



学习重点和要求

本章主要介绍移动通信系统中的抗衰落技术,包括分集接收技术、信道编码技术、均衡技术、扩频技术、OFDM 技术及 MIMO 技术等。分集接收技术是为了减少衰落的深度和衰落的持续时间;信道编码技术是为了提高通信系统的可靠性;均衡技术是为了降低码间串扰引起的误码率;扩频技术通过牺牲带宽来提高通信的抗干扰能力;OFDM 技术通过子载波的正交性降低码间干扰;MIMO 技术提高系统的可靠性和有效性。要求:

- 掌握分集技术的原理、分类及合并;
- 掌握不同信道编码的原理及应用;
- 理解均衡技术;
- 了解扩频技术;
- 掌握 OFDM 技术;
- 掌握 MIMO 系统容量的计算和空时编码。

随着移动通信技术的发展,传输的数据速率越来越高,人们对正确有效地接收信号的要求也越来越高。在移动通信中,移动信道的多径传播、时延扩展及伴随接收机移动过程产生的多普勒频移会使接收信号产生严重衰落;阴影效应会使接收的信号过弱而造成通信中断;信道存在的噪声和干扰也会使接收信号失真而造成误码。衰落对传输信号的质量和传输可靠度都有很大的影响,严重的衰落甚至会使传播中断。

引起移动通信系统衰落的原因有很多。通常情况下,衰落主要由多径传播和非正常衰减引起。多径效应是最常见的也是最重要的衰落原因。

为了改善和提高接收信号的质量,在移动通信中就必须使用相应的抗衰落技术,即利用信号处理技术来改进恶劣的无线电传播环境中的链路性能。在移动通信中,将改善接收信号的质量所采取的一系列方法、手段、措施称为抗衰落技术。常用的抗衰落技术有分集接收技术、均衡技术、信道编码技术、扩频技术及 MIMO 技术等。

3.1 分集接收技术

3.1.1 分集接收原理

1. 什么是分集接收

分集技术是一项典型的抗衰落技术,它可以大大提高多径衰落信道的信息传输可靠性。



无线电信号通过多径移动信道有时会产生严重的衰落,并且随着移动台的移动,瑞利衰落会随信号瞬时值快速变动,而对数正态衰落会随信号平均值(中值)变动。这两者是构成移动通信接收信号不稳定的主要因素,会使接收信号质量和性能产生严重恶化。虽然有时可以通过增加发信机功率、天线尺寸或高度等方法使信号获得改善,但采用这些方法有时代价会比较高。

所谓分集接收技术,是指在若干个支路上接收相互间相关性很小或互不相关的载有同一消息的信号,然后通过合并技术再将各个支路信号合并输出,来降低信号电平起伏的方法。分集技术是一种利用多径信号来改善系统性能的技术,通过使用分集接收技术可以大大降低多径衰落的影响,改善信号传输的可靠性。但分集技术的各支路要求传输相同信息、具有近似相等的平均信号强度且具有相互独立的衰落特性。

分集接收的基本思想是通过查找和利用自然界无线传播环境中独立的、高度不相关的多径信号来提高多径衰落信道下的传输可靠性。通过多个信道(时间、频率或者空间)接收到承载相同信息的多个副本,由于多个信道的传输特性不同,信号多个副本的衰落就不会相同。接收机使用多个副本包含的信息能比较正确地恢复出原发送信号,即将接收到的信号分成多路的独立不相关信号,然后将这些不同能量的信号按不同的规则合并起来。分集接收技术将主要应用于:①在平坦衰落信道上接收信号的衰落深度和衰落持续时间较大的信号;②来自地形地物造成的阴影衰落;③在微波信号的传播过程中,由于受地面或水面反射和大气折射的影响,会产生多个经过不同路径到达接收机的信号,造成多径衰落等场景。

分集接收技术包含两重含义,即分散传输和集中处理。分散传输,使接收端能获得多个统计独立的、携带同一信息的衰落信号。集中处理,即接收机把收到的多个统计独立的衰落信号进行合并(包括选择与组合),以降低衰落的影响,提高通信的可靠性。分集接收增加了接收机的复杂度,因为要对多径信号进行跟踪并需要及时对更多的信号分量进行处理。但因为它可以提高通信的可靠性,因此被广泛应用于移动通信中。

为了进一步说明分集接收技术,图 3-1 给出了一种利用“选择式”合并方式进行分集的示意图。图 3-1 中,曲线 A 与 B 分别代表来自同一信号源的两个独立衰落信号。如果在任意时刻,接收机选用其中幅度大的一个信号,则可得到合成信号如曲线 C 所示。由于在任意瞬间,两个非相关的衰落信号同时处于深度衰落的概率是极小的,因此合成信号 C 的衰落程度会明显减小。需要强调的是,这里所说的“非相关”条件是必不可少的,倘若两个衰落信号同步起伏,那么这种分集方法就不会有任何效果。

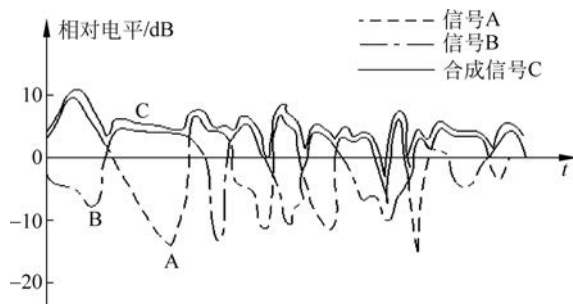


图 3-1 分集技术示意图

2. 分集方式

分集方式依照信号传输的形式可分为显分集和隐分集。显分集是指构成明显分集信号的传输形式,多指利用多副天线接收信号的分集方式。隐分集是指分集作用隐含在传输信号中,而在接收端利用信号处理技术实现信号的分集方式,一般只需一副天线,如交织技术。

针对多径衰落和阴影衰落,常用的分集技术分为宏分集和微分集。宏分集主要用于蜂窝通信系统中,也称为多基站分集或多基站显分集。这是一种减小慢衰落影响的分集技术,是把多个基站设置在不同的地理位置(如蜂窝小区的对角上)和不同方向上,同时和小区内的一个移动台进行通信(可以选用其中信号最好的一个基站进行通信),由于有多重信号可以利用,会大幅度减小衰落的影响。由于电波传播路径不同,地形地物的阴影效应不同,所以经过独立衰落路径传播的多个慢衰落信号是互不相关的。各信号同时发生深衰落的概率也很小,若采用选择分集合并,从各支路信号中选取信噪比最佳的支路,即选出最佳的基站和移动台建立通信,也就是说,只要各个方向上的传播信号不同时受到阴影衰落或由于地形的影响而出现严重慢衰落,就可以保证通信不中断。这种分集技术主要用于克服由于地形地物的影响而形成阴影区域引起的大尺度衰落。多基站分集示意图如图 3-2 所示。

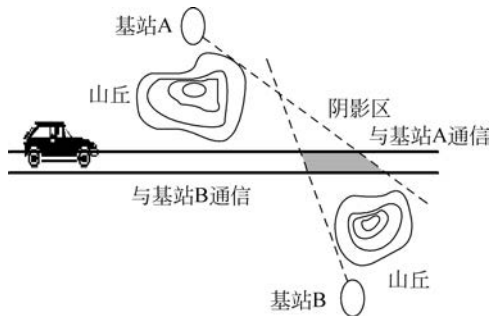


图 3-2 多基站分集示意图

图 3-2 中,设基站 A 接收到的信号功率中值为 m_A ,基站 B 接收到的信号功率中值为 m_B ,它们都服从对数正态分布。若 $m_A > m_B$,则系统确定用基站 A 与移动台通信;若 $m_A < m_B$,则确定用基站 B 与移动台通信。图 3-2 中,移动台在 B 路段运动时,可以和基站 B 通信;在 A 路段运动则和基站 A 通信,在此覆盖区域基站设置数量可以根据需要来决定。

微分集是一种减小快衰落影响的分集技术,在各种无线通信系统中经常使用。微分集是指在一个局部区域接收到的无线信号在空间、角度、频率、时间等方面呈现出独立性的分集方式,因此,对应的分集方法有空间分集、极化分集、角度分集、频率分集、时间分集等。

按集合或合并方式划分,分集技术可分为选择式合并、等增益合并与最大比值合并。若按照合并的位置划分,分集技术可分为射频合并、中频合并与基带合并。

1) 显分集

(1) 空间分集。在移动通信中,信号在传输空间中略有变动就可能出现较大的场强变化。当使用两个互不相关的接收信道时,它们受到的衰落影响是不相关的,且二者在同一时刻经受的深度衰落谷点影响的可能性也很小。

空间分集的理论依据是快衰落的空间独立性,是利用场强随空间的随机变化实现的。在任意两个不同位置上接收同一信号,只要两个位置的距离大到一定程度,则两处所接收的

信号的衰落是互不相关的。因此,空间分集接收至少需要两副相隔一定距离的天线。空间距离越大(一般需要满足空间距离大于相干距离),多径传播的差异就越大,所接收场强的相关性就越小。为了获得满意的空间分集效果,国际无线电咨询委员会(CCIR)建议,移动单元两天线间距 d 应大于 0.6 个波长(λ),即 $d > 0.6\lambda$,并且最好选在 $1/4$ 波长的奇数倍附近。当然在实际环境中,接收天线之间的间距要视地形、地物等具体情况而定。对于空间分集而言,分集的支路数 m 越大,分集效果越好。但当 m 较大(如 $m > 3$)时,分集的复杂度会增加,而分集增益的增加随着 m 增大而变得缓慢。空间分集的原理如图 3-3 所示。

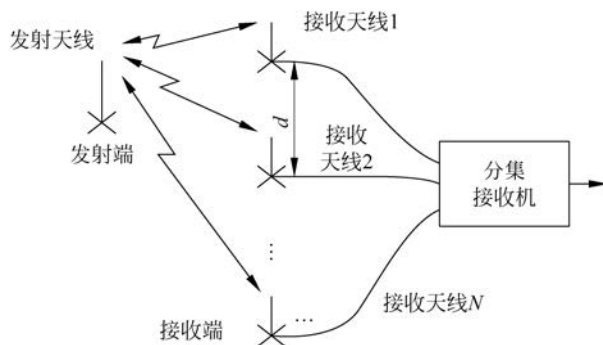


图 3-3 空间分集示意图

空间分集分为空间分集发送和空间分集接收两个系统。其中空间分集接收是在空间不同的垂直高度上设置几副天线,同时接收一个发射天线的微波信号,然后合成或选择一个强信号,这种方式称为空间分集接收。接收端天线之间的距离应至少大于波长的一半,以保证接收天线输出信号的衰落特性是相互独立的。这样可以降低信道衰落的影响,改善传输的可靠性。

