现分组时，将会携带本节点所有业务时隙的时隙状态，本地记录本节点及其一跳邻居节点所有业务时隙的时隙状态。

表 3.1 业务时隙所处的工作模式与其对应的状态值

$TS_h$ 号业务时隙的工作模式	在 $n$ 号波束发送	在 $n$ 号波束接收	在 $n$ 号波束空闲
$SS_h$	$n$	$-n$	0
$NSS(i, h)$	$n$	$-n$	0

### 3.2.3 抑制检查

定向传输条件下，节点对之间可以建链的条件为新建的链路不会干扰已存在的链路，同样，已存在的链路不会干扰新建的链路。

如图 3.3 所示，发送节点 A 和接收节点 C 之间已有一条通信链路，占用时隙号为  $TS_h$ 。节点 B 和 D 之间要建立一条通信链路，若新建的链路要不干扰已经存在的链路，

则B的发送波束不能在C的接收波束的接收范围内占用时隙 $TS_h$ 发送；若已存在的链路不能干扰新的链路，则D在其接收范围内不能将接收波束对准A的发送波束在时隙 $TS_h$ 进行接收。

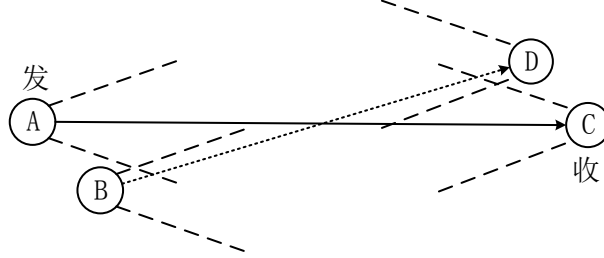


图 3.3 定向传输条件下的建链条件

为了便于叙述，定义主动发起建立链路的节点为主叫节点，被动接受建立链路的节点为被叫节点。抑制检查包括主叫节点端的发送抑制检查和被叫节点端的接收抑制检查，具体如下：

**发送抑制检查：**主叫节点确定冲突时隙的过程，主叫节点将选取的欲与被叫节点建立链路的空闲时隙与本地记录的其他邻居节点的时隙状态依次进行比较，若选取的空闲时隙被某个邻居节点用于接收，且该邻居节点的接收波束对准主叫节点的发送波束，新建链路将会干扰已存在的链路，发送抑制检查失败，该时隙为冲突时隙。

**接收抑制检查：**被叫节点确定冲突时隙的过程，被叫节点将来自主叫节点的空闲时隙与本地记录的其他邻居节点的时隙状态进行比较，若该空闲时隙被某个邻居节点用于发送，且发送波束对准被叫节点的接收波束，新建链路将会被已存在的链路干扰，接收抑制检查失败，该时隙为冲突时隙。

如图 3.3 所示，节点B和D期望使用空闲时隙 $TS_h$ 建立一条发送波束为 $m$ ，接收波束为 $m'$ 的链路，用 $SSC_{h'}$ 表示主叫节点对 $TS_h$ 号业务时隙的发送抑制检查结果，用 $RSC_{h'}$ 表示被叫节点对 $TS_h$ 号业务时隙的接收抑制检查结果， $NT$ 表示本节点的邻居节点列表集合， $NT_i$ 表示 $NT$ 中编号为 $i$ 的邻居节点， $NTB_i$ 表示 $i$ 号邻居节点对准本节点的波束，抑制检查过程可用式(3-1)和式(3-2)表示，其中，1表示检查成功，时隙可以使用，0则表示检查失败，该时隙不可以使用。

$$SSC_{h'} = \begin{cases} 1 & \forall NT_i \in NT, \quad NSS(i, h') \neq -m' \quad \text{or} \quad NTB_i \neq m' \\ 0 & \exists NT_i \in NT, \quad NSS(i, h') = -m' \quad \text{and} \quad NTB_i = m' \end{cases} \quad (3-1)$$

$$RSC_{h'} = \begin{cases} 1 & \forall NT_i \in NT, \quad NSS(i, h') \neq m \quad \text{or} \quad NTB_i \neq m \\ 0 & \exists NT_i \in NT, \quad NSS(i, h') = m \quad \text{and} \quad NTB_i = m \end{cases} \quad (3-2)$$



### 3.2.4 触发门限和调度的时隙数

LSSC 算法采用动态调度策略，当负载增大时，需要启动预约过程，而当负载降低时，则需要启动释放过程。

#### (1) 时隙预约的触发门限及要预约的时隙数

LSSC 算法中，节点在邻居节点发现后，并未被分配业务时隙，节点之间要能保证最基本的业务传输，需要分配最小的通信带宽。同时，当邻居节点之间的业务增大时，原有的服务速率无法满足负载需求，此时需要动态预约时隙。因此，业务时隙预约的触发门限包括两种方式，分别如下：

①邻居节点相互发现后，将会触发预约过程，并且要预约的数量固定，用于最基本的业务传输。

②业务分组的平均队长超过队长门限时，触发时隙预约，此时，由业务分组平均队长变化确定要预约的时隙数。

对于触发方式①，节点在邻居节点发现后将会自动触发预约，且预约的时隙数固定。对于触发方式②，为了确定当前超帧是否需要预约时隙，以及需要预约的时隙数，节点在其首时隙到来之前获取邻居节点业务分组的平均队长  $q_c$ ，若  $q_c$  大于业务分组队长门限  $q_t$ ，则启动时隙预约过程，所需的时隙数  $\bar{q}$  如式(3-3)所示，由当前超帧的业务分组平均队长  $q_c$ ，上一个超帧的业务分组平均队长  $q_c'$ ，一个超帧中复帧的个数  $Q$ ，以及预约因子  $\alpha$  共同决定，预约因子为了加快业务分组队长减小而引入的弹性因子，其值取 1.5 即可取得较好的效果。

$$\bar{q} = \left\lceil \alpha \frac{q_c - q_c'}{Q} \right\rceil \quad (3-3)$$

#### (2) 时隙释放的触发门限及要释放的时隙数

时隙释放时，可以根据业务分组的队长设置固定门限，也可以根据业务分组的到达率、节点的服务速率以及业务分组的平均时延，利用 M/D/1 排队模型来动态确定释放门限。但是，这两种释放方式都不太稳定，存在震荡，对网络规模变化的适应性不太好，动态门限实现起来也相对复杂。LSSC 算法采用平均已被分配但未被使用的时隙数来触发释放门限，并确定需要释放的时隙数。已被分配但未被使用的时隙数是指在一个复帧中，节点被分配的发送时隙数和实际用于发送业务分组的时隙数的差值，平均已被分配但未被使用的时隙数则是表示一段时间内统计的平均值。TDMA 超帧结构中，业务时隙以复帧为周期，因此，平均已被分配但未被使用的时隙数以复帧为单位进行更新。若用  $u_a$  表示当前复帧统计的平均已被分配但未被使用的时隙数， $u_a'$  表示上一个复帧统计的平均已被分配但未被使用的时隙数， $u_c$  表示当前复帧统计

的已被分配但未被使用的时隙数，则其更新公式如式(3-4)所示：

$$u_a = pu'_a + (1-p)u_c \quad (3-4)$$

其中， $p$  为介于 0 和 1 之间的一个数，在实际应用中，取 0.5 即可很好地反映平均已被分配但未被使用的时隙数。

节点在每个复帧开始时刻都会更新和其所有邻居节点的已被分配但未被使用的平均时隙数  $u_a$ ，当时间推进到本节点的首时隙时，若  $u_a$  大于 1，则启动时隙释放过程，要释放的时隙数为  $\lfloor u_a \rfloor$ ，其中， $\lfloor u_a \rfloor$  表示不超过  $u_a$  的最大整数。在每次释放过程中，平均会留下 0 到 1 个业务时隙，避免引起链路调度震荡。

### 3.2.5 链路调度分组格式

图 3.4 为链路调度过程中所用的链路调度分组，其各个域的信息如下：

Type (8 b)	Src (8 b)	Dest (8 b)	State (4 b)	Number (32 b)
SchedSlot 0 (8 b)	SchedSlot 1 (8 b)	SchedSlot 2 (8 b)	SchedSlot 3 (8 b)	SchedSlot 4 (8 b)
SchedSlot 5 (8 b)	SchedSlot 6 (8 b)	SchedSlot 7 (8 b)	SchedSlot 8 (8 b)	SchedSlot 9 (8 b)

图 3.4 链路调度分组格式

Type: 表示该分组的类型。

Src: 表示发送该分组的节点 ID。

Dest: 表示接收该分组的节点 ID。

表 3.2 调度状态与状态值

状态值	调度状态
0	预约请求
1	预约应答
2	预约确认
3	释放请求
4	释放应答
5	调整请求
6	调整应答
$\geq 7$	预留，待扩充

**State:** 表示链路调度过程所处的状态，所处状态与其状态值对应关系如表 3.2 所示，其中，调整请求和调整应答属于时隙调整过程，在本章并未使用，主要是在链路维护中使用。

**Number:** 表示本次链路调度的编号，LSSC 算法允许一对节点之间同时有多个调度操作存在，且原来的调度操作可能因为通信失败而被新的调度操作取代，为了避免不同调度操作的干扰，对每个调度操作进行编号，该值为自增长值，新的链路调度操作会在最后一次调度操作的基础上加 1，第一次调度从 0 开始。

**SchedSlot0~SchedSlot9:** 表示本次调度过程中调度的业务时隙，一次调度过程最多允许 10 个业务时隙。

### 3.2.6 链路调度过程

本节所介绍的链路调度包括预约，释放和调整三个过程，如图 3.5 所示。为了减少主叫节点和被叫节点之间的握手次数，并保证节点之间可靠地通信，预约过程采用三次握手<sup>[31]</sup>完成，释放过程和调整过程采用两次握手完成。链路调度过程中，若因链路调度分组丢失而导致邻居节点之间维护的业务时隙不一致时，可以在后期通过业务分组或者发现分组进行时隙一致性检查，去除未在双方之间保存的发送或者接收时隙，保证邻居节点之间维护的业务时隙相一致。

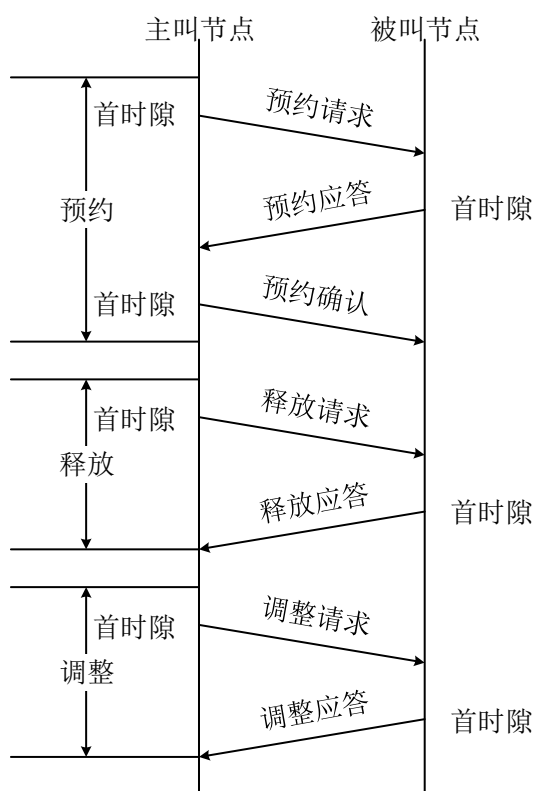


图 3.5 链路调度过程

## (1) 时隙预约过程

### ①预约请求过程

a.主叫节点根据本地记录的邻居节点列表从主叫节点和被叫节点的公共空闲时隙中选出若干个空闲时隙，分别用于发送和接收；

b.主叫节点根据所选的空闲时隙，判断这些时隙是否已经被锁定（被其他节点预约但还未被分配），若是，则去掉这些时隙；

c.主叫节点再对剩余的候选时隙进行抑制检查，针对发送时隙执行发送抑制检查，针对接收时隙执行接收抑制检查，去掉未通过抑制检查的时隙；

d.主叫节点将剩余的时隙添加到链路调度分组中，设置调度状态为预约请求，并对这些时隙加锁，在首时隙向被叫节点发送。

### ②预约应答过程

a.被叫节点从链路调度分组中获取主叫节点发送的预约时隙；

b.被叫节点检查这些时隙是否空闲，是否被锁定，若是，则将这些时隙去除；

c.被叫节点对剩余的时隙进行抑制检查，去掉不可用时隙；

d.被叫节点将剩余的时隙添加到链路调度分组中，设置调度状态为预约应答，并将这些时隙锁定，在首时隙向主叫节点发送。

### ③预约确认过程

a.主叫节点从链路调度分组中获取被叫节点发送的应答时隙；

b.主叫节点对这些时隙执行抑制检查，去掉不可用时隙；

c.主叫节点修改剩余的时隙的时隙状态，设置为已被分配，将其添加到本地邻居节点列表中，并修改时隙操作表，同时解除本次调度过程中所有被锁定的时隙的锁定；

d.主叫节点将这些时隙添加到链路调度分组中，设置调度状态为预约确认，在首时隙向被叫节点发送；

e.被叫节点收到后，修改这些时隙的时隙状态，设置为已被分配，将其添加到本地邻居节点列表中，并修改时隙操作表，解除本次调度过程中所有被锁定的时隙的锁定，完成时隙的预约。

