





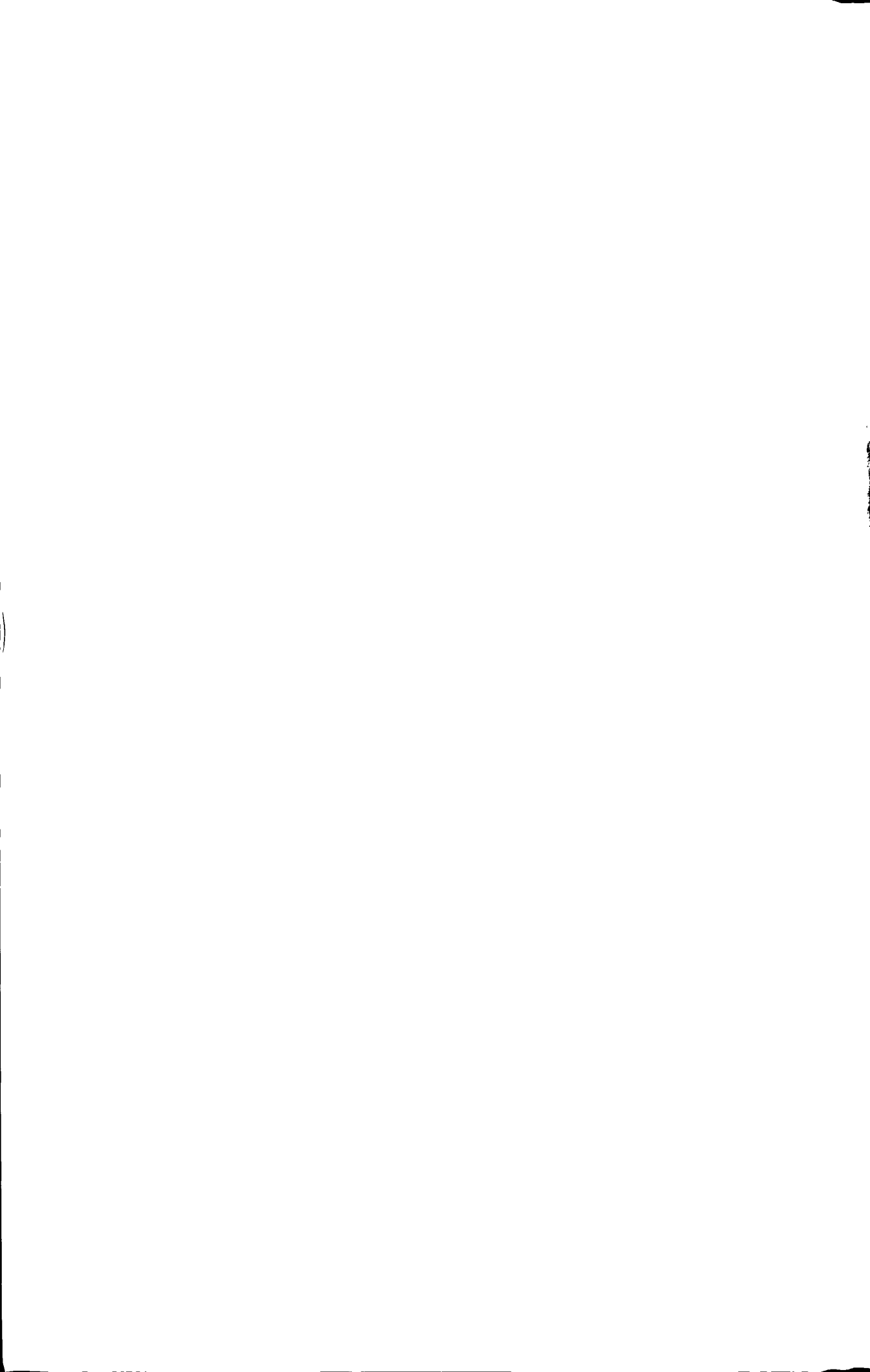
杭州电子科技大学硕士学位论文

基于 LTE 系统的 UE 随机接入过程研究

研究生： 楚佩佳

指导教师： 孙文胜 副教授

2011 年 1 月



Dissertation Submitted to Hangzhou Dianzi  
University for the Degree of Master

**The Research of the procedure of the UE's  
random access based on LTE system**

**Candidate: Chu Peijia**

**Supervisor: Prof. Sun Wensheng**

January,2011



## 摘 要

为了保持 3G 在十年内的竞争力, 3GPP 组织在 2004 年底通过了 3G 长期演进计划(Long Term Evolution, 简称 LTE)。LTE 旨在提高数据传输速率, 降低系统时延, 增大系统容量和覆盖范围, 同时降低运营成本。

随机接入技术是移动通信系统中的一项关键技术, 其性能优劣将会直接影响到整个 LTE 系统性能的好坏, LTE 系统在系统容量和时延方面上都有着比较特殊的要求, 所以随机接入的研究就成为了 LTE 系统的研究重点之一。

本论文主要讨论了 LTE 中的随机接入的理论和设计。在 LTE 系统中, 随机接入主要是用于上行定时同步校正, 用户功率调整和申请用户资源。本论文通过对 3GPP LTE 随机接入相关协议标准的详细研究, 介绍了和随机接入过程相关的物理信道, 从分析随机接入过程流程入手, 阐述了随机接入过程的状态转移过程, 重点研究随机接入过程中 UE 端所涉及的数据处理、流程控制、异常处理等, 并针对物理层与上层协议栈之间的接口进行了设计。

随机接入信道是一个基于竞争的上行信道, 竞争机制是随机接入信道的最基本最明显的特征, 多个用户设备 (UE) 可以同时尝试接入, 并有可能导致碰撞。在随机接入退避算法的研究中, 论文分析了几种常见的退避算法, 包括均匀退避算法 (Uniform Back off, UB)、二进制指数退避算法 (Binary Exponential Back off, BEB)、倍数增加线性减少退避算法 (Multiplicative Increase and Linear Decrease, MILD), 在讨论退避算法在 LTE 中应用形式的基础上, 选择了最优接入控制算法进行详细介绍, 它是基于理想条件下的接入控制算法, 是其他算法性能的理论上限, 能够达到系统最大的吞吐率和最小的时延。然后在此基础上通过对于信道状态的判断估计, 引入了一种适合应用于 LTE 系统中的退避算法 (伪贝叶斯算法), 并通过仿真分析了其在时延和吞吐率方面的性能。最后提出了一种随机信道划分方法, 使得最优接入控制算法的使用条件得到近似满足, 并对这种划分方法进行了仿真对比, 结果表明, 采用该方法的系统在平均时延、吞吐率方面均有提高, 适用于对接入时延有着高要求的接入系统。

**关键词:** LTE 随机接入信道, 随机接入退避算法, 随机接入过程, 最优接入控制算法



## ABSTRACT

In order to maintain competitive of the Third-generation(3G) in ten years, the Third Generation Partnership Project(3GPP)organization approved the 3G long term evolution(LTE)scheme in the end of 2004.The LTE aims at improving the data rates, reducing latency, increasing system capacity and coverage as well as reducing operating costs.

Random Access is a key technique in telecommunication system. Its performance directly influences the performance of system. LTE has specific requests in the respects of the capacity and delay, accordingly, Random Access has become one of the the most important contents among the researches of the LTE system.

This dissertation mainly focuses on the theory and design of Random Access Channel (RACH) in 3G LTE. The RACH is mainly used in time offset synchronization of the uplink, power adjustment and resources requestment. Based on analyzing the 3GPP LTE protocol standards in detail, this paper introduces the random access process and its physical channel,beginning with analysis of the random access process, then illustrates the state transition process. Eventually, it focuses on the UE-side process of random access, involved data processing, process controlling, exception handling, etc., it takes the interface between physical layer and the upper protocol stack into consideration, and defines the process of random access interface in UE-side correspondingly.

The Random Access Channel (RACH) is a competition-based uplink channel. Thus, collision is the key feature. Multiple UE can attend to access a base station simultaneously, and during the process, collisions may be caused. In the research of random access backoff algorithm, this paper analyzes several common backoff algorithm, including UB (the Uniform Back off the binary), BEB (Exponential Back off), MILD (Multiplicative Increase and Linear Decrease). Based on the application mode of the LTE backoff algorithm, the paper inclines towards the optimal control algorithm and introduces it detailedly, which is a control algorithm based on ideal conditions. It can achieve the maximum system throughput and minimum delay which is the the upper limitation of all the algorithms' performances. Following with the judgement of the channel state, the paper proposes a backoff algorithm fitting for LTE system, namely, pseudo-Bayesian algorithm .Then it analyzes the performance by simulation in terms of latency and throughput. Finally, a method of channel division is proposed, which can approximately meet the conditions of optimal control algorithms in use, and through comparison, the result of simulation shows that the improvement in





the average delay and throughput can be achieved by this method. Therefore, it can apply in the system with high standard in access delay.

**Keyword:** LTE, PRACH, process of random access, backoff algorithm, the optimal admission control algorithm

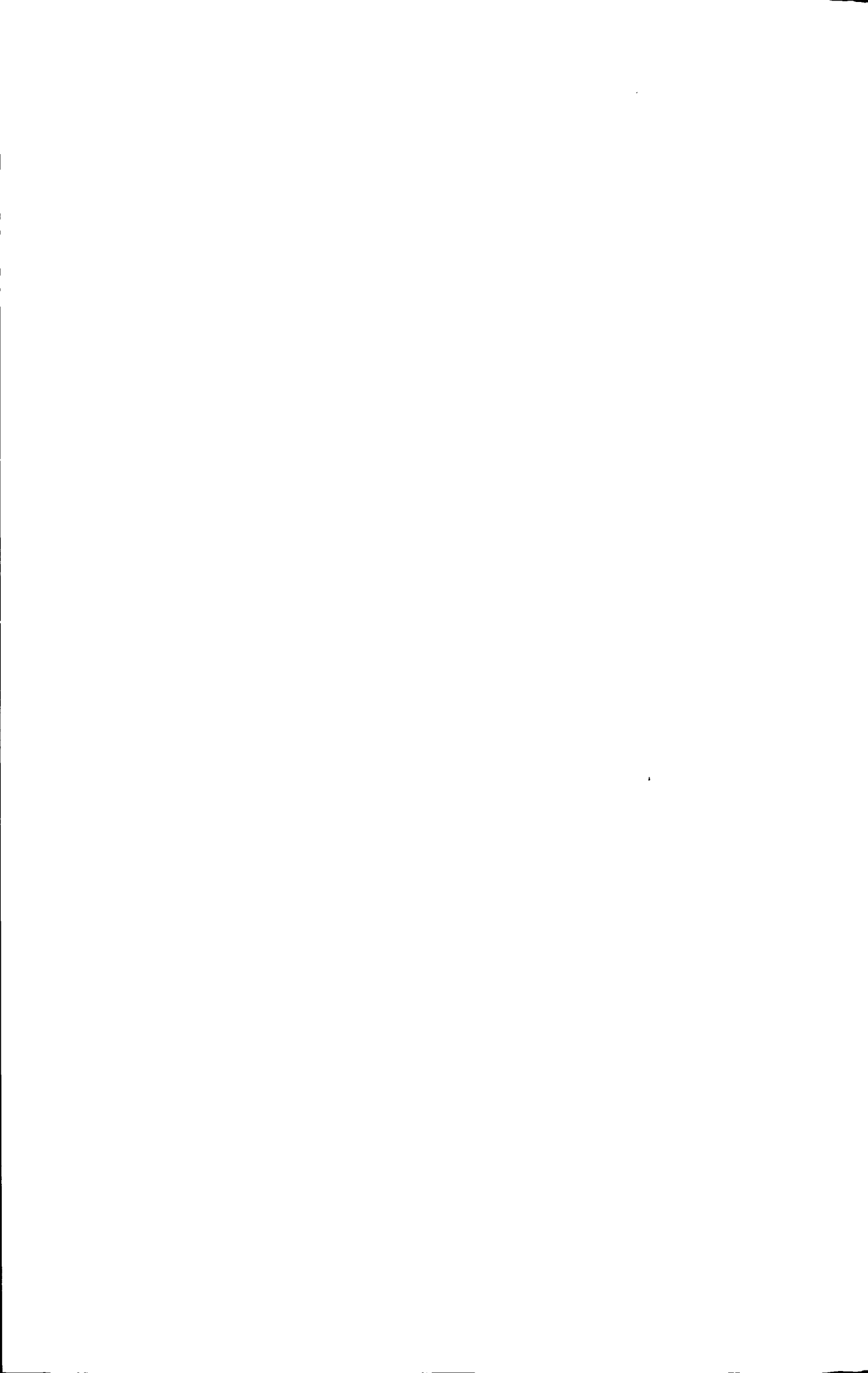


## 目 录

摘 要.....	I
ABSTRACT.....	II
第 1 章 绪论.....	1
1.1 移动无线通信的发展概述.....	1
1.2 LTE 长期演进背景.....	2
1.3 LTE 标准化进展.....	3
1.4 LTE 主要性能指标.....	4
1.5 本文的主要工作和结构安排.....	5
第 2 章 LTE 协议分析.....	7
2.1 LTE 系统架构.....	7
2.2 LTE 的空中接口协议.....	8
2.3 LTE 链路传输方案.....	9
2.4 LTE 系统帧结构.....	11
2.5 LTE 基本物理资源.....	12
2.6 物理信道介绍.....	14
2.6.1 信道划分和映射.....	14
2.6.2 上行物理信道.....	15
2.6.3 下行物理信道.....	16
2.6.4 随机接入信道的详细分析.....	17
2.7 本章小结.....	29
第 3 章 随机接入技术概论.....	30
3.1 ALOHA.....	30
3.2 树型多址协议.....	32
3.3 CSMA.....	33
3.4 预约时隙协议.....	33
3.5 本章小结.....	34
第 4 章 LTE 随机接入流程.....	35
4.1 随机接入分类及作用.....	35
4.2 随机接入方案介绍.....	36
4.2.1 非同步随机接入过程.....	36



4.2.2 同步随机接入过程.....	37
4.3 本章小结.....	38
第5章 UE端随机接入流程的详细设计研究.....	39
5.1 MAC层随机接入过程处理流程.....	39
5.1.1 随机接入前导的发送.....	39
5.1.2 随机接入响应的接收.....	43
5.1.3 随机接入Msg3的发送.....	46
5.1.4 竞争解决.....	47
5.1.5 随机接入完成.....	48
5.2 物理层随机接入过程处理流程.....	49
5.3 随机接入过程异常.....	51
5.3.1 随机接入异常处理流程.....	52
5.3.2 随机接入过程失败.....	54
5.3.3 随机接入放弃.....	55
5.4 本章小结.....	56
第6章 LTE随机接入过程中的退避算法.....	57
6.1 随机接入退避算法综述.....	57
6.1.1 均匀退避算法.....	57
6.1.2 二进制指数退避算法.....	58
6.1.3 GB算法.....	58
6.1.4 倍数增加线性减少退避算法.....	58
6.2 最优接入控制算法.....	59
6.3 基于最优接入控制的伪贝叶斯算法.....	60
6.3.1 算法描述.....	60
6.3.2 性能分析.....	62
6.4 基于最优接入控制的改进算法.....	64
6.4.1 算法描述.....	64
6.4.2 性能分析.....	64
6.5 本章小结.....	65
第7章 总结与展望.....	66
致 谢.....	68
参考文献.....	69
附 录.....	72



# 第 1 章 绪论

随着科技进步和精神文化的丰富,目前人类社会已经从电气时代进入了信息时代。越来越多的人通过通信技术革命性的发展获得了高效便利的通信服务,从基本的移动语音服务,到包括上网、信息以及大量的娱乐服务的移动多媒体服务,可以看出人们对于无线通信业务的需求日益增长,对通信质量的要求会越来越高。移动通信由于其具有不受地域束缚的灵活性和广域覆盖的连续性的特点,经过近 30 年的快速发展,已成为最有优势的个人通信方式。

## 1.1 移动无线通信的发展概述

人类采用无线通信历史悠久,可以追溯到远古时代。但直到 19 世纪末,人们都是采用诸如文字、信标、烽火及驿站等十分直观的方式实现简单有限的信息传输模式。20 世纪可以称之为无线通信长足发展的黄金时期,尤其在 20 世纪 40 年代无线通信理论得到巨大的进步和完善,香农(Shannon)等科学家对无线通信基础理论做出了卓越的功勋。在 20 世纪下半叶,微电子技术有了迅猛的发展,各种新的小型化、微型化电子原件的出现,新的通信体制的提出,以及大规模集成电路的发展和日趋成熟的计算机技术等等原因才能够使得无线通信设备进入寻常百姓家。无线通信的长足发展的主要推动力还有用户要求迅猛增加这一原因。据统计在 1990 年,全世界只有 1000 万蜂窝电话用户,1999 年仅中国用户就超过 4000 万,2004 年则达 1.5 亿用户,发达地区几乎每人一部手机。移动通信标准的发展<sup>[1]</sup>大致分为三代:第一代移动通信标准主要基于模拟信号处理,大规模商用的是 NMC-L1(1979 年于东京)、NMT450(1981 年于北欧)、AMPS(1983 年于美国)、TACS(1985 年于英国)和 NMT900(1986 年于北欧)等系统,他们的特点是模拟信号频率调制 FM、频分双工(FDD)和多址方式 FDMA(频分多址),基于电路交换技术,现已被淘汰。第二代移动通信标准,例如 GSM(global system for mobile communication),CDMA(code division multiple access)等都在全球移动通信业蓬勃发展的历史上大放异彩,进一步加速了通信产业的全球化、宽带化、数字化、智能化和网络化,继而使全球移动通信业呈现出一派空前繁荣的景象,第二代无线通信网络占据了现行无线通信服务的大部分市场。因为数字技术的应用,使得全球范围的漫游成为可能。第三代移动通信标准,以多媒体为主要特征,它于 21 世纪初投入商用,其中最具有代表性的是北美的 CDMA2000、欧洲与日本的 WCDMA 以及我国提出的 TD-SCDMA 三大标准,从技术上看,3G 系统的主要措施包括:为克服 CDMA 中的多址干扰,上行链路采用多用户监测与智能天线技术,下行链路采用发射分集、空时编码技术;针对数据业务采用了性能更优良的 Turbo 码;为了实现与业务动态特性的匹配,采用了可实现不同速率业务(不同扩频比)的正交多址码。另外在 2007 年 10 月 19 日,ITU 正式批准了无线宽带技术 WiMAX 成为了 3G 标准,这也标志着 WiMAX 也正式成为 IMT-2000 家族的一员,与其他三大标准并列,成为了 ITU



的全球 3G 标准。

## 1.2 LTE 长期演进背景

回首过去的二十年中,可以看到在通信市场语音业务在世界范围内获得巨大成功,同时在近年来数据业务的拓展有了飞速的发展,移动通信的普及使得个人通信设备朝着微型化和多样化发展,彩信(多媒体消息)、手机在线游戏、手机在线视频、音乐下载等促使数据业务不断增加,旧的制式对速率时延的制约已经影响了个人通信和娱乐的诸多需求。

频谱资源的拥挤、数据传输的高速需求、话务业务的急剧增长对下一代的移动系统提出了更高的要求<sup>[2]</sup>,但现有的无线传输技术提供的传输速率还是不能够满足宽带业务的发展需求。尽管以高速业务和多媒体业务为主要内容的第三代移动通信系统(3G)在通信的容量与质量上较第二代移动通信有明显提高,但由于其核心技术未能发生革命性的变革,因此无法解决在有限的无线频谱资源上提供广泛覆盖且速率达到 100Mbi/s 以上的宽带乃至广带移动多媒体业务的突出矛盾;现有的 3G 技术标准 WCDMA/CDMA2000/TD-SCDMA 普遍采用 CDMA 技术,数据业务速率理论最大值可达 14.4Mbps,但期望把数据传输速率再提高十倍,CDMA 技术恐怕已是有心无力;再者,3G 标准制定时没有充分考虑宽带无线数据传输业务的迅猛发展,致使 3G 偏重语音业务而忽视数据业务。事实上,据诺基亚西门子通信公司(NSN)预计,以目前的发展速度计算,截止到今年,移动数据流量将超过语音流量,在 2014 年之前数据流量会呈指数级增长。另一方面,3G 技术标准的多样化也给全球漫游和系统融合造成了诸多困难。

纵观历史上每一次技术变革,都不是一朝一夕能够实现的。各方面的理论基础积累诸如相关的数学、物理、射频工程、通信理论、信号处理、无线资源管理等,这些都是通信系统的研发的学术界和基础研究领域雄厚的技术储备。如今在为以 CDMA 为核心的 3G 系统的标准化提供了理论基础后,学术和理论研究界已经为新一代的无线通信技术积累了十几年,到了 21 世纪最初的几年,在 OFDM、多天线、调度、反馈等技术领域的研究成熟度已基本可以支撑标准化和产品开发的需要,研发基于 OFDM 和 MIMO 技术的新一代无线通信系统的时机成熟了。

LTE 项目的启动原因<sup>[3]</sup>是为了应对“其他无线通信标准”的竞争。在 2004 年 WiMAX 对 UMTS 技术产生挑战(尤其是 HSDPA 技术)时,针对 WiMAX“低移动性宽带 IP 接入”的定位,3GPP 为了顺应移动通信与 BWA(宽带无线访问)技术融合的趋势,所以发起了通用移动通信系统(UMTS, Universal Mobile Telecommunication System)的长期演进(LTE, Long Term Evolution)项目,这样就可以长期可以在 IMT-Advanced 标准化上先发制人,在技术上与 WiMAX 相抗衡。

在国际上进行宽带移动通信研究的同时,我们国家在 LTE 发展中也积极的参与了大量的工作,尤其在政府和运营商方面对于 LTE 更是鼎力支持,中国移动于 2010 年 5 月在上海世博会世博园建立世界第一个 TD-LTE 示范网,并将在 2011 年在上海、深圳、广州、杭州、南

京、厦门等六个城市展开规模试验，每个城市内的基站数量会达到 100 个以上。我国即将开始的 TD-LTE 规模试验由工业和信息化部统一组织、规划，中国移动作为运营商将负责 TD-LTE 规模试验的网络建设、运营维护、技术产品试验和测试等工作。此次 TD-LTE 规模试验网将成为全球 TD-LTE 规模部署和应用的示范网络。另外，高校和研究机构还通过向企业转化研究成果参与了 LTE、IMT-Advanced 等标准化工作。

### 1.3 LTE 标准化进展

3GPP (Third Generation Partnership Project, 第三代伙伴组织计划) 成立于 1998 年, 主要负责 UMTS 系统的标准化工作。

3GPP 标准组织主要包括项目合作组 (PCG) 和技术规范组 (TSG) 两类。其中 PCG 工作组负责 3GPP 总体管理、时间规划、工作的分配等, 具体的技术工作则由各 TSG 工作组完成。目前, 3GPP 包括 4 各 TSG, 分别负责 EDGE 无线接入网、无线接入网、系统与业务方面、核心网与终端。每一个 TSG 进一步分为不同的工作子组, 每个工作子组分配具体任务。每一个 TSG 进一步分为不同的工作子组, 每个工作子组分配具体任务。例如, SA WG1 负责需求制定, SA WG2 负责系统架构, SA WG3 负责安全, SA WG5 负责网络管理, 等等。

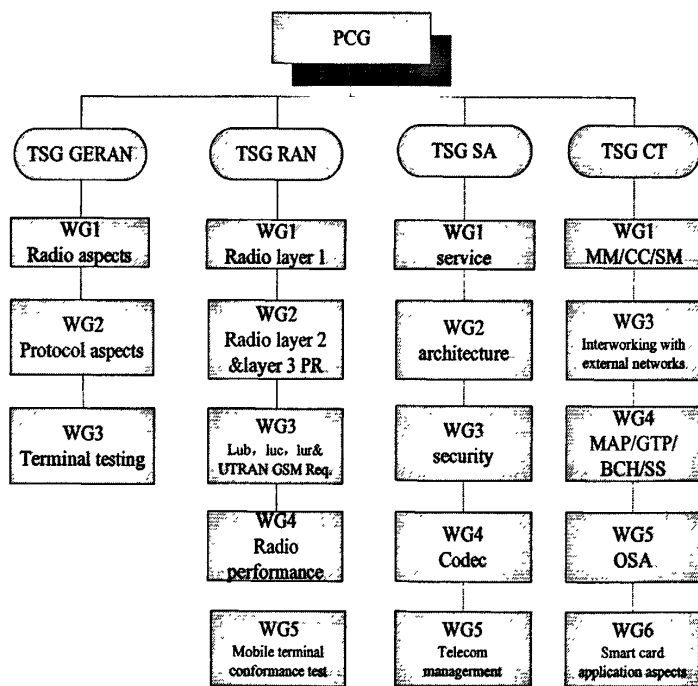


图 1.1 3GPP 标准组织结构

除了对无线接入网演进的研究, 3GPP 还要进行系统架构方面的演进工作, 并将其定义为 SAE (System Architecture Evolution)。因此整个计划按照结构划分也可以分为两个部分: 无线侧 (即我们一般所指的 LTE) 和网络侧 (系统架构演进 SAE)。无线侧工作目标主要包括以下几个方面: 频谱利用率, 用户吞吐量, 时延上的性能提高; 无线网络简化; 对基于分组业务 MBMS, IMS 的有效支持。网络侧工作目标主要包括以下几个方面: 时延, 容量, 吞吐量

的性能；核心网简化；基于 IP 业务和服务的优化；对非 3GPP 接入技术的支持和切换的简化。

3GPP 根据工作进程制定了明确的时间表，明确了工作计划，整个任务分为 SI 和 WI 两个阶段：2004 年 3 月—2005 年 6 月为 SI (Study Item) 阶段，主要是以研究的形式确定 LTE 系统的基本框架，并进行主要的候选技术选择，以对 LTE 标准化的可行性进行判断。经过一年多的研究，SI 阶段明确了 LTE 系统的需求以及应用场景，形成了包括详细需求在内的一系列技术研究报告，并与 2005 年 6 月经过众多厂家的系统仿真，对 LTE 标准化的可行性得出了初步结论；2005 年 6 月—2007 年 6 月，为 WI (Work Item) 阶段，任务为完成核心技术的规范工作<sup>[4]</sup>。WI 可以分为两个阶段，第一阶段主要通过对 SI 阶段中初步讨论的系统框架进行确认，同时进一步完善技术细节，并最终在 2007 年 6 月形成了 LTE 的第一版规范 TS35.300。第二阶段主要是确定具体的流程，算法及参数等，该阶段对无线接口的物理层规范进行了功能性冻结。R8 版本与 2009 年 3 月正式发布，R9 的标准工作也正式启动。其中，R9~R7 版本已经基本稳定，R8 版本功能特性正在完善过程中。各版本的发布时间和主要功能增强如图 1.2 所示。

目前，LTE 标准的核心技术规范及测试规范均已冻结，并与 2009 年 3 月正式发布除了 3GPP 标准组织负责制定 LTE 网络的相关规范以外，国际主流运营商和设备商还成立了两个与 LTE 技术密切相关的组织：NGMN 组织和 LSTI 组织。3GPP 和他们的关系是相互补充、相互配合的关系，他们分别从技术标准、系统需求和测试三个方面对 LTE 的产业化进程提供强有力的支持。