在空间接收分集中,由于在接收端采用了 N 副天线,若它们尺寸、形状、增益相同,那么空间分集除可获得抗衰落的分集增益外,还可以获得由于设备能力的增加而获得的设备增益,比如二重空间分集的两套设备,可获 3dB 设备增益。

接收天线间隔 d 大小的设置通常与工作波长、地物及天线高度有关,在移动信道中通常取 0.5 波长(市区)或 0.8 波长(郊区)。

在满足上述条件下,两信号的衰落相关性已经很弱, d 越大,相关性越弱。另外,接收端利用 N 副接收天线, N 越大,抗衰落效果越好,但复杂度增加。早期的这种多天线应用后来演变成多输入多输出(MIMO)技术。根据上述理论分析可知,空间分集应用在 900MHz 的频段工作时,通信系统中的两副天线的间隔只需 0.27m 即可,空间分集已广泛用于远距离短波通信线路上。空间分集的优点是简单、可靠、分集增益高,分集重数每增加 1 倍,分集增益可增加 3dB; 缺点是需要另外单独的天线。常见的几种空间分集形式的如图 3-4 所示。

发射分集技术是通信系统为提高下行链路性能,减小信道衰落影响采取的一项关键技术。传统的天线分集是在接收端采用多根天线进行接收分集的,并采用合并技术来获得好的信号质量。但是由于移动台尺寸受限,采用接收天线分集技术较困难,而且在移动台端进行接收分集代价也高昂,增加了用户的设备成本。从理论与实际应用中都发现,相同阶数的发射分集与接收分集具有相同的分集增益。因此,为了适应现代移动通信的要求,通常在基

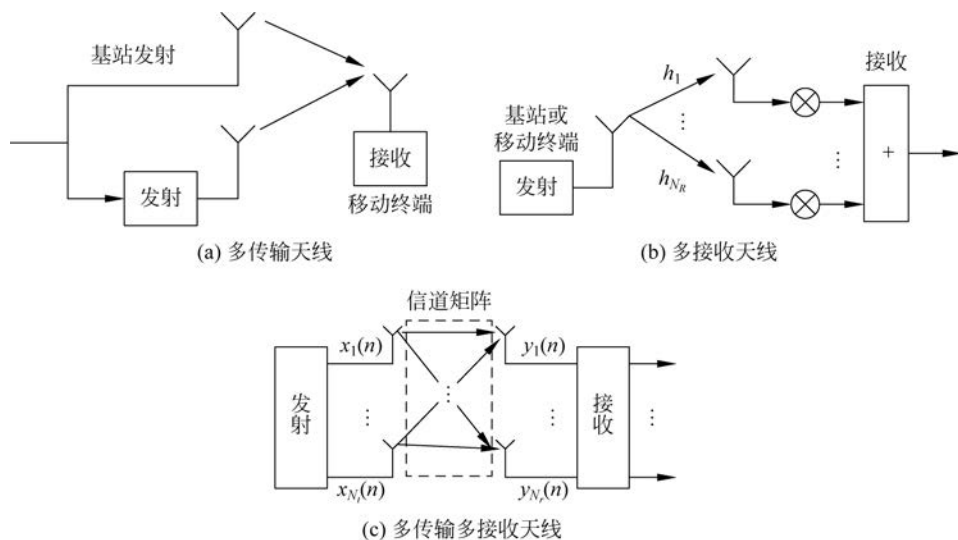


图 3-4 常见的几种空间分集形式

站端采用发射分集技术来提高通信的可靠性。

空间分集还有两类变化形式,即极化分集和角度分集。

目前在越来越多的工程中广泛使用了极化天线。所谓极化分集,是指利用在同一地点两个极化方向相互正交的天线发出的信号可以呈现不相关的衰落特性进行分集接收,即在收发端天线上安装水平、垂直极化天线,就可以把得到的两路衰落特性不相关的同一频率信号进行极化分集。理论上,由于媒质不引入耦合影响,也就不会产生相互干扰。但是在移动通信环境中,会发生互耦效应。这就意味着,信号通过移动无线电媒质传播后,垂直极化波的能量会泄漏到水平极化波去,反之亦然。但泄漏的能量和主能流相比,泄漏能量很小,通过极化分集依旧可以得到良好的分集增益。由此可见,极化分集实际上是空间分集的特殊情况,分集支路只有两路且相互正交。极化分集与空间分集相比,其优点是只需安装一副天线即可,节约了安装成本,并且结构紧凑、节省空间;其缺点是由于发射功率要分配到两副极化天线上,因此有 3dB 功率损失。极化分集原理示意图如图 3-5 所示。

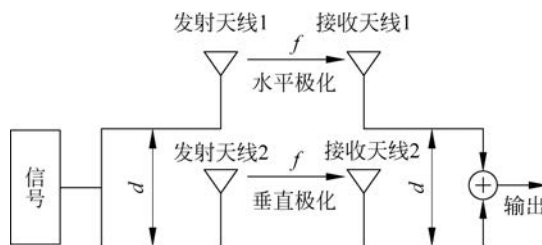


图 3-5 极化分集原理示意图

角度分集是指地形、地貌、接收环境的不同,使得到达接收端的不同路径信号可能来自不同的方向,这样在接收端可以采用方向性天线分别指向不同的到达方向,接收端利用多个方向性尖锐的接收天线能分离出不同方向来的信号分量。这些分量具有互相独立的衰落特性,因而可实现角度分集并获得抗衰落的效果。角度分集在较高频率时容易实现,如通信系

统中使用的智能天线。

(2) 频率分集。频率分集是在发信端将一个信号利用两个间隔较大的发信频率同时发射,在收信端同时接收这两个射频信号后合成。由于工作频率不同,电磁波之间的相关性极小,各电磁波的衰落概率也不同。频率分集对于抗频率选择性衰落特别有效,但付出的代价是成倍增加收发信机,且需成倍占用频带,降低了频谱利用率。所谓频率不相关的载波,是指不同载波之间的间隔大于相干带宽,即载波频率的间隔应满足

$$\Delta f \geq \left(B_c = \frac{1}{\Delta \tau_m} \right) \quad (3-1)$$

式中, Δf 为载波频率间隔, B_c 为相干带宽, $\Delta \tau_m$ 为最大多径时延差。采用两个微波频率,称为二重频率分集。在一定的频率范围内,两个微波频率 f_1 与 f_2 相差越大,频率间隔 $\Delta f = f_1 - f_2$ 越大,两个不同频率信号之间衰落的相关性越小。频率分集原理示意图如图 3-6 所示。

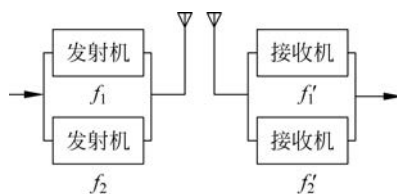


图 3-6 频率分集原理示意图

如市区中,若时延扩展 $\Delta = 3 \mu s$,则相干带宽 B_c 大约为 53 kHz,如果采用频率分集,则需要用两部以上的发射机(频率相隔 53 kHz 以上)同时发送同一信号,并用两部以上的独立接收机来接收信号。这样不仅会使设备复杂,而且在频谱利用方面也很不经济,在实际移动通信系统中频率分集很少单独使用。

(3) 时间分集。时间分集是指将同一信号在不同时间区间多次重发,只要各次发送时间的间隔足够大,则各次发送信号出现的衰落将是相互独立统计的。时间分集通过利用这些衰落在统计上互不相关的特点,即时间上衰落统计特性上的差异来实现抵抗时间选择性衰落。为了保证重复发送的数字信号具有独立的衰落特性,重复发送的时间间隔 ΔT 应该满足

$$\Delta T \geq \frac{1}{2f_m} = \frac{1}{2(\nu/\lambda)} \quad (3-2)$$

式中, f_m 为最大多普勒频移, ν 为移动台的速度, λ 为工作波长。若移动台是静止的,则移动速度为零,此时要求重复发送的时间间隔无穷大。这表明,时间分集对于静止状态的移动台是无效应的。在数字通信系统中,通常使用差错控制编码以获得时域上的冗余,由时间交织提供发射信号副本之间的时间间隔。时间分集由于引入了时间冗余,使得带宽利用率受损,降低了传输效率。时间分集主要用于衰落信道中数字信号传输,有利于克服移动信道中由多普勒效应引起的信号衰落。时间分集的原理示意图如图 3-7 所示。

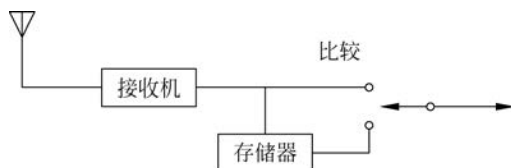


图 3-7 时间分集的原理示意图

2) 隐分集

(1) 交织技术。移动信道上的误码有两种类型,随机性误码(单个码元错误且随机发

生,主要由噪声引起)和突发性误码(连续数个码元发生错误,主要由衰落或阴影造成)。

卷积码既能纠正随机差错也具有一定的纠正突发差错的能力。纠正突发差错主要靠交织编码来解决,即使突发差错分散成为随机差错而得到纠正。交织编码不增加监督元,亦即交织编码前后,码速率不变,因此不影响有效性。交织技术有两个相关参数,即交织深度和交织宽度。交织深度指交织前相邻的两符号在交织后的间隔距离;交织宽度指交织后相邻两符号在交织前的间隔距离。因此,对于一个 $m \times n$ 的交织阵列,若按行读入、按列读出,其交织深度为 m ,交织宽度为 n 。

如果信息中的每个码字为 7 比特,第一个码字为 $C_{11}C_{12}\cdots C_{17}$,第二个码字为 $C_{21}C_{22}\cdots C_{17}$,...,第 m 行码字为 $C_{m1}C_{m2}\cdots C_{m7}$,共排成 m 行,按图 3-8 所示的顺序先存入存储器,即将码字顺序存入第 1 行,第 2 行,...,第 m 行,共排成 m 行,然后按列顺序读取并输出。这时的序列就变为 $C_{11}C_{21}C_{31}\cdots C_{m1}C_{12}C_{22}\cdots C_{m2}\cdots C_{17}C_{27}C_{37}\cdots C_{m7}$ 。