## (2) 时隙释放过程

### ①释放请求过程

a.主叫节点根据统计的已被分配但未被使用的时隙数确定要释放的时隙数。

b.主叫节点从和被叫节点分配的发送业务时隙中选出要释放的业务时隙，添加到链路调度分组中，设置主叫节点的调度状态为释放请求，在首时隙向被叫节点发送。

c.被叫节点收到主叫节点的释放请求信息后，获取并记录其中的时隙。

### ②释放应答过程

a.被叫节点根据记录的要释放的时隙，添加到链路调度分组中，设置调度状态为

释放应答，在本节点的首时隙向主叫节点发送。

b.被叫节点将要释放的时隙从本地邻居节点列表中删除并设置其状态为空闲，同时修改时隙操作表。

c.主叫节点收到被叫节点的应答信息后，同样从本地邻居节点列表中删除这些时隙并设置其状态为空闲，等待重新被分配，修改时隙操作表，主叫节点和被叫节点均完成时隙释放。

### (3) 时隙调整过程

#### ①调整请求过程

a.主叫节点根据记录的需要调整的时隙，从主叫节点和被叫节点的公共空闲时隙中选取若干个时隙，替换需要调整的时隙；

b.主叫节点根据所选的空闲时隙，判断这些时隙是否已经被锁定，若是，则去掉这些时隙；

c.主叫节点再对剩下的候选时隙进行抑制检查，针对替换发送时隙的候选时隙执行发送抑制检查，针对替换接收时隙的候选时隙执行接收抑制检查，去掉未通过抑制检查的时隙；

d.主叫节点将剩下的候选时隙添加到链路调度分组中，前一半 SchedSlot 为要替换的时隙，后一半 SchedSlot 中与之相对应的位置为选中的候选时隙，若没有候选时隙，则设置为 0，该时隙将会被释放，设置调度状态为调整请求，并对这些选中的候选时隙加锁，在首时隙向被叫节点发送。

#### ②调整应答过程

a.被叫节点从链路调度分组中获取主叫节点要调整的时隙以及选中的候选时隙；

b.被叫节点检查选中的候选时隙是否空闲，是否被锁定，若是，则将其去除；

c.被叫节点再对剩下的候选时隙执行相应的抑制检查，去掉不可用的候选时隙；

d.被叫节点将剩下的候选时隙添加到链路调度分组中，前一半 SchedSlot 同样为要替换的时隙，后一半对应位置若候选时隙通过了抑制检查，则添加到对应位置，未通过的时隙在其对应位置设置为 0，表示该时隙不可以被调整，只能被释放；被叫节点释放所有需要被调整的时隙，同时，将选定的候选时隙的时隙状态设置为已被分配，添加到邻居节点列表中，并修改时隙操作表；设置调度状态为调整应答，在首时隙向主叫节点发送。

e.主叫节点收到后，释放所有需要调整的时隙，修改最终被选定的候选时隙的时隙状态，将其添加到本地邻居节点列表中，并修改时隙操作表，解除本次调度过程中所有被锁定的时隙，完成时隙的调整。

上述预约、释放和调整过程均设定了定时器，若因为干扰、碰撞等原因导致链路调度分组未能被正确接收，在定时器超时时，调度信息将被清除，被锁定的时隙都将

会被解锁，等待重新调度。

### 3.3 LSSC 算法的性能分析

#### 3.3.1 时隙复用度

采用定向天线的移动自组织网络可以增加网络的空间复用，定义时隙复用度  $R$  来衡量 LSSC 算法在空间复用上的优势，其含义为整个网络中共存的链路数  $L_a$  和网络中实际用于传输数据业务的业务时隙个数  $S_u$  的比值<sup>[31]</sup>，如式(3-5)所示，对于一个有  $Q$  个节点的全连通网络，其最大的时隙复用度为  $Q/2$ 。

$$R = \frac{L_a}{S_u}, \quad 1 \leq S_u \leq H \quad (3-5)$$

#### 3.3.2 链路调度开销

LSSC 算法采用首时隙调度链路，业务帧中其余业务时隙均可用于业务传输，因此，链路调度开销只有首时隙的开销，所占开销为  $1/H$ 。若业务时隙有 80 个，则链路调度开销为 1.25%。

## 第四章 链路维护的设计

### 4.1 算法的提出

#### 4.1.1 移动对通信链路的影响

在纯定向自组织网络中,节点在静止条件下,不考虑信道变化对链路带来的影响,只要保证链路在调度时满足通信条件,就可以保证网络的可靠通信。但是,若网络中存在干扰源,原来的通信链路可能因为干扰而导致失效。同时,节点在移动条件下,随着网络拓扑的变化,会给通信链路带来许多影响,包括:

##### (1) 移动导致的邻居节点丢失

若节点移出其邻居节点的单跳覆盖范围,将会导致邻居节点丢失。虽然邻居节点丢失可以通过发现分组检测,但是,此种检测方式所需时间一般较长,在该段时间内,丢失邻居节点的节点仍然会在已分配的业务时隙尝试收发业务分组,不但不能重新分配这些业务时隙,而且在抑制检查时有可能会影响其他邻居节点占用这些时隙,同时,发送的业务分组可能会与其他节点发送的业务分组碰撞,影响其他节点对这些时隙的使用。

##### (2) 移动导致的时隙冲突

节点在静止条件,通过抑制检查可以避免时隙冲突。但是,随着网络拓扑的变化,原来不存在冲突的链路有可能产生冲突,造成业务分组在接收端碰撞,降低网络的吞吐量。

##### (3) 移动导致的链路干扰

由于节点移动,原来相距较远的节点此时距离很近,即使这对节点之间在业务时隙不会用主瓣和主瓣对准,但是因为距离较小,此时接收功率接近接收门限,会对原来的信号接收造成较大干扰。

##### (4) 移动导致的通信波束失效

由于节点移动,节点可能由原来的通信波束移入其邻居波束,此时,邻居节点之间仍使用原来的通信波束尝试通信,但是因为波束不对准,而导致通信失败,即邻居节点之间产生了波束切换。虽然波束切换可以认为是一种特殊的邻居节点丢失(邻居节点并未丢失,只是通信波束不对准),可以通过邻居节点发现重新完成发现。但是,重新进行邻居节点发现需要两个超帧,在这段时间内通信链路一直处于失效状态,而且可能会其他链路造成干扰。

因此,在采用纯定向天线的移动自组织网络中,外部干扰和随机移动引起的拓扑改变都会给链路造成许多影响,甚至会导致链路失效,需要相应的链路维护算法保证

采用纯定向天线的移动自组织网络在有外部干扰源和移动的条件下仍可以有效可靠地通信。本文提出的链路维护算法就是解决这些问题，包括基于“链路距离”的链路干扰预测，基于统计信息的链路失效检测及调整，和业务时隙辅助实现的波束切换。通过“链路距离”评估链路之间的干扰，提前调整因为链路干扰或者时隙冲突而可能失效的链路；通过收集链路信息，在链路失效时确定其具体的原因，并进行相应的调整；通过在业务时隙交互波束切换信息辅助完成波束切换，缩短波束切换时间，同时抑制在该段时间内业务分组的发送，避免对其他节点造成干扰。在网络密度较大的情况下，链路维护算法会愈加明显。

### 4.1.2 链路维护算法与原 MAC 的关系

本章提出的链路维护算法与原 MAC 层之间并没有紧密地耦合在一起，如图 4.1 所示，链路维护算法可以以功能性的方式有选择地嵌入到原来的 MAC 层中，保证原来的 MAC 层可以不依赖于链路维护算法独立工作，同时也让链路维护算法可以在更广的范围应用。

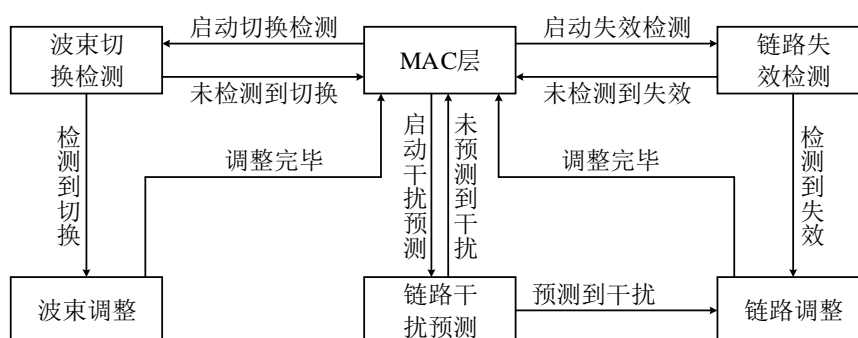


图 4.1 链路维护与原 MAC 的关系

## 4.2 定向天线有效通信的条件

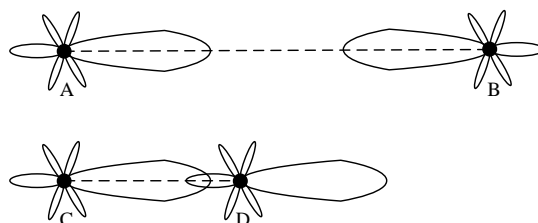


图 4.2 距离对定向天线的影

在理想的定向天线中，只会在特定方向（主瓣方向）才可以收发电磁波信号，在其他方向都不会有电磁波信号。但是，在实际情况下，这种理想的定向天线并不存在，定向天线不可避免都会有旁瓣的存在，即使邻居节点之间主瓣和旁瓣对准，只要两者



的通信距离足够小，接收功率仍有可能达到接收门限，如图 4.2 所示。

基于理论和测试的传播模型指出，无论室内还是室外信道，平均接收信号功率随距离的变化成对数衰减。对于任意的收发距离  $d$ ，平均大尺度路径损耗  $PL$  可表示为

$$PL \propto d^n \quad (4-1)$$

其中， $n$  为损耗指数，一般取 2~4，例如，在自由空间中其值为 2。若  $p_t$  为发射功率， $p_r$  为接收功率， $g_t$  为发送增益， $g_r$  为接收增益，则有

$$p_r \propto \frac{p_t g_t g_r}{d^n} \quad (4-2)$$

用  $g_m$  表示定向天线的主瓣增益， $g_s$  表示定向天线的旁瓣增益，定向天线的单跳最大有效通信距离为  $L_{\max}$ ，以主瓣和主瓣对准，收发节点在最大有效通信距离边缘处的接收功率作为接收门限，则当收发节点足够近时，即使主瓣和旁瓣对准时，接收功率仍有可能达到接收门限，以此时收发节点之间距离作为最小有效通信距离  $L_{\min}$ ，可得下式：

$$\frac{p_t g_m g_s}{L_{\min}^n} = \frac{p_t g_m^2}{L_{\max}^n} \quad (4-3)$$

由式(4-3)可知，最大有效通信距离和最小有效通信距离之间的关系如式(4-4)所示：

$$L_{\min} = L_{\max} \left( \frac{g_s}{g_m} \right)^{\frac{1}{n}} \quad (4-4)$$

因此，在采用定向天线的移动自组织网络中，节点之间可以正常通信的条件为节点之间的距离  $d$  满足下式：

$$L_{\max} \left( \frac{g_s}{g_m} \right)^{\frac{1}{n}} < d < L_{\max} \quad (4-5)$$

本文使用的纯定向天线的参数为主瓣增益为  $20dB$ ，旁瓣增益为  $-20dB$ ，定向天线的单跳覆盖范围为  $15km$ ，在  $n$  为 2，即在自由空间中，由式(4-4)可知节点之间最小

有效通信距离为 $150m$ ，在 $n$ 为 $4$ 时，同样可以计算得节点之间最小有效通信距离为 $1.5km$ 。

在实际情况下，典型的路径损耗的对数表示如式(4-6)所示， $d$ 为收发节点之间的距离，单位为米， $A$ 为包含路径损耗指数的拟合参数， $B$ 为截距， $C$ 描述了路径损耗对频率 $f_c$ 的依赖情况， $X$ 是一个可选参数，与特定的环境有关<sup>[32]</sup>。

$$PL = A \lg(d[m]) + B + C \lg\left(\frac{f_c[\text{GHz}]}{5.0}\right) + X \quad (4-6)$$

在郊区，经实际测量知 $A$ 的值为 $23.8$ ， $B$ 的值为 $41.2$ ， $C$ 的值为 $20$ 。因为目前考虑的是定向天线的有效通信距离，因而可以只考虑参数 $A$ ，仍使用上述计算方式，在最大有效距离为 $15km$ 时，最小有效距离为 $313m$ 。为了给最小有效通信距离留有容限，最小有效距离可取 $500m$ ，即定向天线的有效通信距离为 $500m$ 到 $15km$ 。当节点之间的实际距离小于最小有效距离时，要接收的分组可能被干扰或者收到发向其他节点的分组，但网络并非不能工作。下文要介绍的波束切换算法是基于通信距离在 $500m$ 到 $15km$ 之间，分组可以被正确接收的情况，当节点之间的距离小于这个值时，波束切换算法不一定会成功。

## 4.3 波束切换

### 4.3.1 波束切换定义

在采用纯定向天线的移动自组织网络中，节点之间可以正常通信的前提条件为收发波束对准，节点若由原来的通信波束移入其邻居波束，原来的通信波束将不再满足对准条件，此时，邻居节点之间若仍要能够正常通信，则必须更新他们之间的通信波束，定义这一过程为波束切换。

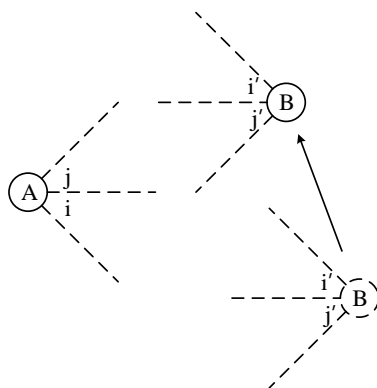


图 4.3 波束切换

如图 4.3 所示，节点 A 和 B 在 B 移动前使用波束  $i$  和波束  $i'$  通信，B 移动到实线位置后，原来的通信波束  $i$  和  $i'$  不再对准，此时，需要将通信波束更新为  $j$  和  $j'$  才能维持邻居节点之间的正常通信。

### 4.3.2 邻居节点发现对波束切换的适用性

节点在入网后成为网络节点，网络节点通常需要两个超帧发现新的邻居节点，即第一个超帧定位，确定邻居节点所在的波束以及方向时隙，第二个超帧用于接收发现分组，完成邻居节点发现。节点由于移动而导致波束切换时，邻居节点会移入其邻居波束，此时，只要邻居节点在新的通信波束覆盖范围内驻留 2 个超帧以上的时间，则节点就可以通过“定位-接收”以邻居节点发现方式完成波束切换。