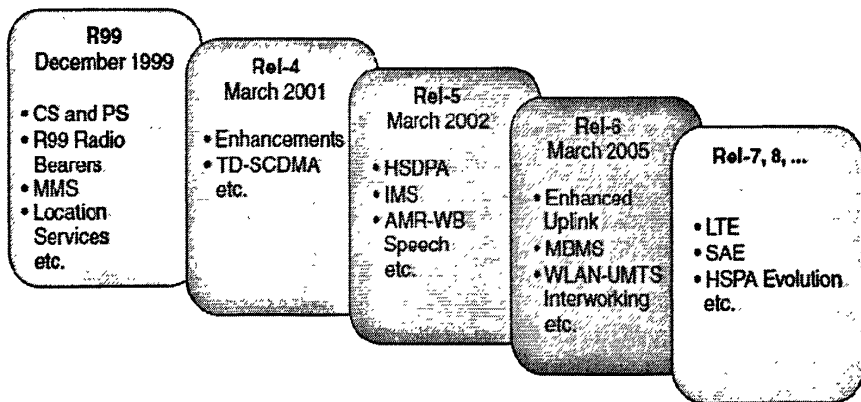


图 1.2 3GPP 各版本的发布时间和主要功能

#### 1.4 LTE 主要性能指标

LTE 的总体目标包含两个方面，一是性能提高，即提供更高数据传输速率、较低传输延迟且对分组业务优化，提高系统容量和覆盖率；二是实现一个能够支持多种接入技术灵活接入的、基于全 IP 的分组核心网络，并保证业务的连续性。文献[2]中提出了 LTE 系统的主要性能目标包括：

- 系统部署灵活性强，支持 1.25MHz-20MHz 多种带宽；

●峰值数据率有了提高：上行峰值速率为 50Mbps，下行为 100Mbps。频谱效率达到 3GPP R6 的 2-4 倍；

●提高小区边界的比特速率；MBMS 可提供 1bi/s/Hz 的数据速率

●降低了无线网络时延，子帧长度 0.5ms 和 0.675ms，解决了向下兼容的问题并降低了网络时延，用户面延迟（单向）小于 5ms，控制面延迟小于 100ms；

●支持与现有 3GPP 和非 3GPP 系统的互操作；

●支持增强型的广播多播业务；

●降低建网成本，实现从 R6 的低成本演进；

●实现合理的终端复杂度、成本和耗电；

●支持增强的 IMS（IP 多媒体子系统）和核心网；

●强调向下兼容，支持已有的 3G 系统和非 3GPP 规范系统的协同运作；

●以分组域业务为主要目标，取消 CS（电路交换）域，CS 域业务在 PS（包交换）域实现，在整体架构上将基于分组交换；

●对低速移动系统优化，同时支持高速移动；

●以尽可能相似的技术同时支持成对（paired）和非成对（unpaired）频段；

●支持简单的临频共存。

3GPP 为了突出对于 VoIP 和在线游戏业务的重视，在制定标准时，LTE 以一个近乎苛刻的标准来要求用户面延迟。LTE 是以 OFDM 为核心的技术，为了降低用户面延迟，取消了无线网络控制器（RNC），采用了扁平网络架构。

与其说是 3G 技术的“演进”（evolution），不如说是“革命”（revolution）。这场“革命”使系统不可避免的丧失了大部分后向兼容性。也就是说，从网络侧和终端侧都要做大规模的更新换代。因此很多公司实际上将 LTE 看作 4G 技术范畴。由于选择了大量的新技术，至少在物理层 LTE 已难以保持从 UMTS 的平滑过渡。为了实现 LTE 系统的上述目标性能，需要改进与增强现有 3G 系统的空中接口技术和网络结构。3GPP 标准化组织经过激烈的讨论，于 2005 年 12 月，批准采用 OFDM 和 MIMO 方案作为其无线网络演进（LTE）的唯一标准；同时 LTE 系统核心网采用两层扁平网络架构，演进为 eNodeB（eNodeB）和接入网关（aGW）两个主要网元；核心网同时采用全 IP 分布式结构，支持 IMS、VoIP、SIP、MobileIP 等各种先进技术。

## 1.5 本文的主要工作和结构安排

对于随机接入过程，3G UMTS 系统的演进系统——LTE 与传统的 3G UMTS 系统有不同之处。第一点不同在于物理层的接口不同，LTE 的上行采用基于 SC-FDMA 的传输技术，而传统的 3G 系统都是基于 CDMA 的传输技术；其次随机接入的目的有所不同，在 LTE 中，随机接入主要用于上行定时同步校正，用户功率调整和用户资源需求的申请；而传统的 3G 系统仅仅是利用随机接入进行用户开机后的信息注册，此外，LTE 随机接入进程的设计的难点

在于其对短时延的苛刻要求<sup>[8]</sup>。所以，这些新的需求和变化给 LTE 的随机接入设计带来了新的挑战。

论文通过阅读了大量的 LTE 最新资料，对 3GPP LTE 协议标准的详细分析，介绍了和随机接入过程相关的物理信道，阐述了随机接入过程的状态转移过程，从分析随机接入过程流程入手，重点研究随机接入过程中 UE 端涉及的数据处理、流程控制、异常处理等。文章同时研究了 LTE 退避算法的改进和应用。提出了一种基于此上限的伪贝叶斯算法，它以泊松分布为基础，能够接近于这个上限。最后又改进了一种 PRACH 信道结构，使其碰撞信道部分能够满足最优接入控制算法的条件，并对这种划分方法进行了仿真对比，结果表明，采用该方法的系统在平均时延、吞吐率方面均有提高，适用于对接入时延有着高要求的接入系统。

从会议提案来看，在随机接入过程方面数量非常多，足以看到它是目前 LTE 系统研究的热点之一。虽然随机接入的框架性设计已经确立，但对于实现过程中的许多具体细节都没有统一，还需要继续讨论完善。

本文的主要结构包括：

第一章绪论，介绍了 LTE 的发展背景，最新的标准化进展以及目前的 3GPP 性能指标。

第二章 LTE 协议分析，通过对 3GPP TS 36 系列的协议解读，介绍了和随机接入相关的物理信道协议，尤其着重介绍了 PRACH 信道的相关时频资源以及信号产生方法。

第三章随机接入技术概论，介绍了几种比较典型的随机接入技术，并作相应的分析对比。并且引出了 LTE 所使用的基于资源预留的时隙 ALOHA 方式。

第四章 LTE 随机接入流程，介绍了随机接入的分类，作用和目的，并简单的罗列了随机接入步骤。

第五章基于竞争的 UE 端随机接入详细分析，对于基于竞争的随机接入流程，本章从 MAC 和物理层的实现以及传输信令的内容格式进行了详细的分析，并画出了每一个步骤 UE 端的随机过程流程图。

第六章 LTE 随机接入过程中的退避算法，最后一章主要研究了 LTE 退避算法的改进。首先介绍了几种最常用的退避算法，通过最优接入控制算法得出退避算法在理论上的上限。接着提出了一种基于此上限的伪贝叶斯算法，它以泊松分布为基础，能够接近于这个上限。最后又改进了一种 PRACH 信道结构，使其碰撞信道部分能够满足最优接入控制算法的条件，并对这种划分方法进行了仿真对比，结果表明，采用该方法的系统在平均时延、吞吐率方面均有提高，适用于对接入时延有着高要求的接入系统。

第七章 总结和展望，对于全文的内容进行了归纳整理和总结，并且展望了随机接入过程中仍然值得探讨的一些问题和方向。

## 第 2 章 LTE 协议分析

自 LTE 项目启动以来, 3GPP 为了推动 LTE 的研究工作, 频繁召开会议, 仅仅半年时间就完成了需求的制定工作, 在 2006 年 9 月完成了研究阶段 (Study Item) 的工作, 后续为工作阶段 (Work Item), 主要任务是标准制定和协议完善。2008 年 12 月, 标准化已经进入尾声, 标准基本冻结。由于在 SI 阶段尚未对 LTE 工作阶段正式立项, LTE 技术规范没有分配专属的规范系列号, 原来 RAN 使用的 25 系列沿用为 SI 阶段各个研究报告编号。在 LTE 工作正式立项后, 考虑到 LTE 将包含大量的技术规范, 3GPP 将 36 系列的规范编号分配给 LTE 专属专用。LTE 物理层相关技术规范包括: TS 36.201 对物理层进行总体描述; TS 36.211 定义了上下行物理信道、参考信号、帧结构等; TS 36.212 协议主要概述了信道编码、交织、速率匹配、复用等; TS 36.213 对随机接入等物理层的工作过程进行定义; TS 36.214 描述了 LTE 物理层的测量技术<sup>[9]</sup>。

物理层的设计是衡量不同体制的移动通信系统性能的主要方向之一, UE 终端与 BTS 基站之间的物理链路所采用的信号处理的结构类型, 将会直接关系到系统整体的业务性能并且对其它各层的协议的实现造成很大的影响。本章重点概述了物理层中 PRACH 信道的时频结构, 序列产生方法以及基带信号产生方法等, 为后续章节对 UE 随机接入的研究铺垫了理论基础。

### 2.1 LTE 系统架构

LTE 在空中接口技术的选择方面, 与现在的 3G 不同, LTE 采用基于 OFDM 技术的空中接口设计。在系统中基于分组交换的设计思想, 设计了共享信道, 物理层不再提供专用信道; 系统支持 FDD 和 TDD 两种双工方式; 同时, 对传统 3G 的网络架构进行了优化, 采用扁平化的网络结构, 接入网仅包含 eNodeB, 不再有 RNC<sup>[10]</sup>。

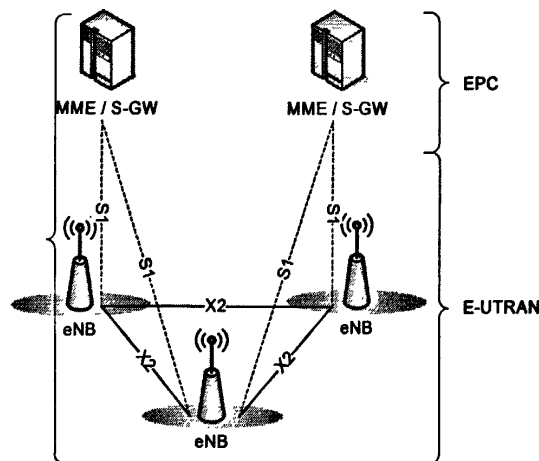


图 2.1 LTE 系统架构

整个 TD-LTE 系统由 3 部分组成：核心网（EPC）、基站（eNodeB）和用户设备（UE）。其中，EPC（Evolved Packet Core）负责核心网部分，EPC 信令处理部分称 MME，数据处理部分称为 SAE Gateway（S-GW）；eNodeB 负责接入网部分，也称 E-UTRAN；UE 指用户终端设备<sup>[11]</sup>。

如图 2.1，eNodeB 与 EPC 通过 S1 接口连接；eNodeB 之间通过 X2 接口连接；eNodeB 与 UE 通过 Uu 接口连接。和 UMTS 相比，由于 NodeB 和 RNC 融合为网元 eNodeB，所以 TD-LTE 少了 Iub 接口，X2 接口类似于 Iur 接口，S1 接口类似于 Iu 接口，但有较大简化。

eNodeB 的功能<sup>[12]</sup>包括：

1. RRM 功能：无线资源管理，无线承载控制，无线许可控制、连接移动性控制、上行和下行资源动态分配（即调度）；
2. 用户数据流 IP 头压缩及用户数据流加密；
3. 当从提供给 UE 的信息无法获取向 MME 的路由信息时，选择 UE 附着时的 MME；
4. 用户面数据向 S-GW 的路由功能；
5. 从 MME 发起的寻呼信息的调度传输；
6. 源自 MME 和 O&M 的广播消息的调度和发送功能；
7. 设置和提供 eNodeB 的测量上报配置等。

MME 的功能包括：寻呼消息发送，安全控制，Idle 态的移动性管理，SAE 承载管理，以及 NAS 信令的加密及完整性保护等。S-GW 的功能包括：数据的路由和传输，以及用户面数据的加密<sup>[2]</sup>。

E-UTRAN 与 UTRAN 相比，去掉了 RNC，由若干个 eNodeB 组成。eNodeB 提供用户面和控制面协议。RNC 的功能被分配到 eNodeB 和接入网关（AGW）中。

## 2.2 LTE 的空中接口协议

E-UTRAN 无线接口协议结构如下图 2.2 所示。

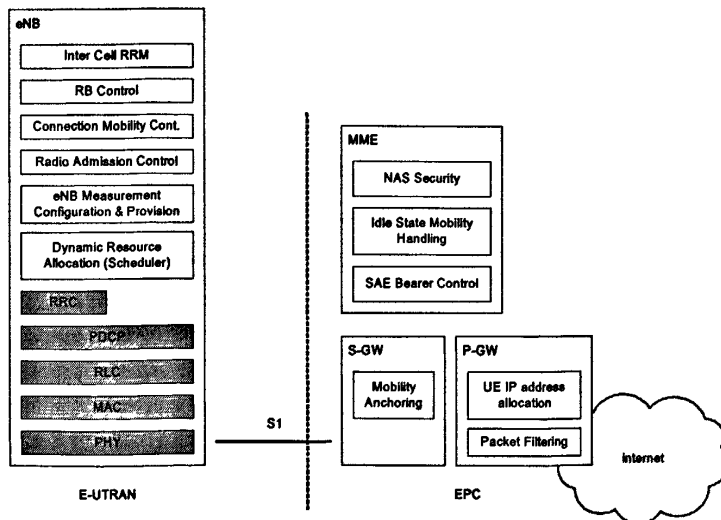


图 2.2 E-UTRAN 无线接口协议结构

从协议栈层次结构来说, E-UTRAN 无线接口协议主要包括物理层、数据链路层和无线资源控制层三层, 其中数据链路层又划分为媒介接入控制 (Medium Access Control MAC) 子层、无线链路控制 (Radio Link Control RLC) 子层和分组数据汇聚 (Packet Data Convergence Protocol PDCP) 子层。

从传输面来说, E-UTRAN 无线接口协议分为用户平面 (U-plane) 和控制平面 (C-plane)。用户平面主要负责业务分组数据的传输, 控制平面则负责无线业务的连接建立、资源管理、QoS 保证及最终的资源释放等等。

### 2.3 LTE 链路传输方案

空中接口物理层技术和多址接入技术是无线通信系统的基础与标志。3GPP 组织就 LTE 系统物理层下行传输方案和多址接入技术很快就达成了一致, 即采用先进成熟的 OFDMA 技术; 然而在上行传输方案上却产生了很大的分歧。很大一部分设备商考虑到 OFDM 作为一种多载波传输方案, 具有较高的峰均比, 会增加终端功放成本和功率消耗, 限制终端的使用时间, 因而坚持采用峰均比较低的单载波频分多址方案 SC-FDMA, 但是一些积极参与 WiMAX 标准组织的公司却认为可以采用滤波、循环消波等方法有效地降低 OFDM 信号的峰均比。双方各持己见, 一度僵持不下, 经过多次会议的艰苦协商, 最后上行多址接入方案选择了单载波频分多址方案 SC-FDMA。这样, LTE 系统传输方案<sup>[17]</sup>最终确定为下行 OFDMA 和上行 SC-FDMA。

所谓 SC-FDMA (Single-Carrier Frequency Division Multiple Access), 全称叫做单载波频分多址技术, 该技术联合了传统的频分多址和单载波传输方案, 并且具有动态的带宽分配功能; LTE 的上行链路都采用 SC-FDMA, 相对于 OFDMA 信号来说具有更好的 PAPR 性能, 从而相应地提高了功放的效率和增加小区覆盖面积, 这是选择 SC-FDMA 作为 LTE 上行多址方案的一个重要原因; 而且 SC-FDMA 的信号产生与 OFDMA 的信号产生有一些相似之处, 因此下行和上行的参数是可以兼容的。

有很多产生 SC-FDMA 信号的方法。LTE 采用了 DFT-spread-OFDM, 它是 SC-FDMA 的频域实现方式, 它将传输带宽分为正交的子载波集合, 并将不同的子载波集合分配给不同的用户, 实现传输带宽可以灵活地在多用户之间共享, 同时由于信号在频域的正交性, 避免了系统中的用户间多址干扰。其原理如图 2.3 所示。



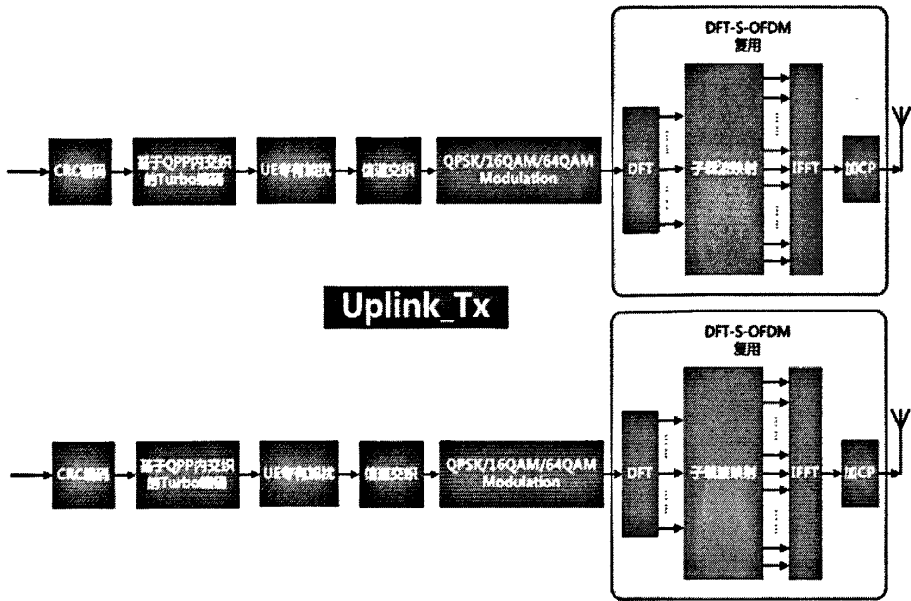


图 2.3 SC-FDMA 信号产生原理图

对 DFT-S-OFDM 来说，首先对  $M$  个调制符号的数据块进行了  $M$  点的 DFT (QPSK, 16QAM, 64QAM 都可以作为上行 LTE 的调制方案)，然后 DFT 将调制符号变换到频域上，也就是映射到可用的子载波上，然后进行了  $N$  ( $N > M$ ) 点 IFFT 变换，接着进行加循环前缀和并串变换。这里在 SC-FDMA 信号产生中的 DFT 与 OFDMA 信号产生中的 DFT 是不同的。在一个 SC-FDMA 信号中，每一个子载波承载了所有发送调制符号的信息，这是因为输入数据流被 DFT 变换映射到了所有的可用子载波上。不同的是，在 OFDMA 信号中每个子载波只承载了特定调制符号的信息。子载波映射决定了哪一部分频谱资源被用来传输上行数据，而其他部分则被插入若干个零值。频谱资源的映射方式有两种方式：一种是集中式映射，即 DFT 的输出映射到连续子载波上；另一个是分布式映射，即 DFT 的输出映射到离散子载波上，如图 2.4 所示。不同线形代表不同用户。相对于前者，分布式映射可以获得额外的频率分集，与此同时，分布式映射的缺点在于其对频率偏移以及高多普勒现象更加敏感。上行信道编码仍沿用 R6 的 Turbo 编码，其他方式的前向纠错编码正在研究之中。

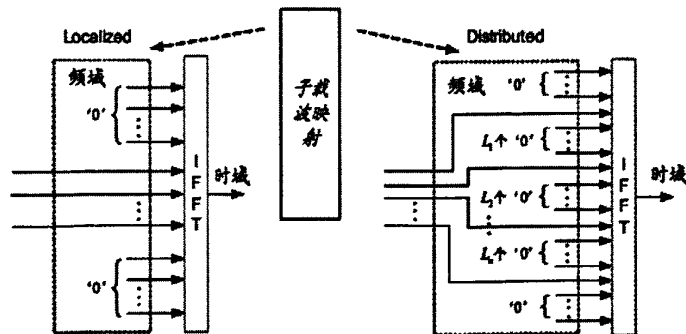


图 2.4 OFDM 子载波映射

## 2.4 LTE 系统帧结构

在物理层规范中，除非特别说明，各种域的时域大小表示为时间单位  $T_s$  的倍数，该时间单位定义为  $T_s = 1/(15000 \times 2048)$ 。那么一个无线子帧的长度可以表示为  $T_f = 307200 \times T_s = 10 \text{ ms}$ 。LTE 在空中接口上支持两种帧结构：Type1 和 Type2，其中 Type1 用于 FDD；Type2 用于 TDD，无线帧长度为 10ms。

Type 1 帧结构用于全双工、半双工 FDD。每个无线帧（Radio Frame）长度为  $T_f = 307200 \times T_s = 10 \text{ ms}$ ，包含 20 个时隙（Slot），按顺序标号为 0-19，每个时隙长度为  $T_{\text{slot}} = 15360 \cdot T_s = 0.5 \text{ ms}$ 。每无线帧又分为 10 个长度为 1ms 的子帧（subframe），标号为 0-9，第  $i$  个子帧由时隙  $2i$  和  $2i+1$  构成。

在 FDD 中，每 10ms 内分别有 10 个上行子帧和 10 个下行子帧。上下行传输采用频分的方式。半双工模式下，UE 不能同时进行传输和接收，全双工模式不存在这种限制。

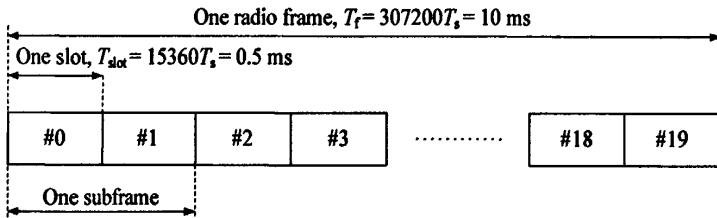


图 2.5 Type 1 帧结构

Type2 帧结构用于 TDD。每个无线帧由两个长度为 5ms 的半帧（Half Frame）组成，每个半帧由 5 个长度为 1ms 的子帧组成。表 4.2-1 给出了可能的上下行配置，其中“D”表示下行子帧，“U”表示上行子帧，“S”表示特殊子帧。特殊子帧包含 3 个域：DwPTS，GP 和 UpPTS；其中 DwPTS、UpPTS 的长度由表 4.2-1 给出，并且 DwPTS、GP 和 UpPTS 的总长度为  $30720 \cdot T_s = 1 \text{ ms}$ 。每个子帧  $i$  由两个长度  $T_{\text{slot}} = 15360 \cdot T_s = 0.5 \text{ ms}$  的时隙  $2i$  和  $2i+1$  构成。

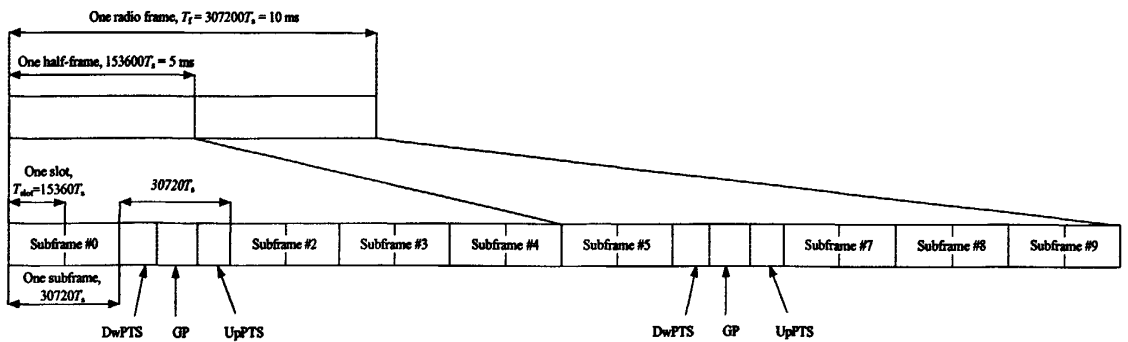


图 2.6 TDD 帧结构

上下行配置支持 5ms 和 10ms 的（下行至上行）转换周期。5ms 的转换周期配置下，每个半帧都有一个特殊子帧。10ms 的转换周期配置下，只有第一个半帧有特殊子帧。子帧 0、5 和 DwPTS 保留用于下行传输，UpPTS 和特殊子帧的后一子帧保留用于上行传输。

表 2.1 特殊子帧配置 ( DwPTS/GP/UpPTS 长度)

Special subframe configuration	Normal cyclic prefix in downlink			Extended cyclic prefix in downlink				
	DwPTS	UpPTS		DwPTS	UpPTS			
		Normal cyclic prefix in uplink	Extended cyclic prefix in uplink		Normal cyclic prefix in uplink	Extended cyclic prefix in uplink		
0	$6592 \cdot T_s$	$2192 \cdot T_s$	$2560 \cdot T_s$	$7680 \cdot T_s$	$2192 \cdot T_s$	$2560 \cdot T_s$		
1	$19760 \cdot T_s$			$20480 \cdot T_s$				
2	$21952 \cdot T_s$			$23040 \cdot T_s$				
3	$24144 \cdot T_s$			$25600 \cdot T_s$				
4	$26336 \cdot T_s$			$7680 \cdot T_s$				
5	$6592 \cdot T_s$	$4384 \cdot T_s$	$5120 \cdot T_s$	$20480 \cdot T_s$	$4384 \cdot T_s$	$5120 \cdot T_s$		
6	$19760 \cdot T_s$			$23040 \cdot T_s$				
7	$21952 \cdot T_s$			-			-	-
8	$24144 \cdot T_s$			-			-	-

表 2.2 上下行配置

Uplink-downlink configuration	Downlink-to-Uplink Switch-point periodicity	Subframe number									
		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
0	5 ms	D	S	U	U	U	D	S	U	U	U
1	5 ms	D	S	U	U	D	D	S	U	U	D
2	5 ms	D	S	U	D	D	D	S	U	D	D
3	10 ms	D	S	U	U	U	D	D	D	D	D
4	10 ms	D	S	U	U	D	D	D	D	D	D
5	10 ms	D	S	U	D	D	D	D	D	D	D
6	5 ms	D	S	U	U	U	D	S	U	U	D

### 2.5 LTE 基本物理资源

对于每一个天线端口，一个 OFDM 或者 SC-FDMA 符号上的一个子载波对应的一个单元叫做资源单元 (RE: Resource elements)，它是最小资源单位，一个物理信道对应于一组携带高层信息的资源元素。LTE 中在进行数据传输时，将上、下行时频域物理资源组成资源块 (PRB)，作为物理资源单位进行调度与分配。

一个 PRB 在频域上包含 12 个连续的子载波，在时域上包含 7 个连续的 OFDM 符号 (在 ExtendedCP 情况下为 6 个)，即频域宽度为 180kHz，时间长度为 0.5ms。

下面用上行资源举例。

每个时隙中传输的信号用包括  $N_{RB}^{UL} N_{sc}^{RB}$  个子载波和  $N_{symb}^{UL}$  个符号的资源网格表示。资源网格示意图见图 2.7。  $N_{RB}^{UL}$  的取值取决于配置的传输带宽，且满足公式 2.1

$$N_{RB}^{min, UL} \leq N_{RB}^{UL} \leq N_{RB}^{max, UL} \quad (2.1)$$

其中，  $N_{RB}^{min, UL} = 6$ ，  $N_{RB}^{max, UL} = 110$ ，分别为当前协议支持的上行传输最小和最大带宽。  $N_{RB}^{UL}$  的可用值参见表 2.3。

表 2.3  $N_{RB}^{UL}$  的可用值

Channel bandwidth $BW_{Channel}$ [MHz]	1.4	3	5	10	15	20
Transmission bandwidth configuration $N_{RB}$	6	15	25	50	75	100

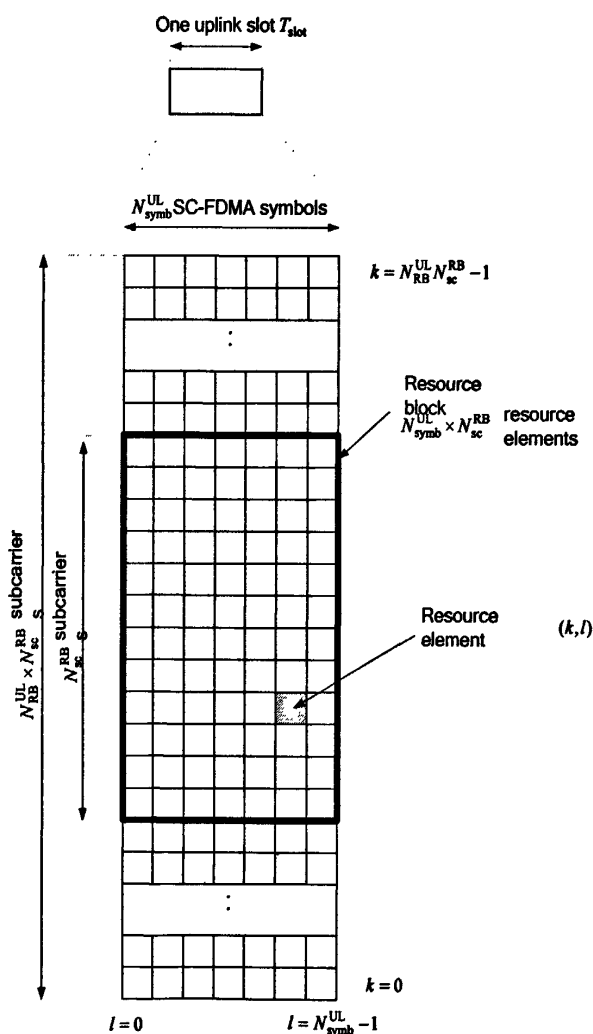


图 2.7 上行资源网格。

资源网格中的每个单元称为“资源元素”，通过索引 $(k, l)$ 标识，其中， $k = 0, \dots, N_{RB}^{UL} N_{sc}^{RB} - 1$ 和 $l = 0, \dots, N_{symp}^{UL} - 1$ 分别表示频域和时域索引，资源元素 $(k, l)$ 对应于复信号 $a_{k,l}$ 。不使用的资源元素对应的 $a_{k,l}$ 应设为0。

物理资源块定义为时域中 $N_{symp}^{UL}$ 个连续的 SC-FDMA 符号和频域中 $N_{sc}^{RB}$ 个连续的子载波， $N_{symp}^{UL}$ 和 $N_{sc}^{RB}$ 的取值见表 2.4。一个物理资源块由 $N_{symp}^{UL} \times N_{sc}^{RB}$ 个资源元素组成，对应于时域的一个时隙和频域 180kHz 带宽。

表 2.4 资源块参数.