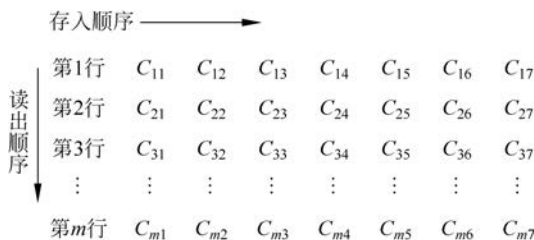


图 3-8 交织编码

可见,交织是以时延为代价的,因此属于隐时间分集。在 GSM 中,信道编码后进行交织,交织分为两次,第一次交织为内部交织,第二次交织为块间交织。

(2) 跳频技术。瑞利衰落与信号频率有关,不同频率的信号遭受的衰落不同。当两个频率相距足够远时,可认为它们的衰落是不相关的。

跳频分慢跳频(SFH)和快跳频(FFH)两种。慢跳频的跳频速率低于信息比特率,即连续几个信息比特跳频一次。在 GSM 中,传输频率在一个完整的突发脉冲传输期间保持不变,属于慢跳频。快跳频的跳频速率高于或等于信息比特率,即每个信息比特跳频一次以上。

跳频的实现方式有两种,一是基带跳频,它将话音信号随着时间的变换使用不同频率的发射机发射,基带跳频适合发射机数量较多的高话务量小区。二是射频跳频,又称合成器跳频,指话音信号使用固定的发射机,在一定跳频序列的控制下,频率合成器合成不同的频率来进行发射。射频跳频比基带跳频性能更好且抗同频干扰能力更强,但它只有当每个小区有 4 个以上频率时效果比较明显,且所需用的合成器会引入一定的衰落,减小覆盖范围。通过跳频,信号的所有突发脉冲不会被瑞利衰落以同一方式破坏,从而提高系统的抗干扰能力。可见,跳频相当于频率分集。

(3) 直接序列扩频技术。直接序列扩频(DSSS)技术直接利用具有高码率的扩频码,采用各种调制方式在发端去扩展信号的频谱,而在接收端用相同的扩频码去进行解码,把扩展了宽带信号还原成原始的信息,属于频率分集。

3. 各显分集技术之间的优缺点

(1) 空间分集的优点是分集增益高,缺点是需另外单独的接收天线。

(2) 时间分集与空间分集相比,优点是减少了接收天线及相应设备的数目,缺点是占用时隙资源,增大了开销,降低了传输效率。

(3) 频率分集与空间分集相比,优点是在接收端可以减少接收天线及相应设备的数量,缺点是要占用更多的频带资源,并且在发送端可能需要采用多个发射机,很少单独使用。

综上所述,分集接收技术可以大大提高多径衰落信道下的传输可靠性,其本质就是采用两种或两种以上的不同方法接收同一信号以克服衰落,其作用是在不增加发射机功率或信道带宽的情况下充分利用传输中的多径信号能量,以提高系统的接收性能。分集方法均不是互相排斥的,在实际应用中可以采用组合方式。

3.1.2 分集信号的合并

1. 合并方式的分类

分集接收在获得多个独立衰落的信号后,需要对信号进行合并处理,会利用合并器把经过相位调整和延时后的各分集支路相加。接收端收到支路 $M(M \geq 2)$ 个分集信号后,如何利用这些信号以减小衰落的影响,就是合并问题。合并技术的基本思想是在接收端取得 M 条相互独立的支路信号以后,对各支路信号进行相位调整和时延,根据一定的条件并运用一定的方式或手段对信号进行合并输出,从而获得分集增益。

如果从合并所处的位置来看,合并可以在检测器以前,即中频和射频上进行合并,且通常是在中频上合并,并且需要各支路的信号同相;也可以在检测器以后,即在基带上进行合并。根据合并时采用的准则与方式,合并方法可以分为最大比值合并、等增益合并和选择式合并。

假设 M 个输入信号电压为 $r_1(t), r_2(t), \dots, r_M(t)$, 则合并器输出电压 $r(t)$ 记为

$$r(t) = a_1 r_1(t) + a_2 r_2(t) + \dots + a_M r_M(t) = \sum_{k=1}^M a_k r_k(t) \quad (3-3)$$

式中, a_k 为第 k 个信号的加权系数。选择不同的加权系数,就可构成不同的合并方式。

1) 选择式合并

选择式合并是指检测所有分集支路的信号,选择其中信噪比最高的支路信号作为合并器的输出。由式(3-3)可知,在选择式合并器中,加权系数只有一项为 1,其余项加权系数均为 0。 M 重选择分集原理示意图如图 3-9 所示。

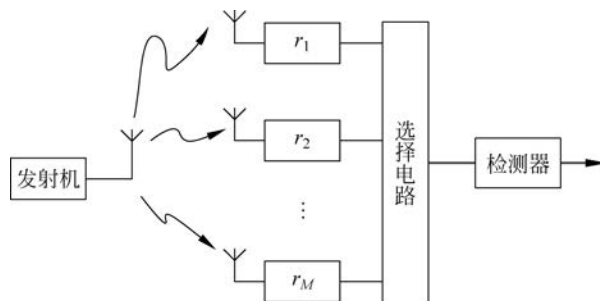


图 3-9 M 重选择分集原理示意图

选择式合并方式简单易实现,但选择式合并方式如果用在中高频段实现分集技术的合并,需要保证各支路的信号同相,这样做会增加实现电路的复杂度;另外,由于选择式合并

方式中未被选择的支路虽然携带有用信息但会被弃之不用,因此抗衰落能力不如后面要介绍的最大比值合并和等增益合并。

2) 最大比值合并

最大比值合并是指将所有具有能量且携带相同信息的信号,在信号合并前对各路载波相位进行调整并使之相同,然后相加。最大比值合并方式中的各支路加权系数的设置与本支路信号的幅度成正比,而与本支路的噪声功率成反比。各支路通过最大比值方式合并后,系统可以获得最大的信噪比输出,提高了系统的可靠性。若假设各支路噪声功率相同,则加权系数的设置仅随着本支路的信号振幅变化而变化,因此信噪比大的支路加权系数就大,信噪比小的支路加权系数就小。 M 路最大比值合并原理示意图如图 3-10 所示。

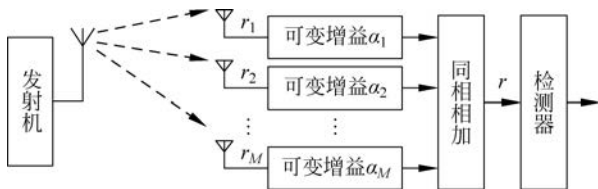


图 3-10 M 路最大比值合并原理示意图

假设每一支路信号包络 $r_k(t)$ 用 r_k 表示,每路的加权系数 α_k 与信号包络 r_k 成正比,而与噪声功率 N_k 成反比,即

$$\alpha_k = \frac{r_k}{N_k} \quad (3-4)$$

由此可得,最大比值合并器输出的信号包络为

$$r_R = \sum_{k=1}^M \alpha_k r_k = \sum_{k=1}^M \frac{r_k^2}{N_k} \quad (3-5)$$

式中,下标 R 表示最大比值合并方式。

3) 等增益合并

等增益合并是指把各支路信号进行同相后再相加,在接收端进行加权时,与选择式合并和最大比值合并相比,各支路的权重选取相等,即都等于 1,各支路的信号是等增益相加的。也就是将图 3-10 中的各加权系数 α_k 设置为 1。

等增益合并器输出信号包络为

$$r_E = \sum_{k=1}^M r_k \quad (3-6)$$

式中,下标 E 表示等增益合并方式。

2. 分集合并性能分析与比较

在通信系统中,信噪比是一项很重要的性能指标。在模拟通信系统中,信噪比决定了话音质量;在数字通信系统中,信噪比(或载噪比)决定了系统的误码率。分集合并的性能是指合并前与合并后信噪比的改善程度。

衡量合并方法的性能指标如下。

(1) 载噪比的累积概率分布。

(2) 改善因子(合并增益)即平均信噪比改善分贝数,指分集接收机合并器输出的平均

信噪比较无分集接收机的平均信噪比改善的分贝数。

因此,评价分集合并的准则有最大信噪比准则、眼图最大张开准则、误码率最小准则。

为便于比较三种合并方式,假设它们都满足下列三个条件。

(1) 每一支路的噪声均为加性噪声且与信号不相关,噪声均值为零,具有恒定均方根值。

(2) 信号幅度的衰落速率远低于信号的最低调制频率。

(3) 各支路信号的衰落互不相关,彼此独立。

1) 选择式合并

设第 k 支路的信号功率为 $(r_k^2)/2$, 噪声功率为 N_k , 则第 k 支路的信噪比为

$$\gamma_k = \frac{r_k^2}{2N_k} \quad (3-7)$$

通常情况下,要想保证某一支路的通信质量,其信噪比必须达到一定的门限值 γ_t , 而选择式合并的分集接收只有全部支路的信噪比都达不到要求才会出现通信中断。

若第 k 个支路的 $\gamma_k \leq \gamma_t$ 的概率为 $P_k(\gamma_k \leq \gamma_t)$, 则在 M 个支路情况下,系统的中断概率用 $P_M(\gamma_S \leq \gamma_t)$ 表示,则有

$$P_M(\gamma_S \leq \gamma_t) = \prod_{k=1}^M P_k(\gamma_k \leq \gamma_t) \quad (3-8)$$

假设 γ_k 的起伏服从瑞利分布,各支路的信号具有相同的方差 σ^2 和噪声功率 N , 平均信噪比为 $\gamma_0 = \sigma^2/N$, 则有

$$P_M(\gamma_S \leq \gamma_t) = [1 - e^{(-\gamma_t/\gamma_0)}]^M \quad (3-9)$$

由此可得 M 重选择式分集合并的可通率为

$$T = P_M(\gamma_S > \gamma_t) = 1 - [1 - e^{(-\gamma_t/\gamma_0)}]^M \quad (3-10)$$