根据上文分析的定向天线有效覆盖范围在  $500m$  到  $15km$ ，即节点之间允许的最小有效距离为  $500m$ ，如图 4.4 所示，节点 B 原来在 A 的  $k$  波束，B 要移入 A 的  $i$  波束，可以走的最小距离为弧 CD 的长度  $d$ ，如式(4-7)所示，其中， $N$  为定向天线的波束数，本文中取 20。

$$d = \frac{1,000\pi}{N} \quad (4-7)$$

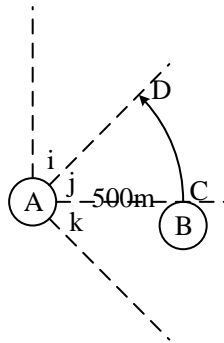


图 4.4 相邻两次波束切换示意

如果节点 B 以  $120km/h$ ，即  $33.3m/s$  的速度移动，则 B 从  $k$  波束移动进入  $i$  波束所需的最短时间为  $4.71s$ ，当前帧结构中一个超帧的时间为  $0.4s$ ，即相邻两次波束切换在一个波束上的最短驻留时间为 11.775 个超帧。根据上文介绍，网络节点发现邻居所需的最长时间为 2 个超帧，因此，如果节点在有效通信距离内发生波束切换，波束切换只会发生在原来通信波束的相邻波束，同时也验证了邻居节点发现算法对波束切换的适用性。

### 4.3.3 业务时隙辅助波束切换

节点发生波束切换后，切换的波束只会是原来通信波束的邻居波束，可以通过邻居节点发现算法完成波束切换。但是，由于邻居节点发现算法一般需要 2 个超帧的时间，在这段时间内，节点之间的通信链路不但处于失效状态而且可能会对其他链路造成干扰。因此，可以使用已分配给这对节点的业务时隙在原通信波束的邻居波束尝试检测是否发生波束切换，建立新的通信波束对，缩短波束切换时间。

### 4.3.4 波束切换分组格式

在业务时隙辅助完成波束切换的过程中，使用波束切换分组来交互邻居节点之间的信息，波束切换分组格式如图 4.5 所示。

Type (8 b)	SndAddr (8 b)	RcvAddr (8 b)	LocBeam (8 b)	NeiBeam (8 b)	State (8 b)
---------------	------------------	------------------	------------------	------------------	----------------

图 4.5 波束切换分组格式

Type: 表示包类型。

SndAddr: 表示发送节点的 ID 编号。

RcvAddr: 表示接收节点的 ID 编号。

LocBeam: 表示当前节点发送该波束切换分组所使用的发送波束号。

NeiBeam: 表示邻居节点对准本节点所使用的波束号。

State: 表示节点波束切换所处的状态，切换状态与状态值的对应关系如表 4.1 所示。

表 4.1 切换状态与状态值

状态值	切换状态
0	切换请求
1	切换应答
2	切换确认

### 4.3.5 辅助波束切换过程

因为波束切换可能会发生在原通信波束的邻居波束，节点发生波束切换时，为了协调与邻居节点使用的通信波束，规定编号为奇数的复帧使用原通信波束的左侧波束尝试波束切换检测，编号为偶数的复帧使用原通信波束的右侧波束尝试波束切换检

测。在进行波束检测时，会使用节点之间分配的业务时隙收发波束切换分组，但是这些业务时隙只能保证在原来的通信波束不会与其他节点的业务时隙产生冲突，为了确保辅助波束切换过程不会干扰其他节点的正常通信，在发送波束切换分组前，会对当前的发送时隙在当前使用的波束执行发送抑制检查，只有通过发送抑制检查的时隙才可以在所使用的波束发送波束切换分组。

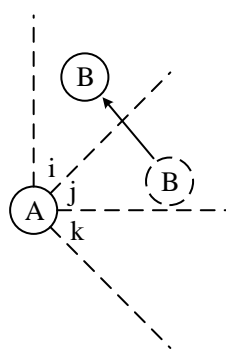


图 4.6 业务时隙辅助波束切换示意

以图 4.6 为例，假设节点 A 和 B 原来分别使用波束  $j$  和波束  $j'$  通信，波束  $j$  的左侧波束为  $i$ ，右侧波束为  $k$ ，节点 B 的波束  $j'$  的左侧波束为  $i'$ ，右侧波束为  $k'$ ，随着 B 的移动，将会进入 A 的  $i$  波束，此时，对准的波束变为  $i$  与  $i'$ 。假设节点 A 和 B 均已检测到波束切换，当前所处复帧为偶数复帧，则业务时隙辅助完成波束切换的通信过程如图 4.7 所示，详细步骤如下：

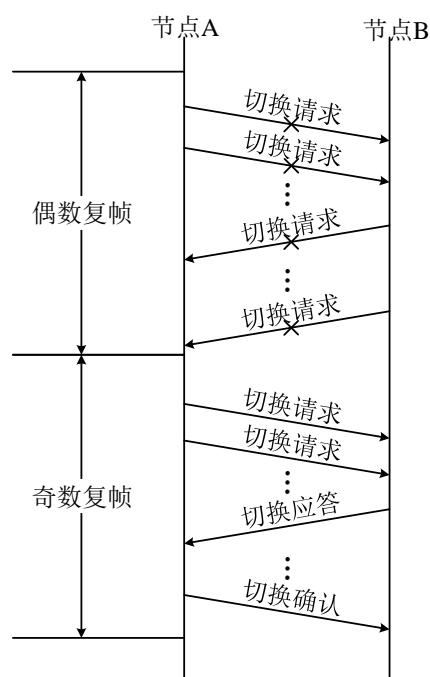


图 4.7 业务时隙辅助波束切换通信过程

## ①切换请求

节点 A 和节点 B 设置本节点的切换状态为切换请求，在未收到对方节点的切换请求或者切换应答前，将会一直通过波束切换分组发送切换请求信息；否则，如果节点收到对方节点的切换请求，则设置本节点的切换状态为切换应答，并执行步骤②；如果节点收到对方节点的切换应答，则设置本节点的切换状态为切换确认，并执行步骤③；

## ②切换应答

节点当前的状态为切换应答，在未收到对方节点的切换确认前，将会一直通过波束切换分组发送切换应答信息；否则，如果节点收到对方节点的切换确认信息，则设置本节点的切换状态为切换确认，并设置切换完成标志位，在当前复帧结束时执行步骤④，未结束前继续执行步骤③；

## ③切换确认

节点当前状态为切换确认，节点设置切换完成标志位，在当前复帧结束时执行步骤④；否则，节点将会一直通过波束切换分组向对方节点发送切换确认信息；

## ④更新波束

当前复帧结束，发生波束切换的这对节点都已获知对方节点目前所在的波束，更新本地维护的通信波束，完成波束切换。

上述波束切换通信过程中，在切换开始前均设定了定时器，定时器的定时时间为一个超帧，一旦定时器超时，则将邻居节点删除，不再执行业务时隙辅助波束切换。

## 4.4 链路距离

采用纯定向天线的移动自组织网络中，节点在调度链路时，通过抑制检查避免了时隙冲突，但是，随着节点的移动，拓扑发生改变，原来并不冲突的链路可能会产生冲突。如图 4.8 所示，占用同一个时隙的链路  $l'$  和  $l$  在链路调度时均不存在干扰，随着节点移动，链路之间可能产生干扰，但是，在相同条件下，右图明显比左图更容易产生干扰。为了衡量不同拓扑下节点之间的干扰情况，实现预测链路干扰的功能，引入链路距离来衡量不同拓扑下链路之间的抗干扰能力。

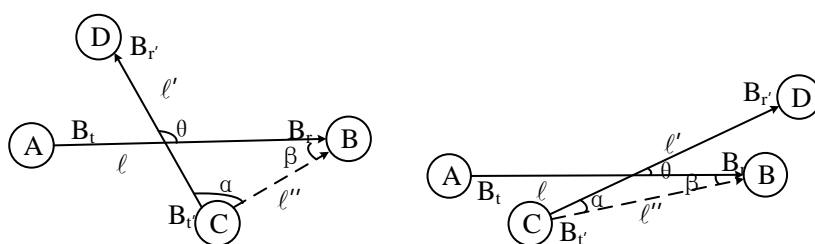


图 4.8 链路干扰模型

#### 4.4.1 链路干扰模型

在采用纯定向天线的移动自组织网络中,链路之间存在干扰和节点之间可以正常通信的条件类似,链路 $l'$ 对链路 $l$ 造成干扰的充要条件为:

条件①: 链路 $l'$ 的发送节点和链路 $l$ 的接收节点在彼此的覆盖范围。

条件②: 同一时刻, 链路 $l'$ 的发送节点的发送波束对准链路 $l$ 的接收节点的接收波束。

为了量化干扰水平, 引入图 4.8 中的 $l''$ 链路, 但实际上 $l''$ 并不存在。用 $\omega$ 表示波束宽度,  $\angle l', l$ 表示链路 $l'$ 和 $l$ 之间的夹角,  $D(l', l)$ 表示链路 $l'$ 和 $l$ 之间的天线波束差,  $|l|$ 表示使用 $l$ 链路的收发节点之间的距离,  $L_{\max}$ 表示节点的单跳覆盖范围。

当采用角度表示时, 对于使用同一个时隙的链路 $l'$ 对链路 $l$ 造成干扰的数学表示为:

对于条件①:  $|l''| < L_{\max}$ 。

对于条件②: 用 $\angle l', l'' + \angle l, l''$ 衡量波束是否对准, 若其值大于 $2\omega$ , 则波束一定不对准, 此时不存在干扰, 即时隙不存在冲突; 反之, 其值小于 $2\omega$ , 波束对准具有不确定性, 链路 $l'$ 可能对链路 $l$ 造成干扰。

当采用波束差表示时, 对于使用同一个时隙的链路 $l'$ 对链路 $l$ 造成干扰的数学表示为:

对于条件①:  $|l''| < L_{\max}$ 。

对于条件②:  $D(l', l'') + D(l, l'') = 0$ , 即波束差之和为 0 时, 表示波束对准, 否则波束不对准。因为若  $D(l', l'') + D(l, l'')$  不为 0, 则表示  $D(l', l'')$  或者  $D(l, l'')$  不为 0, 即发送节点的发送端或者接收节点的接收端至少有一个不对准, 从而链路 $l'$ 的发送节点的发送波束与链路 $l$ 的接收节点的接收波束不对准。

由于本文中邻居节点发现及链路调度算法都是基于波束而非角度, 为了保持一致性, 链路干扰的分析同样使用波束号及波束差衡量。

#### 4.4.2 链路干扰量化

根据上文分析的链路干扰的充要条件, 在链路之间的波束差较大时, 链路之间会有较大的抗干扰能力, 只有在波束差较小时, 才更容易会因为节点的移动而产生干扰。因此, 可以只关注波束差较小、更容易产生干扰的拓扑, 并量化链路之间的距离, 在量化的值达到干扰门限前调整链路。当链路 $l'$ 和链路 $l$ 使用同一个业务时隙时, 定义  $F(l', l)$  作为链路 $l'$ 和链路 $l$ 之间的距离, 如式(4-8)所示, 其中,  $l''$ 为引入的辅助链路, 实际并不存在。

$$F(l', l) = \frac{|l''|}{L_{\max}} (D(l', l'') + D(l, l'')) \quad (4-8)$$

节点之间允许的最小有效通信距离为  $L_{\min}$ ，将波束差之和为 1.5 的链路距离作为链路距离门限  $F_t$ ，如式(4-9)，节点之间的链路距离低于该值时，需要调整相应的业务时隙。

$$F_t = \frac{1.5L_{\min}}{L_{\max}} \quad (4-9)$$

#### 4.4.3 链路距离与抑制检查的关系

链路距离衡量的是链路在不同拓扑下的抗干扰情况，当波束差为 0 且节点在各自的覆盖范围内时，链路之间存在干扰，也即存在时隙冲突，链路距离退化成抑制检查失败的情况。

### 4.5 链路干扰预测与链路失效检测

为了便于后面介绍，对链路和子链路作出明确定义。子链路是指一对邻居节点中已分配的一个业务时隙占用的链路。链路是指一对邻居节点之间所有子链路的集合，即这对邻居节点之间分配的所有业务时隙占用的链路组成的集合。发送子链路是指发送时隙所占的链路，接收子链路是指接收时隙所占的链路。

#### 4.5.1 链路干扰预测

链路之间的干扰可以通过链路距离进行衡量，计算链路距离时，需要获取辅助链路的距离，以及节点在该链路使用的波束号。节点之间的距离假定通过某种方式获取，邻居节点在该链路使用的波束号可以通过发现分组获取，邻居节点对各个业务时隙的使用情况在链路调度部分已经介绍过由本地节点维护。链路干扰既可以从发送节点分析，也可以从接收节点分析，为了避免重复分析，链路干扰均从发送节点分析，链路干扰预测步骤如下：

①节点在每个复帧结束，计算当前复帧本节点的每个发送子链路  $l$  对占用同一个时隙的邻居节点的接收子链路  $l'$  的链路距离  $F(l, l')$ ；

②判断计算的发送子链路的链路距离  $F(l, l')$  是否超过链路距离门限  $F_t$ ，如果超过门限，则记录这些时隙，等待本节点的首时隙进行调整。



### 4.5.2 链路失效检测

在纯定向移动自组织网络中,链路失效的原因有很多,比如邻居节点丢失,波束发生切换,链路被外部或者网络中节点干扰等,都有可能造成链路失效,需要长期统计才能确定链路失效原因,从而进行调整。