Configuration	$N_{sc}^{RB}$	$N_{symp}^{UL}$
Normal cyclic prefix	12	7
Extended cyclic prefix	12	6

一个时隙中的资源块编号 $n_{PRB}$ 和资源元素 $(k, l)$ 间的关系如下：

$$n_{PRB} = \left\lfloor \frac{k}{N_{sc}^{RB}} \right\rfloor \quad (2.2)$$

## 2.6 物理信道介绍

### 2.6.1 信道划分和映射

上行物理信道：

- ◆ 物理上行共享信道 (PUSCH)
- ◆ 物理上行控制信道 (PUCCH)
- ◆ 物理随机接入信道 (PRACH)

下行物理信道：

- ◆ 物理下行共享信道 (PDSCH)
- ◆ 物理下行控制信道 (PDCCH)
- ◆ 物理多播信道 (PMCH) (新增信道)
- ◆ 物理广播信道 (PBCH) (新增信道)
- ◆ 物理控制格式指示信道 (PCFICH) (新增信道)
- ◆ 物理 HARQ 指示信道 (PHICH) (新增信道)

物理层与上层映射关系如下：

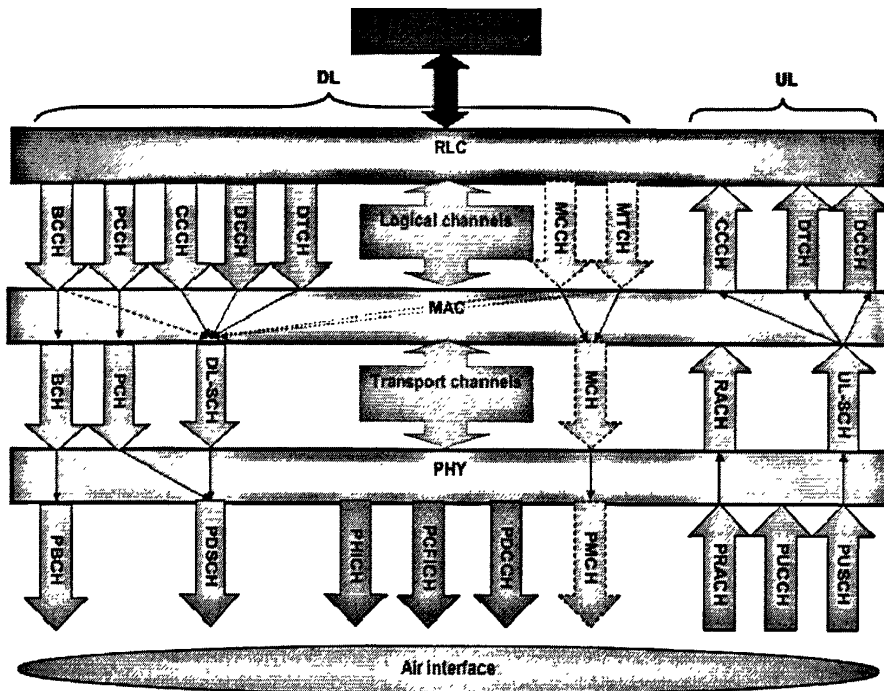


图 2.8 LTE 信道划分和映射

### 2.6.2 上行物理信道

物理上行共享信道 (PUSCH)

物理上行控制信道 (PUCCH)

物理随机接入信道 (PRACH)

#### 2.6.2.1 PUSCH

物理上行共享信道，即主要传输 UE 的数据和控制信息的物理信道，既可以传输数据也可复用传输控制信息包括 (CQI and/or PMI), HARQ-ACK 和 RI (rank indication) 秩信息。

PUSCH 信道的处理流程大致分为两大部分：

信道编码：加循环校验冗余 CRC、码块分段、加 CRC 校验、turbo 编码、速率匹配、码块级联、复用、信道交织过程。

基带 SC-FDMA 处理：加扰、调制映射、传输与编码 (DFT)、RE 映射、SC-FDMA 信号产生。

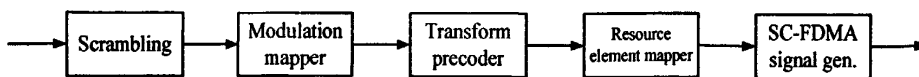


图 2.9 PUSCH 基带处理流程

具体如下：

- ◆ 加扰；
- ◆ 对加扰的比特进行调制，生成复值符号；

- ◆ 传输预编码，生成复值调制符号；
- ◆ 将复值调制符号映射到资源单元；
- ◆ 为每一个天线端口生成复值时域 SC-FDMA 信号。

表 2.5 上行物理信道调制方式

物理信道	调制方式
PUSCH	QPSK, 16QAM, 64QAM

在 RE 映射时，PUSCH 映射到子帧中的数据区域上。

### 2.6.2.2 PUCCH

上行控制信道 PUCCH，用于传输上行控制信息。在 LTE 中共有 3 种上行物理控制信息，即“调度请求”，“ACK/NAK”和“CQI 反馈”，其中“ACK/NAK”和“CQI 反馈”可在上行物理控制信道（PUCCH）上传输，也可以与数据复用在上行物理共享信道（PUSCH）上传输。同一 UE 端不能同时在 PUSCH 和 PUCCH 上传输。此外 PUCCH 不能在 UpPTS 时隙中传输。

### 2.6.2.3 PRACH

获取小区接入的必要信息进行时间同步和小区搜索等，在 2.6.4 有详细分析。

### 2.6.3 下行物理信道

PDSCH：下行物理共享信道，承载下行数据传输和寻呼信息。

PBCH：物理广播信道，传递 UE 接入系统所必需的系统信息，如带宽天线数目、小区 ID 等。

PMCH：物理多播信道，传递 MBMS（单频网多播和广播）相关的数据。

PCFICH：物理控制格式指示信道，表示一个子帧中用于 PDCCH 的 OFDM 符号数目。

PHICH：物理 HARQ 指示信道，用于 ENodeB 向 UE 反馈和 PUSCH 相关的 ACK/NACK 信息。

PDCCH：下行物理控制信道，用于指示和 PUSCH, PDSCH 相关的格式，资源分配，HARQ 信息，位于子帧的前 n 个 OFDM 符号， $n \leq 3$ 。

下行物理信道一般处理流程

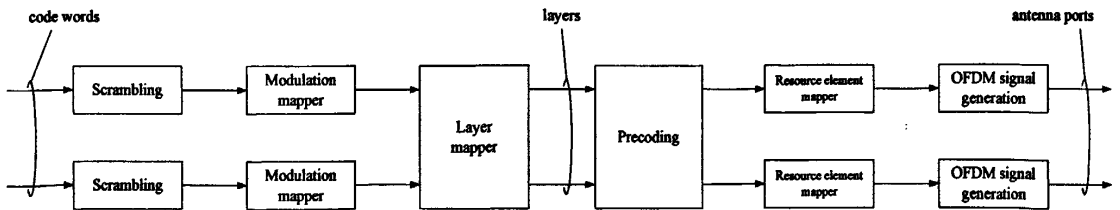


图 2.10 下行物理信道一般处理流程

具体如下：

- ◆ 加扰：对将在一个物理信道上传输的每一个码字中的编码比特进行加扰；
- ◆ 调制：对加扰后的比特进行调制，产生复值调制符号；
- ◆ 层映射：将复值调制符号映射到一个或者多个传输层；

- ◆ 预编码：将每层上的复值调制符号进行预编码，用于天线端口上的传输；
- ◆ 资源单元映射：将每一个天线端口上的复值调制符号映射到资源单元上；
- ◆ OFDM 信号产生：为每一个天线端口产生复值的时域 OFDM 信号。

下行物理信道的调制方式如表 2.6 所示

表 2.6 下行物理信道的调制方式

物理信道	调制方式
PDSCH	QPSK, 16QAM, 64QAM
PMCH	QPSK, 16QAM, 64QAM
PDCCH	QPSK
PBCH	QPSK
PCFICH	QPSK
PHICH	[TBD]

### 2.6.4 随机接入信道的详细分析

对于随机接入信道的物理层过程，PRACH（随机接入信道）的设计尤为重要，在此处作详细分析。

随机接入是在 UE 获得下行同步的基础上，请求与网络通信之前的接入过程，随机接入可以分为两种类型：同步随机接入和非同步随机接入。

物理随机接入信道（PRACH）的设计必须能够满足 LTE 需求中规定的从空闲状态向连接状态转换的 100ms 延迟需求。

#### 2.6.4.1 PRACH 信道的时频结构

一个随机接入信号通常都承载在一个随机接入突发（Burst）中。PRACH 占用的时频资源是由系统的 RRM（无线资源管理）算法控制的。

图 2.10 给出了物理层随机接入前导码的示意图，其中包含了长度为  $T_{CP}$  的循环前缀和长度为  $T_{SEQ}$  的序列部分。表 2.7 给出了参数值，这些值由帧结构和随机接入配置决定。前导码的格式由高层控制。

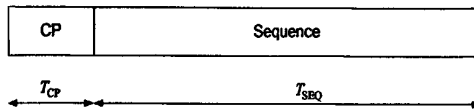


图 2.10 随机接入前导码格式。

表 2.7 随机接入前导参数

Preamble format	$T_{CP}$	$T_{SEQ}$
0	$3168 \cdot T_s$	$24576 \cdot T_s$
1	$21024 \cdot T_s$	$24576 \cdot T_s$
2	$6240 \cdot T_s$	$2 \cdot 24576 \cdot T_s$



3	$21024 \cdot T_s$	$2 \cdot 24576 \cdot T_s$
4*	$448 \cdot T_s$	$4096 \cdot T_s$

\* 仅适用于帧结构类型 2--TDD 中的 UpPTS 长度为  $4384 \cdot T_s$  和  $5120 \cdot T_s$  的特殊子帧配置。

下面我们就两种不同的帧结构类型讨论一下时频位置的具体确定方法。

当随机接入前导码的发射由 MAC 层触发时，前导码被限制于特定的时间和频率资源。这些资源以升序分别在一个无线帧内的子帧号，以及频域中的物理资源块中进行枚举，比如 index 0 对应于最小的物理资源块和一个无线帧中最小的子帧号。在一个无线帧中的 PRACH 资源由 PRACH Resource Index 指示，其中索引以升序的形式在表 2.8 和表 2.10 中进行排列。

对于采用前导码格式 0-3 的帧结构类型 1，每个子帧至多有一个随机接入资源。根据表 2.7 以及在给定配置的帧结构类型 1 中允许随机接入前导码传输的子帧，表 2.8 列出了相应的前导码格式。其中参数 *prach-ConfigurationIndex* 由高层给出。随机接入前导码的起始应当与 UE 相应的上行子帧的起始对齐，这里假定  $N_{TA} = 0$ ，其中  $N_{TA}$  为时间提前量。对于 PRACH 配置 0, 1, 2, 15, 16, 17, 18, 31, 32, 33, 34, 47, 48, 49, 50 和 63, UE 可以出于切换的目的假定一个在本小区和目标小区的无线帧  $i$  的相对时间差的绝对值小于  $153600 \cdot T_s$ 。对于前导码格式 0-3，分配给 PRACH 的第一个物理资源块  $n_{PRB}^{RA}$  定义为  $n_{PRB}^{RA} = n_{PRB\ offset}^{RA}$ ，其中参数 *prach-FrequencyOffset*  $n_{PRB\ offset}^{RA}$  由通过高层配置的物理资源块序号表示，且同时要满足  $0 \leq n_{PRB\ offset}^{RA} \leq N_{RB}^{UL} - 6$ 。

表 2.8 前导码格式 0-3 时的帧结构类型 1 的随机接入配置。

PRACH 配置索引	前导码格式	系统帧号	子帧号	PRACH 配置索引	前导码格式	系统帧号	子帧号
0	0	Even	1	32	2	Even	1
1	0	Even	4	33	2	Even	4
2	0	Even	7	34	2	Even	7
3	0	Any	1	35	2	Any	1
4	0	Any	4	36	2	Any	4
5	0	Any	7	37	2	Any	7
6	0	Any	1, 6	38	2	Any	1, 6
7	0	Any	2, 7	39	2	Any	2, 7
8	0	Any	3, 8	40	2	Any	3, 8
9	0	Any	1, 4, 7	41	2	Any	1, 4, 7
10	0	Any	2, 5, 8	42	2	Any	2, 5, 8
11	0	Any	3, 6, 9	43	2	Any	3, 6, 9
12	0	Any	0, 2, 4, 6, 8	44	2	Any	0, 2, 4, 6, 8
13	0	Any	1, 3, 5, 7, 9	45	2	Any	1, 3, 5, 7, 9
14	0	Any	0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9	46	N/A	N/A	N/A

15	0	Even	9	47	2	Even	9
16	1	Even	1	48	3	Even	1
17	1	Even	4	49	3	Even	4
18	1	Even	7	50	3	Even	7
19	1	Any	1	51	3	Any	1
20	1	Any	4	52	3	Any	4
21	1	Any	7	53	3	Any	7
22	1	Any	1, 6	54	3	Any	1, 6
23	1	Any	2, 7	55	3	Any	2, 7
24	1	Any	3, 8	56	3	Any	3, 8
25	1	Any	1, 4, 7	57	3	Any	1, 4, 7
26	1	Any	2, 5, 8	58	3	Any	2, 5, 8
27	1	Any	3, 6, 9	59	3	Any	3, 6, 9
28	1	Any	0, 2, 4, 6, 8	60	N/A	N/A	N/A
29	1	Any	1, 3, 5, 7, 9	61	N/A	N/A	N/A
30	N/A	N/A	N/A	62	N/A	N/A	N/A
31	1	Even	9	63	3	Even	9

对于采用前导码格式 0-4 的帧结构类型 2, UL/DL 的配置决定了在 UL 的子帧 (或者是前导码格式 4 时的  $U_{pPTS}$ ) 里可能会有多个随机接入资源。表 2.9 列出了帧结构类型 2 允许的 PRACH 配置, 配置指数相应与一个确定的前导序列格式, PRACH 密度值  $D_{RA}$ , (指一帧中可用 PRACH 的个数) 和版本号  $r_{RA}$ 。参数 *prach-ConfigurationIndex* 由高层给出。对于帧结构类型 2, PRACH 配置 0, 1, 2, 20, 21, 22, 30, 31, 32, 40, 41, 42, 48, 49, 50, UE 可能用于切换, 假定在当前小区无线帧  $i$  和目标小区的相对时差的绝对值要小于  $153600 \cdot T_s$ 。

表 2.9 前导码格式 0-4 时的帧结构类型 2 的随机接入配置

PRACH 配置索引	前导码 格式	每 10ms 的密度 ( $D_{RA}$ )	版本 ( $r_{RA}$ )	PRACH 配置索引	前导码 格式	每 10ms 的密度 ( $D_{RA}$ )	版本 ( $r_{RA}$ )
0	0	0.5	0	32	2	0.5	2
1	0	0.5	1	33	2	1	0
2	0	0.5	2	34	2	1	1
3	0	1	0	35	2	2	0
4	0	1	1	36	2	3	0
5	0	1	2	37	2	4	0
6	0	2	0	38	2	5	0
7	0	2	1	39	2	6	0
8	0	2	2	40	3	0.5	0
9	0	3	0	41	3	0.5	1
10	0	3	1	42	3	0.5	2
11	0	3	2	43	3	1	0
12	0	4	0	44	3	1	1

13	0	4	1	45	3	2	0
14	0	4	2	46	3	3	0
15	0	5	0	47	3	4	0
16	0	5	1	48	4	0.5	0
17	0	5	2	49	4	0.5	1
18	0	6	0	50	4	0.5	2
19	0	6	1	51	4	1	0
20	1	0.5	0	52	4	1	1
21	1	0.5	1	53	4	2	0
22	1	0.5	2	54	4	3	0
23	1	1	0	55	4	4	0
24	1	1	1	56	4	5	0
25	1	2	0	57	4	6	0
26	1	3	0	58	N/A	N/A	N/A
27	1	4	0	59	N/A	N/A	N/A
28	1	5	0	60	N/A	N/A	N/A
29	1	6	0	61	N/A	N/A	N/A
30	2	0.5	0	62	N/A	N/A	N/A
31	2	0.5	1	63	N/A	N/A	N/A

表 2.10 列出了在特定 PRACH 密度  $D_{RA}$  时需要的不同随机接入机的物理资源的映射。每一个四元结构体  $(f_{RA}, t_{RA}^0, t_{RA}^1, t_{RA}^2)$  指示了特定随机接入资源的位置, 其中  $f_{RA}$  是在所考虑时间实例 (time instance) 中的频率资源索引。  $t_{RA}^0 = 0, 1, 2$  分别表示资源是否在所有的无线帧, 所有的偶数无线帧, 所有的奇数无线帧上重现 (reoccurring)。  $t_{RA}^1 = 0, 1$  表示随机接入资源是否位于一个无线帧的前半帧或者后半帧。  $t_{RA}^2$  表示前导码开始的上行子帧号, 其计数方式为在连续两个下行到上行的转换点间的第一个上行子帧作为 0 进行计数。但对于前导码格式 4,  $t_{RA}^2$  表示为 (\*)。

随机接入前导码格式 0-3 的起始应当与对应的上行子帧的起始对齐, 这里假定 UE 的  $N_{TA} = 0$ 。随机接入前导码格式 4 的起始应当在 UE 的 UpPTS 结束前的  $4832 \cdot T_s$  处 (5158, 850), 其中 UpPTS 需要参考 UE 的上行帧定时, 假定  $N_{TA} = 0$ 。

每个 PRACH 配置的随机接入机会首先在时间上分配, 只有当时间复用不足以支持一个在特定密度  $D_{RA}$  下不发生时间重叠的 PRACH 配置所需要的所有随机接入机会, 然后在频率上进行分配。对于前导码格式 0-3, 频率复用的规则由式 2.3 决定:

$$n_{PRB}^{RA} = \begin{cases} n_{PRB\ offset}^{RA} + 6 \left\lfloor \frac{f_{RA}}{2} \right\rfloor, & \text{if } f_{RA} \bmod 2 = 0 \\ N_{RB}^{UL} - 6 - n_{PRB\ offset}^{RA} - 6 \left\lfloor \frac{f_{RA}}{2} \right\rfloor, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2.3)$$

其中  $N_{RB}^{UL}$  上行的资源块数目,  $N_{RB}^{\min, UL} \leq N_{RB}^{UL} \leq N_{RB}^{\max, UL}$ ,  $n_{PRB}^{RA}$  是分配给 PRACH 的某个随机

接入机会的第一个物理资源块（一个 PRACH 由 6 个物理资源块组成），参数  $prach-FrequencyOffset$   $n_{PRBoffset}^{RA}$  是由高层配置的物理资源块序号表示的 PRACH 可以获得的第一个物理资源块，且要满足  $0 \leq n_{PRBoffset}^{RA} \leq N_{RB}^{UL} - 6$ 。

对于前导码格式 4，频率复用的规则由式 2.4 决定：

$$n_{PRB}^{RA} = \begin{cases} 6f_{RA}, & \text{if } ((n_f \bmod 2) \times (2 - N_{SP}) + t_{RA}^1) \bmod 2 = 0 \\ N_{RB}^{UL} - 6(f_{RA} + 1), & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2.4)$$

其中  $n_f$  是系统帧号。

$N_{SP}$  是一个无线帧中下行到上行的转换点数目。

$t_{RA}^1 = 0, 1$  分别指明随机接入资源出现在第一个半帧，还是第二个半帧。

$n_{PRB}^{RA}$  是分配的 PARACH 的第一个物理资源块。

在两种帧结构中，每个随机接入前导码占用相当于 6 个连续资源块的带宽（1.08MHz）。

表 2.10 帧结构类型 2 的随机接入时频资源映射。

PRACH configuration Index (见表 2.9)	UL/DL 配置 (见表 2.2)						
	0	1	2	3	4	5	6
0	(0,1,0,2)	(0,1,0,1)	(0,1,0,0)	(0,1,0,2)	(0,1,0,1)	(0,1,0,0)	(0,1,0,2)
1	(0,2,0,2)	(0,2,0,1)	(0,2,0,0)	(0,2,0,2)	(0,2,0,1)	(0,2,0,0)	(0,2,0,2)
2	(0,1,1,2)	(0,1,1,1)	(0,1,1,0)	(0,1,0,1)	(0,1,0,0)	N/A	(0,1,1,1)
3	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,2)
4	(0,0,1,2)	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,1,1)
5	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,1)
6	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,2)
	(0,0,1,2)	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(1,0,0,0)	(0,0,1,1)
7	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,1)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(0,0,0,2)			(0,0,1,0)
8	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)
	(0,0,1,0)			(0,0,0,1)			(0,0,1,1)
9	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,1)
	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(0,0,1,0)	(0,0,0,1)	(0,0,0,1)	(1,0,0,0)	(0,0,0,2)
	(0,0,1,2)	(0,0,1,1)	(1,0,0,0)	(0,0,0,2)	(1,0,0,1)	(2,0,0,0)	(0,0,1,1)
10	(0,0,0,0)	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,0)
	(0,0,1,0)	(0,0,1,0)	(0,0,1,0)		(0,0,0,1)		(0,0,0,2)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,1)	(1,0,1,0)		(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
11	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	(0,0,0,1)
		(0,0,0,1)					(0,0,1,0)
		(0,0,1,0)					(0,0,1,1)
12	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,0)	(0,0,0,1)
	(0,0,0,2)	(0,0,0,1)	(0,0,1,0)	(0,0,0,1)	(0,0,0,1)	(1,0,0,0)	(0,0,0,2)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)	(1,0,0,0)	(0,0,0,2)	(1,0,0,0)	(2,0,0,0)	(0,0,1,0)

	(0,0,1,2)	(0,0,1,1)	(1,0,1,0)	(1,0,0,2)	(1,0,0,1)	(3,0,0,0)	(0,0,1,1)
13	(0,0,0,0) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,2)	N/A	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,1)	N/A	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,1)
14	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1)	N/A	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1)
15	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,1) (0,0,1,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,0,1)	(0,0,0,0) (0,0,1,0) (1,0,0,0) (1,0,1,0) (2,0,0,0)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,1) (1,0,0,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (1,0,0,0) (1,0,0,1) (2,0,0,1)	(0,0,0,0) (1,0,0,0) (2,0,0,0) (3,0,0,0) (4,0,0,0)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1)
16	(0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (0,0,1,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,1,1)	(0,0,0,0) (0,0,1,0) (1,0,0,0) (1,0,1,0) (2,0,1,0)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,0) (1,0,0,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (1,0,0,0) (1,0,0,1) (2,0,0,0)	N/A	N/A
17	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,0,0)	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,0) (1,0,0,1)	N/A	N/A	N/A
18	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (0,0,1,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,0,1) (1,0,1,1)	(0,0,0,0) (0,0,1,0) (1,0,0,0) (1,0,1,0) (2,0,0,0) (2,0,1,0)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (1,0,0,0) (1,0,0,1) (1,0,0,2)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (1,0,0,0) (1,0,0,1) (2,0,0,0) (2,0,0,1)	(0,0,0,0) (1,0,0,0) (2,0,0,0) (3,0,0,0) (4,0,0,0) (5,0,0,0)	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,0,2)
19	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,0,0) (1,0,1,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	(0,0,0,0) (0,0,0,1) (0,0,0,2) (0,0,1,0) (0,0,1,1) (1,0,1,1)
20 / 30	(0,1,0,1)	(0,1,0,0)	N/A	(0,1,0,1)	(0,1,0,0)	N/A	(0,1,0,1)
21 / 31	(0,2,0,1)	(0,2,0,0)	N/A	(0,2,0,1)	(0,2,0,0)	N/A	(0,2,0,1)
22 / 32	(0,1,1,1)	(0,1,1,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	(0,1,1,0)
23 / 33	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)
24 / 34	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	(0,0,1,0)
25 / 35	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)