由于 $1 - e^{(-\gamma_t/\gamma_0)}$ 的值小于 1, 因此在 γ_t/γ_0 一定时,分集重数 M 越大,可通率越大。

在选择式合并方式中,由信噪比 γ_S 的概率密度 $P(\gamma_S)$ 可求得平均信噪比为

$$\bar{\gamma}_S = \int_0^\infty \gamma_S p(\gamma_S) d\gamma_S \quad (3-11)$$

式中, $p(\gamma_S)$ 由式(3-9)求得,即

$$p(\gamma_S) = \frac{d}{d\gamma_S} P_M(\gamma_S) = \frac{M}{\gamma_0} [1 - \exp(-\gamma_S/\gamma_0)]^{M-1} \exp(-\gamma_S/\gamma_0) \quad (3-12)$$

将式(3-12)代入式(3-11)中,得选择式合并器输出的平均信噪比为

$$\bar{\gamma}_S = \gamma_0 \sum_{k=1}^M \frac{1}{k} \quad (3-13)$$

平均信噪比的改善因子为

$$\bar{D}_S(M) = \frac{\bar{\gamma}_S}{\gamma_0} = \sum_{k=1}^M \frac{1}{k} \quad (3-14)$$

由式(3-14)知,选择式合并的平均信噪比改善因子随分集重数增大而增大,但增大的速率较小。若改善因子以 dB 计,则有

$$[\bar{D}_S(M)] = [\bar{\gamma}_S] - [\gamma_0] = 10 \lg_{10} \left(\sum_{k=1}^M \frac{1}{k} \right) \text{ dB} \quad (3-15)$$

2) 最大比值合并

假设各支路的平均噪声功率是相互独立的,合并器输出的平均信噪比功率是各支路的噪声功率之和,即 $\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k$, 其中 α_k 为每路的加权系数, N_k 为噪声功率。则最大比值合并器输出的信噪比为

$$\gamma_R = \frac{\left(\sum_{k=1}^M \alpha_k \gamma_k / \sqrt{2} \right)^2}{\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k} \quad (3-16)$$

由于各支路的信噪比为

$$\gamma_k = \frac{r_k^2}{2N_k}$$

代入式(3-16),可得

$$\gamma_R = \frac{\left(\sum_{k=1}^M \alpha_k \sqrt{N_k \gamma_k} \right)^2}{\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k} \quad (3-17)$$

根据施瓦茨不等式,并且令 $p = \alpha_k \sqrt{N_k}$, $q = \sqrt{\gamma_k}$, 则有

$$\left(\sum_{k=1}^M \alpha_k \sqrt{N_k \gamma_k} \right)^2 \leq \left(\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k \right) \sum_{k=1}^M \gamma_k \quad (3-18)$$

将式(3-18)代入式(3-17),整理得

$$\gamma_R \leq \frac{\left(\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k \right) \left(\sum_{k=1}^M \gamma_k \right)}{\sum_{k=1}^M \alpha_k^2 N_k} = \sum_{k=1}^M \gamma_k \quad (3-19)$$

由式(3-19)知,最大比值合并器输出可能得到的最大信噪比为各支路信噪比之和,即

$$\gamma_R = \sum_{k=1}^M \gamma_k \quad (3-20)$$

最大比值合并时,各支路加权系数与本路信号幅度成正比,而与本路噪声功率成反比,合并后可获得最大信噪比输出。若各支路噪声功率相同,则加权系数仅随本路的信号振幅变化而变化。

因为最大比值合并器输出可能得到的最大信噪比为各支路信噪比之和,由式(3-19)可知

$$\bar{\gamma}_R = \sum_{k=1}^M \bar{\gamma}_k = M \gamma_0 \quad (3-21)$$

最大比值合并的改善因子为

$$\bar{D}_R(M) = \frac{\bar{\gamma}_R}{\gamma_0} = M \quad (3-22)$$

若改善因子以 dB 计,则有

$$[\bar{D}_R(M)] = [\bar{\gamma}_R] - [\gamma_0] = 10 \lg_{10} M \text{ dB} \quad (3-23)$$

3) 等增益合并

等增益合并时,各支路加权系数 $\alpha(k=1,2,\dots,M)$ 都等于 1,等增益合并器输出的信号包络为

$$\gamma_E = \sum_{k=1}^M \gamma_k \quad (3-24)$$

若各支路的噪声功率均等于 N ,则

$$\gamma_E = \frac{(\gamma_E/\sqrt{2})^2}{NM} = \frac{1}{2NM} \left(\sum_{k=1}^M \gamma_k \right)^2 \quad (3-25)$$

等增益合并器输出的平均信噪比为

$$\bar{\gamma}_E = \frac{1}{2NM} \left(\sum_{k=1}^M \bar{\gamma}_k^2 \right) + \frac{1}{2NM} \sum_{j,k=1, j \neq k}^M \overline{(\gamma_j \cdot \gamma_k)} \quad (3-26)$$

假设各支路互不相关,则有

$$\overline{\gamma_j \cdot \gamma_k} = \bar{\gamma}_j \cdot \bar{\gamma}_k, \quad j \neq k$$

服从瑞利分布时,有 $\bar{\gamma}_k^2 = 2\sigma^2$ 和 $\bar{\gamma}_k = \sqrt{\pi/2}\sigma$,等增益合并输出的平均信噪比为

$$\bar{\gamma}_E = \frac{1}{2NM} \left[2M\sigma^2 + M(M-1) \frac{\pi\sigma^2}{2} \right] = \gamma_0 \left[1 + (M-1) \frac{\pi}{4} \right] \quad (3-27)$$

式中, $\gamma_0 = \sigma^2/N$,等增益合并的改善因子为

$$\bar{D}_E(M) = \frac{\bar{\gamma}_E}{\gamma_0} = 1 + (M-1) \frac{\pi}{4} \quad (3-28)$$

若改善因子以 dB 计,则有

$$[\bar{D}_E(M)] = [\bar{\gamma}_E] - [\gamma_0] = 10 \lg_{10} \left[1 + (M-1) \frac{\pi}{4} \right] \text{ dB} \quad (3-29)$$

显然当分集重数较大时, $\bar{D}_E(M)$ 趋于常数,信噪比的改善程度趋缓。

通过理论分析可以得出,在相同分集重数(支路数 M 相同)情况下,最大比值合并方式改善信噪比最多,等增益合并方式次之;在分集重数 M 较小时,等增益合并方式的信噪比改善接近最大比值合并,选择式合并方式得到的信噪比改善最小。不同分集合并方式性能改善如图 3-11 所示。

各种分集方法并不是互相排斥的,在实际应用中,通常采用它们组合的方式,如跳变扩频(一种隐频率隐时间技术)。分析分集接收技术的原理发现,在实际移动通信系统中,如果不采用分集技术,在噪声受限条件下,发射机必须提高发射功率,才能保证在信道情况较差时,链路仍然能够正常连接,保证通信的可靠性。在移动无线环境中,由于手持终端的电池容量非常有限,所以,反向链路(指终端到基站的链路)中所能获得的发射功率也非常有限。采用分集技术可以降低发射功率,这在移动通信中非常重要。蜂窝网络系统的容量大多数情况下都会受

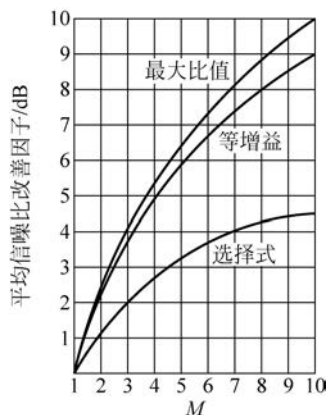


图 3-11 不同分集合并方式性能改善

到干扰限制,因此,通过采用分集技术对抗信道衰落就意味着分集技术可以减小载波干扰比(C/I)的可变性,反过来 C/I 的容限要求较低,可以提高同频复用系数进而提高系统容量。

例 3-1 在二重分集情况下,试分别计算三种合并方式的信噪比改善因子。

解: (1) 选择式合并 $\bar{D}_S(M) = \bar{D}_S(2) = 1 + \frac{1}{2} = 1.5$

或

$$[\bar{D}_S(M)] = [\bar{D}_S(2)] = 10\lg 1.5 = 1.76 \text{ dB}$$

(2) 最大比值合并 $\bar{D}_R(M) = \bar{D}_R(2) = 2$

或

$$[\bar{D}_R(M)] = [\bar{D}_R(2)] = 3 \text{ dB}$$

(3) 等增益合并 $\bar{D}_E(M) = \bar{D}_E(2) = 1 + \frac{1}{4} = 1.78$

或

$$[\bar{D}_E(M)] = [\bar{D}_E(2)] = 2.5 \text{ dB}$$



第 22 集

3.2 均衡技术

在移动通信系统中,由于多径传输、信道衰落等影响,无线信道会产生时延色散。发射信号沿着由多径组成的无线信道传输时,不同的路径有不同的时延。例如,当符号持续时间小于信道多径时延时,会出现符号 1 还没被用户接收而符号 2 就已经发送的现象。因为信道的多径时延,当用户还在接收符号 1 从不同路径到来的信号时,符号 2 甚至符号 3 已经被发送且沿着较快的路径到达,会使得符号 2 和符号 3 对符号 1 产生符号间干扰(ISI)。ISI 和噪声会使被传输的信号产生变形,使接收端的信号发生误码。均衡技术是消除符号间干扰的有效手段。

实现均衡技术有两个基本途径,一是频域均衡,它使包括均衡器在内的整个系统的总传输函数满足无失真传输的条件;二是时域均衡,它直接从时间响应考虑,使包括均衡器在内的整个系统的冲激响应满足无符号间干扰的条件。本书主要考虑时变信号,讨论采用时域均衡来达到整个系统无符号间干扰。