#### (1) 检测失效所需的统计信息

链路失效检测需要统计的信息主要包括接收时隙的收包情况,接收时隙的接收功率以及接收时隙的丢包率,统计信息需要保存连续 $W$ 个复帧的值,在每个复帧结束更新统计信息, $W$ 根据统计需要确定,本文中取的值与 $Q$ 相等。节点在某个业务时隙无业务分组发送时,将会发送空分组,用于链路维护。

收包情况:统计所有接收时隙的收包情况,包括三种值,即正确收到邻居节点的包,未收到邻居节点的包和收到发向其他节点的包。

接收功率:统计的是本节点和每个邻居节点的通信链路在一个复帧中的平均接收功率,可根据一个复帧中本节点和该邻居节点在所有接收时隙的接收功率,计算本节点和该邻居节点在相应复帧中的平均接收功率。

丢包率:统计的是所有接收时隙在连续 $W$ 个复帧的平均丢包率,每个复帧结束,都根据连续 $W$ 个复帧保存的各个接收时隙的收包情况计算平均丢包率。

#### (2) 链路失效检测过程

链路失效检测的详细步骤如下:

①每个复帧开始,统计该复帧的每个业务时隙的接收功率及收包情况,在复帧结束,更新链路维护所需的统计信息,分析当前统计范围内本节点和其邻居节点的链路的统计信息;

②依次检查本节点和其邻居节点在每个接收子链路的收包情况,若存在一条接收子链路正确接收到邻居节点发送的业务分组或者空分组,则执行③,否则执行④;

③该邻居节点未丢失也未发生波束切换,检查本节点和该邻居节点所有接收子链路的丢包率,记录所有丢包率超过丢包率门限的接收子链路,准备调整这些子链路,本次和该邻居节点的链路失效检测结束;

④根据本地记录的连续 $W$ 个复帧所有业务时隙的接收功率,计算本节点和该邻居节点的通信链路在每个复帧的平均接收功率,若接收功率接近接收门限,且随着时间的推移逐渐降低,则执行⑤,否则执行⑥;

⑤该邻居节点已经移出了本节点的通信覆盖范围,发生邻居丢失,准备将其从本节点的邻居节点列表中删除,本次和该邻居节点的链路失效检测结束;

⑥该邻居节点未移出本节点的覆盖范围,但进入原来通信波束的邻居波束覆盖范围内,准备执行波束切换,本次和该邻居节点的链路失效检测结束。

## 4.6 链路维护过程

本章在开头部分介绍了链路维护算法与 MAC 层的关系,链路维护算法是在 MAC 层的基础上,周期性地启动干扰预测,提前调整可能存在干扰的链路,周期性地检测链路是否失效,分析失效的具体原因,并据此作出调整。链路维护的流程图如图 4.9 所示,具体步骤如下:

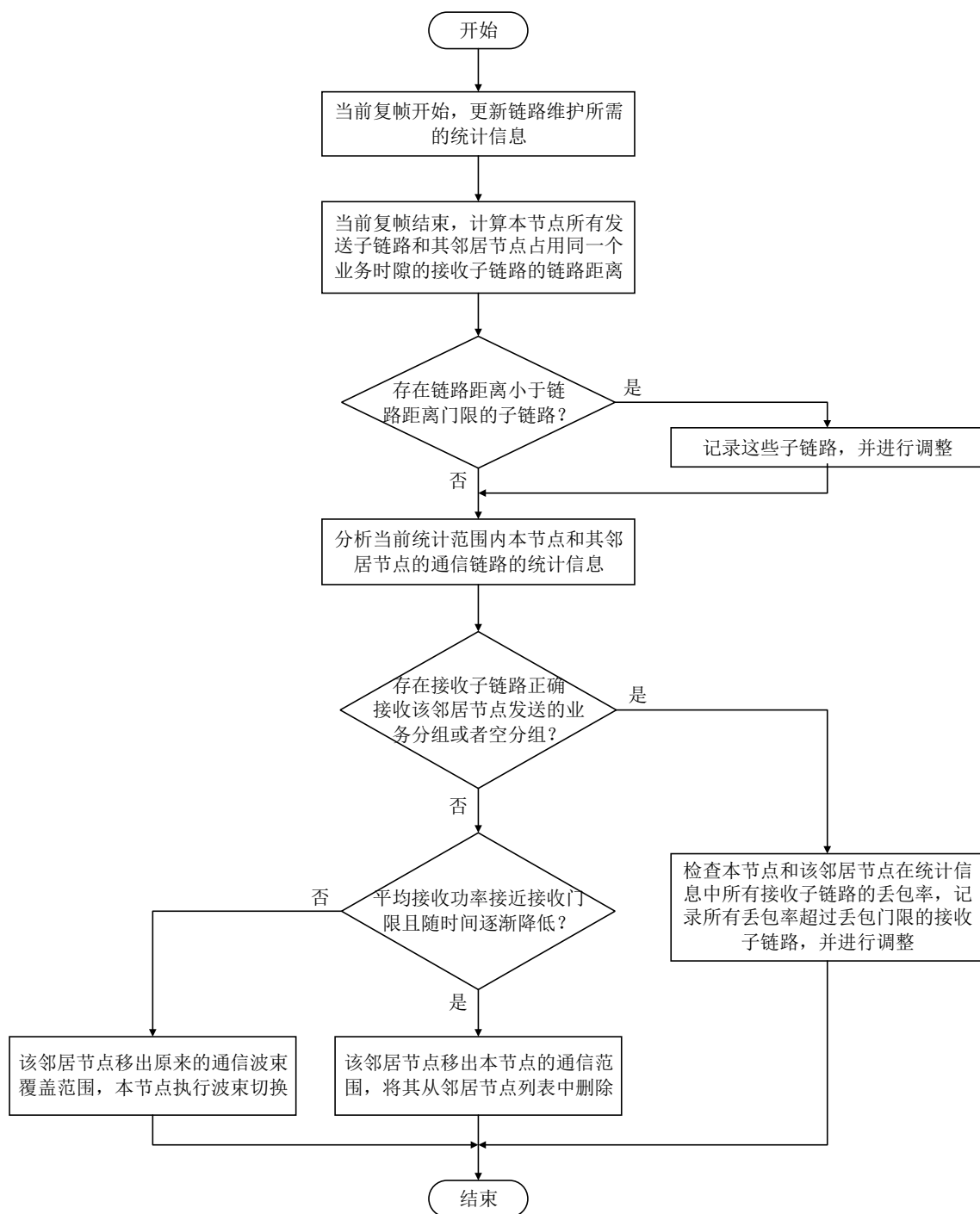


图 4.9 链路维护的完整过程

### （1）更新统计信息

①在每个复帧开始时，根据接收到的邻居节点的发现分组，更新邻居节点指向本节点及其邻居节点的波束号，并更新节点之间的通信距离；

②统计该复帧中所有接收时隙的收包情况以及接收功率；

③在当前复帧结束，清除最远一次的统计信息，更新并计算统计信息中的所有接收时隙的收包情况，节点的平均接收功率以及各个时隙的平均丢包率。

### （2）链路干扰预测

①根据本地保存的统计信息计算所有发送子链路和其邻居节点占用同一个业务时隙的接收子链路的链路距离；

②若存在链路距离小于链路距离门限的子链路，则记录这些时隙，等待本节点的首时隙进行调整。

### （3）链路失效检测

①依次分析本节点和其所有邻居节点在其分配的接收时隙在统计区间内的收包情况，若存在接收时隙正确收到邻居节点的业务分组或者空分组，则执行步骤②，否则，执行步骤③；

②分析本节点和该邻居节点在所有接收时隙的丢包率，若存在接收时隙的丢包率超过丢包门限，则记录这些时隙，等待首时隙进行调整；本节点和该邻居节点在当前复帧中的链路维护过程结束；

③判断本节点和该邻居节点在统计的连续 $W$ 个复帧中，平均接收功率是否接近接收门限，且随时间大致呈降低趋势，若是则执行步骤④，否则执行步骤⑤；

④邻居节点已经移出了本节点的单跳覆盖范围，将其从本节点的邻居列表中删除；本节点和该邻居节点在当前复帧中的链路维护过程结束；

⑤邻居节点移动到原通信波束的邻居波束，启动和该邻居节点的波束切换，且在该段时间内，抑制指向该邻居节点的业务分组的发送操作，直到波束切换结束；本节点和该邻居节点在当前复帧中的链路维护过程结束；

在上述介绍的链路失效的检测步骤中，节点一旦确定了链路失效的具体原因后，将会做出相应的维护操作，本节点和该邻居节点在当前复帧中的链路维护过程结束。本节点将继续和其他邻居节点执行链路失效检测操作，当和所有邻居节点的链路失效检测结束，本节点在当前复帧的链路维护过程结束。

## 4.7 TDMA 完整过程

本文设计的基于定向天线的移动自组织网络中时分多址协议的完整流程如图4.10所示，节点开机时将会启动入网操作，在发现周围存在网络节点或者建网节点时，

将继续执行入网操作，否则将会启动建网操作，而后新开机的节点将会发现周围存在的节点并成为网络节点。网络节点将继续执行邻居节点发现和维护操作，并根据节点的业务量及当前的服务速率动态调度链路，对于已调度的链路则使用链路维护算法进行维护，保证已调度的链路可靠通信。

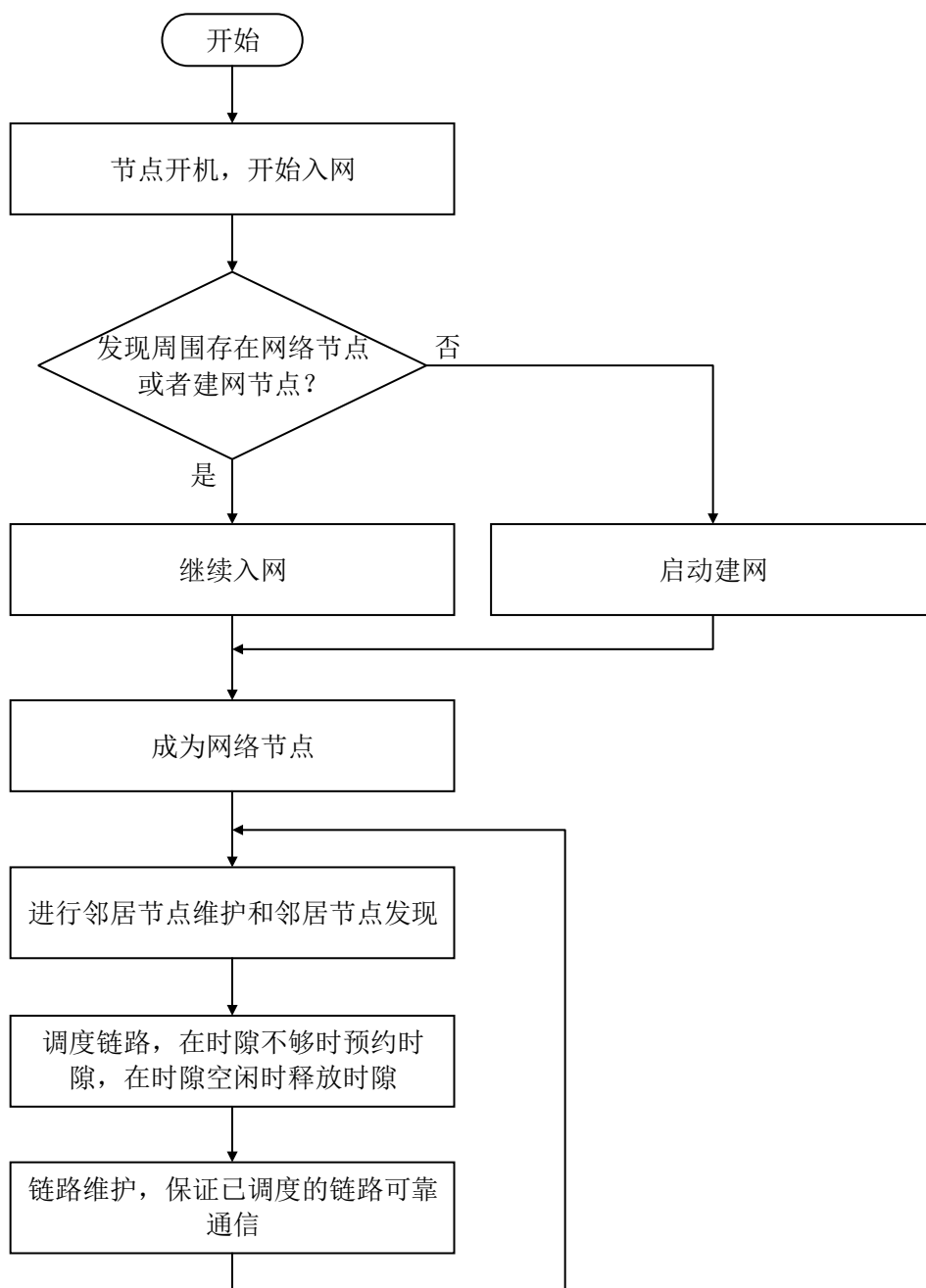


图 4.10 TDMA 完整过程

## 第五章 计算机仿真

在众多的网络仿真软件中，OPNET<sup>[33,34]</sup>是一款非常优秀而且适用的网络仿真软件，本文使用 OPNET Modeler 14.5 对所提协议进行仿真，获取仿真数据，并使用 MATLAB 绘制仿真结果图<sup>[35]</sup>，分析所提协议的性能。

### 5.1 仿真平台搭建

OPNET 采用三层建模机制，包括网络模型，节点模型和进程模型<sup>[36]</sup>。但是，协议使用的是纯定向天线，因此，在此基础上还需引入天线模型。

#### 5.1.1 天线模型

天线模型描述的是天线在不同方向的增益值，OPNET 中使用天线模型编辑器来创建合适的天线模型，图 5.1 即为本文使用的定向天线模型。圆锥体代表主瓣方向，球体代表旁瓣方向，半径长度代表增益大小，主瓣增益为  $20\text{dB}$ ，旁瓣增益为  $-20\text{dB}$ ，波束宽度为  $18^\circ$ 。