杭州电子科技大学硕士学位论文

	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
26 / 36	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
	(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(1,0,0,1)
27 / 37	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
	(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(1,0,0,1)
	(1,0,1,1)	(1,0,1,0)		(3,0,0,1)	(3,0,0,0)		(1,0,1,0)
28 / 38	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
	(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(1,0,0,1)
	(1,0,1,1)	(1,0,1,0)		(3,0,0,1)	(3,0,0,0)		(1,0,1,0)
	(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(4,0,0,1)	(4,0,0,0)		(2,0,0,1)
29 / 39	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)	(0,0,0,0)	N/A	(0,0,0,1)
	(0,0,1,1)	(0,0,1,0)		(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(0,0,1,0)
	(1,0,0,1)	(1,0,0,0)		(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(1,0,0,1)
	(1,0,1,1)	(1,0,1,0)		(3,0,0,1)	(3,0,0,0)		(1,0,1,0)
	(2,0,0,1)	(2,0,0,0)		(4,0,0,1)	(4,0,0,0)		(2,0,0,1)
	(2,0,1,1)	(2,0,1,0)		(5,0,0,1)	(5,0,0,0)		(2,0,1,0)
40	(0,1,0,0)	N/A	N/A	(0,1,0,0)	N/A	N/A	(0,1,0,0)
41	(0,2,0,0)	N/A	N/A	(0,2,0,0)	N/A	N/A	(0,2,0,0)
42	(0,1,1,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
43	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)
44	(0,0,1,0)	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
45	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)
	(0,0,1,0)			(1,0,0,0)			(1,0,0,0)
46	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)
	(0,0,1,0)			(1,0,0,0)			(1,0,0,0)
	(1,0,0,0)			(2,0,0,0)			(2,0,0,0)
47	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)	N/A	N/A	(0,0,0,0)
	(0,0,1,0)			(1,0,0,0)			(1,0,0,0)
	(1,0,0,0)			(2,0,0,0)			(2,0,0,0)
	(1,0,1,0)			(3,0,0,0)			(3,0,0,0)
48	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)	(0,1,0,*)
49	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)	(0,2,0,*)
50	(0,1,1,*)	(0,1,1,*)	(0,1,1,*)	N/A	N/A	N/A	(0,1,1,*)
51	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
52	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	N/A	N/A	N/A	(0,0,1,*)
53	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(0,0,1,*)
54	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(0,0,1,*)

	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(1,0,0,*)
55	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(0,0,1,*)
	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(1,0,0,*)
	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(1,0,1,*)
56	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(0,0,1,*)
	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(1,0,0,*)
	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(1,0,1,*)
	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(4,0,0,*)	(4,0,0,*)	(4,0,0,*)	(2,0,0,*)
57	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)	(0,0,0,*)
	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(0,0,1,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(0,0,1,*)
	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(1,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(1,0,0,*)
	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(1,0,1,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(3,0,0,*)	(1,0,1,*)
	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(2,0,0,*)	(4,0,0,*)	(4,0,0,*)	(4,0,0,*)	(2,0,0,*)
	(2,0,1,*)	(2,0,1,*)	(2,0,1,*)	(5,0,0,*)	(5,0,0,*)	(5,0,0,*)	(2,0,1,*)
58	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
59	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
60	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
61	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
62	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A
63	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A

#### 2.6.4.2 PRACH 前导序列产生

随机接入前导序列由具有零相关区域的 Zadoff-Chu 序列生成，可由一个或几个 Zadoff-Chu 根序列产生。网络配置 UE 允许使用的前导序列集。

每个小区有 64 个可用前导。一个小区中的 64 个前导序列集由一个升序的循环移位来建立，Zadoff-Chu 根序列所有可用循环移位带有一个逻辑指针 RACH\_ROOT\_SEQUENCE，其中 RACH\_ROOT\_SEQUENCE 作为系统信息的一部分来广播。当 64 个前导不能从一个 Zadoff-Chu 根序列产生，则从带有连续逻辑指针的根序列处获得，直到所有的 64 个前导序列被找到。逻辑根序列顺序是循环的，从逻辑指针 0 连续到 837。逻辑根序列指针和物理根序列指针  $u$  的关系在表 2.14 和 2.15 中给出，两个表分别是表示前导格式 0-3 和 4。

第  $u^{\text{th}}$  个 Zadoff-Chu 根序列的定义为：

$$x_u(n) = e^{-j \frac{\pi n(n+1)}{N_{\text{ZC}}}}, \quad 0 \leq n \leq N_{\text{ZC}} - 1 \quad (2.5)$$

Zadoff-Chu 序列的长度  $N_{\text{ZC}}$  在表 2.11 中给出。基于  $u^{\text{th}}$  个 Zadoff-Chu 根序列，具有长度为  $N_{\text{CS}} - 1$  零相关区的随机接入前导，按照下述方式循环移位获得，即：

$$x_{u,v}(n) = x_u((n + C_v) \bmod N_{\text{ZC}}) \quad (2.6)$$

循环移位由式 2.7 给出：

$$\begin{cases} vN_{CS} & v=0,1,\dots,\lfloor N_{ZC}/N_{CS} \rfloor - 1, N_{CS} \neq 0 & \text{for unrestricted sets} \\ 0 & N_{CS} = 0 & \text{for unrestricted sets} \\ d_{\text{start}} \lfloor v/n_{\text{shift}}^{\text{RA}} \rfloor + (v \bmod n_{\text{shift}}^{\text{RA}})N_{CS} & v=0,1,\dots, n_{\text{shift}}^{\text{RA}} n_{\text{group}}^{\text{RA}} + \bar{n}_{\text{shift}}^{\text{RA}} - 1 & \text{for restricted sets} \end{cases} \quad (2.7)$$

(unrestricted sets: 非受限集, 表示 UE 处于低速/中速移动环境; restricted sets: 受限集, 表示 UE 处于高速移动环境, 须考虑多普勒效应影响。两种集合的区分取决于所在小区半径)  $N_{CS}$  在表 2.12 和 2.13 中给出, 两个表分别是导频格式 0-3 和 4 的。(  $N_{CS}$ : the minimum difference between two cyclic shifts, 两个循环移位值之间的最小差别。  $N_{CS}$  值越小, 由根序列循环移位产生的前导数量越多  $N_{CS}$  值取决于 ZC 序列零相关区域长度  $N_{CS}-1$ , 其值不能小于信号往返时间和传播延迟。每个小区根据半径大小, 均从表 2.14 得到一个固定的  $N_{CS}$  值, 接入该小区的不同 UE 以前导号  $v$  区分。在 3GPP 会议文档 [28] 有详细描述。)

变量  $d_u$  是对应于频率为  $1/T_{\text{SEQ}}$  的多普勒频移的循环移位, 由下式给出:

$$d_u = \begin{cases} p & 0 \leq p < N_{ZC}/2 \\ N_{ZC} - p & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2.8)$$

其中  $p$  是满足  $(pu) \bmod N_{ZC} = 1$  的最小非负整数。(  $C_{\text{off}} = u^{-1} \bmod N_{ZC}$  由多普勒频移  $f_{\text{Dopp}} = 1/T_{\text{PRE}}$ , ( $T_{\text{PRE}}$  为 RACH 前导信号传播时间) 产生, 参考会议文档[29])

循环移位的限制集的参数由  $d_u$  决定。

对  $N_{CS} \leq d_u < N_{ZC}/3$ , 参数由下式给出:

$$\begin{aligned} n_{\text{shift}}^{\text{RA}} &= \lfloor d_u / N_{CS} \rfloor \\ d_{\text{start}} &= 2d_u + n_{\text{shift}}^{\text{RA}} N_{CS} \\ n_{\text{group}}^{\text{RA}} &= \lfloor N_{ZC} / d_{\text{start}} \rfloor \\ \bar{n}_{\text{shift}}^{\text{RA}} &= \max(\lfloor (N_{ZC} - 2d_u - n_{\text{group}}^{\text{RA}} d_{\text{start}}) / N_{CS} \rfloor, 0) \end{aligned} \quad (2.9)$$

对  $N_{ZC}/3 \leq d_u \leq (N_{ZC} - N_{CS})/2$ , 参数由下式给出:

$$\begin{aligned} n_{\text{shift}}^{\text{RA}} &= \lfloor (N_{ZC} - 2d_u) / N_{CS} \rfloor \\ d_{\text{start}} &= N_{ZC} - 2d_u + n_{\text{shift}}^{\text{RA}} N_{CS} \\ n_{\text{group}}^{\text{RA}} &= \lfloor d_u / d_{\text{start}} \rfloor \\ \bar{n}_{\text{shift}}^{\text{RA}} &= \min(\max(\lfloor (d_u - n_{\text{group}}^{\text{RA}} d_{\text{start}}) / N_{CS} \rfloor, 0), n_{\text{shift}}^{\text{RA}}) \end{aligned} \quad (2.10)$$

对  $d_u$  的其他值, 限制集没有循环移位。(  $d_u$  的范围是  $[N_{CS}, (N_{ZC} - N_{CS})/2]$ , 当  $d_u < N_{CS}$  时,  $d_u$  小于两个循环移位的最小间隔, 不能区分两个前导序列;  $d_u > (N_{ZC} - N_{CS})/2$  时, UE 移动的速度增大导致多普勒效应过大, 无法通过正常循环移位来产生前导序列, 参考会议文档 [28])。

表 2.11 随机接入序列长度

Preamble format	$N_{ZC}$
0-3	839



4	139
---	-----

表 2.12 前导码生成所需的  $N_{CS}$  值 (前导码格式 0-3) .

$N_{CS}$ configuration	$N_{CS}$ value	
	Unrestricted set	Restricted set
0	0	15
1	13	18
2	15	22
3	18	26
4	22	32
5	26	38
6	32	46
7	38	55
8	46	68
9	59	82
10	76	100
11	93	128
12	119	158
13	167	202
14	279	237
15	419	-

表 2.13 前导码生成所需的  $N_{CS}$  值 (前导格式 4) .

$N_{CS}$ configuration	$N_{CS}$ value
0	2
1	4
2	6
3	8
4	10
5	12
6	15
7	N/A
8	N/A
9	N/A
10	N/A
11	N/A
12	N/A
13	N/A
14	N/A
15	N/A

表 2.14 前导码格式 0-3 的 Zadoff-Chu 根序列顺序

Logical root sequence number	Physical root sequence number $u$ (in increasing order of the corresponding logical sequence number)
---------------------------------	---

## 杭州电子科技大学硕士学位论文

0-23	129, 710, 140, 699, 120, 719, 210, 629, 168, 671, 84, 755, 105, 734, 93, 746, 70, 769, 60, 779 2, 837, 1, 838
24-29	56, 783, 112, 727, 148, 691
30-35	80, 759, 42, 797, 40, 799
36-41	35, 804, 73, 766, 146, 693
42-51	31, 808, 28, 811, 30, 809, 27, 812, 29, 810
52-63	24, 815, 48, 791, 68, 771, 74, 765, 178, 661, 136, 703
64-75	86, 753, 78, 761, 43, 796, 39, 800, 20, 819, 21, 818
76-89	95, 744, 202, 637, 190, 649, 181, 658, 137, 702, 125, 714, 151, 688
90-115	217, 622, 128, 711, 142, 697, 122, 717, 203, 636, 118, 721, 110, 729, 89, 750, 103, 736, 61, 778, 55, 784, 15, 824, 14, 825
116-135	12, 827, 23, 816, 34, 805, 37, 802, 46, 793, 207, 632, 179, 660, 145, 694, 130, 709, 223, 616
136-167	228, 611, 227, 612, 132, 707, 133, 706, 143, 696, 135, 704, 161, 678, 201, 638, 173, 666, 106, 733, 83, 756, 91, 748, 66, 773, 53, 786, 10, 829, 9, 830
168-203	7, 832, 8, 831, 16, 823, 47, 792, 64, 775, 57, 782, 104, 735, 101, 738, 108, 731, 208, 631, 184, 655, 197, 642, 191, 648, 121, 718, 141, 698, 149, 690, 216, 623, 218, 621
204-263	152, 687, 144, 695, 134, 705, 138, 701, 199, 640, 162, 677, 176, 663, 119, 720, 158, 681, 164, 675, 174, 665, 171, 668, 170, 669, 87, 752, 169, 670, 88, 751, 107, 732, 81, 758, 82, 757, 100, 739, 98, 741, 71, 768, 59, 780, 65, 774, 50, 789, 49, 790, 26, 813, 17, 822, 13, 826, 6, 833
264-327	5, 834, 33, 806, 51, 788, 75, 764, 99, 740, 96, 743, 97, 742, 166, 673, 172, 667, 175, 664, 187, 652, 163, 676, 185, 654, 200, 639, 114, 725, 189, 650, 115, 724, 194, 645, 195, 644, 192, 647, 182, 657, 157, 682, 156, 683, 211, 628, 154, 685, 123, 716, 139, 700, 212, 627, 153, 686, 213, 626, 215, 624, 150, 689
328-383	225, 614, 224, 615, 221, 618, 220, 619, 127, 712, 147, 692, 124, 715, 193, 646, 205, 634, 206, 633, 116, 723, 160, 679, 186, 653, 167, 672, 79, 760, 85, 754, 77, 762, 92, 747, 58, 781, 62, 777, 69, 770, 54, 785, 36, 803, 32, 807, 25, 814, 18, 821, 11, 828, 4, 835
384-455	3, 836, 19, 820, 22, 817, 41, 798, 38, 801, 44, 795, 52, 787, 45, 794, 63, 776, 67, 772, 72 767, 76, 763, 94, 745, 102, 737, 90, 749, 109, 730, 165, 674, 111, 728, 209, 630, 204, 635, 117, 722, 188, 651, 159, 680, 198, 641, 113, 726, 183, 656, 180, 659, 177, 662, 196, 643, 155, 684, 214, 625, 126, 713, 131, 708, 219, 620, 222, 617, 226, 613
456-513	230, 609, 232, 607, 262, 577, 252, 587, 418, 421, 416, 423, 413, 426, 411, 428, 376, 463, 395, 444, 283, 556, 285, 554, 379, 460, 390, 449, 363, 476, 384, 455, 388, 451, 386, 453, 361, 478, 387, 452, 360, 479, 310, 529, 354, 485, 328, 511, 315, 524, 337, 502, 349, 490, 335, 504, 324, 515
514-561	323, 516, 320, 519, 334, 505, 359, 480, 295, 544, 385, 454, 292, 547, 291, 548, 381, 458, 399, 440, 380, 459, 397, 442, 369, 470, 377, 462, 410, 429, 407, 432, 281, 558, 414, 425, 247, 592, 277, 562, 271, 568, 272, 567, 264, 575, 259, 580
562-629	237, 602, 239, 600, 244, 595, 243, 596, 275, 564, 278, 561, 250, 589, 246, 593, 417, 422, 248, 591, 394, 445, 393, 446, 370, 469, 365, 474, 300, 539, 299, 540, 364, 475, 362, 477,

	298, 541, 312, 527, 313, 526, 314, 525, 353, 486, 352, 487, 343, 496, 327, 512, 350, 489, 326, 513, 319, 520, 332, 507, 333, 506, 348, 491, 347, 492, 322, 517
630-659	330, 509, 338, 501, 341, 498, 340, 499, 342, 497, 301, 538, 366, 473, 401, 438, 371, 468, 408, 431, 375, 464, 249, 590, 269, 570, 238, 601, 234, 605
660-707	257, 582, 273, 566, 255, 584, 254, 585, 245, 594, 251, 588, 412, 427, 372, 467, 282, 557, 403, 436, 396, 443, 392, 447, 391, 448, 382, 457, 389, 450, 294, 545, 297, 542, 311, 528, 344, 495, 345, 494, 318, 521, 331, 508, 325, 514, 321, 518
708-729	346, 493, 339, 500, 351, 488, 306, 533, 289, 550, 400, 439, 378, 461, 374, 465, 415, 424, 270, 569, 241, 598
730-751	231, 608, 260, 579, 268, 571, 276, 563, 409, 430, 398, 441, 290, 549, 304, 535, 308, 531, 358, 481, 316, 523
752-765	293, 546, 288, 551, 284, 555, 368, 471, 253, 586, 256, 583, 263, 576
766-777	242, 597, 274, 565, 402, 437, 383, 456, 357, 482, 329, 510
778-789	317, 522, 307, 532, 286, 553, 287, 552, 266, 573, 261, 578
790-795	236, 603, 303, 536, 356, 483
796-803	355, 484, 405, 434, 404, 435, 406, 433
804-809	235, 604, 267, 572, 302, 537
810-815	309, 530, 265, 574, 233, 606
816-819	367, 472, 296, 543
820-837	336, 503, 305, 534, 373, 466, 280, 559, 279, 560, 419, 420, 240, 599, 258, 581, 229, 610

表 2.15 前导码格式 4 的 Zadoff-Chu 根序列顺序

Logical root sequence number	Physical root sequence number $u$ (in increasing order of the corresponding logical sequence number)																			
	1	138	2	137	3	136	4	135	5	134	6	133	7	132	8	131	9	130	10	129
0-19	11	128	12	127	13	126	14	125	15	124	16	123	17	122	18	121	19	120	20	119
40-59	21	118	22	117	23	116	24	115	25	114	26	113	27	112	28	111	29	110	30	109
60-79	31	108	32	107	33	106	34	105	35	104	36	103	37	102	38	101	39	100	40	99
80-99	41	98	42	97	43	96	44	95	45	94	46	93	47	92	48	91	49	90	50	89
100-119	51	88	52	87	53	86	54	85	55	84	56	83	57	82	58	81	59	80	60	79
120-137	61	78	62	77	63	76	64	75	65	74	66	73	67	72	68	71	69	70	-	-
138-837	N/A																			

### 2.6.4.3 基带信号产生

时间连续随机接入信号  $s(t)$  由式 2.11 定义:

$$s(t) = \beta_{\text{PRACH}} \sum_{k=0}^{N_{\text{ZC}}-1} \sum_{n=0}^{N_{\text{ZC}}-1} x_{u,v}(n) \cdot e^{-j\frac{2\pi nk}{N_{\text{ZC}}}} \cdot e^{j2\pi(k+\varphi+K(k_0+\frac{1}{2}))\Delta f_{\text{RA}}(t-T_{\text{CP}})} \quad (2.11)$$

其中  $0 \leq t < T_{\text{SEQ}} + T_{\text{CP}}$ , ( $t - T_{\text{CP}}$  表示去 cp 过程)  $\beta_{\text{PRACH}}$  是为了满足传输功率  $P_{\text{PRACH}}$  的幅度比例因子,  $k_0 = n_{\text{PRB}}^{\text{RA}} N_{\text{sc}}^{\text{RB}} - N_{\text{RB}}^{\text{UL}} N_{\text{sc}}^{\text{RB}} / 2$ 。频域的位置由参数  $n_{\text{PRB}}^{\text{RA}}$  控制 (见小节 2.6.4.1)。因数  $K = \Delta f / \Delta f_{\text{RA}}$  表示随机接入前导和上行数据传输的子载波间隔的差异。变量  $\Delta f_{\text{RA}}$  表示随机接入前导的子载波间隔, 变量  $\varphi$  是一个固定偏移量, 决定物理资源块内的随机接入前导的频域位置, 两个值在表 2.16 中给出。

表 2.16 随机接入基带参数.

前导码格式	$\Delta f_{\text{RA}}$	$\varphi$
0-3	1250 Hz	7
4	7500 Hz	2

## 2.7 本章小结

为了对于设计流程有一个清晰的认识, 本章从协议分析入手, 介绍了 LTE 的系统架构、空口协议、链路传输方案、物理资源、信道结构, 重点对于物理层中 PRACH 信道进行了详尽的研究和分析, 对于第五章的随机接入的设计奠定了基础。

### 第3章 随机接入技术概论

多址接入协议可以分为竞争和非竞争协议两大类。非竞争协议通过某种方式分配专用信道资源（时间、频率或码字等），以避免碰撞，如：TDMA、FDMA 和 CDMA，而竞争协议则存在碰撞的可能性。多个用户在接入网络时，需要向网络发送信息，但不能准确知道其他用户是否也在发送数据，也就是说每个用户均是自由接入系统的，因此数据的传输具有突发性和随机性。

随机接入协议属于信道共享技术，它规定用户按照一定的规则发送数据信息，使所有用户共享信道资源。随机接入方式使用用户可以自由接入网络，但是该方式不可避免地引入了同时接入网络的用户之间的信息碰撞，而碰撞又会导致信息的丢失和重发，因此碰撞是导致性能下降的主要原因，而吞吐率、时延、和接入成功率是考察随机接入协议性能的主要指标。常用的随机接入协议包括 ALOHA、CSMA、树型多址协议和 PRMA（Packet Reservation Multiple Access）等，本章分别对上述几种协议进行介绍。

#### 3.1 ALOHA

较早的随机接入系统称 ALOHA，于 70 年代产生于夏威夷大学。当时（其它岛或船舶上的）用户通过无线信道来使用中心计算机（位于瓦胡岛，Oahu），无线信道相当一个公用媒体，一个站或用户送出的信息可以被许多站同时接收，而每个站都是随机发送的。ALOHA Net 是 Additive Links Online Hawaii Area Network（可加链路夏威夷联机网络）的缩写，亦为夏威夷方言“你好”。ALOHA 系统问世以后，接着就产生了多种改进系统，出现了性能更完善的访问协议。例如，载波侦听多址接入/碰撞检测（CSMA/CD）就是其中一种，现已成为局域网标准接入协议。

有两种类型的 ALOHA 系统<sup>[14]</sup>：纯 ALOHA（Pure-ALOHA）和时隙 ALOHA（Slotted-ALOHA）。

在 P-ALOHA 系统中，任何时间有一用户要发送信息时，立即以定长信息包形式，将欲发送出去的信息送上信道，即用户以随机方式抢占信道。因为信道是广播式的，如果没有冲突出现，则认为是成功发射；若通信用户和其它用户发生碰撞，信息包和一个或更多其它用户信息包重迭，则发射失败，必须重发。若还重迭，则随机独立地重新排定碰撞信息包，再一次重发，直至发射成功。

图 3.1 示出了 ALOHA 信道的典型例子。有 3 个用户  $U_1$ 、 $U_2$ 、 $U_3$  共享一个 ALOHA 信道。为了简化问题，我们假设传播时延为零。即认为 3 个站点（用户）非常靠近。

其中，图 3.1 (a) 为纯 ALOHA 情况。用户  $U_1$  随机地发送新包，恰好在  $U_1$  新包结束前，由于用户  $U_2$  开始发送新包，结果造成两个新包部分重迭。因此，在一个随机时间后，用户  $U_1$

和  $U_2$  必须重发。恰逢用户  $U_3$  发射新包和  $U_2$  重发新包部分重迭，此时  $U_2$  和  $U_3$  发射均遭破坏。但  $U_1$  发射成功（仅指信道上的新包）， $U_2$ 、 $U_3$  必须重发， $U_2$  第二次重发成功， $U_3$  一次重发成功。到此为止，三个用户皆成功地发射了自己的新包。在上述时间间隔中，信道输出了三个信息包。如图 3.1 (a) 中的信道-时间图所示。由图可见，虽然信道中载有 7 个信息包，实际上只有 3 个信息包成功发射。其平均通过量为  $3/7$ 。当然，实际情况更为复杂，其平均通过量还要小许多。

纯 ALOHA 的吞吐率和负载的关系为  $S = N \cdot e^{-2N}$ ，故当负载  $N=0.5$  时可达到理论最大吞吐率  $S=0.18$ 。纯 ALOHA 协议的效率比较低，由于可能发生碰撞的时期为两个包长，碰撞很容易发生。

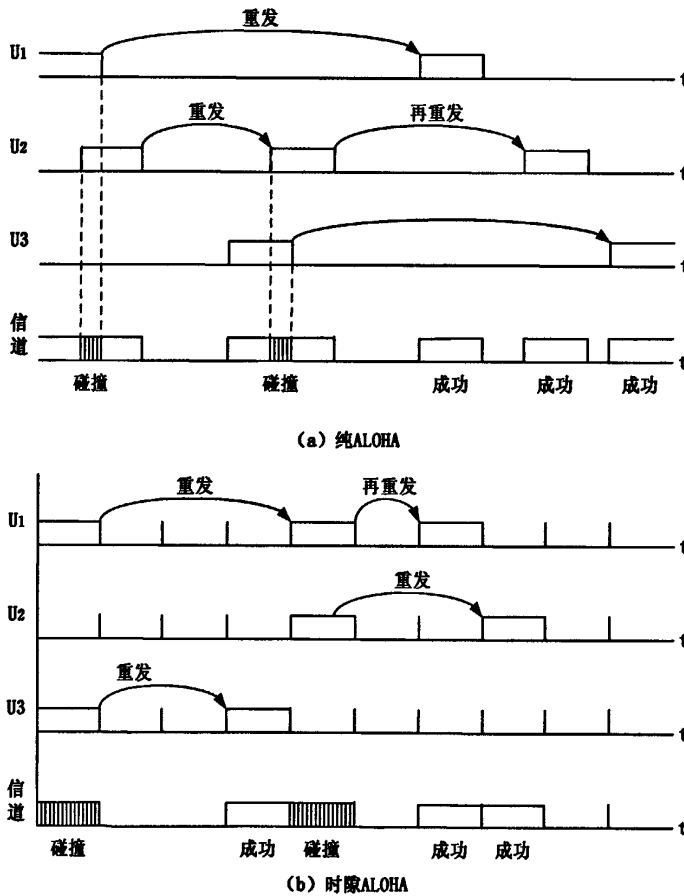


图 3.1 ALOHA 原理图

在时隙 ALOHA 系统中，信道时间分成许多时隙。新包传送时间  $T$  精确的等于时隙宽度。也就是说，新包必须是定长的，且不得大于时隙宽度。系统中的所有用户都必须在时隙的开始时刻，即时地发射其新包。主时钟的同步信息要向所有用户广播，以使网内所有用户都与主时钟同步。只要在一个信息包长时间内，或一个时隙中，无两个或两个以上的新包到达信道，就可成功发射，这是一种降低碰撞的有效措施。与纯 ALOHA 相比，系统性能也有所改进。同样三个用户的例子表示在图 3.1 (b) 中，用户  $U_1$  和  $U_3$  在时隙开始时刻分别发送其新包，两者完全重迭，要求重发。结果  $U_3$  重发成功，而  $U_1$  重发又和  $U_2$  新发送的新包碰撞， $U_1$  第二



较固定算法多。

树型算法的最大优势在于其稳定性，无论输入负载如何变化，系统总可以保持一定的吞吐率。ALOHA 类协议采取了控制发送概率、随机延迟等方法在时间上向后分散开来，这种策略对短时的冲突有效，如果负载长时间保持在一个较高的门限上，将冲突推迟到后面只会增加后面冲突的概率，导致冲突更加频繁，最终导致系统吞吐量急剧下降。树型算法在于每次发生冲突之后，禁止部分发生冲突的站继续参与竞争，降低下一时隙竞争用户的个数，从而降低冲突发生的概率，保证了协议的稳定性。

### 3.3 CSMA

载波侦听多址接入<sup>[16]</sup> (CSMA, Carrier Sense Multiple Access) 是进一步提高通过量的有效方法，亦由 ALOHA 改进而成。这种方式适用于时延较小的总线网，现已普遍应用于局域网 LAN 中。

像 ALOHA 一样，CSMA 系统中没有中心控制器，是一种完全分散的控制系统，通信的收发进程和新包格式均由通信协议规定。用户数据从一个站传送到另一个站，首先要监测信道（侦听载波），根据信道状态确定传送与否。载波侦听可有以下几种方式：