时域均衡器的主体是横向滤波器,它由多级抽头延迟线、加权系数相乘器(或可变增益电路)及相加器组成,如图 3-12 所示。

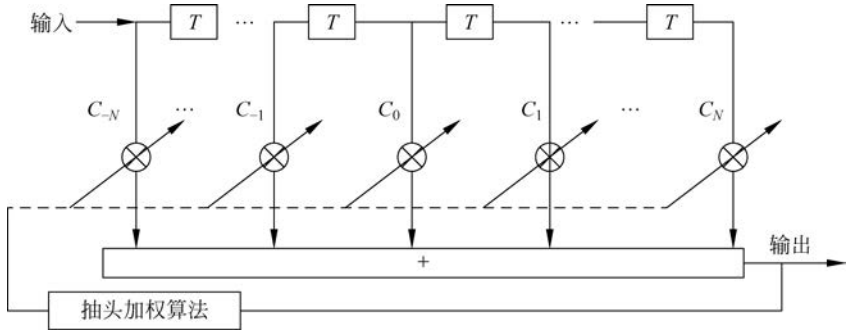


图 3-12 横向滤波器结构框图

所谓均衡,是指对信道特性的均衡,即接收端的均衡器产生与信道特性相反的特性,用来减小或消除因信道的时变多径传播特性而引起的码间干扰。均衡器参数设置与信道传输特性有关。时域上,传输信道是时延色散的,因此均衡器通过调整滤波器系数削弱采样时刻符号间的干扰。频域上,传输信道是频率选择性的,均衡器将增强频率衰落大的频谱部分,而削弱频率衰落小的部分,以使收到信号频谱的各部分衰落趋于平坦,相位趋于线性。均衡技术的基本思想是在数字通信系统中插入一种可调滤波器,用来校正和补偿系统特性,减少码间干扰的影响,这种起补偿作用的滤波器被称为均衡器。均衡器通常使用滤波器来补偿失真的脉冲,通过判决器得到解调输出样本(经过均衡器修正过的或者清除了码间干扰之后的样本)。带均衡器的数字通信系统结构示意图如图 3-13 所示。

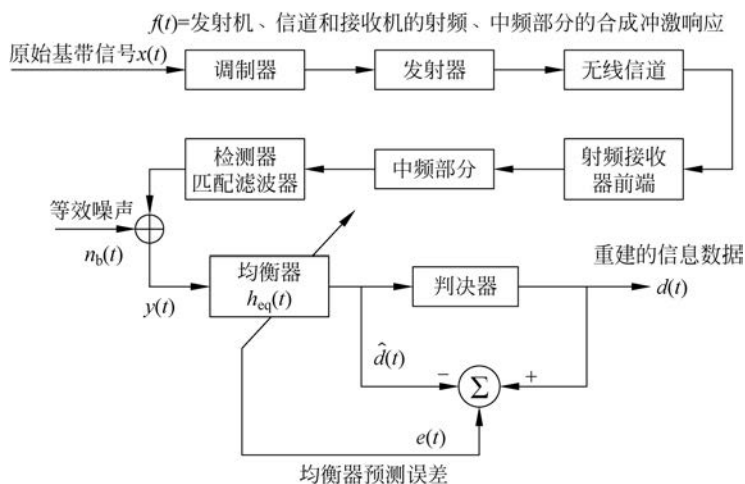


图 3-13 带均衡器的数字通信系统结构示意图

图 3-13 中的 $f(t)$ 是等效的基带冲激响应,综合反映了发射机、信道和接收机的射频、中频部分总的冲激响应。假设发射端的基带信号为 $x(t)$, $n_b(t)$ 是均衡器输入端的等效基带噪声,均衡器的输入为 $y(t)$,则接收端的均衡器接收到的信号为

$$y(t) = x(t) \otimes f^*(t) + n_b(t) \quad (3-30)$$

式中, $f^*(t)$ 为 $f(t)$ 的复共轭, $\otimes$ 表示卷积运算。假设均衡器的冲激响应为 $h_{eq}(t)$,则均衡器的输出为

$$\begin{aligned} \hat{d}(t) &= x(t) \otimes f^*(t) \otimes h_{eq}(t) + n_b(t) \otimes h_{eq}(t) \\ &= x(t) \otimes g(t) + n_b(t) \otimes h_{eq}(t) \end{aligned} \quad (3-31)$$

式中, $g(t) = f^*(t) \otimes h_{eq}(t)$ 是 $f(t)$ 和均衡器的复合冲激响应。如果用横向滤波器作为均衡器,则其冲激响应可以表示为

$$h_{eq}(t) = \sum_n c_n \delta(t - nT) \quad (3-32)$$

式中, c_n 是均衡器的复系数。

假设信号在传输过程中没有受到噪声干扰,即 $n_b(t) = 0$,则在理想状况下,均衡器的输出应等于系统输入信号,即 $\hat{d}(t) = x(t)$,此时系统没有码间干扰。

为了满足 $\hat{d}(t) = x(t)$ 成立,应使 $g(t) = f^*(t) \otimes h_{eq}(t) = \delta(t)$ 。该式在频域上可以表

示为

$$H_{\text{eq}}(f)F^*(-f)=1 \quad (3-33)$$

式中, $H_{\text{eq}}(f)$ 和 $F^*(-f)$ 分别为 $h_{\text{eq}}(t)$ 和 $f(t)$ 的傅里叶变换。

由式(3-33)可以看出,均衡器实际上就是等效基带信道滤波器的逆滤波器。如果信道是一个频率选择性衰落信道,则均衡器将放大被衰落的频率分量,削弱被信道增强的频率分量,以便为系统提供一个具有平坦衰落信道。如果信道是时变信道,则均衡器需要跟踪信道的变化满足均衡器成立的条件。

在实际的移动通信系统中,为了能适应信道的随机变化,使均衡器总是保持最佳的状态,并且能够实时地跟踪移动通信信道的时变特性,从而使均衡器有更好的失真补偿性能,通常采用自适应均衡器。自适应均衡器需要根据某种算法动态地调整其特性和参数,能够实时地跟踪信道的变化以达到理想的状态。

自适应均衡器一般包含两种工作模式,即训练模式和跟踪模式。训练模式的均衡器,首先需要发射机发射一个已知的定长训练序列,以便接收机处的均衡器可以做出正确的设置。典型的训练序列是一个二进制伪随机信号或是一串预先指定的数据位,而紧跟在训练序列后被传送的是用户数据。接收机处的均衡器可以通过递归算法来评估信道特性,并且修正滤波器系数以对信道做出补偿。在设计训练序列时,要求做到即使在最差的信道条件下,均衡器也能通过这个训练序列获得正确的滤波系数。这样接收机就可以在收到训练序列后,使得均衡器的滤波系数已经接近最佳值。而在接收数据时,均衡器的自适应算法就可以跟踪不断变化的信道,不断改变自适应均衡器的滤波特性。均衡器从调整参数至形成收敛,整个过程是均衡器算法、结构和通信变化率的函数。为了能有效消除码间干扰,均衡器需要做周期性重复训练。在数字通信系统中,用户数据是被分为若干段并被放在相应的时间段中传送的,每当收到新的时间段,均衡器将用同样的训练序列进行修正。均衡器一般被放在接收机的基带或中频部分实现,基带包络的复数表达式可以描述带通信号波形,所以信道响应、解调信号和自适应算法通常都可以在基带部分被仿真和实现。

均衡技术按技术类型可以分为线性均衡和非线性均衡。如果接收信号经过均衡后,再经过判决器的输出被反馈给均衡器,并改变了均衡器的后续输出,那么均衡器就是非线性的,否则就是线性的。非线性均衡器包括判决反馈均衡器(DFE)、最大似然符号检测器(MLSD)和最大似然序列估值器(MLSE)。

均衡器按照频谱效率可以分为基于训练序列的均衡、盲均衡与半盲均衡。盲均衡是指均衡器能够不借助训练序列,而仅仅利用所接收到的信号序列即可对信道进行自适应均衡,从而节省带宽,提高频谱效率。基于训练序列的均衡器在发射端发送训练序列,在接收端根据此训练序列对均衡器进行调整,又称自适应均衡,在实际的移动通信系统中得到了广泛的应用。

均衡算法有最小均方误差算法(LMS)、递归最小二乘法(RLS)、快速递归最小二乘法(FRLS)及梯度最小二乘法(GRLS)。

3.3 基本的信道编码技术

1948年,为了降低信息传递过程中环境干扰造成的性能损耗,香农提出了需要寻找和搭建非常可靠的通信系统来创造稳定的通信过程。同时,香农提出了著名的香农公式,给出

了在受到加性高斯白噪声影响的信道上进行无差错传输的最大传输速率计算公式

$$C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \quad (3-34)$$

式中, C 是信道容量, 单位 b/s; B 是信道带宽, 单位为 Hz; S 是平均信号功率, N 是平均噪声功率, $\frac{S}{N}$ 即信噪比, 单位为 dB。

香农定理给出了信道信息传送速率的上限与信道信噪比和带宽的关系。

由香农公式可知, 信道容量由带宽及信噪比决定, 增大带宽或提高信噪比可以增大信道容量; 在要求信道容量一定的情况下, 提高信噪比可以降低带宽的需求, 增加带宽可以降低对信噪比的需求。

香农公式给出了信道容量的极限, 也就是说实际无线制式中单信道容量不可能超过该极限, 只能尽量接近该极限。香农提出的仅仅是一个存在性定理, 他虽然指出了可以通过差错控制编码技术来实现可靠通信的理论参考, 但却没有给出具体实现的方法。于是在随后的近百年内, 人们便将重心转移到信道编码各种方案的研究上, 希望通过信道编码技术使信道容量能够逼近香农极限。

由于移动信道是时变多径的, 所以数字信号在移动信道传输中往往受到噪声或干扰的影响, 使得传送的数据流中会产生误码, 从而使接收端产生图像跳跃、不连续、马赛克等现象。因此, 在传输数字信号时, 往往需要根据不同的移动环境进行各种编码, 而信道编码具有克服这两类误码的能力。在发送端的信息码元序列中加入一些监督码元, 这些多余的码元与信息码元之间以某种确定的规则相互关联(约束); 接收端按照既定的规则检验信息码元与监督码元之间的关系, 一旦传输过程中发生差错, 则信息码元与监督码元之间的关系将受到破坏, 从而可以发现错误, 乃至纠正错误, 这种方式称为差错控制编码, 有时也叫信道编码。研究各种编码和译码方法是差错控制编码所要解决的主要问题, 不同的编码有不同的检错或纠错能力。一般来说, 监督码元所占比例越大, 检(纠)错的能力越强, 监督码元的多少, 通常用编码效率来度量。

信道编码的过程是在源数据码元中加插一些冗余码元(监督码元), 从而达到在接收端进行判错和纠错的目的, 因此信道编码会使有用的信息数据传输减少, 特别是在带宽固定的信道中, 因为总的传送码率是固定的, 由于采用信道编码增加了数据量, 所以信道编码以降低信息传输速率为代价来提高系统传输的可靠性。将有用比特数 k 除以总比特数 n 就等于编码效率 R , 即 $R = k/n$ 。不同的编码方式, 其编码效率有所不同。