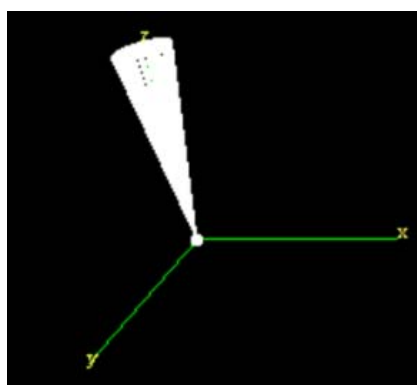


图 5.1 OPNET 中定向天线模型

#### 5.1.2 节点模型

节点模型是通过进程模型来模拟真实的协议栈，从而反映网络的设备特性，本文中的节点包括网络节点和干扰节点。

##### (1) 网络节点

网络节点是实现本文所提算法的节点，节点模型如图 5.2 所示，各个模块的作用如下：网络层（Internet Protocol, IP）模块主要用于产生业务并交由 MAC 模块发送

到目的节点；MAC 模块是本文算法的实现模块，用于邻居节点发现，链路调度和链路维护，并负责一些数据信息的统计，比如吞吐量，丢包率，时延等；纯定向天线控制（Pure Directional Antenna Control, PAC）模块，用于控制定向天线，包括天线的波束指向，收发状态以及扫描状态；WlanTx 模块和 WlanRx 模块分别为无线发信机模块和无线收信机模块，通过执行 13 个管道阶段来模拟真实的无线信道，实现数据包在无线信道中传输；Antenna 模块为天线模块，用于模拟实际设备中的定向天线。各个模块使用状态线以及包交互各种信息，实现节点的功能。

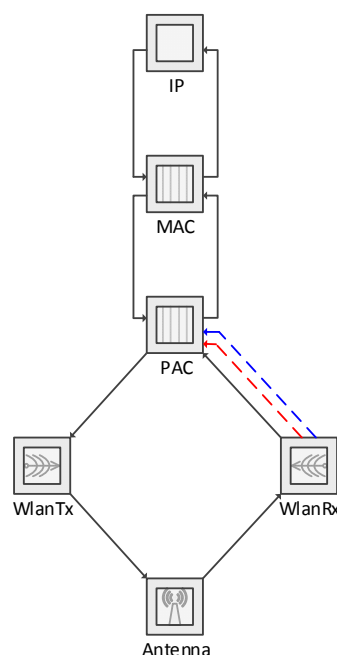


图 5.2 网络节点模型

## （2）干扰节点

干扰节点模型如图 5.3 所示，Src 模块产生干扰分组，并发送到发信机 WlanTx，再由天线 Antenna 发送到无线信道。其中，Antenna 模块采用全向天线，不需要 PAC 模块。

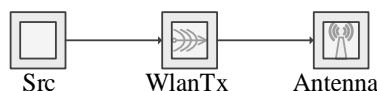


图 5.3 干扰节点模型

### 5.1.3 网络模型

本文介绍的纯定向自组织网络中时分多址协议包括邻居节点发现，链路调度和链

路维护，因此需要对这三种算法进行仿真。在每个仿真场景中，均有 10 个编号依次为 0 到的 9 网络节点，节点的单跳覆盖范围为 $15\text{km}$ ，分布在 $15\text{km} \times 15\text{km}$ 的区域内，各个节点之间互为一跳邻居节点。针对不同的算法，仿真场景也会有不同的修正，具体如下：

### （1）邻居节点发现网络模型

在邻居节点发现的仿真场景中，网络中的节点个数依次从 3 到 10 变化，用于分析 NDFS 算法在不同网络规模下的邻居节点发现性能。

### （2）链路调度网络模型

不同的网络拓扑有不同的时隙冲突概率，为了分析 LSSC 算法在避免时隙冲突方面的优势，将依次搭建图 5.4 所示的 4 种拓扑，这 4 个拓扑中出现时隙冲突的概率依次增大。在拓扑 A 中，无论怎么调度时隙，都不会出现时隙冲突的情况。在拓扑 D 中，同一时刻网络中最多只会允许两条通信链路，因此出现时隙冲突的概率最大。

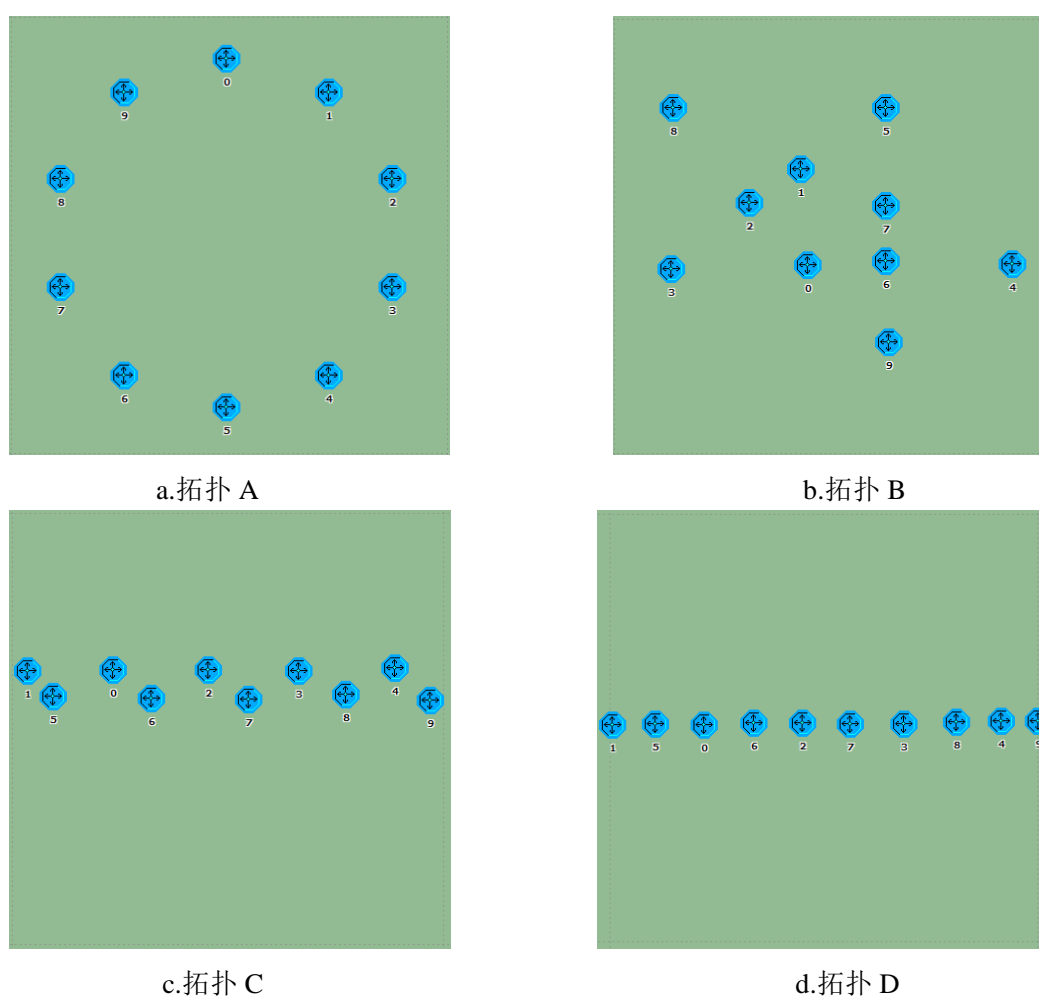


图 5.4 链路调度网络拓扑

### （3）链路维护网络模型

在链路维护的仿真场景中，节点在网络中可以随机移动，但均在彼此的一跳范围内，且在任意时刻任意两个节点之间的距离都不小于定向天线所允许的最小有效距离。为了评估链路维护的抗干扰能力，拓扑中将会分布 5 个干扰节点，编号依次为 noise 0 到 noise 4，noise 0 在整个仿真中处于静止状态，noise 1 到 noise 4 按固定的轨迹移动。

## 5.2 性能评价指标

纯定向自组织网络中时分多址协议性能评价指标如下<sup>[10]</sup>：

### (1) 发现时间

发现时间是衡量节点之间相互发现的时间，包括待入网节点发现建网节点的时间，建网节点发现所有待入网节点的时间，成为网络节点的待入网节点之间相互发现的时间，以及在同步条件下节点之间相互发现的时间。发现时间用所需的方向时隙数来衡量。

### (2) 吞吐量

吞吐量衡量的是节点在单位时间内成功接收的数据分组的比特数<sup>[37]</sup>，本文采用成功接收的数据分组数衡量，即单位时间内全网成功接收的平均数据分组数<sup>[38]</sup>。

### (3) 丢包率

通常意义上，丢包率是指网络中所有节点未被接收的数据分组数和网络中产生的所有数据分组数的比值<sup>[39]</sup>，但是在负载突变时，节点需要一段时间才能增加网络的服务能力以匹配负载的变化，在这段时间，未达到服务能力而缓存在队列中分组并未丢失，不能很好反映时隙冲突、波束切换等情况引起的丢包。因此，本文采用的丢包率定义是指网络中所有节点未正确接收的数据分组数和网络中所有已发送的数据分组数的比值<sup>[40]</sup>。

### (4) 时延

时延衡量的是数据分组从产生到被目的节点成功接收的时间，如果数据分组在发送过程中丢失，将会被重传，直到重传成功。

### (5) 时隙复用度

定向天线通过引入空间维度，增加了网络的空间复用，时隙复用度恰好是反映网络空间复用的一个指标。

## 5.3 邻居节点发现性能分析

### 5.3.1 仿真参数设置

网络场景使用 5.1.3 节介绍的仿真场景，定向天线参数，TDMA 帧结构参数和信



道参数如表 5.1 所示。在分析发现时间时，仅考虑 TDMA 超帧结构中的同步帧，同步帧的个数和网络中的节点数相等，保证所有的同步帧都被网络中的节点使用，同时，同步帧采用固定方式分配。网络中只有一个建网节点，其他都为待入网节点。

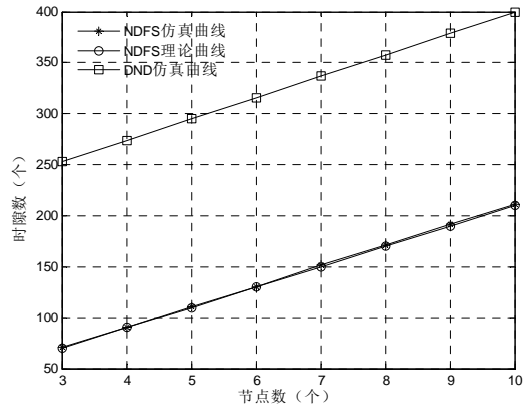
表 5.1 仿真参数

仿真参数	参数值
波束个数 $N$	20
波束宽度	$18^\circ$
主瓣增益 $g_m$	20dB
旁瓣增益 $g_s$	-20dB
复帧（同步帧）个数 $Q$	10
方向时隙（波束）个数 $N$	20
业务帧时隙数 $H$	80
方向时隙大小 $\tau$	0.18ms
业务时隙大小 $T_b$	0.455ms
复帧长度 $T_m$	0.04s
超帧长度 $T_s$	0.4s
信息速率 $R_b$	20Mbps

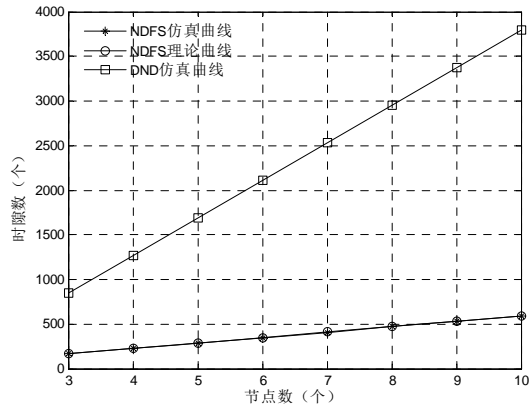
### 5.3.2 发现时间

图 5.5 中 a, b 和 c 分别为异步条件下，待入网节点发现所有的建网节点、建网节点发现所有的待入网节点和所有节点相互发现所需的时隙数随节点数变化的曲线。在误差范围内，NDFS 算法的理论曲线和仿真曲线相一致。同时，随着节点数的增加，所需的发现时隙数也呈线性增长，这是由于每增加一个节点，都需要增加一个同步帧来分配给增加的节点，而邻居节点发现所需的超帧数并不会随节点数的增加而变化，因而呈现线性变化。此外，DND 算法所需的时隙数均远超过 NDFS 算法所需的时隙数，突出了 NDFS 算法在无外部基准时钟条件下邻居节点发现的优势。

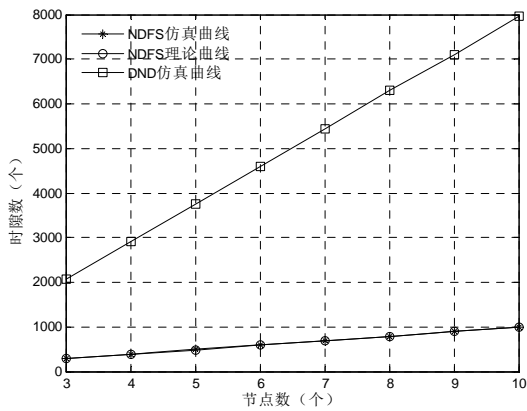
图 5.5 中 d 为同步条件下，NDFS 算法所有节点相互发现所需的时隙数，理论曲线与仿真曲线在误差范围内也完全符合，且所需的时隙数不到异步条件下的一半。因此，在同步条件下，NDFS 算法会进一步提升网络的发现性能。与 DTRA 算法相比，节点较少时，两种算法所需的时隙数近似相同。随着节点的增加，NDFS 所需的时隙数要略大于 DTRA 所需的时隙数。NDFS 算法相对于 DTRA 算法，虽然发现时间增加了，但是可以在异步条件下实现邻居节点发现，而且避免了同一个波束上有多个节点同时发送发现分组而发生碰撞的问题，更有利于邻居节点的发现和维护。