1.持续 CSMA：当一个用户要发送数据时，首先监听信道；如果信道空闲就立即发送数据；如果信道忙则等待，同时继续监听直到信道空闲；如果发生碰撞，则随机等待一段时间后，再重新开始监听信道。长的传播延迟和同时发送帧，会导致多次碰撞，降低系统性能。

2.非持续 CSMA：当一个用户要发送数据时，首先监听信道；如果信道空闲就立即发送数据；如果信道忙则放弃监听，随机等待一段时间，再开始监听信道。非持续 CSMA 会减少发送数据导致碰撞的概率，具有更好的信道利用率，但会使得数据在网络中的平均时延增加。

3.P-持续 CSMA：它应用于时隙信道，按照概率 P 发送帧。当一个用户要发送数据时，首先监听信道；如果信道忙则坚持监听到下一个时隙；如果信道空闲，便以概率 P 发送数据，以概率 1-P 推迟到下一个时隙；如果下一个时隙信道仍然空闲，则仍以概率 P 发送数据，以概率 1-P 推迟到下一个时隙；这样一直持续下去，直到数据被发送出去，或因其他用户发送而检测到信道忙为止，若是后者，则等待一段随机的时间后重新开始监听。P-持续 CSMA 的性能依赖于概率 P 的选取。

4.带碰撞检测的 CSMA (CSMA with Collision Detection, CSMA / CD)：这种方式一旦检测到碰撞，立即终止当前传输中的帧，并等待一段时间后重新尝试。从而节省时间和带宽。它广泛用于 LAN (Local Area Network) 中 MAC 子层，是当前以太网 LAN 的基础。

### 3.4 预约时隙协议

预约方案同时具有 ALOHA 和 TDMA 的优点。它要求连续的信息广播和不同站点间良好的同步。有两类的资源预约方法：直接预约和间接预约。分组预约多址接入 (PRMA, Packet Reservation Multiple Access) 是一种间接的预约协议。它的原理非常简单，包括了竞争和预约两个方面。时间帧被划分为相等的时隙，相同编号的时隙将周期性地出现，相当于多信道的



情形。首先所有的终端使用 ALOHA 协议和其他终端进行竞争。当有一个站点成功接入某时隙，那么后续帧中的相同时隙将自动地分配给该站点。当站点停止使用该时隙时，时隙将释放出来，重新用作竞争接入。当站点接入成功时，eNodeB 需要通过广播发送指示。在发起接入之前，站点通过监听广播知道哪些时隙是可用的。预约 ALOHA 协议采用了直接调度的方案。和多址接入（PRMA）一样，它包含了竞争和预约两个部分。因此，时间帧被分为两个阶段，竞争阶段和预约阶段。竞争阶段包含了若干个短时隙。在这个阶段，终端将使用 ALOHA 协议进行竞争接入。预约阶段则包含了比较长的时隙。如果一个用户在竞争阶段成功得到一个短的时隙，那么它可以在对应的预约时隙进行传输。

### 3.5 本章小结

本章主要介绍了几种常见的随机接入协议，包括 ALOHA、时隙 ALOHA、CSMA、树型多址协议和预约时隙 ALOHA 协议。时隙 ALOHA 协议比纯 ALOHA 协议在性能上有很大的提高，介绍的树型多址协议则是解决了 ALOHA 类协议不能解决的公平性问题。另外也介绍了 CSMA 接入协议的性能，由于采用了监听机制，CSMA 在信道利用率上比 ALOHA 类协议有很大的提高。而预约时隙 ALOHA 协议则更适用于移动接入网中，例如 LTE 中随机接入协议采用基于资源预留的时隙 ALOHA 协议，用户首先通过时隙 ALOHA 协议接入到网络中，然后再由分配的预约时隙资源进行数据传输。

## 第 4 章 LTE 随机接入流程

### 4.1 随机接入分类及作用

随机接入<sup>[28]</sup> (Random Access) 是在 UE 开始与网络通信之前的接入过程, 它是蜂窝系统一个最基本的功能, 通过随机接入才使得网络建立连接成为可能。在整个移动通信过程中, 它是在小区初搜过程 (pss 同步信号, sss 同步信号, 下行参考信号, 物理广播信道传输) 完成后的重要步骤。LTE 中未定义专门的随机接入状态, 其处理过程处于空闲状态和连接状态之间, 是 UE 与网络建立上行同步, 获取上行时频资源的重要过程。

随机接入可以分为两种类型: 同步随机接入 (Synchronized Random Access) 和非同步随机接入 (Non-synchronized Random Access)。

其应用场合如下:

同步随机接入: UE 已经和系统取得上行同步, UE 申请上行数据传输的资源。

非同步随机接入: UE 尚未和系统取得或丢失了上行同步。

可以看出, 非同步接入和同步接入最大的区别在于是否取得了精确地上行同步, 因此非同步接入要估计、调整 UE 上行发送时钟, 将同步误差控制在 CP 长度内。

LTE 协议对非同步随机接入过程有详细的描述, 但未单独的定义同步随机接入过程。下面我们将对非同步接入进行详细的分析介绍。

非同步随机接入的作用和目的有以下五种,

(1) 请求初始接入: 当一个用户在 LTE-IDLE 状态时, 表明网络并不精确地知道用户处于哪个小区, 该用户也没有任何小区范围内特有的识别号 (C-RNTI)。为了能够和基站进行通信, 用户必须发起初始接入建立 RRC 连接, 即从空闲状态转入连接状态并获得 C-RNTI。这一步包含了初始接入和相关的信令流程。

(2) 建立/恢复上行同步: 当 UE 和 eNodeB 尚未进行同步或者失去同步时, 需要进行上行同步。这过程可以由 UE 发起 (MAC 层触发) 或者由网络发起 (PDCCH order 触发)。

(3) UE 处于 RRC\_CONNECTED 状态, UE 要发送新的上行数据, 但上行链路未同步或没有用于调度请求的 PUCCH 资源时, 则需要随机接入过程。(注: 当 UE 满足上行同步并且没有其他上行资源分配给 SR 的情况下, UE 使用 RACH 发送 SR 信息。)

(4) UE 处于 RRC\_CONNECTED 状态, UE 要接收新的下行数据, 但上行链路未同步, 则需要随机接入过程。

(5) 小区切换接入: 支持在 eNodeB 之间切换之后接入到新的小区。

## 4.2 随机接入方案介绍

### 4.2.1 非同步随机接入过程

如图 4.1 所示，UE 端随机接入过程分为以下四个步骤：

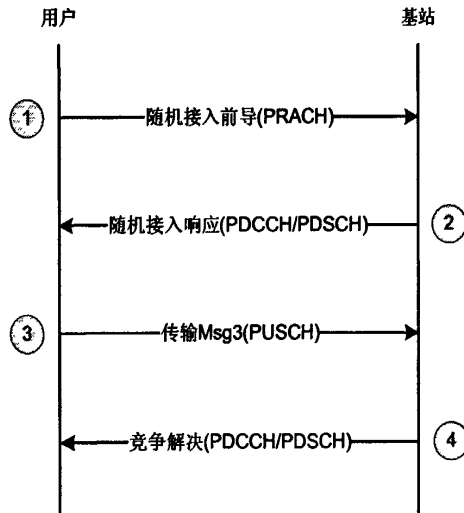


图 4.1 随机接入过程

1) 通过上行链路 PRACH，承载发送随机接入前导。

UE 从  $64 \cdot N_{cf}$  个用于基于竞争的签名中选取一个，其中  $N_{cf}$  是 eNodeB 保留为用于非竞争的签名个数。用于基于竞争的签名序列又被细分为两个可用的前导序列组 (A, B)，使用过程中可以携带 1 比特信息来标示需要在步骤 3 中传输消息的传输资源总量的相关信息，根据这个比特位选择其中一个组。如果两个前导序列组长度都等于消息 3 的大小，那么路径损耗就被用来决定从哪个组中选择一个前导。选择的前导所在的哪一个小组暗示了消息 3 大小和 UE 端无线环境，前导组的信息和必要的门限信息一起在系统信息中被广播发送，在 PBCH 上发送的广播消息标示了两个子组各包含哪些签名（每个子组对应 1 比特信息的一个值），以及各个子组的名称。UE 针对适当的 RACH 情况确定所需传输资源大小，同时考虑观察到的下行无线信道情况，从子组中选择一个签名。eNodeB 根据每个组的观察符合控制每个子组的签名个数。

初始前导序列的传输功率设定是基于具有路径损耗完全补偿的开环估计。这一设计保证了前导序列的接收功率独立于路径损耗；从而帮助 eNodeB 在相同的时频 PRACH 资源中发现多个前导序列的同时传输。UE 通过下行参考信号接收功率 (Reference Signal Received Power, RSRP) 的平均度量估计路径损耗。UE 也可以根据诸如接收信噪比 (SINR) 的期望值、再分配给 RACH 前导序列的是时频隙上测定的上行干扰和噪声程度以及前导序列形式，来设置额外功率偏移量。

2) 随机接入响应由 MAC 产生，在 DL-SCH 上承载。

随机接入响应 (Random Access Response, RAR) 包括随机前导序列 ID、T-RNTI (Temporary

Radio Network Temporary Identifier)、TA (TimeAdvance, 时间提前量)、退避指示、资源分配等。

UE 期望在 MAC 层在系统信息广播的期望的“随机接入响应窗口”时间内接受 RAR。如果在该时间窗内没有接收到 RAR, 或者成功解码的 RAR 中随机前导序列 ID 和发送的随机接入前导序列不一致, RAR 不成功, 此时, MAC 层把“前导传输次数计数”加 1, 并重新选择一个前导序列, 重新执行前导的传输过程 step 1, 每重新执行一次前导传输, MAC 层都会按照 UE 中指示的退避时间延迟重传前导序列, 避免过多的接入碰撞<sup>[28]</sup>。

假如 UE 成功接收到 RAR, UE 将会根据 RA-BNTI 解码 PDCCH, 以获取 PDSCH 中的 RAR 信息, 其中包含有前导序列 ID、TC-RNTI 等信息。判断 RAR 是否成功的标志是解码 RAR 是否成功, 并且 RAR 中的随机导序列 ID 和发送的随机接入前导序列是否相同<sup>[28]</sup>。

如果多个 UE 由于在相同前导序列时频资源内选择了相同签名而导致冲突, 他们会各自接到 RAR 和相同的 TC-RNTI, 由此进入到竞争解决过程 step 3、step 4。

### 3) LTE 通过 PUSCH 向 eNodeB 发送 L2/L3 消息 (Msg3)。

Msg3 中具体包括 RRC 连接请求、跟踪区域更新、调度请求、step2 中解码的 T-RNTI、C-RNTI (如果存在) 或者唯一的 48bitUE 标识 (如果不存在 C-RNTI)。

RAR 成功的 UE 在 step2 中分配的时频资源上发送 L2/L3 消息, 发射功率=初始前导功率+功率偏移量+(前导传输次数计数值-1)\*功率斜升参数, 时间提前量为 RAR 中解析出来的 TA, MAC 层为发送的 Msg3 开启一个“竞争能解决定时器”, UE 期望在竞争解决定时器超时之前接收到竞争解决消息 (Msg4); 在 step1 中发生接入冲突的 UE, 在相同的上行时频资源上发送 L2/L3 消息, 冲突仍然存在; 如果 UE 不能在期望的时间内接收到网络端发送的竞争解决消息, MAC 层将启动 HARQ 重传 L2/L3 消息, 每一次 HARQ 重传都将重置竞争解决定时器, 直到达到最大的 Msg3 HARQ 传输次数, UE 向高层报告竞争解决失败<sup>[28]</sup>。

如果 UE 冲突仍然未解决, eNodeB 将在 step4 中快速解决竞争。

### 4) 竞争解决信息。

竞争解决消息传送至 C-RNTI 或者临时 C-RNTI。对于后者, 消息重复了包含在 L2/L3 消息中的 UE 标识。它支持 HARQ, 在紧接着成功解码的 L2/L3 消息之后有错误的情况下, 仅检测到自身标识 (或 C-RNTI) 的 UE 传输 HARQ 反馈; 其他 UE 发现存在一个冲突, 不发送 HARQ 反馈, 可以很快的停止当前的随机过程, 并开始另一个随机过程。

## 4.2.2 同步随机接入过程

对于某些用例, 可以避开随机接入过程轻微的不可预测延迟, 这些情况存在低时延要求, 例如 UE 通过配置一个需要时使用的专用签名序列, 对下行传输进行切换和恢复。这种情况下, 过程可简化为如图所示

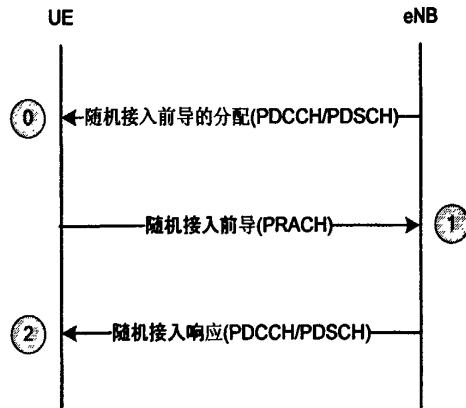


图 4.2 非竞争随机接入过程

准备阶段，eNodeB 指定 PRACH 中承载的随机接入前导，分配前导通过 PDSCH 发送。

第一步，随机接入前导的发送。

第二步，随机接入响应的接收。

非竞争模式已经被包含在模式中，可参见同步模式的内容。

#### 4.3 本章小结

本章对于 LTE 中的随机接入进行了概念性的介绍，阐述了其分类和作用以及大致流程，为下一章 UE 端的随机接入流程设计详细设计奠定基础。

## 第 5 章 UE 端随机接入流程的详细设计研究

本章主要阐述随机接入过程的状态转移过程，从分析随机接入过程流程入手，重点研究随机接入过程中 UE 端涉及的数据处理、流程控制、异常处理等。

考虑到基于竞争模式下随机接入过程适用的普遍性，我们将会以基于竞争的随机接入过程为例来分析 UE 端的行为动作以及状态转换过程。一个完整的 UE 随机过程应该包括下图 5.1 所示的步骤。

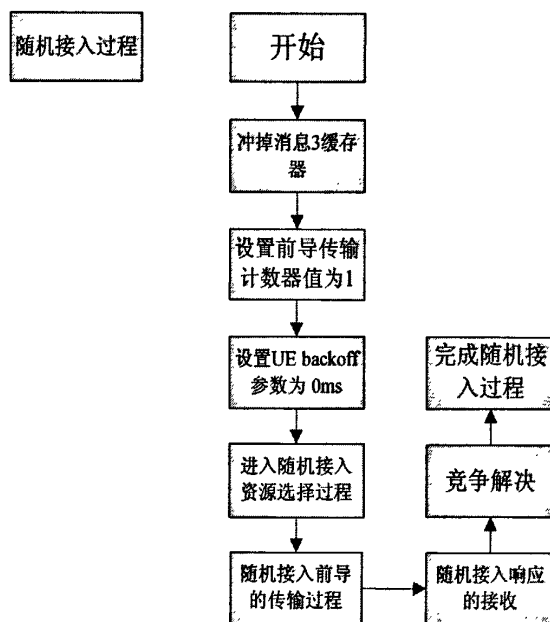


图 5.1 UE 端随机接入流程

下面我们将对于在第四章介绍的步骤的实现做详细分析。由于随机接入是 MAC 层和物理层共同作用的过程，物理层在前面已做过相应介绍，本章我们会重点介绍 UE 设备 MAC 层的处理流程<sup>[29]</sup>。

### 5.1 MAC 层随机接入过程处理流程

#### 5.1.1 随机接入前导的发送

随机接入前导的目的在于向 eNodeB 指示当前终端正在发起随机接入尝试，使 eNodeB 能够估计自己和 UE 之间的传输延迟（这个延迟需要 UE 通过接收响应来调整）。随机接入前导是通过 PRACH 传输的。从网络发向所有终端的系统信息配置，可以计算出所有可用 PRACH 的时频位置，终端选择一个前导在 PRACH 上发送。

我们将随机接入前导发送分为三步，包括初始化，资源选择和前导传输。

##### 5.1.1.1 随机接入过程的初始化阶段

在本节描述的随机接入过程是由 PDCCH 命令或自身的 MAC 子层触发的。按照前面随机

接入过程的场景分析，因为切换造成的随机接入过程，是通过 RRC 连接重配置信息由基站发给 UE，UE MAC 子层进行触发，而在 RRC 连接状态下数据传输上行失步处理则会由 PDCCH 命令触发。如果 UE 接收到的 PDCCH 里面包含该 UE 的 C-RNTI 对应的 PDCCH 命令，那么将初始一个随机接入过程。PDCCH 命令或 RRC optionally 指示 ra-PreambleIndex 和 ra-PRACH-MaskIndex。

在这个过程能被初始化之前，下面的一些信息已经配置，这是 UE 从小区广播中获得随机接入前导配置的基本信息：

表 5.1 初始化参数

prach-ConfigIndex	指示用于传输随机接入前导的可用 PRACH 资源集
numberOfRA-Preambles	基于竞争的随机接入前导总的数目
sizeOfRA-PreamblesGroupA	随机接入前导组 A 的前导数目
messagePowerOffsetGroupB	前导选择门限值，用于前导选择
messageSizeGroupA	组 A 的 message 大小，用于前导选择
powerRampingStep	功率修正因子，用于前导传输功率的计算
preambleInitialReceivedTargetPower	初始前导功率，用于前导传输功率的计算
preambleTransMax	前导传输的最大次数
ra-ResponseWindowSize	随机接入响应窗大小，用于响应接收，窗的起始位置为前导发送 3 子帧后
mac-ContentionResolutionTimer	竞争解决定时器，Msg3 发送后，开启 mac-ContentionResolutionTimer 且在每一个 HARQ 重传时，重启 mac-ContentionResolutionTimer；当检测到 PDCCH 时（指示竞争解决消息 PDSCH），停止此定时器，即此定时器用于监测竞争解决消息。

在每次随机接入过程初始化之前，以上参数可以被系统上层更新。发送随机接入前导之前应该完成以下四步操作：

1. 清空消息 3 缓冲器。
2. 设置 PREAMBLE\_TRANSMISSION\_COUNTER 为 1。
3. 在 UE 中设置参数 backoff 的值为 0 ms。
4. 进入到随机接入资源的选择。

在时间的任何一点上只有一个随机接入过程在进行。如果当一个随机接入过程已经在进行的时候 UE 接收到了一个新的随机接入过程请求，由 UE 来决定是继续执行原来那个随机接入过程还是开始一个新的随机接入过程。

#### 5.1.1.2 随机接入资源选择

每个小区有 64 个可用前导，分为子集 A、B 和保留部分，由系统信息广播。A 子集一定存在，B 子集是可选的，A、B 两组前导信号只能够用于基于竞争的随机接入过程，其中的前

导信号 UE 可以随机选择；保留部分是基于非竞争的前导信号，由基站明确指示的前导，通过信令方式直接分配给特定的 UE，这样可以加快前导的选择，降低从空闲到连接过程的时延，能给用户带来更好的体验。

协议定义了两个可用的前导序列组 (A, B)，使用过程中选择其中一个组。如果两个前导序列组长度都等于消息 3 的大小，那么路径损耗就被用来决定从哪个组中选择一个前导。选择的前导所在的哪一个小组暗示了消息 3 大小和 UE 端无线环境。前导组的信息和必要的门限信息一起在系统信息中被广播发送。

选择前导之前首先根据系统信息计算出前导。根据循环移位值  $C_v$  中的  $v$  对计算出的前导进行编号，升序排列，分组按照 A、B... 的先后顺序来分组。

接下来就是前导的选择和 PRACH 的选择。在进行基于竞争的随机接入过程中，UE 只能在 A、B 两组里面选择前导信号，如果随机接入前导组 B 存在且可能的消息长度（用于传输的可用数据（加上 MAC header 和 MAC 控制单元））为  $Msg_{len}$ ，选择的标准是判断下面两个公式是否成立：

$$Msg_{len} > messageSizeGroupA \quad (5.1)$$

$$Pathloss < P_{CMAX} - preambleInitialReceivedTargetPower - \Delta P_{PreambleMsg3} - messagePowerOffsetGroupB \quad (5.2)$$

然后根据判断结果来进行前导码组的选择，两式都成立则选择 B 组，反之选择 A 组。选择完前导信号组后，便在其中等概率选择一个随机接入前导信号。 $messageSizeGroupA$  为 A 组前导信号允许的最大可传信息长度， $P_{CMAX}$  为 UE 可以发送的最大功率， $preambleInitialReceivedTargetPower$  为前导信号的初始发送功率， $\Delta P_{PreambleMsg3}$  为  $Msg3$  的功率偏移， $messagePowerOffsetGroupB$  为 B 组前导信号的发送功率偏移值， $Pathloss$  为路损。

具体的资源选择流程图如下所示：



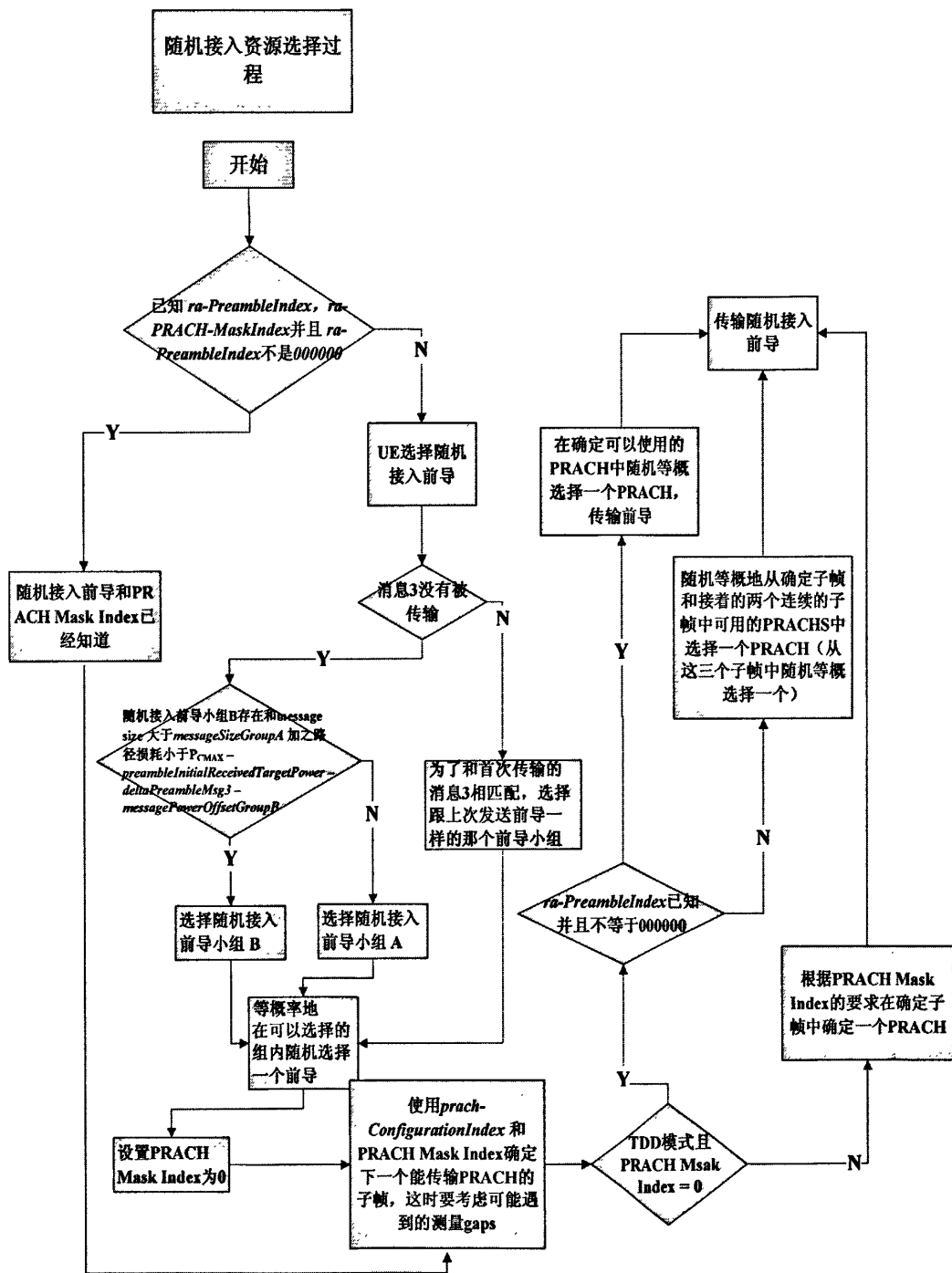


图 5.2 资源选择流程图

### 5.1.1.3 随机接入前导传输

MAC 层每传输一次前导序列，在选定了随机接入资源后，通过 UE 测量的下行参考信号接收功率 (RSRP) 平均值来估计上行链路路损。MAC 子层将根据下列公式计算随机接入前导信号的发送功率：

$PREAMBLE\_RECEIVED\_TARGET\_POWER = preambleInitialReceivedTargetPower + \Delta\_PREAMBLE + (PREAMBLE\_TRANSMISSION\_COUNTER - 1) * powerRampingStep$

RA-RNTI 与 PRACH (随机接入前导在其中传输) 有关, RA-RNTI 按照如下公式计算:

$$RA-RNTI = 1 + t\_id + 10 * f\_id \quad (5.3)$$

这里  $t\_id$  ( $0 \leq t\_id < 10$ ) 是指定的那个 PRACH 的第一个子帧的标志,  $f\_id$  是在那个子帧中特定的那个 PRACH 的标志,  $f\_id$  是按频域升序的 ( $0 \leq f\_id < 6$ )。

有关 PRACH 的时频资源选择可以参照 2.6 的 PRACH 物理信道说明。

然后使用选择的 PRACH 及相应的 RA-RNTI, 前导索引及前面的 PREAMBLE\_RECEIVED\_TARGET\_POWER 将前导码发送出去。

### 5.1.2 随机接入响应的接收

eNodeB 通过 PDSCH 发送随机接入响应 RAR, 内容包括 eNodeB 检测到的前导标识 RA-preamble identifier、时间提前量 TA 指示、初始上行链路资源授权 ul-Grant、TC-RNTI。TA 指示用于上行同步, 上行资源授权用于传递 Msg3, 临时 C-RNTI 用于竞争的解决。RAR 信息也能包含退避指示, eNodeB 设置退避指示来指示 UE 在重新进行随机接入尝试之前退避一段时间。

其中, PDSCH 由 PDCCH 来指示, 此时 PDCCH 通过 RA-RNTI 来加扰, 表示此时 PDCCH 所指示的 PDSCH 承载的是随机接入响应信息 RAR。如果之前有多个 UE 选择了相同的前导, 且那个前导被基站成功接收, 那么他们都将接收到来自基站的 RAR。