3.3.1 信道编码分类

从不同的角度出发, 信道编码可以有不同的分类方法。

(1) 按码组的功能, 分为检错码和纠错码。检错码用于在译码中发现错误; 纠错码不仅能发现错误还能自动纠正错误。

(2) 按码组中监督码元与信息码元之间的关系, 分为线性码和非线性码。线性码是指监督码元与信息码元之间的关系为线性的, 即监督关系方程可以用线性方程表示; 非线性是指监督关系方程不满足线性关系。

(3) 按码组中信息码元与监督码元的约束关系, 分为分组码和卷积码。分组码是指监

督码元仅与本码组的信息码元有关；卷积码的监督码元不但与本码组的信息码元有关，还与前面若干组的信息码元有关。

(4) 按纠错能力，分为纠随机差错码和纠突发差错码。随机差错码的特点是码元间的差错互相独立；突发差错码的特点是码元的错误通常是一连串的。

(5) 按照信息码元在编码后是否保持原来的形式，分为系统码和非系统码。在系统码中，编码后的信息码保持原样不变，而非系统码中信息码元则改变了原有的信号形式。系统码的性能大体上与非系统码相同，但是在某些卷积码中非系统码的性能优于系统码。由于非系统码中的信息位已“面目全非”，这对观察和译码都带来麻烦，因此很少应用。系统码的编码和译码相对比较简单，因而得到广泛应用。

移动通信在保证信息传输的可靠性提高传输质量时，采用信道编码需要综合考虑它的性能指标，包括编码效率、编码增益、编码时延和编译码器的复杂度。下面着重介绍几种常用的信道编码方法。

3.3.2 线性分组码

分组码是把信源待发送的信息序列按固定的 k 位一组进行划分，划分成若干个消息组，再将每一消息组独立变换成码长为 n ($n > k$) 的二进制数字组，称为码字。在分组码中，监督码仅监督本码组的码元，把“1”的数目称为码组的重量，把两个不同码组对应位上数字 (0 和 1) 不同的位数称为码组的距离，简称“码距”，又称汉明码距。通常把某种编码中各个码组间距离最小值称为最小码距。分组码就其构成方式不同，可分为线性分组码和非线性分组码。

一般情况下，码的检、纠错能力与最小码距 d 的关系可分为以下情况。

- (1) 为检测 e 个错码，要求最小码距为 $d \geq e + 1$ 。
- (2) 为纠正 t 个错码，要求最小码距为 $d \geq 2t + 1$ 。
- (3) 为纠正 t 个错码，同时检测 e 个错码，要求最小码距为 $d \geq e + t + 1$ ($e > t$)。

分组码具有以下特点。

- (1) 分组码是一种前向纠错编码。
- (2) 分组码是长度固定的码组， k 个信息位被编为 n 位码字长度，而 $n - k$ 个监督位的作用就是实现检错与纠错，可表示为 (n, k) 。
- (3) 在分组码中，监督位仅与本码组的信息位有关，而与其他码组的信息码字无关。

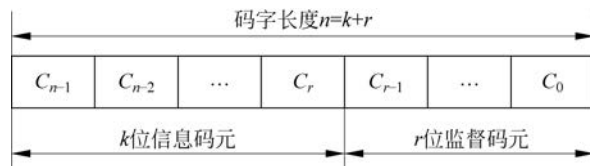
1. 线性分组码的编码原理

线性分组码编码时，首先将信源输出的信息序列以 k 个信息码元划分为一组；然后根据一定的编码规则由这 k 个信息码元产生 r 个监督码元，构成 $n = k + r$ 个码元组成的码字，每个码字的 r 个监督码元仅与本组的信息码元有关而与其他码组无关。线性分组码一般用符号 (n, k) 表示。

1) 监督矩阵

一个具有码元长度为 n 的码字可以用向量 $\mathbf{C} = (c_{n-1}, \dots, c_1, c_0)$ 表示。线性分组码 (n, k) 结构如图 3-14 所示，码字的前 k 位为信息码元，与编码前原样不变，后 r 位为监督码元。

例如，一个 $(7, 3)$ 线性分组码，码字表示为 $(c_6, c_5, \dots, c_1, c_0)$ ，其中 c_6, c_5, c_4 为信息码元， c_3, c_2, c_1, c_0 为监督码元。监督码元由下面线性方程组产生

图 3-14 线性分组码 (n, k) 结构

$$\begin{cases} c_3 = c_6 \oplus c_4 \\ c_2 = c_6 \oplus c_5 \oplus c_4 \\ c_1 = c_6 \oplus c_5 \\ c_0 = c_5 \oplus c_4 \end{cases} \quad (3-35)$$

将式(3-35)改写为

$$\begin{cases} c_6 \oplus c_4 \oplus c_3 = 0 \\ c_6 \oplus c_5 \oplus c_4 \oplus c_2 = 0 \\ c_6 \oplus c_5 \oplus c_1 = 0 \\ c_5 \oplus c_4 \oplus c_0 = 0 \end{cases} \quad (3-36)$$

式(3-36)可以用矩阵表示为

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} c_6 \\ c_5 \\ c_4 \\ c_3 \\ c_2 \\ c_1 \\ c_0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \quad (3-37)$$

一般地,在 (n, k) 线性分组码中,如果有

$$\mathbf{H}\mathbf{C}^T = \mathbf{0}^T \quad \text{或} \quad \mathbf{C}\mathbf{H}^T = \mathbf{0} \quad (3-38)$$

则称 $\mathbf{H}$ 为 (n, k) 线性分组码的监督矩阵(或校验矩阵)。

式中, $\mathbf{C} = (c_6, c_5, \dots, c_1, c_0)$ 表示编码器输出的码字; $\mathbf{0}$ 表示 r 个0元素组成的行向量; $\mathbf{C}^T$ 、 $\mathbf{0}^T$ 或 $\mathbf{H}^T$ 分别为 $\mathbf{C}$ 、 $\mathbf{0}$ 、 $\mathbf{H}$ 的转置矩阵。

如果监督矩阵 $\mathbf{H}$ 的后 r 列为单位方阵,则称 $\mathbf{H}$ 为监督矩阵的标准形式,简称为标准的监督矩阵。标准的监督矩阵 $\mathbf{H}$ 可表示为

$$\mathbf{H} = [\mathbf{Q}, \mathbf{I}_r] \quad (3-39)$$

式中, $\mathbf{I}_r$ 表示 $r \times r$ 阶单位方阵; $\mathbf{Q}$ 表示 $r \times (n-r)$ 阶矩阵。

显然, $\mathbf{H}$ 阵共有 r 行 n 列。 $\mathbf{H}$ 阵的每一行都代表一个监督方程,它表示与该行中“1”对应的码元的和为0。只要监督矩阵 $\mathbf{H}$ 给定,编码时监督码元和信息码元的关系就完全确定。一般说来, r 个监督方程应该是线性无关的,即 $\mathbf{H}$ 阵的 r 行必须是线性独立的。

在线性码中,容易验证 X 和 Y 为线性码的任意两个码字,则 $X \oplus Y$ 也是这种线性码中的一个码字,这一性质称为线性码的封闭性。由于线性码任意两个码字之和仍是一个码字,

所以两个码字之间的距离必定是另一码字的码重。容易得出,线性码的最小距离等于非零码字的最小码重。另外需要指明的是,在线性码中必定包含全 0 的码字,这是因为信息码元全为 0 时,监督码元肯定全为 0。

2) 生成矩阵

如果在输出的码组中前 3 位为信息位,后 4 位为监督位且其是前 3 位信息位的线性组合,写成线性方程组形式为

$$\begin{cases} c_6 = c_6 \\ c_5 = c_5 \\ c_4 = c_4 \\ c_3 = c_6 \oplus c_4 \\ c_2 = c_6 \oplus c_5 \oplus c_4 \\ c_1 = c_6 \oplus c_5 \\ c_0 = c_5 \oplus c_4 \end{cases} \quad (3-40)$$

式(3-40)还可以用矩阵表示为

$$[c_6, c_5, c_4, c_3, c_2, c_1, c_0] = [c_6, c_5, c_4] \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (3-41)$$

一般地,在 (n, k) 线性分组码中,设 $\mathbf{M}$ 是编码器的输入信息码元序列,如果编码器的输出码字 $\mathbf{C}$ 可以表示为

$$\mathbf{C} = \mathbf{M}\mathbf{G} \quad (3-42)$$

则 $\mathbf{G}$ 为该线性分组码 (n, k) 的生成矩阵。生成矩阵 $\mathbf{G}$ 为 $k \times n$ 矩阵。容易看出,任何一个码字都可以表示为生成矩阵行向量的线性组合。

线性分组码的生成矩阵可用表示为

$$\mathbf{G} = [\mathbf{I}_k \mathbf{P}] \quad (3-43)$$

式中, $\mathbf{I}_k$ 表示 $k \times k$ 阶单位方阵; $\mathbf{P}$ 表示 $k \times (n-k)$ 阶矩阵。

式(3-43)所示的生成矩阵 $\mathbf{G}$ 的前 k 列为单位方阵,称为生成矩阵的标准形式,简称为标准的生成矩阵。相同的码字空间只对应唯一的标准生成矩阵,一般的生成矩阵可通过初等行变换化成标准的生成矩阵。

3) 校正子

若接收端收到的码组为 $\mathbf{R} = (r_{n-1}, \dots, r_1, r_0)$, 则发送码组与接收码组之差可以表示为

$$\mathbf{R} - \mathbf{C} = \mathbf{E} \text{ (模 2)} \quad (3-44)$$

$\mathbf{E}$ 是传输中产生的错码行矩阵,也称错误图样,且有

$$\mathbf{E} = [e_{n-1}, \dots, e_1, e_0] \quad (3-45)$$

其中

$$e_i = \begin{cases} 0, & r_i = c_i \\ 1, & r_i \neq c_i \end{cases} \quad (3-46)$$