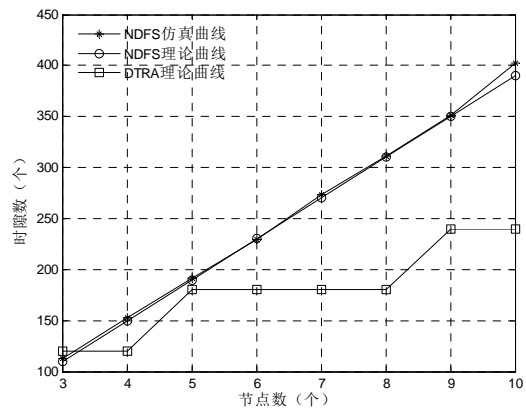
a. 异步条件下待入网节点发现所有建网节点



b. 异步条件下建网节点发现所有待入网节点



c. 异步条件下所有节点相互发现



d. 同步条件下所有节点相互发现

图 5.5 NDFS 算法邻居节点发现所需时隙数随网络规模变化曲线

## 5.4 链路调度性能分析

### 5.4.1 仿真参数设置

链路调度的天线参数，TDMA 帧结构参数，信道参数与表 5.1 中的参数一样，这里不再重复介绍。链路调度主要分析的是 LSSC 算法对网络性能的提升，因此，仿真包括使用抑制检查的 LSSC 算法和不使用抑制检查的 DTRA 算法两个部分。

业务分组采用均匀方式产生，且其产生的间隔为  $T$ ，对于有  $n$  个节点的全连通网络，全网负载  $G$  为

$$G = \frac{n}{T} \quad (5-1)$$

同一时刻网络中最多有  $n/2$  条链路，因此，网络的最大吞吐量  $S$  为

$$S = \frac{n(H-1)}{2T_m} \quad (5-2)$$

为了保证网络可以有效可靠地通信，全网负载必须小于全网的服务能力，即  $G < S$ ，由式(5-1)和式(5-2)可得式(5-3)，由表 5.1 中的仿真参数可知网络不过载的条件为包间隔不小于  $1.013ms$ 。

$$T > \frac{2T_m}{H-1} \quad (5-3)$$

为了反映网络性能，业务分组的产生间隔依次设置为  $5ms$ ， $2.5ms$ ， $1.67ms$ ， $1.25ms$  和  $1ms$ ，对应的负载依次为  $2,000packets/s$ ， $4,000packets/s$ ， $6,000packets/s$ ， $8,000packets/s$  和  $10,000packets/s$ ，其中， $1ms$  对应的负载为网络处于过载的情况，网络允许的最大吞吐量由式(5-2)计算得  $9,875packets/s$ 。

### 5.4.2 不同负载下的网络性能

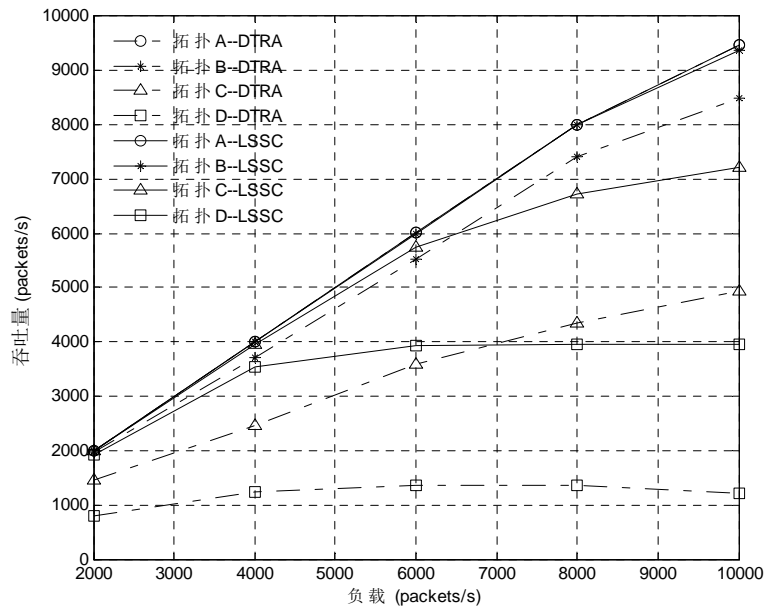


图 5.6 不同拓扑下吞吐量随负载变化

吞吐量随负载变化曲线如图 5.6 所示，随着负载增大，吞吐量也相应增加，且采用 LSSC 算法的拓扑 A 和拓扑 B 在网络未过载前，吞吐量和负载相等，在过载情况下，也接近网络允许的最大吞吐量。而对于采用 DTRA 算法的拓扑 A 和拓扑 B，只有拓扑 A 可以达到上述性能，拓扑 B 要低于有接入控制下的性能。这是因为在拓扑

A 中, 无论时隙怎么调度, 都不会出现冲突, 因此, 两种算法得到的效果完全一致, 这也从仿真结果角度验证了算法和仿真实现上的正确性。而在拓扑 B 中, 存在时隙冲突, 抑制检查可以避免时隙冲突, 因而 LSSC 的曲线可以达到拓扑 A 的性能, DTRA 没有接入控制, 引入了时隙冲突, 因此, 吞吐量低于 LSSC 的曲线。在拓扑 D 这样恶劣的拓扑下, 同一时刻网络中最多只允许 2 条链路, 由式(5-2)可得网络的最大吞吐量为  $3,950\text{packets/s}$ , 采用 LSSC 算法的曲线恰好可以达到该理论值, 而对于采用 DTRA 算法的曲线在负载为  $6,000\text{packets/s}$  时达到最大值, 但只有理论值的  $1/3$ , 而后随着负载加大, 时隙冲突会进一步加大, 吞吐量会有所下降, 可见 LSSC 算法在避免时隙冲突, 提高网络吞吐量方面的突出优势。

图 5.7 为不同拓扑下丢包率随负载变化曲线, 采用 LSSC 算法的仿真在拓扑 A 和拓扑 B 丢包率均为 0, 即使在拓扑 C 和拓扑 D 这样比较恶劣的场景下, 丢包率也只有 2% 左右, 且这 2% 的丢包是由主瓣对旁瓣的干扰引起, 并非时隙冲突造成的。采用 DTRA 算法的仿真在没有时隙冲突的拓扑 A 中, 丢包率同样为 0, 但是在有时隙冲突的一般仿真场景拓扑 B 中, 丢包率达到了 8%, 在比较恶劣的场景拓扑 D 中, 甚至快到了 80%。可见, LSSC 算法极大地改善了网络在丢包率方面的性能。

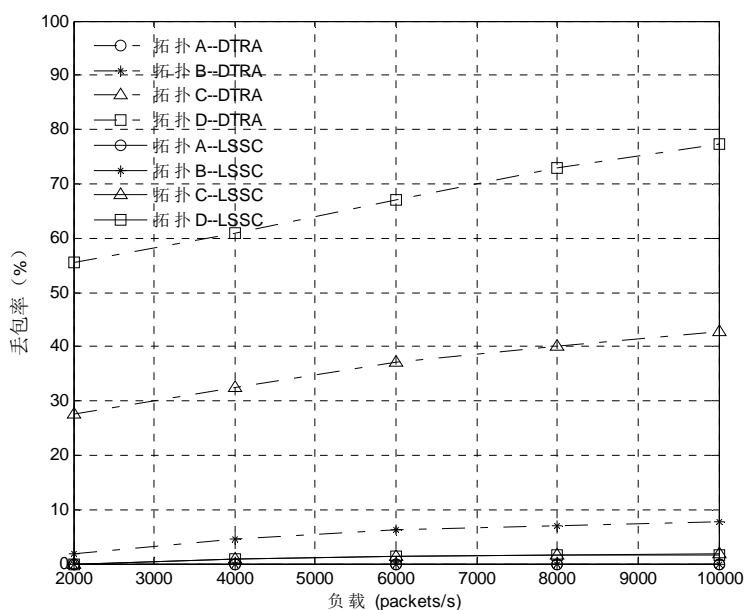


图 5.7 不同拓扑下丢包率随负载变化

图 5.8 为不同拓扑下时隙复用度随负载变化曲线, 除了拓扑 A 和拓扑 B, 采用 DTRA 算法的仿真曲线一般都大于采用 LSSC 算法的仿真曲线。因为没有接入控制, 随着负载增大, 节点会尽可能地调度链路, 这种肆意的调度方式不但没有提高网络吞

吐量，反而带来较大的干扰。采用 LSSC 算法的节点则随着网络负载的逐渐增大，在抑制冲突的前提下尽可能地调度链路，进而提高网络的服务能力，比如采用 LSSC 算法的拓扑 B 仍可以达到拓扑 A 的时隙复用度。在拓扑 D 中，最多只允许 2 条链路，采用 LSSC 算法也恰恰只调度了 2 条链路。可见，采用 LSSC 算法的仿真场景在抑制时隙冲突的前提下尽可能地复用网络空间，而非肆意复用。此外，部分曲线在负载为  $2,000\text{packets/s}$  的时隙复用率高于负载为  $4,000\text{packets/s}$  的时隙复用度，这是因为节点在相互发现后分配了一定量的固定时隙来维持最基本的通信能力， $2,000\text{packets/s}$  的负载恰好使大部分的节点的队长达到稳定，虽然队长较长，但不会触发时隙预约，由于使用的时隙数较少，因此统计得到的时隙复用度也相对较高，这也验证了仿真的正确性。

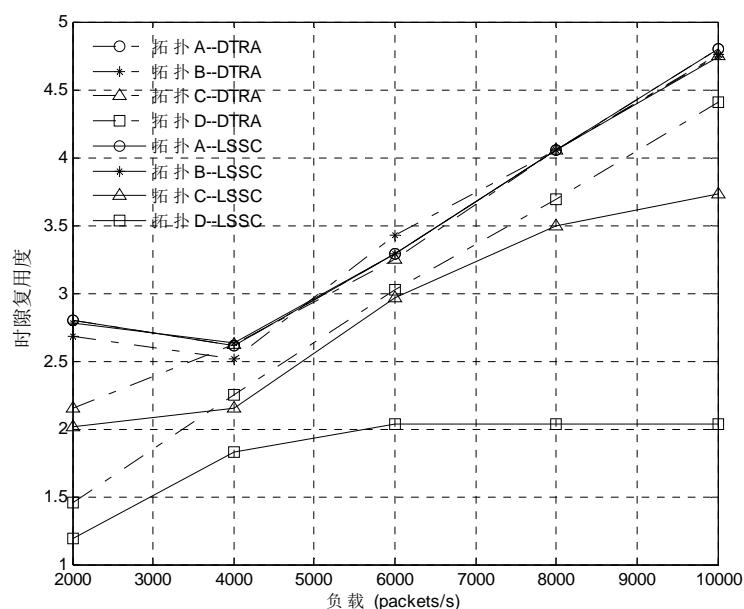


图 5.8 不同拓扑下时隙复用度随负载变化

## 5.5 链路维护性能分析

### 5.5.1 仿真参数设置

链路维护的天线参数，TDMA 帧结构参数以及信道参数与表 5.1 中的参数一样，这里同样不再重复介绍。链路维护将会着重从负载、速度以及有无外部干扰进行多次仿真，获取仿真结果。外部干扰采用干扰特定时隙的方式，干扰业务帧中所有编号为 5 的倍数的业务时隙，即干扰了 18.75% 的业务时隙。

### 5.5.2 不同负载下的网络性能

在分析不同负载下的网络性能时，节点的移动速度为 $20m/s$ ，保持不变，负载则依次设置为 $2,000\text{packets/s}$ ， $4,000\text{packets/s}$ ， $6,000\text{packets/s}$ ， $8,000\text{packets/s}$ 和 $10,000\text{packets/s}$ ，仿真场景包括有干扰和没有干扰两种情况。

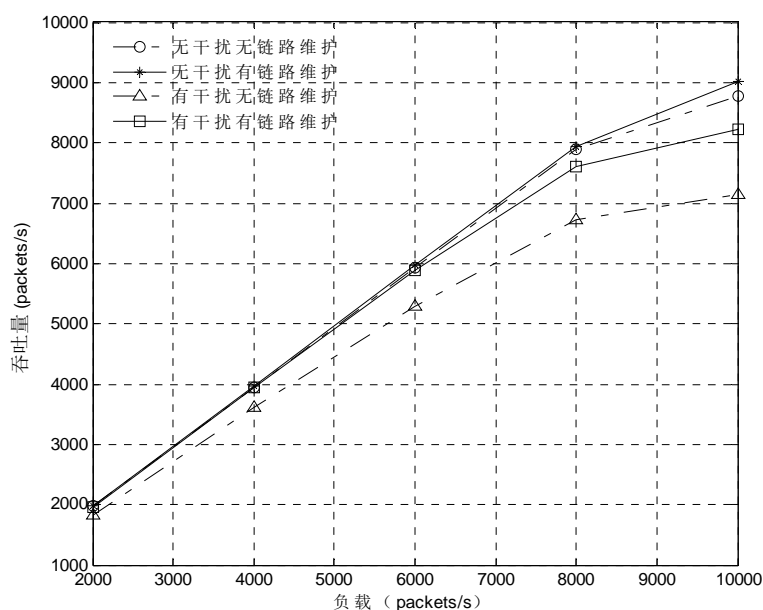


图 5.9 固定速度下吞吐量随负载变化

吞吐量随负载变化如图 5.9 所示，随着负载增大，吞吐量也相应增大，但吞吐量一般都略低于负载，在链路调度的吞吐量性能分析中，网络未过载前的吞吐量可以达到网络负载，这说明移动导致了部分链路失效。无论是否存在外部干扰，有链路维护的曲线的吞吐量均高于没有链路维护的曲线，可见，链路维护算法有效降低了网络中链路失效的概率，提升了网络在吞吐量方面的性能，在有外部干扰的场景下，这种提升会愈加明显。