从下图 5.3 可以看出 RAR 是由两部分组成的, RAR (PDSCH) 和下行传输资源分配消息 G (PDCCH)。

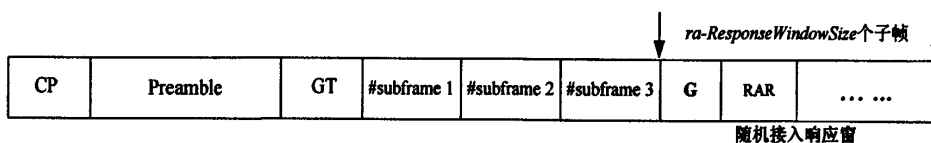


图 5.3 随机接入响应

表 5.2 随机接入响应发送相关参数

参数名	描述
RA_RNTI	随机接入无线网络临时标识, 加扰随机接入响应 RAR 的 PDCCH, 由物理层计算得出, $RA-RNTI = 1 + t\_id + 10 * f\_id$
随机接入响应信息内容:	
RA-preamble identifier (6 比特)	eNodeB 接收到的随机接入前导 ID, 发回终端, 用于和终端匹配
Timing Alignment information (11 比特)	时间提前量信息, eNodeB 接收到前导后可得出此 TA 值, 发回终端, 用于上行同步
initial UL grant(高层指示)	初始上行授权 (20 比特), 由 eNodeB MAC 层配置: - Hopping flag - 1 bit PUSCH 跳频标志, 0:不跳频, 1: 执行跳频 - Fixed size resource block assignment - 10 bits 固定大小的资源块的

	分配，与跳频有关 - Truncated modulation and coding scheme – 4 bits 剪裁的调制编码方式 0—15 - TPC command for scheduled PUSCH – 3 bits 用于设置 PUSCH 的功控命令 - UL delay – 1 bit 上行延迟，指示 PUSCH 是否执行延迟 - CQI request – 1 bit 信道质量指示请求，用于非竞争模式，竞争模式下此 1 比特域作为保留
Temporary C-RNTI	临时小区 RNTI，由 eNodeB 配置，用于竞争解决
Backoff Indication	退避指示，由 eNodeB 配置，指示 UE 在等待指定的时间后再发起随机接入

对于 UE 来说，一旦在物理层发送完随机接入前导之后，无论是否有测量 GAP，UE 都应该通过 RA-RNTI 盲检 PDCCH 的方式在随机接入响应窗中监视是否有自己的随机接入响应需要接受，这个随机接入响应窗的起始位置：前导传输尾部的那个帧再加上三个子帧为起点，窗的长度为 *ra-ResponseWindowSize* 个子帧。如果有，则根据 PDCCH 中的下行控制信息 (DCI)，在 PDSCH 上进行 RAR 的接收。如果成功解码 RAR，并且 RAR 中的随机前导序列 ID 和发送的随机前导序列一致，则认为 RAR 成功。UE 在成功接收到包含随机接入前导标识和之前传输的随机接入前导相匹配的随机接入响应后，可能停止监视随机接入响应<sup>[41]</sup>。如果 UE 在所配置的时间窗中没有接收到 RAR，UE 将会重发前导。对前导的重传最快在 RAR 窗结束的 3ms 以后。(UE 接收到 PDCCH 信号，且这个信号是用于 RAR 资源的，但是对 RAR 信息的解码存在问题，对于这种情况考虑到 UE 试图对 RAR 进行解码，所以前导的重传的最小间隔被增加至 4ms。)

UE 在接收到 RAR 消息后，将按照如下随机接入响应的接收流程进行处理：

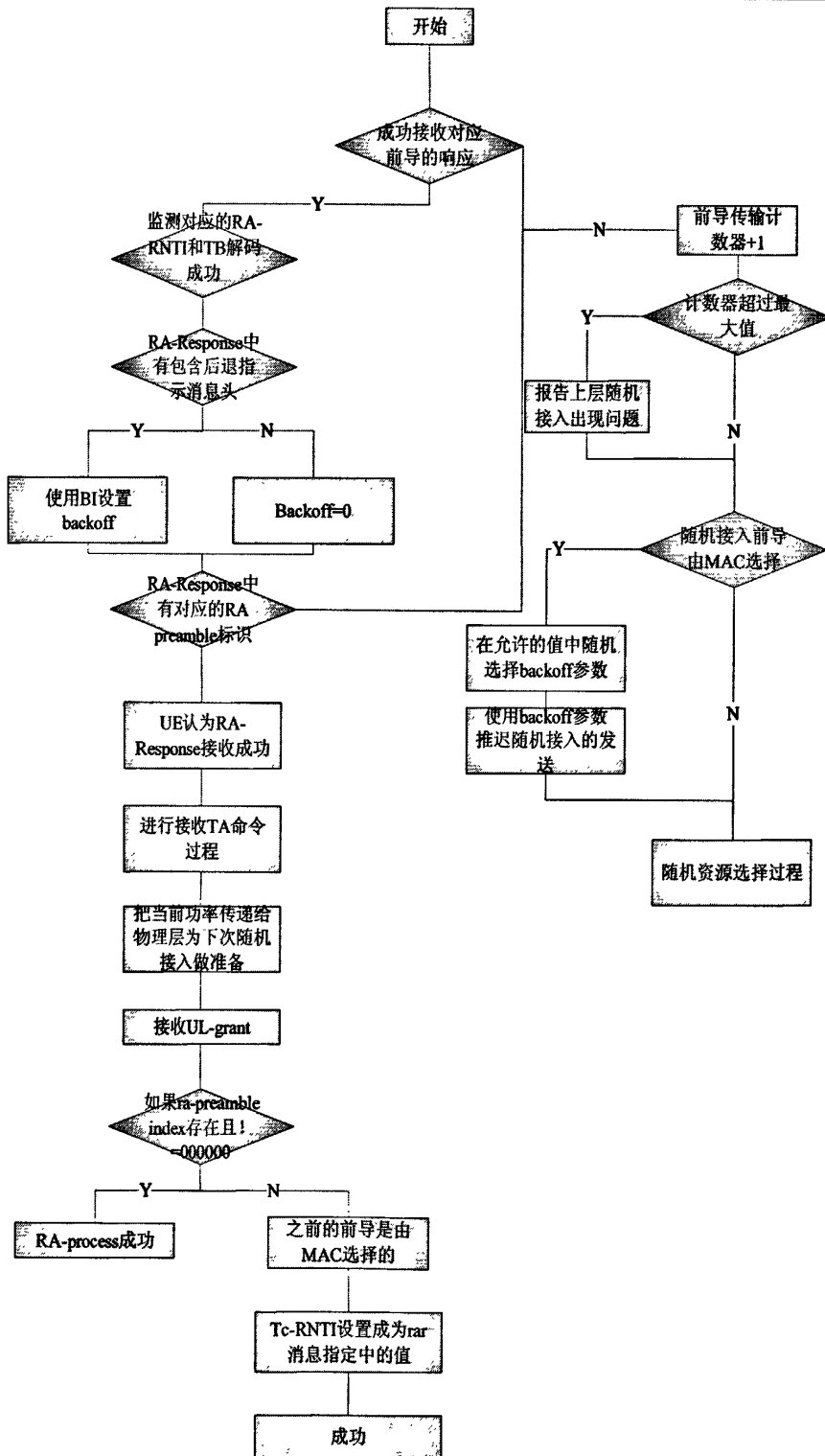


图 5.4 随机接入响应的接收流程

多个 UE 有可能在相同的时频资源发送了相同的前导序列，这样会导致每一个 UE 都能收到相同的 RAR，包含了相同的 TC-RNTI，这样就发生了接入碰撞。此碰撞将要在下面的 step3、step4 进行竞争解决。

### 5.1.3 随机接入 Msg3 的发送

UE 在成功接收 RAR 后, 将进行取得上行同步后的第一次上行数据传输, 它会根据 RAR 中 eNodeB 指示的上行传输资源授权进行 Msg3 的发送。

Msg3 首先使用 PUSCH 传输, 而且使用了 HARQ, 其最大重传次数由 maxHARQ-Msg3TX 定义。它传输的是 L2/L3 消息, 例如 RRC 连接请求, 追踪区域的数据更新或者调度请求, TC-RNTI 分配, C-RNTI (如果存在) 或 48 比特的 UE\_ID (如果不存在 C-RNTI)。UE\_ID 的作用是为了区分不同的 UE, 对于没有 C-RNTI 的 UE 来说, 如果接收到相同的 RAR 消息, 就会获得相同的上行资源, 同时发送 Msg3, 在发送的时候会携带这个 UE\_ID, 初始接入时, 这个 ID 可以使 UE 的 S-TMSI (如果存在的话) 或者随机生成一个 40 位的值, 可以认为, 不同 UE 随机生成相同值的可能性非常小。

对于不同的随机接入场景, Msg3 的内容是不相同的:

- 1) 对于初始随机接入场景, UE 将在 Msg3 中发送 RRC 连接建立请求消息 (RRCConnectionRequest);
- 2) 对于无线链路失败触发的随机接入场景, UE 将在 Msg3 中发送 RRC 连接重建请求消息, 该消息中携带的是无线链路失败前 UE 所使用的 C-RNTI;
- 3) 对于切换触发的随机接入场景, UE 将在 Msg3 中发送 RRC 连接重配置完成消息和 C-RNTI MAC 控制单元, 用于向 eNodeB 确认切换完成;
- 4) 对于上行失步出发的随机接入场景, UE 将在 Msg3 发送上行传输数据和 C-RNTI MAC 控制单元 (Control Element, CE) [42]。

表 5.3 需要发送的参数

成员名	描述
TC-RNTI	临时小区 RNTI
C-RNTI	小区 RNTI (与 ccch sdu 择一)
UE_ID	UE 竞争解决 ID (in RRC message)
establishmentCause	连接建立原因 (in RRCConnectionRequest message)
reestablishmentCause	连接重建原因 (in RRCConnectionReestablishmentRequest message)
BSR	缓存状态报告

竞争解决是基于 PDCCH 中的 C-RNTI 或 DL-SCH 上的 UE 竞争解决标示 (非接入层的 48bitsUE 标识)。如果前导发送的时候发生了冲突, 冲突的 UE 将会在随机接入响应 RAR 里面接收到同一个的 TC-RNTI, 然后当传输 L2/L3 层消息的时候, 在分配的相同上行时频资源上冲突。所有冲突的 UE 继续发送 Msg3 到 eNodeB, eNodeB 也可能成功接收多个冲突 UE 的消息, 如果 UE 不能在期望的时间内接收到 eNodeB 发送的竞争解决消息, MAC 将启动 HARQ 重传消息, 重传都将重置竞争解决定时器 mac-ContentionResolutionTimer (发完 Msg3 后立刻

启动), UE 将在 HARQ 达到最大次数后向高层报告竞争解决失败。因此, 此时竞争问题仍然没有解决。接下来, 将在 step4 快速解决这个竞争。

作为 UE 来说, 需要配置发送该消息, 需要在相关信息用来进行 CRC, 编码, 速率匹配, 跳频, 镜像等参数以及数据信息, CQI; 并且配置 HARQ 接收 (需要对 PHICH 进行解调), 配置竞争解决消息接收参数 (此处 PDCCH 扰码使用 TC-RNTI 或 C-RNTI, 与随机接入响应的接收过程一致)。

#### 5.1.4 竞争解决

UE 在 step3 之后, 开启竞争解决定时器, 监视 PDCCH 信道, 进行竞争解决, 期望着 mac-ContentionResolutionTimer 时间内收到 eNodeB 返回的 ConnectionResolution 消息, 由 Msg3 中包含的 C-RNTI 或者 TC-RNTI 扰码的 PDCCH。

根据 C-RNTI 或者 TC-RNTI, eNodeB 把竞争解决消息发送到 UE, 其中也包含层 2/层 3 消息中所包含的 UE-ID。该步骤支持 HARQ 过程, 所以若存在冲突, 但 eNodeB 对层 2/层 3 消息成功解码, UE 接收并通过 UE-ID 判断是自己的竞争解决消息后进行 HARQ 反馈 (此处的 HARQ 反馈消息就是 RRC 层的连接建立完成消息), 这时接入成功的 UE 会将 T-RNTI 晋升为 C-RNTI, 其他的 UE 就不会传输 HARQ 反馈, 包括 1.没有接收到竞争解决消息。2. 解码竞争解决消息失败。3.成功解码竞争解决消息但是检测不到属于自己的 T-RNTI 或者 UE-ID, 说明该下行消息不属于自己的, 此时存在冲突, 然后不传输反馈的 UE 快速取消当前随机接入过程, 完成取消过程后的步骤包括:

1. UE 清空 HARQ 缓存;
2. “前导传输次数计数器”加 1;
3. 设置退避时间值;
4. UE 在和上一次同样的前导序列组内选择一个前导序列;
5. 重新执行 step1<sup>[43]</sup>。

在接收到竞争解决消息后, UE 有三种可能的处理:

- 1.UE 正确对消息解码, 并检测到自己的标识: UE 发送给 eNodeB 肯定的 ACK 确认;
- 2.UE 正确对消息解码, 并没有检测到自己的标识: 不传任何信息给 eNodeB。(DTX);
- 3.UE 解码失败或者丢失下行链路的授权信息: 不传任何信息给 eNodeB。(DTX)。

表 5.4 竞争解决参数

成员名	描述
TC-RNTI	临时小区 RNTI
C-RNTI	小区 RNTI (与 ccch sdu 择一)
UE_ID	UE 竞争解决 ID (in RRC message)

对于整个竞争解决过程流程如下:

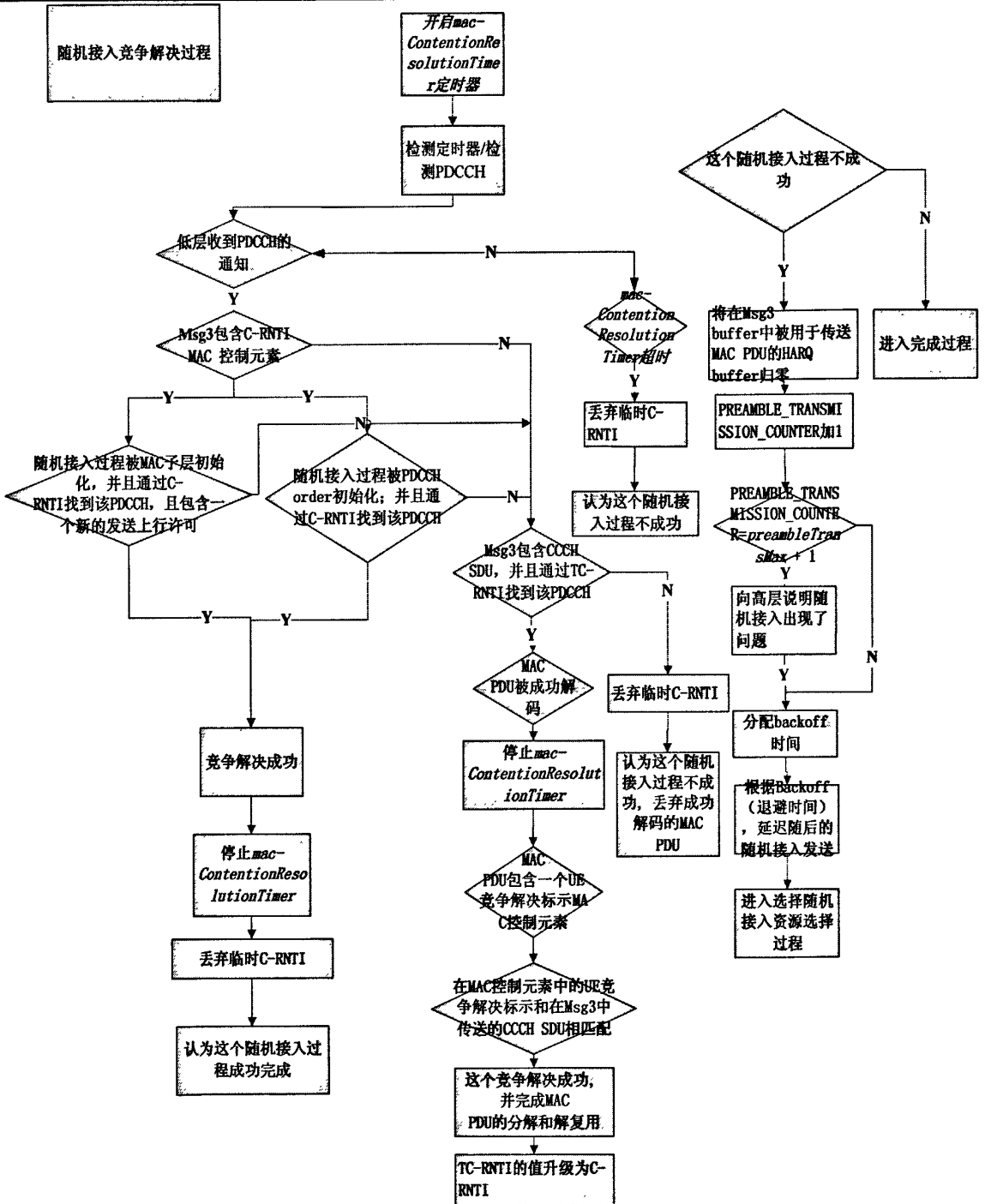


图 5.5 竞争解决过程流程图

### 5.1.5 随机接入完成

如果在 MAC 定时器超时之前 UE 在 DL-SCH 信道收到网络的竞争解决消息，则此次随机接入成功，发送过程完成消息，进入连接模式。随机接入完成后，UE 丢弃之前收到的前导和 PRACH 资源，并清空用于发送 Msg3 的 HARQ 缓冲区。

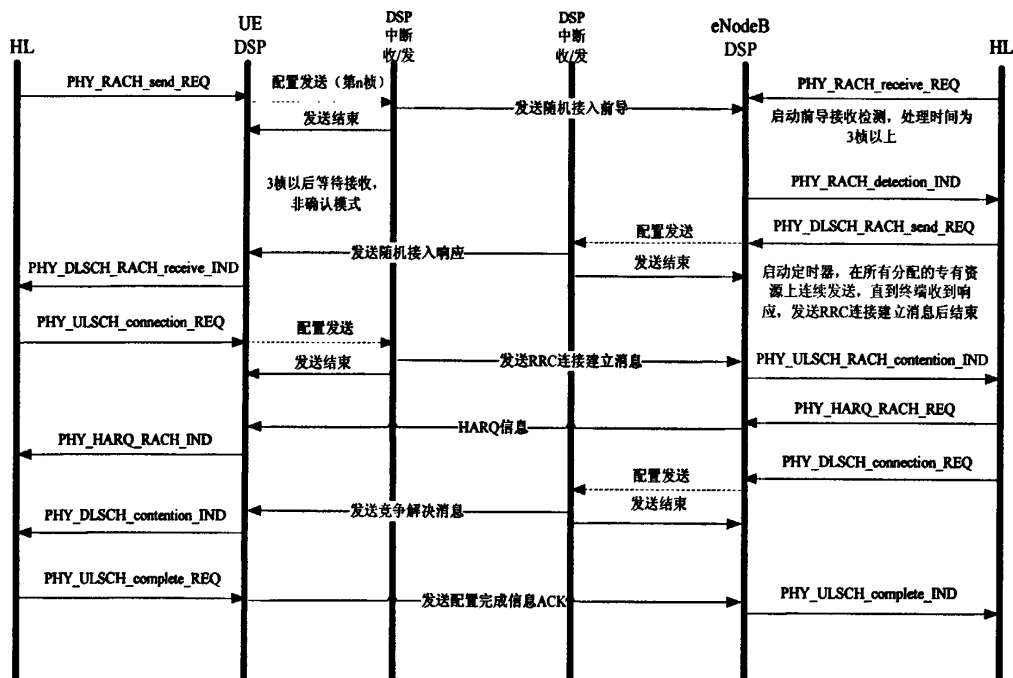


图 5.6 UE 随机接入进程图

## 5.2 物理层随机接入过程处理流程

以上对于 MAC 的分析结束后, 在初始化非同步的物理层随机接入过程之前, 物理层应从高层接收如下信息:

1. 随机接入信道参数 (PRACH 配置和频率位置)
2. 决定小区前导序列集的根序列和它们的循环移位的参数 (逻辑根序列表序号, 循环移位 ( $N_{CS}$ ), 和前导序列集的类型 (unrestricted or restricted set))

从物理层的角度, L1 的随机接入过程包括随机接入前导的传输和随机接入响应。其他信息由高层调度在共享信道上传输, 不属于 L1 随机接入过程的部分。一个随机接入信道在一个子帧上占据 6 个资源块或者为随机接入前导的传输保留的一些连续的子帧集。eNodeB 不禁止在这些保留的资源块上调度数据。

从物理层分析, 基于竞争的随机接入过程的一般步骤。

(1) 随机接入初始化: MAC 层向物理层提供: 随机接入信道配置索引 prach-ConfigurationIndex、随机接入信道频率偏移 prach-FrequencyOffset (确定初始 PRACH 位置)、TDD 上下行配置、随机接入前导序列的格式 preamble format (从随机接入信道配置索引 prach-ConfigurationIndex 中查表获得)、逻辑前导根序列索引 RACH\_ROOT\_SEQUENCE, 前导序列组类型标识 High-speed-flag, 前导序列循环移位值  $N_{CS}$ , 随机接入前导发送功率 PREAMBLE\_RECEIVED\_TARGET\_POWER、随机接入无线网络临时标志 RA-RNTI、PDCCH 信道的监测窗 (规定起止监测时间)。

注: PRACH 信道的初始化信息, 可由 MAC 层或 PDCCH order 提供。



(2) 利用从上层获得的随机接入前导序列 preamble index (RACH\_ROOT\_SEQUENCE, High-speed-flag,  $N_{CS}$ ) 获取待发送的随机接入前导序列。

(3) 在上层指示的随机接入信道资源上, 对上层提供的随机接入前导发送功率做如下处理后作为随机接入前导的实际发送功率, 发送随机接入前导序列:

$$PPRACH = \min\{P_{CMAX}, \text{PREAMBLE\_RECEIVED\_TARGET\_POWER} + PL\}$$

其中  $P_{CMAX}$  是被配置的 UE 的传输功率, 在[36.104]中有定义, PL 是下行路损估计, 由 UE 计算。

(4) 在上层规定的时间内 (随机接入响应窗) 监测 PDCCH 信道。

若检测到随机接入响应 (使用 RA-RNTI 检测到对应的 PDCCH) 并在相应的 DL-SCH 中检测到随机接入前导序列索引 (前导序列指示符), 说明前导序列已被 eNodeB 检测到, UE 按 DL-SCH 指示的资源 and 传输方案发送资源调度请求, 并在规定的时间内检测来自 eNodeB 的冲突解决响应 (使用 Temporary C-RNTI 区分 PDCCH), 转入步骤 (5) 进行处理。

若检测到随机接入响应 (使用 RA-RNTI 检测到对应的 PDCCH) 单在相应的 DL-SCH 中未检测到随机接入前导序列索引 (前导序列指示符) 而是检测到 Backoff Indicator, 说明前导序列已被 eNodeB 检测到但有多个前导序列采用了相同的时频资源发送随机接入请求 (即各 UE 具有相同的 RA-RNTI), UE 将 backoff time 设置为 backoff field 所规定的值, 并向上层指示随机接入尝试失败, 转入步骤 (6) 进行处理。

若在规定时间内未检测到随机接入响应 (使用 RA-RNTI 检测到对应的 PDCCH), 说明前导序列未被 eNodeB 检测到, 向上层指示随机接入尝试失败, 转入步骤 (6) 进行处理。

(5) 在上层规定的时间内 (随机接入冲突解决响应窗) 监测 PDCCH 信道。

若检测到随机接入冲突解决响应 (使用 Temporary C-RNTI 检测到对应的 PDCCH) 并在相应的 DL-SCH 中检测到随机接入冲突解决标志并且该标志同在 UL-SCH 中发送的 MAC PDU 相同, 则随机接入成功。

若检测到随机接入冲突解决响应 (使用 Temporary C-RNTI 检测到对应的 PDCCH) 并在相应的 DL-SCH 中检测到随机接入冲突解决标志但该标志同在 UL-SCH 中发送的 MAC PDU 不同或未检测到随机接入冲突解决响应, 表明此时发生了随机接入碰撞, 向上层指示随机接入尝试失败。

(6) 若上层收到随机接入尝试失败通知, 并且重传次数未达到规定的重传上限, 则 UE 在 0 到 backoff time 时间段内随机选择一个延迟时间, 重新发送随机接入前导序列, 即重复过程 (1)。若重传次数超过规定的最大重传次数, 那么随机接入失败, 随机接入过程结束。

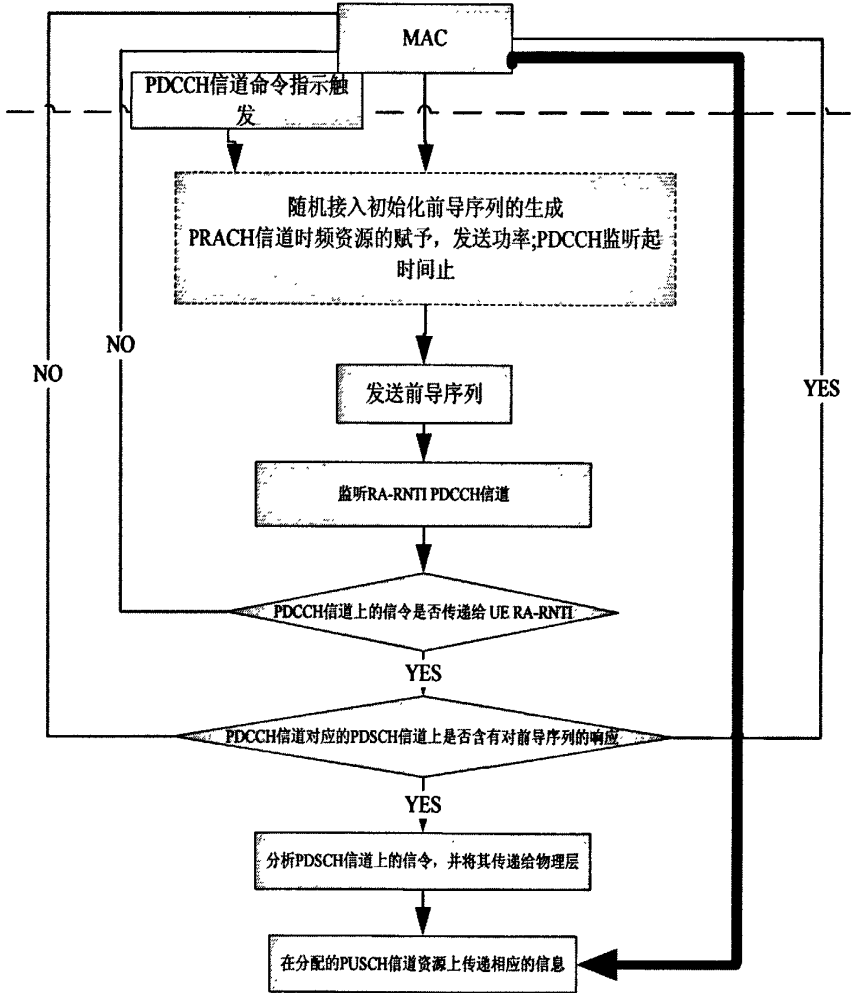


图 5.7 基于竞争的随机接入成功流程图

### 5.3 随机接入过程异常

为了避免随机接入过程中的异常情况，需要在进行随机接入过程的同时，进行同步的维持，寻呼的监听。

同步的维持，随机接入过程的前提就是已经取得下行同步，如果在随机接入过程中某时刻出现了下行失步，那么整个流程的接收数据将会完全失败，因此维持下行同步是随机接入过程中一项重要任务。