式中, $e_i = 0$ 表示该位接收码无错; $e_i = 1$ 表示该位接收码有错。

若接收码无错,即 $\mathbf{E} = 0$, 则 $\mathbf{R} = \mathbf{C}$, 代入式(3-38)中有

$$RH^T = 0 \quad (3-47)$$

若接收码有错,式(3-47)不成立,其右端不等于0,即

$$(C + E) \cdot H^T = C \cdot H^T + E \cdot H^T = 0 + E \cdot H^T = E \cdot H^T = S \quad (3-48)$$

S 为校正子,它只与错误图样 E 有关,而与发送的具体码字 C 无关。不同的错误图样有不同的校正子,它们有一一对应关系。

接收端对接收到的码组译码步骤:

- (1) 计算校正子 S ;
- (2) 根据校正子给出错误图样 E ;
- (3) 计算发送码组的估计值 $C' = R \oplus E$ 。

2. 常见的线性分组码

常见的线性码包括奇偶监督码、汉明码、CRC 码、BCH 码及 RS 码。

1) 奇偶监督码

奇偶监督码的编码规则是先将所要传输的数据码元(信息码)分组,在分组信息码元后面附加 1 位监督码,若该码组中信息码元和监督码元合在一起“1”的个数为偶数则称为偶校验,若为奇数则称为奇校验。奇偶监督码的特点是只有一个监督位。

设码组长度为 n ,码字表示为 $(a_{n-1}, a_{n-2}, \dots, a_0)$ 。其中前 $n-1$ 位为信息码元,第 0 位为监督位 a_0 。若是偶监督,则信息位与监督位的约束关系应为

$$a_{n-1} \oplus a_{n-2} \oplus \dots \oplus a_1 \oplus a_0 = 0 \quad (3-49)$$

监督位 a_0 由式(3-50)决定

$$a_0 = a_{n-1} \oplus a_{n-2} \oplus \dots \oplus a_1 \quad (3-50)$$

这样,在接收端译码时,实际上就是计算

$$S = a_{n-1} \oplus a_{n-2} \oplus \dots \oplus a_1 \oplus a_0 \quad (3-51)$$

当 $S=0$ 时,认为无错;当 $S=1$ 时,认为有错。同理,奇监督时,发送端的监督关系为

$$a_{n-1} \oplus a_{n-2} \oplus \dots \oplus a_1 \oplus a_0 = 1 \quad (3-52)$$

译码时,若 $S=1$,认为无错;若 $S=0$,认为有错。

可以看出,这种奇偶监督码只能发现单个或奇数个错误,而不能检测出偶数个错误,这是因为奇偶监督码的最小码距为 2。

2) 汉明码

汉明码是 1950 年由美国贝尔实验室提出来的,是第一个设计用来纠错的线性分组码,汉明码及其变形作为差错控制码已广泛应用于数字通信和数据存储系统中。

对于 (n, k) 汉明码,若使用 1 位监督位 a_0 接收端译码,实际上就是计算 $S = a_{n-1} \oplus a_{n-2} \oplus \dots \oplus a_1 \oplus a_0$ 。

若 $S=1$,无错;若 $S=0$,有错。此时,使用 1 位监督位只能表示有错和无错,不能指示错码位置。

如果使用 2 位监督位,就有 2 个监督关系式,也有 2 个校正子。

$$S_1 S_2 = 00, 01, 10, 11$$

对于 (n, k) 汉明码,用监督位 $r = n - k$ 可构造出 r 个监督关系式,要想指示一位错码的 n 种可能位置,要求码长 n 与监督位 r 满足

$$n \leq 2^r - 1 \quad (3-53)$$

汉明码是纠一个错误的线性码。由于它编码简单,因而在通信系统和数据存储系统中得到广泛应用。其最小距离 $d_{\min}=3$,汉明码的监督矩阵中任意两列是线性无关的,没有全 0 的列。

设汉明码(7,4)校正子与错码位置关系如表 3-1 所示。则信息位与监督位的监督关系可以表示为

$$S_1 = a_6 \oplus a_5 \oplus a_4 \oplus a_2 \quad (3-54)$$

$$S_2 = a_6 \oplus a_5 \oplus a_3 \oplus a_1 \quad (3-55)$$

$$S_3 = a_6 \oplus a_4 \oplus a_3 \oplus a_0 \quad (3-56)$$

表 3-1 汉明码(7,4)校正子与错码位置关系

S_1	S_2	S_3	错 码 位 置
0	0	0	无错
0	0	1	a_0
0	1	0	a_1
1	0	0	a_2
0	1	1	a_3
1	0	1	a_4
1	1	0	a_5
1	1	1	a_6

3) CRC 码

循环冗余校验码简称 CRC 码,是数据通信领域中最常用的一种差错校验码,具有数据传输检错功能。其特点是信息字段和校验字段的长度可以任意选定。对于任意一个由二进制位串组成的码长为 n 的循环码,一定可以找到一个系数仅为“0”和“1”取值的 $n-1$ 次多项式唯一对应。

(1) CRC 的多项式表示。

码字长度为 n ,信息字段为 k 位,校验字段为 r 位($n=k+r$)的码组 $C=(c_{n-1}, c_{n-2}, \dots, c_0)$,相应的多项式表示为

$$C(x) = c_{n-1}x^{n-1} + c_{n-2}x^{n-2} + \dots + c_1x + c_0 \quad (3-57)$$

可见,码多项式的系数即为码组中的各个分量值。若多项式中的 x^i 存在,则表示对应码位上是“1”码,否则为“0”码。

例如,码组为 $C=1011011$,则码多项式为

$$C(x) = c_6x^6 + c_4x^4 + c_3x^3 + c_1x + c_0$$

码多项式按模(除法)运算如下

$$\frac{C(x)}{p(x)} = q(x) + \frac{r(x)}{p(x)} \quad (3-58)$$

式中, $C(x)$ 为码多项式, $p(x)$ 为不可约多项式, $q(x)$ 为商, $r(x)$ 为余式。需要注意的是,在模 2 运算中,加法代替了减法。

(2) CRC 的生成多项式和生成矩阵。

对于一个给定的 (n, k) 循环码,可以证明存在一个最高次幂为 $r = n - k$ 的多项式

$g(x)$ 。根据 $g(x)$ 可以生成 k 位信息的校验码, $g(x)$ 称作此 CRC 码的生成多项式。

① 校验码的具体生成过程为: 假设要发送的信息用多项式 $M(x)$ 表示, 将 $M(x)$ 左移 r 位(可表示成 $M(x) * x^r$), 这样将 $M(x)$ 的右边就会空出 r 位, 这就是校验码的位置。用 $M(x) * x^r$ 除以生成多项式 $g(x)$ 得到的余数就是校验码。CRC 校验码位数 = 生成多项式位数 - 1, 注意, 有些生成多项式的简记式中将生成多项式的最高位 1 省略。

② 生成多项式。 (n, k) 循环码的生成多项式是 $x^n + 1$ 的一个 $(n - k)$ 次因式。一旦确定循环码的生成多项式, 则整个 (n, k) 循环码就被确定了。根据循环性可知, $g(x), xg(x), x^2g(x), \dots, x^{k-1}g(x)$ 均为循环码的码组。生成多项式不同, 产生出的循环码组也不同。在循环码中, 一个 (n, k) 码有 2^k 个不同的码组。

生成多项式 $g(x)$ 应满足以下条件。

- 生成多项式的最高位和最低位必须为 1。
- 当被传送信息(CRC 码)任何一位发生错误时, 被生成多项式做除后应该使余数不为 0。
- 不同位发生错误时, 应使余数不同。
- 对余数继续做除, 应使余数循环。

③ 生成矩阵 G 。由生成多项式可得生成矩阵

$$G(x) = \begin{bmatrix} x^{k-1}g(x) \\ x^{k-2}g(x) \\ \vdots \\ xg(x) \\ g(x) \end{bmatrix} \quad (3-59)$$

典型的生成矩阵为 $G = [I_k Q]$, I_k 为单位矩阵。

(3) CRC 的编码方法。

若信息位对应的码多项式为

$$m(x) = m_{k-1}x^{n-1} + m_{k-2}x^{n-2} + \dots + m_1x^{n-k+1} + m_0x^{n-k} \quad (3-60)$$

① 求 $x^{n-k}m(x)$, 相当于在信息码后面加上 (n, k) 个“0”。若信息码为 110, 即相当于 $m(x) = x^2 + x$, 对于 $(7, 3)$ 循环码, 即 $n - k = 7 - 3 = 4$, 则 $x^{n-k}m(x) = x^4(x^2 + x) = x^6 + x^5$, 相当于码元 1100000。

② 用 $g(x)$ 除 $x^{n-k}m(x)$, 得商式 $q(x)$ 和余式 $r(x)$, 即

$$\frac{x^{n-k}m(x)}{g(x)} = q(x) + \frac{r(x)}{g(x)} \quad (3-61)$$

若选用 $g(x) = x^4 + x^2 + x + 1$ 作为生成多项式, 则

$$\frac{x^{n-k}m(x)}{g(x)} = \frac{x^6 + x^5}{x^4 + x^2 + x + 1} = (x^2 + x + 1) + \frac{x^2 + 1}{x^4 + x^2 + x + 1}$$

显然, $r(x) = x^2 + 1$ 。

③ 求多项式 $A(x) = x^{n-k}m(x) + r(x)$

$$A(x) = x^{n-k}m(x) + r(x) = x^6 + x^5 + x^2 + 1$$

循环码的循环特性是指在循环码中任一许用码组经过循环移位后所得到的码组仍为它的一个许用码组。CRC 码具有很强的检错能力, 而且编码器及译码器实现简单, 因而在数据通信中得到广泛应用。CRC 码可以检测出的错误如下:

- 突发长度 $\leq n-k$ 的突发错误;
- 大部分突发长度 $=n-k+1$ 的错误;
- 大部分突发长度 $>n-k+1$ 的错误;
- 所有与许用码组的码距 $\leq d_{\min}-1$ 的错误;
- 所有奇数个随机错误。