丢包率随负载的变化曲线如图 5.10 所示，随着负载的增大，有外部干扰的丢包率会相应增大，而没有外部干扰的丢包率则只有轻微的增大。这是因为在相同的仿真场景、相同的速度下，节点的移动轨迹会完全相同，在没有外部干扰时，虽然负载逐渐增大，但网络中链路的失效情况和链路维护情况会基本相同，因此丢包率只会略微增加。而在有外部干扰的场景中，干扰源干扰的是特定的业务时隙，负载的不同会导致节点使用的业务时隙也不同，干扰节点的移动对这些时隙的干扰情况也不同，因而丢包率随着负载增大而增大。在相同情况下，无链路维护的丢包率都高于有链路维护的丢包率，有干扰的情况下甚至到达了 3 倍。可见，链路维护算法提升了网络在丢包

率方面的性能。

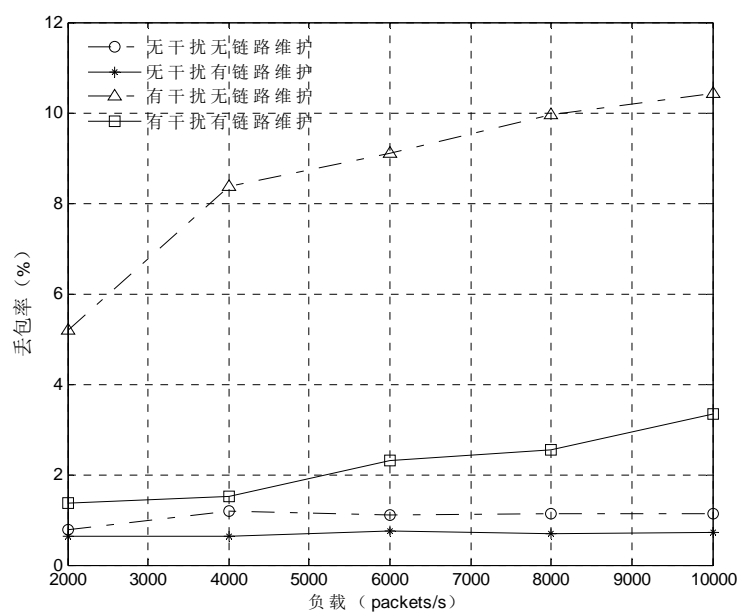


图 5.10 固定速度下丢包率随负载变化

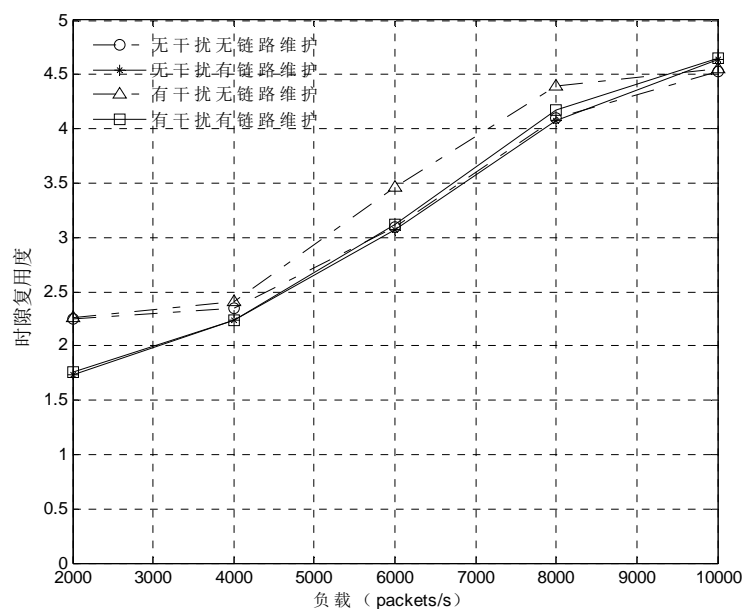


图 5.11 固定速度下时隙复用度随负载变化

时隙复用度随负载变化如图 5.11 所示，随着负载增大，时隙复用度也相应增大，除了有干扰无链路维护这种情况外，其他情况的时隙复用度都近似相等，这是因为时隙复用度和链路调度有关，无论是否有链路维护，复用度都应近似相等。但是，在有

干扰而没有链路维护的场景中,丢包率甚至达到了有链路维护的3倍,因此,有大量丢失的业务分组需要重传,这无疑增加了业务分组的队长,网络需要更高的服务能力来清空队列,在使用的业务时隙数相同时,时隙复用度会更高。当网络处于过载情况下时,4种情况均达到了网络服务能力的上限,因而时隙复用度近似相等。在网络负载为 $2,000\text{packets/s}$ 时,没有链路维护的时隙复用度会高于有链路维护的复用度,这是因为节点在相互发现后会分配少量的业务时隙来维持基本的通信能力,轻负荷下恰好可以使业务分组队长保持稳定,不会预约更多的业务时隙,但是没有链路维护的场景丢包率相对较大,重传的分组相对较多,因而时隙复用度会更高。

时延随负载变化如图 5.12 所示,网络在轻负荷和中等负荷下,有大量的业务时隙可以使用,因此时延都比较低。在重负荷和过载的情况下,网络中基本没有空闲时隙可以预约,此时时延将会增大。由于链路维护算法降低了网络的丢包率,变相提高了单个时隙的服务能力以及成功传输概率,降低了网络的平均时延,因而没有链路维护的时延都高于有链路维护的时延。可见,链路维护对降低网络平均时延的突出优势。

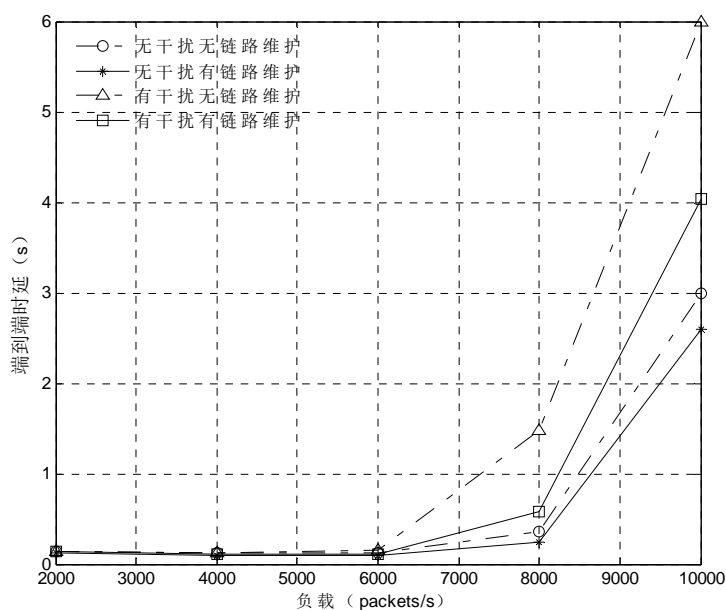


图 5.12 固定速度下时延随负载变化

### 5.5.3 不同速率下的网络性能

在分析不同速度下的网络性能时,负载固定为 $8,000\text{packets/s}$ ,即网络处于重负荷情况下,节点移动速度依次为 $0\text{m/s}$ ,  $10\text{m/s}$ ,  $20\text{m/s}$ ,  $30\text{m/s}$ 和 $40\text{m/s}$ ,仿真场景包括有干扰和没有干扰两种情况。



重负荷情况下，网络吞吐量随速度变化如图 5.13 所示。随着速度的增大，吞吐量都会有所降低，没有链路维护的吞吐量降得更快，在有干扰的情况下，这种优势会更加明显。在仿真参数中已说明干扰源会干扰 18.75% 的业务时隙，相应的吞吐量应当下降到  $6,500 \text{ packets/s}$ 。由于定向天线具有方向通信的能力，因此，有链路维护的节点会将被干扰的业务时隙调整到其他方向，节点仍可以使用该业务时隙，但是在有些情况可能无法调整，例如，在  $40 \text{ m/s}$  的情况下，吞吐量会下降了 6.8%。而在没有链路维护时，虽然节点移动有可能会避开干扰，但是因为无法预测链路干扰，在节点发生波束切换时也不能快速完成波束切换，对失效的链路也不能进行有效的调整，因此，在  $40 \text{ m/s}$  的情况下，网络的吞吐量下降接近了 18.5%。可见，节点在高速移动下，链路维护算法对网络吞吐量的提升会愈加明显。

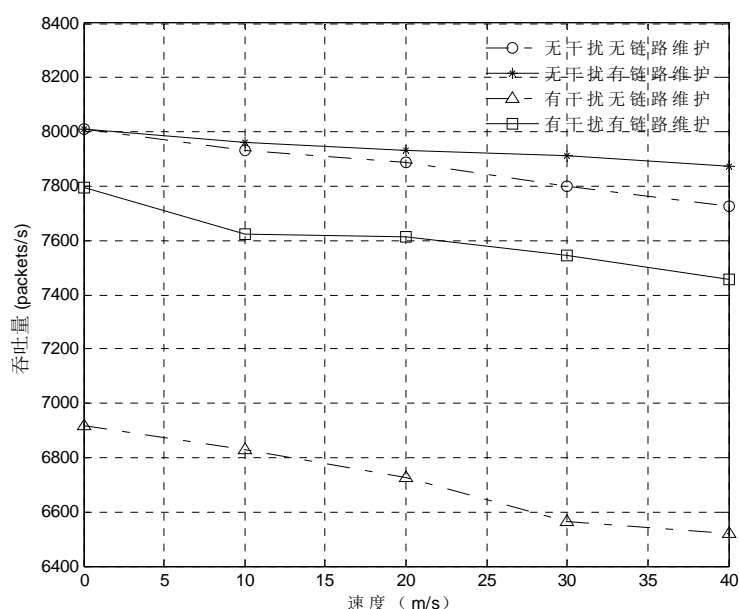


图 5.13 固定负载下吞吐量随速度变化

丢包率随速度变化如图 5.14 所示，随着速度增大，丢包率近似呈现线性增长。在相同情况下，无链路维护的丢包率均比有链路维护的高，通过使用链路维护算法，即使在重负荷高速运动情况下，丢包率也可以维持在 1.3% 左右，在有干扰的情况下，也只有 3.4%。而对没有链路维护的仿真场景，在没有干扰时，丢包率达到了有链路维护的 1.8 倍，在有干扰的情况下，甚至达到了有链路维护的 3 倍，可见链路维护算法对网络性能的突出改善。

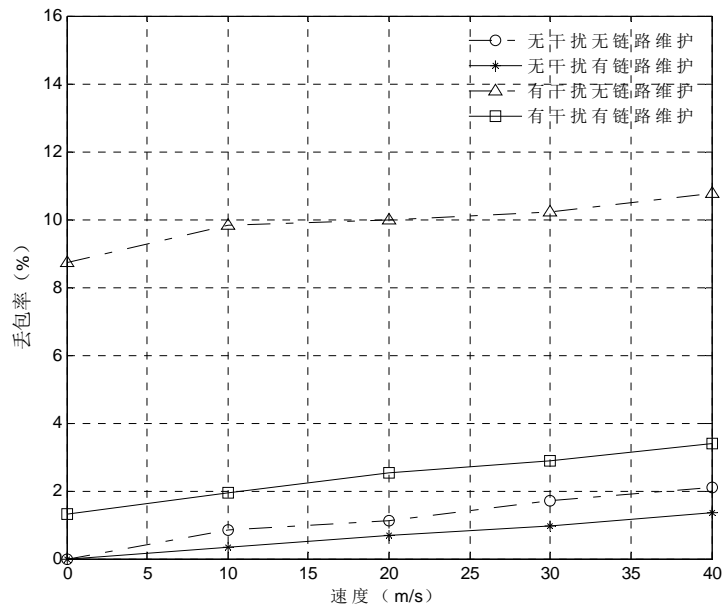


图 5.14 固定负载下丢包率随速度变化

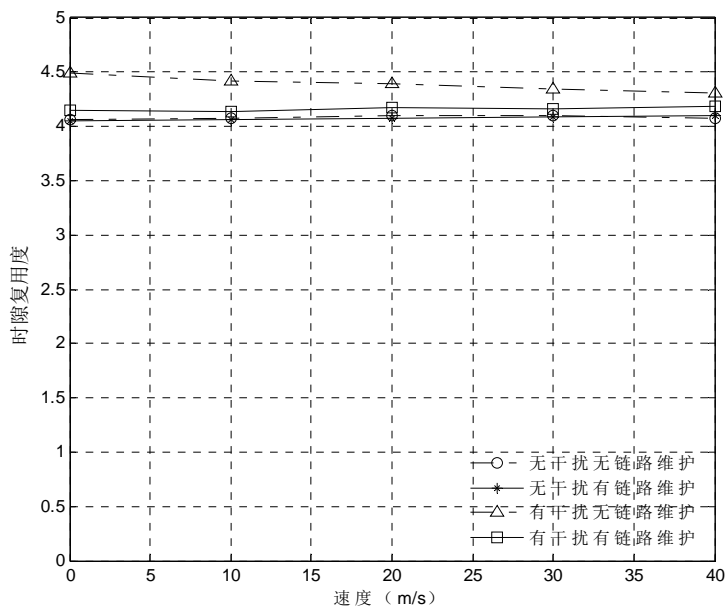


图 5.15 固定负载下时隙复用度随速度变化

时隙复用度随速度变化如图 5.15 所示，随着速度变化，时隙复用度基本保持不变或者很小的浮动，同时，有干扰的时隙复用度要略高于没有干扰的时隙复用度。这是因为时隙复用度衡量的是全网的空间复用情况，主要和网络负载以及业务分组的队长有关，和速度基本没什么关系，因此随着速度变化，时隙复用度基本保持不变。而