寻呼的监听，系统信息的更新以及下行数据到达（被叫）都是通过寻呼信息传递，随机接入过程中如果遇到系统信息需要更新，就中断当前任务，延迟 5 秒后再发起随机接入过程，这 5 秒用来进行系统信息的更新；如果过程中遇到下行数据到达（eg. 被叫），在随机接入响应接收之前，那么中断当前随机接入过程，进入非竞争的随机接入过程。

如果在 PHY\_RACH\_send\_REQ 发送达到最大次数或者发送功率达到最大值时都没有收到网络应答的指派消息，则随机接入失败，RRC 通过 LI\_IDLE\_CONFIG\_REQ 原语配置 dsp 进入 IDLE 状态。

随机接入过程并非一次就能成功，可能出现异常、随机接入失败、随机接入放弃等情况。

### 5.3.1 随机接入异常处理流程

情况 1: UE 无法接收随机接入响应或者 RAR 中有退避指示，需要退避一段时间，重新发起随机接入过程。

原因: ①随机接入前导没有到达 eNodeB。

②eNodeB 发送的 RAR 没有到达 UE。

③eNodeB 在 RAR 中明确有退避指示。

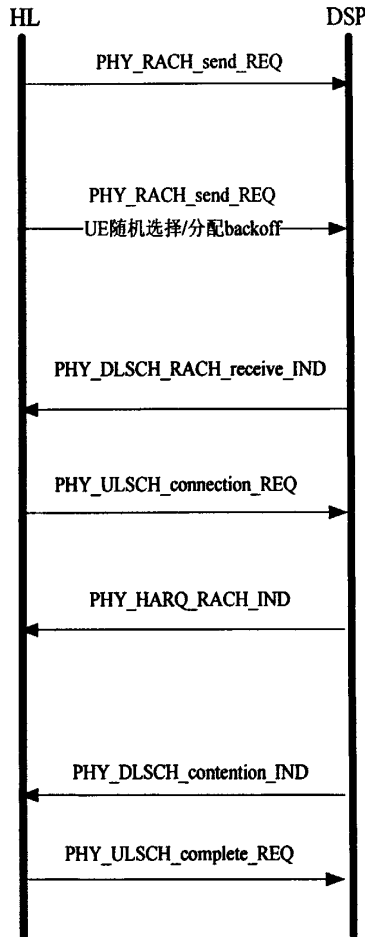


图 5.8 随机接入异常情况 1, UE 端

解决方法: UE 退避一段时间，重新发起随机接入过程。

情况 2: 连接建立请求信息 (Msg3) 发送后, UEMAC 启动定时器定时接收竞争解决信息, 但定时器超时, 接收失败。

原因: ①eNodeB 没有接收到连接建立请求信息。

②UE 没有接收到竞争解决信息 (解码失败)。

解决: 随机选择退避时间, 重新发起随机接入过程。

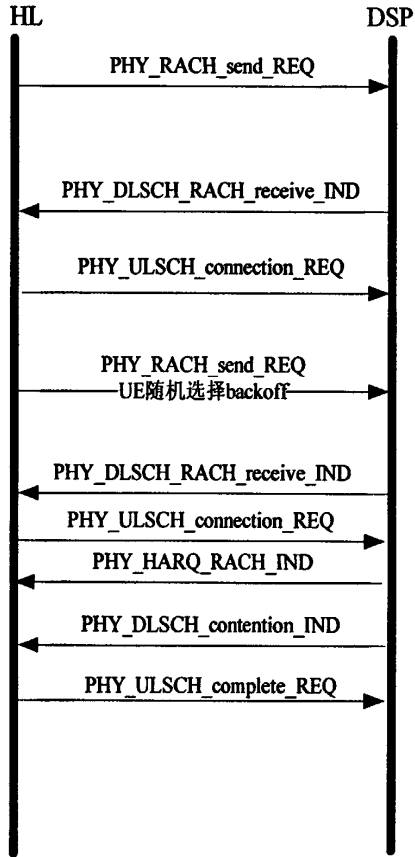


图 5.9 随机接入异常情况 2，UE 端

情况 3，竞争解决信息接收完成（能够解码），但是信息里面没有与之对应的标示

原因：①竞争失败

解决：随机选择退避时间，重新发起随机接入过程。

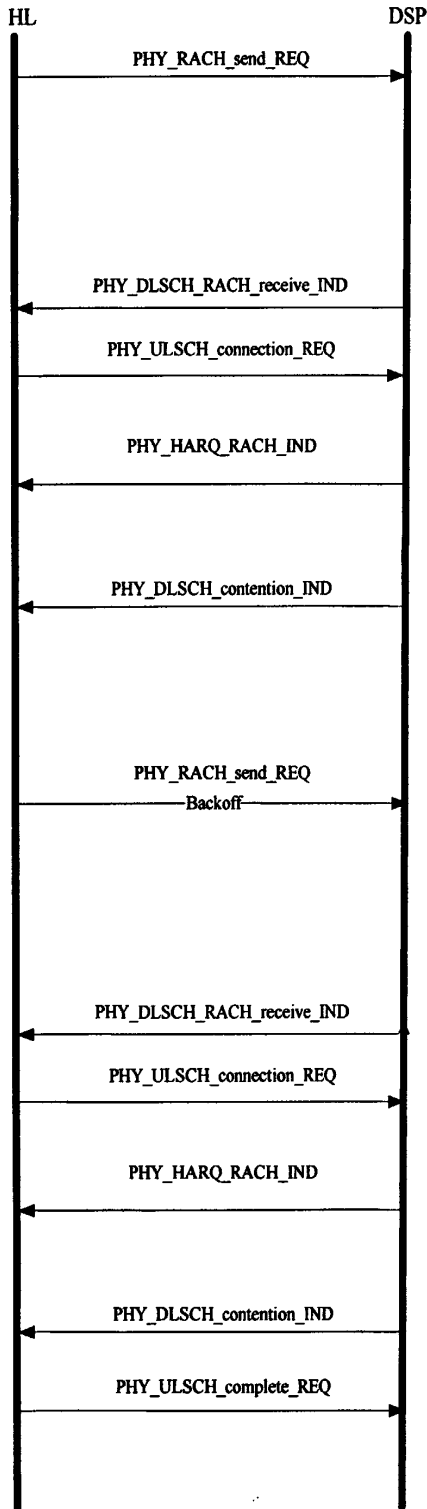


图 5.10 随机接入异常情况 3, UE 端

### 5.3.2 随机接入过程失败

情况 1: 随机接入次数超过允许的最大次数或发送功率超过最大允许功率 eNodeB 仍无法检测, UE MAC 向高层指示随机接入过程失败。

情况 2: eNodeB 处于“忙”状态, 本时刻没有可用的随机接入前导, 拒绝 UE 此时接入, UE MAC 向高层指示随机接入过程失败。

### 5.3.3 随机接入放弃

情况 1, 随机接入放弃, 如果在网络发送指派消息之前协议栈高层主动放弃此次接入, 则 RRC 通过 CPHY\_IDL\_CONFIG\_REQ 原语配置 dsp 进入 IDLE 状态, 接入放弃。(eg.下行失步, 小区重选等)

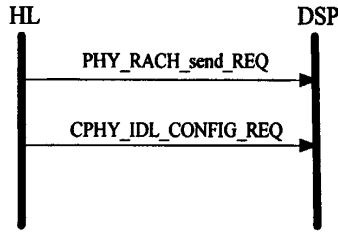


图 5.11 随机接入过程中的放弃, UE 端

情况 2, 寻呼优先, 如果在网络发送指派消息之前协议栈高层根据下层来的寻呼信息(被叫), 重新配置随机接入过程, 应停止当前随机接入过程, 按照 eNodeB 分配的参数重新配置随机接入过程(eg.被叫优先)。当 UE 接收到随机接入响应之前, 都要按照寻呼周期接收到寻呼, 当此寻呼信息为有下行数据到(被叫等)时, 中止当前随机接入过程, 执行寻呼所分配的接入过程。

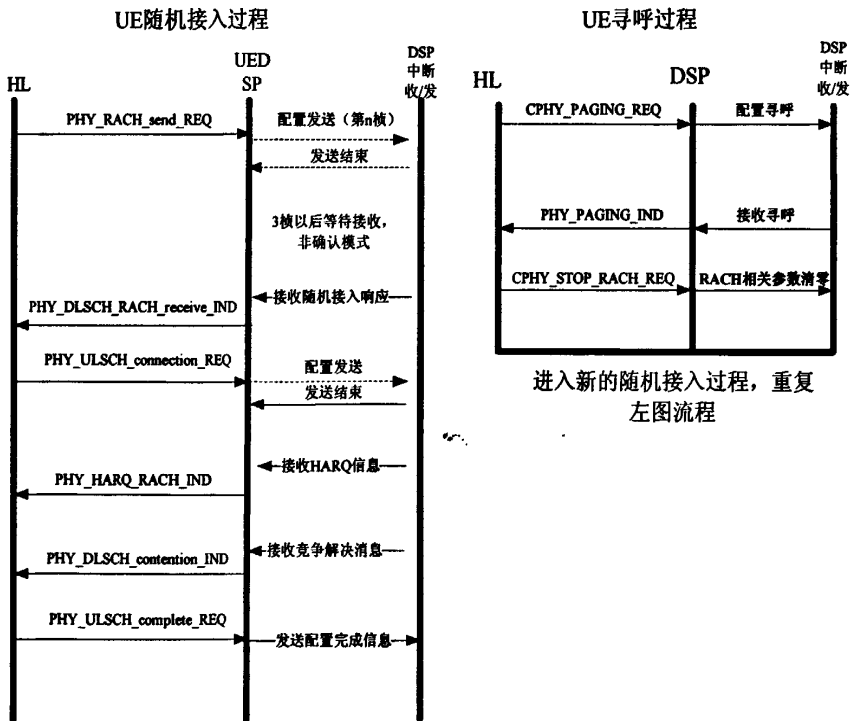


图 5.12 随机接入放弃情况 2, UE 端

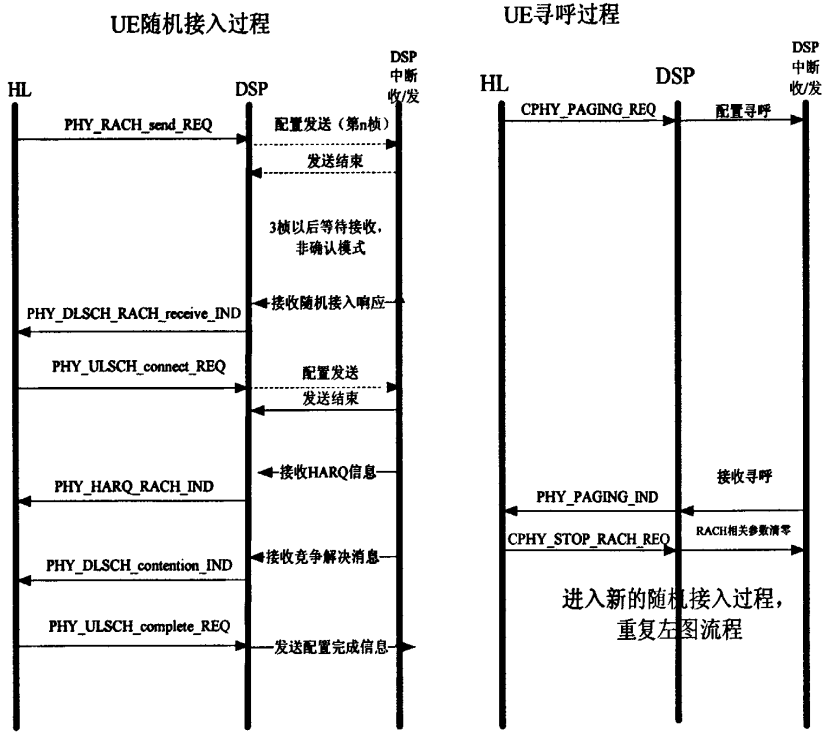


图 5.13 随机接入放弃情况 2，UE 端接收竞争解决

### 5.4 本章小结

由于基于竞争的随机接入过程具有代表性,本章从 LTE 基于竞争的随机接入过程的特点、触发的环境入手,着重对 UE 端的实现流程作了详细分析,包括流程中各种定时器的触发条件,参数配置以及各个步骤的流程图,这是随机接入过程具体接入过程的具体实现的基础。其中的难点和重点就是竞争解决的判断,本章也作了详细的分析。最后,对于一些异常情况的处理,本章作出了处理流程的设计。

## 第 6 章 LTE 随机接入过程中的退避算法

### 6.1 随机接入退避算法综述

如同大多数通信系统一样，在大量的 UE 进行随机接入时，不可避免的会产生碰撞，因此选择合适的随机接入退避算法成为随机接入过程重要的议题之一，它对于提高用户接入成功率有着不可替代的作用。

对于常见的随机接入冲突解决方法在第三章已经做了相应的概述，对于 LTE 系统来说，用户对于资源是采取先申请后调度接入，随机接入协议采用基于资源预留的时隙 ALOHA 协议，由于用户接入信道的随机性，如果选择相同的 PRACH 码，在相同的时频资源就会导致碰撞，所以碰撞是难以避免的<sup>[39]</sup>。这个碰撞在 step3, 4 进行竞争解决，由 eNodeB 决定哪个 UE 成功接入并发送 HARQ 进行确认，没有收到确认或者收到非预期的 HARQ 时，UE 就会按照时隙 ALOHA 中进行选择下一接入时隙，所有冲突的数据包都被丢弃。大量的数据包被随机延迟发送后，依旧会产生碰撞问题，为了减少上述碰撞现象的发生，需要使用一种良好的机制来控制重传时间。随机接入退避控制算法正是这样的一种算法机制，通过控制重传时间来到达冲突解决的目的，在一些文献中，它们被归类为冲突解决算法（Collision Resolution Algorithm，即 CRA）<sup>[39]</sup>。然而，设置合理的退避时间并非易事：在重传用户数一定的情况下，一个很短的退避时间间隔，会导致碰撞概率升高，使得系统的吞吐率急剧下降。相反，若采用退避时间过大将会空闲时间增多，随机接入平均时延也会随之增加，降低了系统的性能。不同用户之间的公平性是除了时延性能和信道利用率之外同样重要的考虑因素之一。在设计算法的时候，三个方面都要顾及。

退避算法在减小包碰撞、提高发送成功率以及提高信道吞吐率等三个方面作用巨大。目前的退避算法大多是根据业务负荷自适应地改变重传时延，这样可以提高动态变化的网络的性能。退避算法中，退避时间一般是在零和最大时延时间之间随机选择，被称为退避间隔。退避间隔可以由退避算法动态控制。目前在 MAC 层进行了大量的研究，提出多种退避算法，例如：均匀退避算法（Uniform Back off, UB）、二进制指数退避算法<sup>[49]</sup>（Binary Exponential Back off, BEB），倍数增加线性减少退避算法<sup>[50]</sup>（Multiplicative Increase and Linear Decrease, MILD）等，下面将简单介绍这些算法。

#### 6.1.1 均匀退避算法

均匀退避算法（Uniform Back off, UB）实现简单，它是理解其他退避算法的基础，原理为当接入包碰撞后传输失败时，需要在一段随机退避时延后进行重传，在该算法中，退避时延符合均匀分布，分布区间为 $[1, w]$ ，其中  $w$  为窗口的大小，时间单位为时隙，这里  $w$  的值是固定的，和重传次数无关<sup>[27]</sup>。UB 算法的缺点是：退避时延选择范围固定，不能够实时根



据负载动态调整, 如果网络负载较大, 窗口较小, 会增加系统的碰撞概率。

### 6.1.2 二进制指数退避算法

二进制指数退避算法 (Binary Exponential Back off, BEB) 最为常见, IEEE802.11MAC 层就是用的是这种算法。如式 6.1 所示, 在该算法中, 竞争窗口大小取决于发送数据包所经历的碰撞次数, 初始时刻所有节点的大小都初始化为  $B_{\min}$ , 没有达到  $B_{\max}$  之前, 每一次失败的发送 (如遇到 ACK 确认超时) 就会导致竞争窗口的倍增, 直到最大值 ( $B_{\max}$ ), 而当成功传输以后, 就使他们的退避间隔减小到最小值 ( $B_{\min}$ )。

$$\begin{cases} x \leftarrow \min(2x, B_{\max}), & \text{发生碰撞} \\ x \leftarrow B_{\min}, & \text{成功传输} \end{cases} \quad (6.1)$$

其中,  $x$  为退避时间间隔值, 他是通过在竞争窗口中随机分配的, 所以  $x$  是在竞争窗口中均匀分布的, 所以当碰撞次数增大或者减小, 会直接影响到  $x$  的取值, 其根本思想在于通过碰撞的发现来拉大竞争窗大小。  $B_{\max}$  和  $B_{\min}$  的值是根据活跃节点数的可能范围和网络业务负荷来预先定义的, 如在以太网中  $B_{\min}$  和  $B_{\max}$  的值通常定为 2 和 1024。二进制指数退避算法的优点在于简单和执行效率高, 缺点在于在一些场景中却存在着公平性比较差的情况。一个简单的例子<sup>[27]</sup>, 网络中有两个节点竞争信道, 假设每一个节点都有足够多的数据来占满信道, 按照规则, 当一个节点传输成功, 它的退避时间间隔值被减小到  $B_{\min}$ , 另一个节点没有传输成功, 它必须用比较大的退避时间间隔和第一个节点竞争信道, 第一个节点有很大的概率继续重复接入信道, 第二个节点则会用双倍的退避时间间隔尝试直到最大值, 结果, 第一个节点实际上独占信道, 而第二个节点接入信道的机会很小, 从例子中可以看出该算法不适合对时延和抖动敏感的语音传输。

### 6.1.3 GB 算法

GB 算法不是用退避时间而是通过概率而来控制接入的。每个站点在接入前, 会在  $[0, 1]$  范围内生产一个随机数, 事先定义的小于 1 的正整数  $q$ , 如果随机数小于  $q$  准许接入, 否则将会继续等待, 也就是说, 站点每次接入的概率为  $q$ , 退避时延是符合参数  $q$  的几何分布的。该算法可以进一步改进: 初次接入的概率为 1, 而重传接入的概率为  $q$ 。

### 6.1.4 倍数增加线性减少退避算法

为了解决 BEB 算法公平性比较差的问题, 引入了一种新的退避算法——倍数增加线性减少退避算法 (Multiplicative Increase and Linear Decrease, MILD), 该算法是由 Bharghavan 等人通过试验的方法发现的。在 MILD 算法中, 如果节点发送失败, 竞争窗口 CW 增加为原来的  $\alpha$  倍; 反之成功发送报文后, CW 递减一个固定值  $\beta$ 。参数  $\alpha$  和  $\beta$  可根据需要预先设定, 如  $\alpha=1.5$ ,  $\beta=1$ 。假设一个成功传输的节点有一个退避时间值, 此值的大小与本地的网络负载情况有关。每一个传输包都具有一个当前的退避时间值, 并将已经成功传输节点的退避时间间隔值复制到下一个要传输的节点。MILD 算法可以用公式表示为:

$$\begin{cases} x \leftarrow \min(1.5x, B_{\max}) \text{ 发生碰撞} \\ x \leftarrow x_{\text{packet}} \quad \text{监听到成功传输} \\ x \leftarrow \max(x-1, B_{\min}) \text{ 成功传输} \end{cases} \quad (6.2)$$

其中  $x_{\text{packet}}$  为检测到成功传输包的退避时间间隔值。为了提高公平性, MILD 算法对每个流而不是每个节点采用一个退避值。但是, 存储在传输包中的退避时间间隔值会增加报头, 因此也增加了碰撞的概率。MILD 算法有助于提高节点在小时间尺度上对信道接入的公平性。当网络节点数较多时, MILD 可使竞争窗口变化变得较为平滑, 其吞吐率性能略优于 BEB 算法。对于非完全连接的网络中, 不同业务负荷区域, 由于成功传输后的退避时间间隔在复制后不能准确反映当时的负载情况, 也会影响新到的吞吐率。

## 6.2 最优接入控制算法

最优接入控制算法<sup>[51]</sup>基于理想条件, 是不可实现的, 能够达到所有算法性能的理论上限(能够达到系统最大的吞吐率和最小的时延)。系统通过依据碰撞用户个数, 来控制用户重传的概率, 由此达到减少碰撞冲突的目的。所以它有个无法实现的要求——在信道发生碰撞时, 系统能够精确获得碰撞的用户个数。最优接入控制算法只能在有节点的网络中使用, 不能适用于无中心网络, 蜂窝系统的基站就属于前者。最优接入控制算法虽然无法实际应用, 但是它具备一定的理论参考价值。它提供给退避窗口、概率控制重传时间为特点的一类冲突解决算法一个性能的极限。下面对此算法进行介绍, 为了便于分析, 假设:

1. 系统网络是有中心网络, 并且能够准确地估计接入用户的个数;
2. 随机接入模式为 S-ALOHA 模式;
3. 多个用户同时接入, 每个用户都在时隙开头起始传输, 时隙长度固定, 每个用户只有一个包传输;
4. 假定可能接入系统的用户数为无穷大, 新包到达符合值为  $\lambda$  的泊松分布;
5. 当前时刻有可能发包的用户称为等待接入的用户;
6. 每个等待接入的用户以相同的概率接入网络。

具体描述如下:

在有基站控制的单信道 S-ALOHA 的系统中, 多个用户同时竞争接入。用户分为三种状态, 尝试, 等待和进行接入。区别在于是否完成接入动作, 没有发起接入为等待用户, 将要以一定概率发起接入动作接入基站为尝试用户, 而已经完成接入动作的为接入用户, 系统只有一个接入信道, 并且知道等待接入用户的个数。每个用户独立地以一个随用户数变化的概率  $p$  尝试接入, 以概率  $1-p$  在下一个时刻再以概率  $p$  进行尝试。其中  $p=1/n$ ,  $n$  为当前时隙中尝试用户数, 代表了当前的网络状态, 负载越大, 接入概率越小。

如果同时有两个及其以上用户进行接入, 发生碰撞, 在碰撞后他们不用进行退避, 而是和等待用户继续以相同的概率  $p$  一起在下一个接入时隙变成尝试用户尝试接入。信道成功率即只有一个用户接入的概率, 可以用公式 (6.3) 来表示。

$$S = np(1-p)^{n-1} \quad (6.3)$$

当  $p=1/n$  时, 取得最大值:

$$S(n) = (1-1/n)^{n-1} \quad (6.4)$$

当  $n$  趋向于无穷大时,  $S(n)$  等于  $e^{-1}$ 。

系统在每个时隙用户都以概率  $P=1/n$  进行尝试时取得最大的吞吐率 (吞吐率为平均时间的信道成功率)。这一算法由于需要每个等待接入用户事先知道这一时刻等待接入用户的总数, 用来计算自己的发送概率, 虽然不能够物理实现, 但对于接入算法具有理论指导意义, 它提供了此类算法的性能上限。

### 6.3 基于最优接入控制的伪贝叶斯算法

#### 6.3.1 算法描述

为了解决最优接入控制算法无法物理实现的问题, Rivest 提出了一种伪贝叶斯算法 (Rivest's pseudo-Bayesian, RPB), 它可以通过对信道状态的判断来估计接入用户的数目<sup>[31]</sup> 这种方法也是十分简单和近似于贝叶斯算法的, 在实际应用中比贝叶斯算法更加稳定有效。

假设, 在一个网络中包含若干个用户。每个用户在同一时刻只能发送一个数据包, 当某个用户有数据包需要传输时, 则称此用户处于激活状态, 否则处于非激活状态。在  $t$  时刻有  $N_t$  个用户处于激活态, 等待接入。每个用户在任何时候最多传输一个数据包。如果有数据包成功传输,  $N_t$  则会导致减少, 如果有非激活状态转入激活状态的用户, 则  $N_t$  则会相应增大。

在时隙 ALOHA 接入方式下, 信道信道出现以下三种情况并且假设基站能够检测到告知用户目前信道的状态: 1.空闲: 没有用户传输数据包; 2.成功传输: 信道中只有一个用户传输数据包; 3.碰撞: 此时信道中有两个或以上用户同时发送数据包。

退避算法的目标是使得用户平均时延最小, 即平均每个包从到达用户到成功传输的时间最小。根据 Little 的分析这个目标可以转化为要求在网络中等待的用户数最小。每个用户都会通过一个共同的控制策略来决定间隔多久来传输一个数据包, 同时包括重传间隔的控制。

本算法和一般算法相同, 都需要在时隙  $t$  时刻发送之前, 有  $k$  个接入用户的时候基站通过计算得到一个传输概率  $b_{k,t}$ , 然后用户仅仅按照这个概率来决定是否要在这个时隙中传输数据包, 而不会依赖于先前数据包有没有尝试传输。而此传输概率是由网络负载历史和此时的信道状态 (空闲成功还是碰撞) 计算得到的。

假设, 传输概率为  $b_t$ , 那么等待的概率  $w_t=1-b_t$  那么在接入用户数为  $n$  时, 信道状态的概率可以表示如下:

$$\begin{cases} P(N_t = n | \text{空闲}) = H_{b_t}(n) = w_t^n \\ P_v(N_t = n | \text{成功传输}) = S_{b_t}(n) = nb_t w_t^{n-1} \\ P_v(N_t = n | \text{碰撞}) = C_{b_t}(n) = 1 - H_{b_t}(n) - S_{b_t}(n) \end{cases} \quad (6.5)$$

为了使得成功传输概率最大, 只要当  $d(S_{b_t}(N_t))/db_t = 0$  时,  $S_{b_t}(N_t)$  即为  $Max(S_{b_t}(N_t))$ , 计算得以  $b_t = 1/N_t$ 。上式表明  $b_t$  只与  $N_t$  有关。

当  $b_t$  取最佳值  $1/N_t$  时, 试图传输的用户数期望值为 1。

为了得到  $b_t$ , 只要计算出此网络中等待接入的用户数 (包括这个时刻刚刚到达的新用户) 即可。

假设激活用户数  $N_t$  可以近似成均值为  $v$  的泊松分布, 即  $P_v(n) = e^{-v} v^n / n!$ , 其中  $v$  是代表在  $t$  时刻对  $N_t$  的估计。

那么信道状态的概率则可表示为:

$$\begin{cases} P_v(n) \cdot H_{b_t}(n) = e^{-vb_t} P_{vw_t}(n) \\ P_v(n) \cdot S_{b_t}(n) = vb_t e^{-vb_t} P_{vw_t}(n-1) \\ P_v(n) \cdot C_{b_t}(n) = P_v(n)(1 - H_{b_t}(n) - S_{b_t}(n)) \end{cases} \quad (6.6)$$

根据贝叶斯准则

$$P(N_t = n | \text{空闲}) = \frac{P(\text{空闲} | N_t = n) P(N_t = n)}{P(\text{空闲})} \quad (6.7)$$

$$P(\text{空闲}) = \sum_{n=0}^{+\infty} P_v(n) w_t^n \quad (6.8)$$

随着  $n$  趋向于无穷大,  $P(\text{空闲})$  收敛于  $e^{-vb_t}$ , 故而

$$P(N_t = n | \text{空闲}) = \frac{P(\text{空闲} | N_t = n) P(N_t = n)}{P(\text{空闲})} = P_{vw_t}(n) \quad (6.9)$$

同理, 可得

$$\begin{cases} P(N_t = n | \text{空闲}) = P_{vw_t}(n) \\ P_v(N_t = n | \text{成功传输}) = P_{vw_t}(n-1) \\ P_v(N_t = n | \text{碰撞}) = \frac{P_v(n)(1 - H_{b_t}(n) - S_{b_t}(n))}{1 - e^{-vb_t} - vb_t e^{-vb_t}} \end{cases} \quad (6.10)$$

由公式 (6.10) 可知, 在信道空闲时, 此时隙的接入用户数目仍然服从泊松分布, 其均值为  $vw_t = \max(v-1, 0)$ 。也就是说, 此时隙的接入用户数目比上一时隙的接入用户数目少 1。同理也可以得到在信道成功传输后, 此时隙的接入用户数目也比上一时隙的接入用户数目少 1。虽然在碰撞发生的情况下, 用户数的分布不是泊松分布, 但在这里将其近似为泊松分布, 所近似的泊松分布均值为

$$v + \frac{(vb_t)^2}{e^{vb_t} - vb_t - 1} \quad (6.11)$$

为了简化结果, 取  $v \geq 1$ ,  $b_t = 1/v$ 。

其均值为  $v+(e-2)^{-1}$ 。也就是说，此时隙的接入用户数目比上一时隙的接入用户数目大  $(e-2)^{-1}$ 。

伪贝叶斯算法应用的具体方法如下：

假设：新的用户数到达服从均值为  $\lambda$  泊松分布， $n_k^*$  为  $k$  时隙时刻估计的等待接入用户数， $n_{k+1}^*$  为下一个时隙，即  $k+1$  时隙估计的等待接入用户数。每个时隙每个用户都要保存估计的等待接入用户数的值。

1. 计算最佳发送概率：如果用户在激活态，有新包需要发送，就用  $1/n_k^*$  概率发送，第一次  $n_k^* = \lambda$ 。

2. 根据信道状态对  $n_{k+1}^*$  进行估计：

$$\begin{cases} n_{k+1}^* = \max(n_k^* - 1 + \hat{\lambda}, 1) & \text{信道空闲或成功传输} \\ n_{k+1}^* = n_k^* + (e-2)^{-1} + \hat{\lambda} & \text{信道发生碰撞} \end{cases} \quad (6.12)$$

$\hat{\lambda}$  表示进入系统新包到达率的估计，可以通过观测到的平均成功率估计或者使用固定值  $\hat{\lambda} = e^{-1}$ 。

新的伪贝叶斯算法只需要分辨两个状态即碰撞还是非碰撞，可以看出对于等待接入用户来说，在  $k$  时隙进行传输的概率为  $b_k = 1/n_k^*$ 。如果换算为窗口接入方式，应该用下面的方法计算：

一个用户等待的平均时隙数为  $W$ ，它是传输概率的倒数，及  $W = 1/b_k$ 。按照窗口接入方式，假设窗口的长度为  $B$ ，用户在  $[1, B]$  区间中随机地选择一个时隙传输，并且在此区间传输的概率服从均匀分布，其均值为  $B/2$ ，即  $W = B/2$ 。则可以得到此时窗口的大小为：

$$B = 2 \cdot n_k^*。$$

### 6.3.2 性能分析

我们将对 BEB 算法和伪贝叶斯算法在性能方面和理想的最优接入控制算法做一些对比。

假设系统采用单信道的 S-ALOHA 协议，新用户的到达服从参数为  $\lambda$  的泊松分布。对初始窗口值为 8 和 16 的 BEB 算法和伪贝叶斯算法进行仿真，BEB 算法的仿真参数设置：最大窗口值为 8192，缓冲容量为 100 个用户，最大重传次数为 11，仿真长度为 50000 时隙。

图 6.1 和图 6.2 的仿真结果是各种退避算法的时延和吞吐率。从图 6.2 中得出，初始窗口值 8 和 16 的 BEB 算法，及伪贝叶斯算法都能较好的满足吞吐率的需求。然而，在相同的用户到达率下，不同退避算法的时延有较大的区别，有图 6.1 可以看出。伪贝叶斯算法的时延要比初始窗口值为 8 和 16 的 BEB 算法的时延小，更接近于理想的最优接入控制算法，当  $\lambda < 0.3$  时，伪贝叶斯的算法非常接近最优接入算法，且接入时延都小于 7 个时隙。当  $\lambda > 0.3$  后，伪贝叶斯的算法变的不稳定，接入时延会突然增加。

四种算法平均时延仿真对比结果

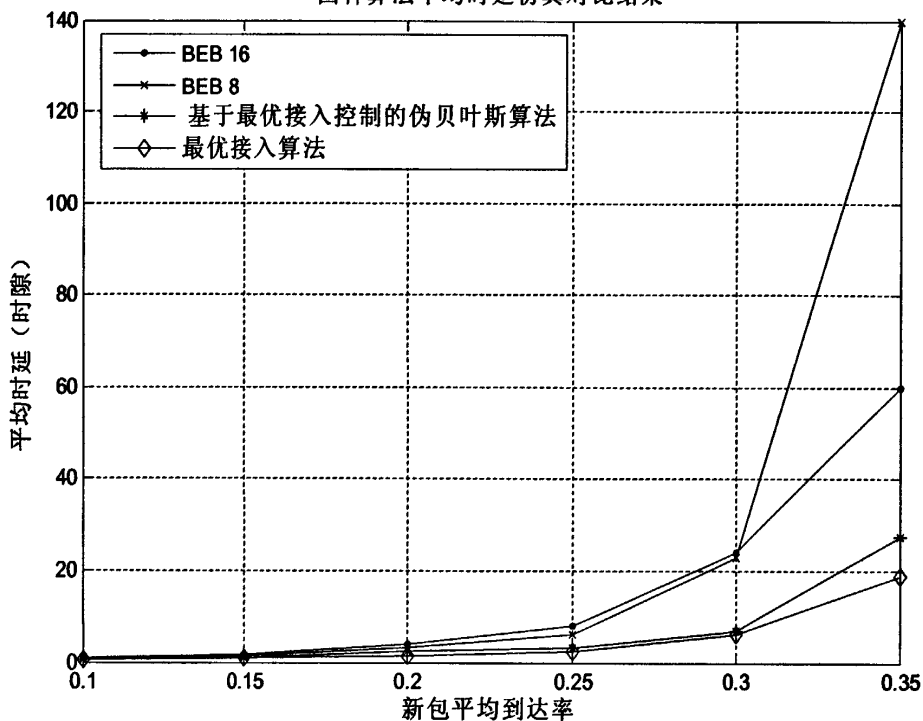


图 6.1 各种退避算法的时延

四种算法吞吐率对比结果

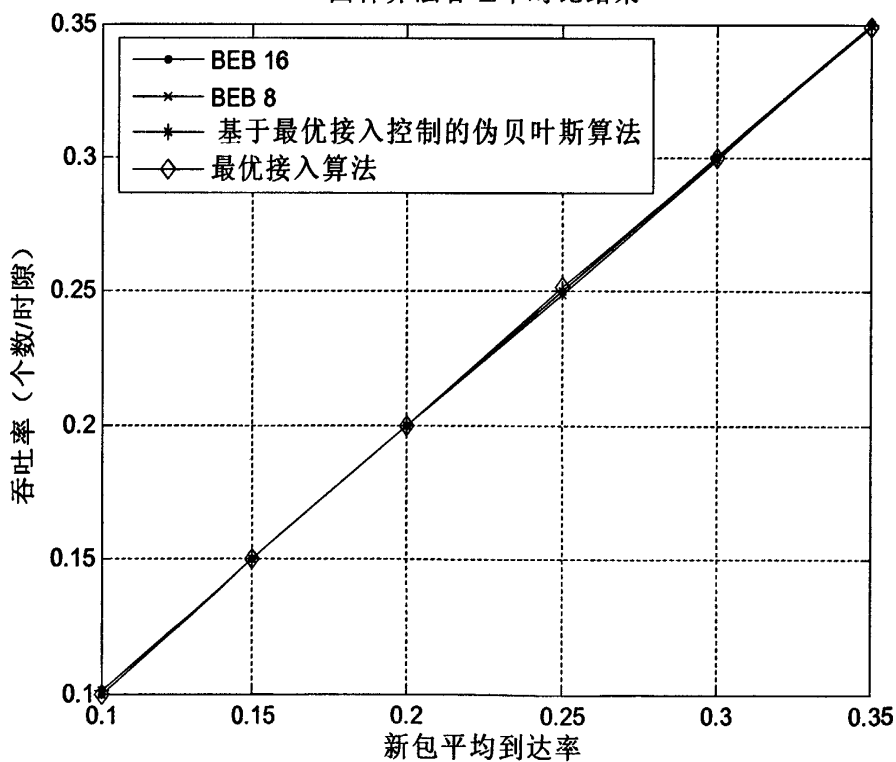


图 6.2 各种退避算法的吞吐率

## 6.4 基于最优接入控制的改进算法

伪贝叶斯算法虽然成功的利用信道状态的判断估计出了接入用户的数目,但是仍有不足,对于用户数它在是单信道的基础上进行估计的,没有有效的利用 LTE 多信道随机接入时频资源。

从最优接入控制算法的前提来看,在单信道条件下对于新到用户的到达是不知道的,因此我们对随机接入信道的分配进行了一些修改,使得一部分重试用户数目可以准确估计,这样就部分地实现了最优接入控制算法。

### 6.4.1 算法描述

在同一接入时刻,由于随机接入的不确定性,用户会有两部分组成:第一类是新发起随机接入请求的用户,第二类是由于碰撞重新发起接入请求的用户,由于 LTE 使用了程中,3GPP 建议上行使用 CAZAC / GCL 码作为随机接入的签名序列,基站可以通过对 ZC 序列的自相关检测,得到峰值的个数,也就是碰撞包的个数。鉴于此,我们可以把随机信道分为两个部分,一组用来接入第一次发起随机接入请求的 UE,第二组用来接受所有发生碰撞的重传接入请求(包括新接入信道和重传接入信道的请求)。对于重传接入信道的接入请求是可知的。

该算法的核心思想是将接入信道分组,并在碰撞包个数可测的重传信道上使用最优接入算法,从而提高了重传的效率,减少了不必要的碰撞和时延,大大提高了随机接入系统的性能。

具体步骤:

假设总共可用的随机信道数总数为  $M$ ,新传信道数为  $M_1$ ,用于新到的数据包传输,重传信道数为  $M_2$ ,用于碰撞的数据包再次发送,有  $M = M_1 + M_2$ 。

(1) 用户在  $M_1$  个随机选择一个新传信道,并在所选信道上向基站发送一个接入前缀;

(2) 只有当该时隙同一信道上发起接入用户数为 1 时,接入成功;否则发生碰撞。发生碰撞的用户将在下一接入时隙的重传信道上以一定概率重新发送数据包;

(3) 基站通过对接收到 ZC 序列进行自相关运算来检测峰值的个数,从而可以估计空闲、成功或者碰撞的包个数  $C$ ;

(4) 所有发生碰撞(包括在新传信道和重传信道发生的碰撞)的用户,都在重传信道上重新传送。基站估计需要重传的用户的数目为  $n$ ,并通过广播将这个值  $n$  发送给用户; $n$  的计算:假设在接入时刻  $t$ ,在新传信道,碰撞的用户数为  $A$ ;在重传信道上,没有达到接入概率而进行等待的用户数为  $W$ ,达到发送概率进行接入,但是接入时又发生碰撞的用户数为  $C$ 。那么在下一时隙  $t+1$ ,在重传信道上需要传输的用户数为  $n = A + W + C$ ,根据最优接入控制算法这些用户将以概率  $p = \min(1, M_2 / n)$  进行接入尝试,在概率内的将随机选择一个重传信道进行接入;否则等待下一接入时隙重复此过程,直到成功接入为止。

### 6.4.2 性能分析

我们将 BEB 算法、理想的最优接入算法和我们的改进算法在平均时延上做比较。预制条

件：假设随机接入为 4 个可用信道，在改进算法中新传信道为 1，重传信道为 3。由图 6.3 可知，改进算法比初始窗口长度为 8 或 16 的 BEB 算法在平均时延方面有很大的提高，同时也非常接近理想的多信道最优接入算法。

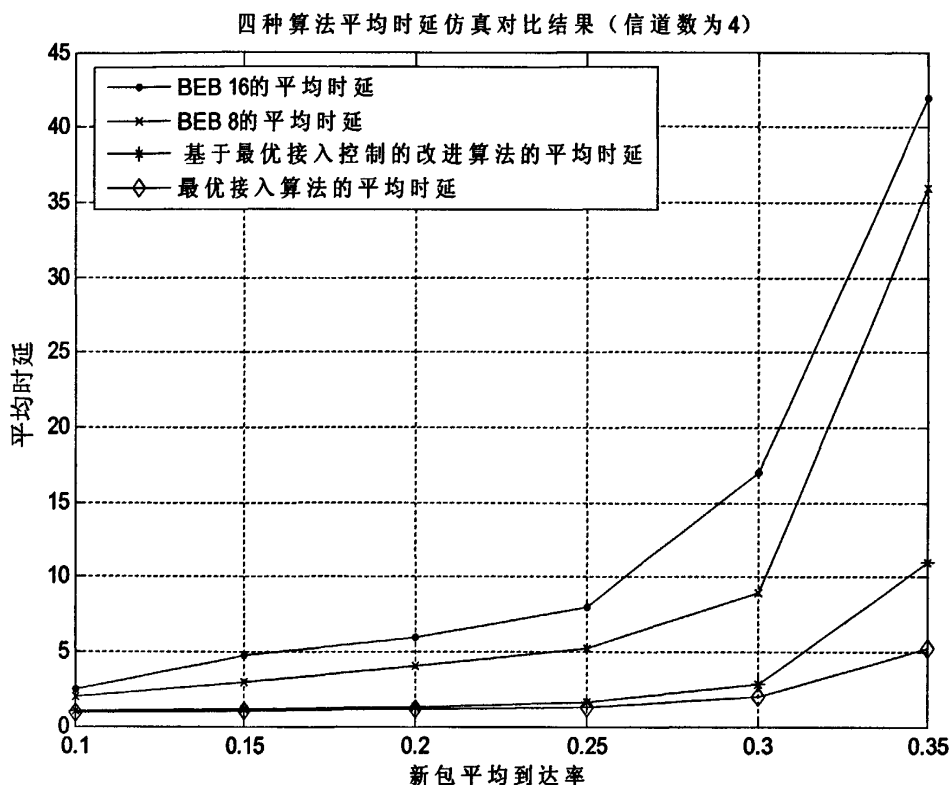


图 6.3 改进算法性能比较

## 6.5 本章小结

本章主要研究了 LTE 退避算法的改进和应用。首先介绍了几种最常用的退避算法，通过最优接入控制算法得出退避算法在理论上的上限。接着在单信道的前提下提出了一种基于此上限的伪贝叶斯算法，它以泊松分布为基础，能够接近于这个上限。最后又改进了一种 PRACH 多信道结构分配方案，使其碰撞信道部分能够满足最优接入控制算法的条件，并对这种划分方法进行了仿真对比，结果表明，采用该方法的系统在平均时延、吞吐率方面均有提高，适用于对接入时延有着高要求的接入系统。



## 第 7 章 总结与展望

随机接入技术作为移动通信系统中的一项最重要的关键技术之一，其性能的优劣将会直接影响到整个 LTE 系统性能的好坏，LTE 系统在系统容量和时延方面上都有着比较特殊的要求，所以随机接入的研究就成为了 LTE 系统的研究重点之一。

本论文主要讨论了 LTE 中的随机接入的理论和设计。用户终端在获得下行同步及小区 ID 号后，就需要通过上行随机接入获得上行同步并申请资源。在 LTE 系统中，随机接入主要是用于上行定时同步校正，用户功率调整和申请用户资源。随机接入信道是一个基于竞争的上行信道，竞争机制是随机接入信道的最基本最明显的特征，多个用户设备（UE）可以同时尝试接入，并有可能导致碰撞。

论文通过对 3GPP LTE 协议标准的详细分析，介绍了和随机接入过程相关的物理信道，阐述了随机接入过程的状态转移过程，从分析随机接入过程流程入手，重点研究随机接入过程中 UE 端涉及的数据处理、流程控制、异常处理等，并针对物理层与上层协议栈之间的接口，定义了随机接入过程 UE 端 MPI 接口原语。

最后在主要研究了 LTE 退避算法的改进和应用。首先介绍了几种最常用的退避算法，通过最优接入控制算法得出退避算法在理论上的上限。接着在单信道的前提下提出了一种基于此上限的伪贝叶斯算法，它以泊松分布为基础，能够接近于这个上限。最后又改进了一种 PRACH 多信道结构分配方案，使其碰撞信道部分能够满足最优接入控制算法的条件，并对这种划分方法进行了仿真对比，结果表明，采用该方法的系统在平均时延、吞吐率方面均有提高，适用于对接入时延有着高要求的接入系统。

本文的主要工作要点包括：

- 1.对于 LTE 的研究背景进行了介绍，详细描述了 3GPP LTE 演进背景、标准化进展和技术指标以及未来 LTE 的研究趋势；

- 2.研究了 LTE 物理层相关协议，对于 TDD 的主要物理信道进行了介绍，主要是随机接入信道的详细分析；

- 3.对于随机接入的协议进行了详细的分析，包括一些最新的 3GPP 会议资料，研究了整个随机接入过程的分类、步骤以及需要传输的信令的内容和格式；

- 4.通过一个仿真平台的建立实现了 UE 端随机接入的仿真实现。UE 端涉及的数据处理、流程控制、异常处理都进行了详细的设计；

- 5.对随机接入退避算法进行了分析改进，并在仿真平台中进行了分析比对。

有关于随机接入的研究内容十分广泛，在 LTE 会议中也是一直以来的研究热点，本文只对退避算法和实现过程进行了相关讨论，此外，前导码的管理方案、检测算法和阈值选取等

问题都有待深入探讨，而且具体商用实现细节的完善也是作者在今后的工作中需要继续进行的一项工作。

## 致 谢

光阴似箭，时光如梭，研究生两年时光已如白驹过隙，匆匆而逝。

回首在杭州电子科技大学这两年生活，心中无限感慨。有付出艰辛时的汗水、有成功时的愉悦笑声，有遇到苦难彷徨时的迷茫眼神，而更多的则是沉甸甸的收获，充满激情与希望的大学生活让我留恋，这些都将成为我一生中最美好的回忆。研究生的科研生活和丰富的实习经历，使我掌握了科学研究的方法，迈入了通信行业的殿堂。

首先感谢我的导师孙文胜老师，桃李不言，下自成蹊。学业上，孙老师诲人不倦，他以渊博的学识带领我们踏进通信行业的大门，他经常用先发问然后引起广泛讨论的方式启发我们，让我们在获得知识的同时也培养了严谨的思维和实事求是的态度。生活上，孙老师更是言传身教，时常教给我们为人处事的道理，谈话间，他谦虚谨慎，淡泊乐观的生活态度使我们受益匪浅，平时嘘寒问暖无微不至的关怀让我们难以忘怀。

其次，要感谢赵知劲老师、刘顺兰老师、章坚武老师、李光球老师以及其他所有通信学院的老师们。在研一的课程学习中，章坚武老师给我们介绍了国内外移动通信和无线通信的相关知识，李光球老师给我们讲述了信息论与数字通信的技术理论，正是老师们的谆谆教诲，给我将来的工作和学习打下了扎实的基础。

再次，感谢实验室的兄弟姐妹和寝室的室友，感谢他们在研究生阶段给我的帮助和支持，感谢2008届通信工程学院的所有研究生，是你们陪我度过了两年多快乐而充实的校园生活，我永远难忘这段和大家一起生活学习的日子。

我更要感谢我的父母，他们永远是我奋斗不息的动力。我永远忘不了父母的敦敦教诲和无私关怀，更忘不了父母为我的成长付出的无比艰辛，正是他们赋予我正确的人生观价值观，才使我能够一直顺利的走下去。一段新的里程又要开始了，我将在新的工作岗位上继续奋斗，我的青春篇章将续写在中国通信事业的最前线。我要在通往成功的道路上披风斩棘，乘风破浪，勇往直前，挥洒最辉煌的人生。

## 参考文献

- [1]黄韬等.LTE/SAE 移动通信网络技术[M].北京:人民邮电出版社,2009.7:1-2.
- [2]马霓等.LTE-UMTS 长期演进理论与实践[M].北京:人民邮电出版社,2009.12:3-7.
- [3]沈嘉.LTE 标准进展与技术发展趋势[R].北京:信息产业部电信研究院,2007.7.
- [4]付晓.LTE.3G 技术的未来发展[J].邮电设计技术,2006,1(1):39-41.
- [5]沈嘉.3GPPLTE 核心技术及标准化进展[J].移动通信,2006:45-49.
- [6]汪勇刚.3GLTE 简介[J].现代通信,2006,35(4):2-6.
- [7]谢显中.第三代移动通信的长期演进计划及比较[J].电信科学,2006,22(2):1-4.
- [8]沈嘉.3GPP LTE 核心技术及标准化进展[J].移动通信,2006,22(4):45-49.
- [9]3GPP TR25.814 v7.1.0. Physical layer aspects for Evolved UTRA [S]. 2006.
- [10]3GPP TR 25.813 v7.1.0. Evolved UTRA (E-UTRA) and Evolved UTRAN (E-UTRAN): Radio interface protocol aspects [S]. 2006.
- [11]3GPP TR25.913 v7.3.0. Requirements for Evolved UTRA (E-UTRA) and Evolved UTRAN (E-UTRAN) [S]. 2006.
- [12]3GPP TR 25.814 V7.1.0. Physical Layer Aspects for Evolved I UTRAN[S].2006.
- [13]D.C.Chu.Polyphase codes with good periodic correlation properties[J].IEEE Trans.Inform.Theory, July 1972,18(01),531-532.
- [14]满昌勇.计算机网络基础[M].北京:清华大学出版社,2010:50-57.
- [15]郎为民.射频识别(RFID)技术原理与应用[M].北京:机械工业出版社,2006:45-47.
- [16]谢希仁.计算机网络(第五版)[M].北京:电子工业出版社,2008:79-84.
- [17]唐利平,刘镰斧.3GPP LTE 及其物理层技术综述[J].信息技术,2008,252(2):138-144.
- [18]王正林,龚纯,何倩.精通 MATLAB 科学计算[M].北京:电子工业出版社,2008:33-61.
- [19]邵玉斌.Matlab/Simulink 通信系统建模与仿真实例分析[M].北京:清华大学出版社,2008:159-192.
- [20]吴伟陵.信息处理与编码[M].北京:人民邮电出版社,2005:66-70.
- [21]吴伟陵,牛凯.移动通信原理[M].北京:电子工业出版社,2005:156-159.
- [22]程佩青.数字信号处理教程[M].北京:清华大学出版社,2001:256-267.
- [23]Koo Insoo, Shin Seokjoo, Kim Kiseon.Performance analysis of random access channel in OFDMA systems[C]/Systems Communications 2005(ICW2005).Montreal: IEEE Press, 2005.
- [24]3GPP TS 25.996: Spatial channel model for Multiple Input Multiple Output (MIMO)

- simulations[S].2008.
- [25]3GPP TS 36.201: Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Physical Layer-General Description[S].2009.
- [26]3GPP TS 36.211 V8.5.0:Evolved Universal Terrestrial Radio Access-UTRA ; Physical Channels and Modulation (Release 8) [S]. 2009.5.
- [27]3GPP TS 36.212 V8.5.0:Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA) ; Multiplexing and channel coding[S]. 2008.12
- [28]3GPP TS 36.213 V8.6.0: Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Physical layer procedures[S]. 2009.3
- [29]3GPP TS 36.321 V8.6.0: Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA),Medium Access Control (MAC) protocol specification[S]. 2009.3.
- [28]R1-060998, E-UTRA Random Access Preamble Design[S], Ericsson.
- [29]R1-062630, Non synchronized Random Access structure for E-UTRA[S], Texas Instruments.
- [30]R1-073515, Multiple values of cyclic shift increment Ncs[S], Huawei.
- [31]R.L.Rivest.Network Control by Bayesian Broadcast[J].IEEE Transactions on Information Theory, 1997, 584 (4) : 33-38 .
- [32]R1-061393, Random Access procedure for E-UTRA[S], Texas Instruments, 8-12 May, 2006.
- [33]沈嘉, 索士强, 全海洋等. 3GPP 长期演进 (LTE) 技术原理与系统设计[M].北京: 人民邮电出版社, 2008:159-192.
- [34]聂萧.LTE 系统性能评估.北京邮电大学硕士论文, 2007.
- [35]王东洋.3GPP LTE 上行链路关键技术研究.北京邮电大学硕士论文, 2007.
- [36]张智江等.超移动宽带 (UMB) 空中接口技术与实现[M].北京: 人民邮电出版社, 2009:188-192 .
- [37]3GPP.TR 25.913.Requirements for Evolved UTRA (E-UTRA) and Evolved UTRAN[S].
- [38]肖瑶,周宗仪.随机接入协议研究综述[J].通信技术.2003:60-63.
- [39]梁钊.ALOHA 随机多址通信技术—从纯 ALOHA 到扩展 AIDHA[J].移动通信.1999, 23(5):23-26.
- [40]3GPP.TSG-RAN.R2-072596,RACH Backoff[S]. Nokia Siemens Networks,Nokia.
- [41]3GPP.TSG-RAN.R2-074923,RACH backoff.Nokia Siemens Networks.
- [42]3GPP.TSG-RAN.R2-08075,Overload handling for Non-contention based RACH[S].China Mobile.
- [43]3GPP.TSG-RAN.R2-075086,Overload Handling of Non-Contention Based RACH

Resources[S]. Motorola.

[44]3GPP.TSG-RAN.R2-07445,Congestion Handling of Non-Contention based RACH Resources[S]. Motorola.

[45]3GPP.TSG-RAN.R2-074647,Load control of Non-contention based RACH[S]. Motorola.

[46]3GPP.TSG-RAN.R2-071316,RACH back-offcontrol[S]. Siemens Networks.

[47]3GPP.TSG-RAN.R2-074052,RACH Back-off mechanism based on the type of RA request[S]. ZTE.

[48]3GPP TSG-RAN.R2-074455,Backoff for the First RACH Transmission[S]. Motorola.

[49]郑淑丽,朱晓亮,吴春辉. 无线网络中一种公平性的退避算法[J]. 合肥工业大学学报,2008,31(8):1204-1217.

[50]黎宁,景丽,陈强. 无线媒体接入控制退避算法研究[J]. 计算机工程与应用,2006,833(14):124-127.

[51]Zygmunt J. Haas , Senior Member , Jing Deng. On Optimizing the Backoff Interval for Random Access Schemes[J]. On Optimizing the Backoff Interval for Random Access Schemes,2009,51(7): 2081-2090.

## 附 录

### 作者在读期间发表的学术论文及参加的科研项目

#### 发表的学术论文

- [1] 一种改进的 RFID 系统多状态防碰撞算法[J].电子器件, 2010, 33 (3) : 374—375.  
(核心期刊).

#### 参与的科研项目

- [1] MPLS 网络中 L2VPN interworking 功能增强开发项目 H3C 公司 2009.6-2009.12  
[2] 基于 Comvare V7 的 FTP Server 协议委托开发项目 H3C 公司 2010.3-2010.8  
[3] LTE 控制面随机接入测试项目 诺基亚西门子公司 2010.8-2010.12