在有外部干扰节点的情况下，节点需要重传的业务分组增多，网络需要更高的服务能力才能维持业务分组的平均队长，因此时隙复用度相对较高。

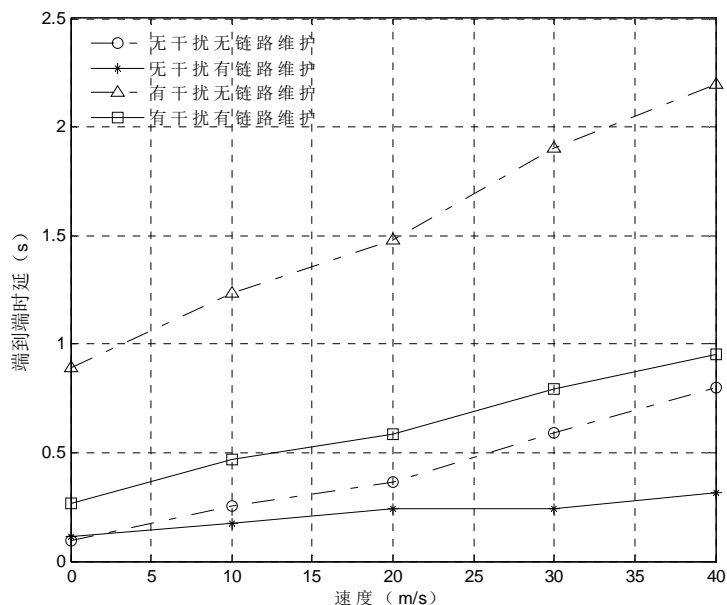


图 5.16 固定负载下时延随速度变化

重负荷下，时延随速度变化如图 5.16 所示，随着速度增大，网络中的丢包相应增多，重传将加大，单个时隙的服务能力和成功传输的概率均降低，因而时延也会增大。但是，没有链路维护的单个时隙的服务能力和成功传输的概率会下降更多，因而没有链路维护的时延都要高于有链路维护的时延，而且这种情况随着速度的加大而愈加明显，甚至可以达到 2.5 倍。因此，链路维护算法极大地改善了网络的时延性能。



## 第六章 总结和展望

### 6.1 研究总结

定向天线通过将信号集中在特定方向传播，引入了空域维度，增大了网络的覆盖范围，提高了网络抗干扰、抗截获能力，同时也提高了网络容量和吞吐量，越来越得到移动自组网研究者的青睐。但是，定向天线的使用，使得节点之间可以正常通信的条件不仅是时域上收发状态的匹配，也包括空域上的对准，给采用纯定向天线的自组网中的时分多址协议的设计提出新的要求，主要表现在邻居节点发现，链路调度和链路维护，本文提出的纯定向自组织网络中的时分多址协议正是解决这些问题。

本文提出的邻居节点发现算法，可以在无 GPS 等设备辅助的条件下，通过定位扫描和发送扫描，利用“定位-接收”的方式，以较短时间、较高概率完成邻居节点发现。针对采用纯定向天线的移动自组织网络在一跳范围内可以有多条通信链路的特点，设计了基于抑制检查的链路调度算法，在避免时隙冲突的前提下尽可能地调度更多的链路，提高网络的时隙复用率，从而提高网络的吞吐量。鉴于网络可能受到网络内部其他节点或者网络外部节点的干扰，在节点移动时可能会导致节点之间的通信波束发生切换的问题，设计了一个较为完善的链路维护算法，包括基于“链路距离”的干扰预测算法，基于业务时隙辅助的波束切换算法，以及链路失效的检测算法，保证网络在移动的环境下仍可以有效可靠地通信。

最后，本文采用 OPNET 对所设计的协议进行建模和仿真，分析其性能并验证算法的正确性。从仿真结果来看，所设计的协议在邻居节点发现时间，网络平均时延，吞吐量，丢包率和时隙复用率等方面都具有突出优势，所设计的时分多址协议非常适用于采用纯定向天线的移动自组织网络。

### 6.2 研究展望

本文设计的时分多址协议对于采用纯定向天线的移动自组织网络在网络性能方面具有较好的提升，但是由于时间所限，在该课题上仍然有很多内容有待进一步研究和发掘，例如：

(1) 链路干扰的量化公式。本文使用的链路干扰量化公式比较简单，不一定能够真实反映链路之间的干扰水平，这一点可以继续研究和发掘。

(2) 时隙的公平性分配。本文的时隙是以贪心方式进行预约，各个节点在首时隙会尽一切可能地抢占时隙以满足业务需求，这就有可能造成时隙调度的不均匀性，需要开发一种公平性的分配算法，与周围节点协调分配过程。

(3) 硬件设备的实现。本文设计的协议目前只局限在仿真平台实现，如何设计并实现一个较为完善的硬件平台也是下面需要研究的一个方向。

## 参考文献

- [1] 王旖. 无线移动自组织网络[J]. 科技致富向导, 2011(17):326-326.
- [2] 蔡浩, 刘勃, 归琳. 定向天线的 Ad hoc 网络邻居发现[J]. 信息安全与通信保密, 2011, 09(9):63-66.
- [3] Hao D, Liu D P. A distributed TDMA-based MAC protocol for Ad Hoc networks with directional antennas[C] International Conference on Wireless Communications & Signal Processing. 2012:1-6.
- [4] Zhong-Hai G, Yong-Guang C. An optimal scheduling algorithm in spatial TDMA mobile ad hoc network[C] International Conference on Microwave Radar and Wireless Communications. IEEE, 2010:1-5.
- [5] 李建东, 盛敏, 李红艳. 通信网络基础.第2版[M]. 北京: 高等教育出版社, 2011.
- [6] 陈林星, 曾曦, 曹毅. 移动 Ad Hoc 网络[M]. 电子工业出版社, 2012.
- [7] Cain J B, Billhartz T, Foore L, et al. A link scheduling and ad hoc networking approach using directional antennas[J]. IEEE Milcom, 2003, 1(2):643 - 648 Vol.1.
- [8] Griessler P, Cain J B, Hanks R. Modeling Architecture for DTDMA Channel Access Protocol for Mobile Network Nodes using Directional Antennas[C] Military Communications Conference, 2007. Milcom. IEEE Xplore, 2007:1-6.
- [9] 刘军, 许德健. 无线自组织网络在公安应急通信中的应用[J]. 中国人民公安大学学报:自然科学版, 2010, 16(1):55-57.
- [10] 李波. 高动态 MANET 中混合式预约时分多址接入协议研究[D]. 西安电子科技大学, 2012.
- [11] 朱洁静. 分布式时隙冲突检测和分解算法研究[D]. 西安: 西安电子科技大学, 2015.
- [12] Das A, Zhu T. A Reservation-Based TDMA MAC Protocol Using Directional Antennas (RTDMA-DA) For Wireless Mesh Networks[C] Global Communications Conference, 2007. GLOBECOM '07, Washington, Dc, Usa, 26-30 November. DBLP, 2007:5102-5106.
- [13] Jawhar I, Wu J, Agrawal D P. Resource Scheduling in Wireless Networks Using Directional Antennas[J]. IEEE Transactions on Parallel & Distributed Systems, 2010, 21(9):1240-1253.
- [14] Masri A E, Khoukhi L, Hafid A, et al. An Efficient and Fair MAC Scheme for Wireless Mesh Networks using Beamforming Antennas[C] IWCMC. 2015.
- [15] 李彦平. 移动自组网的定向天线组网技术研究[D]. 西安: 西安电子科技大学, 2003.
- [16] 鲁璐. 基于定向天线 Ad Hoc 网络的 MAC 协议研究[D]. 成都: 电子科技大学, 2015.
- [17] 戴英. 定向 Ad hoc 网络的 MAC 协议研究[D]. 西安: 西南交通大学, 2013.
- [18] 王洋. 基于定向天线的无线 Ad Hoc 网络协议研究[D]. 上海: 上海交通大学, 2014.

- [19] 涂亮. 基于 TDMA 的 Adhoc 分簇定向路由协议的研究[D]. 电子科技大学, 2015.
- [20] Theodore S. Rappaport, 拉帕波特, 周文安, 等. 北京: 无线通信原理与应用[M]. 电子工业出版社, 2012.
- [21] 郭梯云, 杨家玮, 李建东. 数字移动通信[M]. 西安: 人民邮电出版社, 2001.
- [22] Takatsuka Y, Nagashima K, Takata M, et al. WSN07-6: A Directional MAC Protocol for Practical Smart Antennas[C] Global Telecommunications Conference, 2006. GLOBECOM '06. IEEE. IEEE, 2006:1-6.
- [23] Chang J J, Liao W, Hou T C. Reservation-based directional medium access control (RDMAC) protocol for multi-hop wireless networks with directional antennas[C] IEEE International Conference on Communications. IEEE Xplore, 2009:1-5.
- [24] Cai H, Liu B, Gui L, et al. Neighbor discovery algorithms in wireless networks using directional antennas[C] IEEE International Conference on Communications. IEEE, 2012:767-772.
- [25] Zhang Z. DTRA: directional transmission and reception algorithms in WLANs with directional antennas for QoS support[J]. IEEE Network the Magazine of Global Internetworking, 2005, 19(3):27-32.
- [26] 赵瑞琴, 刘增基. 采用定向天线的 MANET 邻居发现算法研究[J]. 无线电通信技术, 2006, 32(4):30-33.
- [27] 约瑟夫·比布·凯恩. 包括定向和全向通信链路的无线通信网络及相关方法: 中国, 200480011243.X[P]. 2004-03-15.
- [28] 王昕羽, 张航, 孟旭东. 一种使用定向天线的 Ad Hoc 网络邻居发现算法[J]. 无线电工程, 2014(2):9-12.
- [29] 史琰, 王金杰, 盛敏等. 基于定向天线的自组织网络快速构建方法: 中国, 201518001337.X[P]. 2015-04-02.
- [30] 王竞. 移动自组织网络时分多址协议的设计与实现[D]. 西安: 西安电子科技大学, 2005.
- [31] Tu Y, Zhang Y, Zhang H. A novel MAC protocol for wireless Ad hoc networks with directional antennas[C] IEEE International Conference on Communication Technology. IEEE, 2013:494-499.
- [32] Asif S Z. Radio Technologies and Concepts for IMT-Advanced[J]. 2010.
- [33] 李馨, 叶明. OPNET Modeler 网络建模与仿真[M]. 西安: 西安电子科技大学出版社, 2006.
- [34] 陈敏. OPNET 网络仿真[M]. 北京: 清华大学出版社, 2004.
- [35] 楼顺天, 姚若玉, 沈俊霞. MATLAB 7.x 程序设计语言[M]. 西安: 西安电子科技大学出版社, 2008.
- [36] 王文博, 张金文. OPNET Modeler 与网络仿真[M]. 北京: 人民邮电出版社, 2003.



- [37] 徐欣. 基于智能天线和功率控制的 Ad Hoc 网络 MAC 协议研究[D]. 哈尔滨: 哈尔滨工业大学, 2010.
- [38] 杨军, 李建东. 有效支持智能天线在 MANET 中应用的多址接入协议[J]. 北京邮电大学学报, 2003(z1):89-94.
- [39] 李健, 黄廷辉, 崔更申等. 基于信任模型的 AOMDV 协议的改进[J]. 桂林航天工业学院学报, 2014, 19(1).
- [40] 周筠. 基于二次择优技术的应用层组播优化研究[D]. 南京: 南京邮电大学, 2010.



## 致谢

在这篇硕士论文即将完成之际，标志着我的硕士研究生生涯即将结束，这稍纵即逝的三年，是匆匆而忙碌的三年，也是成长与质变的三年，我要真诚地感谢所有帮助、关心和支持我的人们，因为你们，让我卓尔不群！

首先，我要感谢我的导师史琰老师，这三年的研究生期间，老师对我的谆谆教诲和循循善诱的指导让我受益匪浅。每次例会对科研中的问题提出的宝贵意见有利地推进了我的科研工作，本文就是在史老师悉心指导下完成的，从选题、协议设计、仿真实现到最终定稿，老师都花费了大量精力和心血。老师渊博的理论知识，丰厚的实践经验极大地扩展了我的眼界，增强了我的科研能力。老师客观严谨的治学态度，平易近人的生活态度，勇于登攀的人生态度潜移默化地感染着我，可以成为史老师的学生让我倍感荣幸。在此，向老师献上最诚挚的祝福和深深地感激之情！

其次，特别感谢王红红师姐、叶发达师兄、朱洁静师兄、罗蕴雅师姐在科研中给我的莫大帮助，让我在迷途中可以快速找到捷径。

感谢实验室的小伙伴以及宋红丹、杨全会、张念华、朱轩等同学，在一起度过的三年时间短暂而又充实，我们相互帮助，共同进步，快乐成长，这将会是我一生的财富。

感谢郁威威、弭宝辰、陶伟伟、刘汉涛、何雨航等师弟们，在这科研氛围浓郁、朝气蓬勃的实验室，有了你们而变得更加精彩。

特别感谢我的父母和兄长，他们用无所不至的关爱、含辛茹苦地把我培育成才，倾注了巨大心血。在遭遇挫折时，始终陪伴在我身旁，让我感受到家人的温暖，给了我莫大的动力让我勇敢前行。

感谢勇于登攀、百折不挠、坚持不懈的自己，在困境面前不低头，在顺境面前不松懈，只为做更好的自己，追求最好的结果！

最后，再次感谢一直以来关心、帮助和支持我的人们，谢谢你们！



## 作者简介

### 1. 基本情况

王金杰，男，江苏宿迁人，1990 年 4 月出生，西安电子科技大学通信工程学院通信与信息系统专业 2014 级硕士研究生。

### 2. 教育背景

2010.09～2014.06 南通大学，本科，专业：通信工程

2014.09～ 西安电子科技大学，硕士研究生，专业：通信与信息系统

### 3. 攻读硕士学位期间的研究成果

#### 3.1 授权专利

[1] 史琰，王金杰，盛敏等. 基于定向天线的自组织网络快速构建方法：中国，201518001337.X[P]. 授权日期 2017-04-19.