3.3.3 卷积码

1. 基本概念

卷积码不同于上述的线性分组码和循环码,它是一类有记忆的非分组码。卷积码一般可记为 (n, k, m) 码。其中, k 表示编码器输入端信息数据位, n 表示编码器输出端码元数, m 表示编码器中寄存器的节数。从编码器输入端看,卷积码仍然是每 k 位数据一组,分组输入。从编码器输出端看,卷积码是非分组的,它的输出 n 位码元不仅与当时输入的 k 位数据有关,而且还进一步与编码器中寄存器的以前分组的 m 位输入数据有关。卷积码没有严格的代数结构,其记忆(或称约束长度)为 $N=m+1$,其编码效率为 $R=k/n$ 。与分组码具有固定码长 n 不同,卷积码没有固定码长,可以通过周期性截断来获得分组长度。同时由于卷积码充分利用了各组码元之间的相关性, n 和 k 可以用比较小的数,因此在与具有同样的传输信息速率和设备复杂性条件下的线性分组码相比,卷积码的性能一般比线性分组码好。目前常用的一些性能好的卷积码参数是借助计算机搜索而得到的,并且其性能还与译码方法有关。一个具有 k 个输入端、 n 个输出端,且具有 Nk 级移位寄存器的卷积码的编码器原理图如图3-15所示。

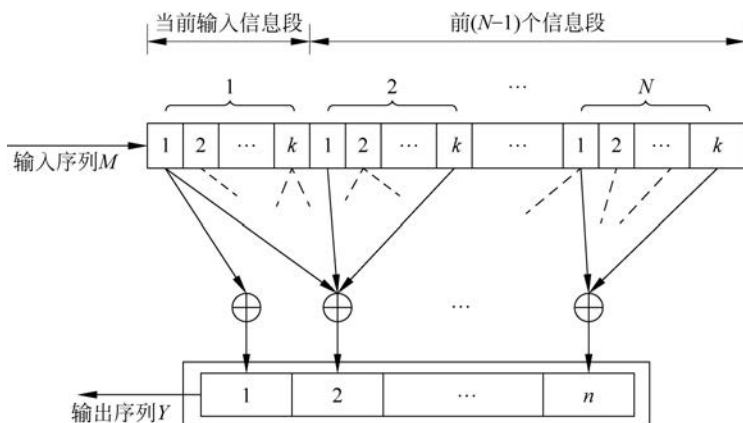


图 3-15 卷积码的编码器原理图

2. 卷积码的描述

描述卷积码的方法有图解法和解析法两种。解析法可以用数学公式直接表达,包括离散卷积法、生成矩阵法和码生成多项式法等;图解法包括树状图、网格图、状态图等。

以 $(2, 1, 2)$ 卷积码为例来讲述卷积码编码原理,编码器如图3-16所示。

1) 离散卷积法

若输入数据序列为 $U=(U_0, U_1, \dots, U_{k-1}, U_k, \dots)$,经串并变换后,输入编码器为一路,经编码后输出为两路码组,它们分别为

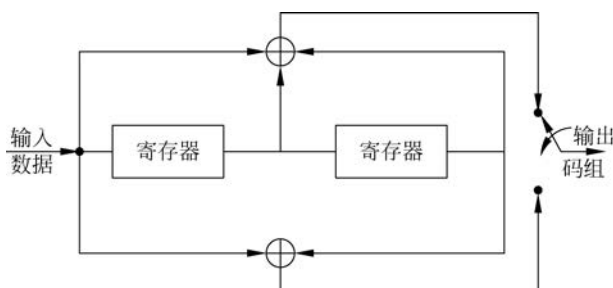


图 3-16 (2,1,2)卷积码编码器

$$C^1 = (C_0^1, C_1^1, \dots, C_{n-1}^1, C_n^1, \dots) \quad (3-62)$$

$$C^2 = (C_0^2, C_1^2, \dots, C_{n-1}^2, C_n^2, \dots) \quad (3-63)$$

对应的两个输出序列分别是信息位与 g^1 和 g^2 的离散卷积,表示为

$$C^1 = b * g^1 \quad (3-64)$$

$$C^2 = b * g^2 \quad (3-65)$$

式中, g^1 和 g^2 为两路输出的编码器脉冲冲激响应,即当输入为 $U = (1000\dots)$ 的单位脉冲时,图 3-16 中上下支路模 2 加得到的输出值。这时有

$$\begin{cases} g^1 = (111) \\ g^2 = (101) \end{cases} \quad (3-66)$$

若输入序列为 $U = (10111)$,则有

$$C^1 = U * g^1 = (10111) * (111) = (1100101) \quad (3-67)$$

$$C^2 = U * g^2 = (10111) * (101) = (1001011) \quad (3-68)$$

经过并串变换后,输出的码组为 $(11, 10, 00, 01, 10, 01, 11)$ 。

2) 生成矩阵法

仍以上述 $(2,1,2)$ 卷积码为例,由生成矩阵形式表达有

$$C = U \cdot G = (U_0 U_1 U_2 U_3 U_4) \begin{bmatrix} g_0^1 g_0^2 & g_1^1 g_1^2 & g_2^1 g_2^2 & & & \\ & g_0^1 g_0^2 & g_1^1 g_1^2 & g_2^1 g_2^2 & & 0 \\ & & g_0^1 g_0^2 & g_1^1 g_1^2 & g_2^1 g_2^2 & \\ 0 & & & g_0^1 g_0^2 & g_1^1 g_1^2 & g_2^1 g_2^2 \\ & & & & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix}$$

$$= (10111) \begin{bmatrix} 11 & 10 & 11 & & & \\ & 11 & 10 & 11 & & 0 \\ & & 11 & 10 & 11 & \\ 0 & & & 11 & 10 & 11 \\ & & & & 11 & 10 & 11 \end{bmatrix} = (11, 10, 00, 01, 10, 01, 11) \quad (3-69)$$

3) 码多项式法

设生成序列 $(g_0^{(i)}, g_1^{(i)}, g_2^{(i)}, \dots, g_k^{(i)})$ 表示第 i 条路径的冲激响应,系数 $g_0^{(i)}, g_1^{(i)}, g_2^{(i)}, \dots, g_k^{(i)}$ 为 0 或 1,则对应第 i 条路径的生成多项式定义为

$$g^{(i)}(D) = g_0^{(i)} + g_1^{(i)} D + g_2^{(i)} D^2 + \dots + g_k^{(i)} D^k \quad (3-70)$$

式中, D 表示单位时延变量, D^k 表示相对于时间起点 k 个单位时间的时延。

上述 $(2,1,2)$ 卷积码, 输入数据序列 $U=(10111)$ 、 $g^1=(111)$ 和 $g^2=(101)$ 对应的码多项式分别为

$$U(D)=1+D^2+D^3+D^4 \quad (3-71)$$

$$g^1(D)=1+D+D^2 \quad (3-72)$$

$$g^2(D)=1+D^2 \quad (3-73)$$

输出码组多项式为

$$\begin{aligned} C^1(D) &= U(D) \times g^1(D) = (1+D^2+D^3+D^4)(1+D+D^2) \\ &= 1+D^2+D^3+D^4+D+D^3+D^4+D^5+D^2+D^4+D^5+D^6 \\ &= 1+D+D^4+D^6 \end{aligned} \quad (3-74)$$

$$\begin{aligned} C^2(D) &= U(D) \times g^2(D) = (1+D^2+D^3+D^4)(1+D^2) \\ &= 1+D^3+D^5+D^6 \end{aligned} \quad (3-75)$$

对应的码组为

$$C^1=(1100101)$$

$$C^2=(1001011)$$

经过并串变换后, 输出的码组为 $(11, 10, 00, 01, 10, 01, 11)$ 。

4) 状态图

以 $(2,1,2)$ 卷积码为例, 由于 $k=1, n=2, m=2$, 所以总的可能状态数位为 $2^{km}=2^2=4$ 种, 分别表示为 $a=00, b=10, c=01, d=11$, 而每一时刻可能输入有两个, 即 $2^k=2^1=2$ 。若输入的数据序列 $U=(U_0, U_1, \dots, U_i, \dots)=(10111000\dots)$, 由图 3-16 按输入数据序列分别完成下面的步骤可以得到一个完整的状态图, 如图 3-17 所示。

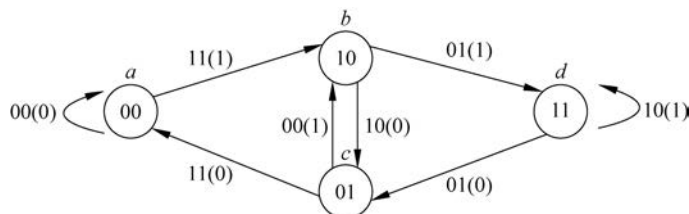


图 3-17 $(2,1,2)$ 卷积码状态图

(1) 对图 3-16 中寄存器进行清 0, 这时, 寄存器起始状态为 00。

(2) 输入 $U_0=1$, 寄存器状态为 10, 输出分两路 $C_0^1=1\oplus 0\oplus 0=1, C_0^2=1\oplus 0=1$, 故 $C=(C_0^1, C_0^2)=(1,1)$ 。

(3) 输入 $U_1=0$, 寄存器状态为 01, 可算出 $C=(1,0)$ 。

(4) 输入 $U_2=1$, 寄存器状态为 10, 可算出 $C=(0,0)$ 。

(5) 输入 $U_3=1$, 寄存器状态为 11, 可算出 $C=(0,1)$ 。

(6) 输入 $U_4=1$, 寄存器状态为 11, 可算出 $C=(1,0)$ 。

(7) 输入 $U_5=0$, 寄存器状态为 01, 可算出 $C=(0,1)$ 。

(8) 输入 $U_6=0$, 寄存器状态为 00, 可算出 $C=(1,1)$ 。

(9) 输入 $U_7=0$, 寄存器状态为 00, 可算出 $= (0, 0)$ 。

图 3-17 中共有 4 个状态, $a=00, b=10, c=01, d=11$ 。两状态转移的箭头表示状态转移的方向, 括号内的数字表示输入数据信息, 括号外的数字则表示对应输出的码组(字)。

5) 树状图

仍以 $(2, 1, 2)$ 卷积码为例, 给出它的树状图, 如图 3-18 所示。树状图展示了编码器的所有输入、输出的可能情况; 每个输入数据序列 U 都可以在树状图上找到一条唯一且不重复的路径; 树状图中横坐标表示时序关系的节点级数 m , 纵坐标表示不同节点的所有可能状态, 树状图展示了时序关系; 仔细分析树状图不难发现, $(2, 1, 2)$ 卷积码仅有 4 个状态 a, b, c, d , 而树状图随着输入数据的增长将不断地像核裂变一样一分为二向后展开, 产生大量的重复状态。从图 3-18 中 $m=3$ 开始就不断产生重复, 因此树状图结构复杂, 且不断重复。

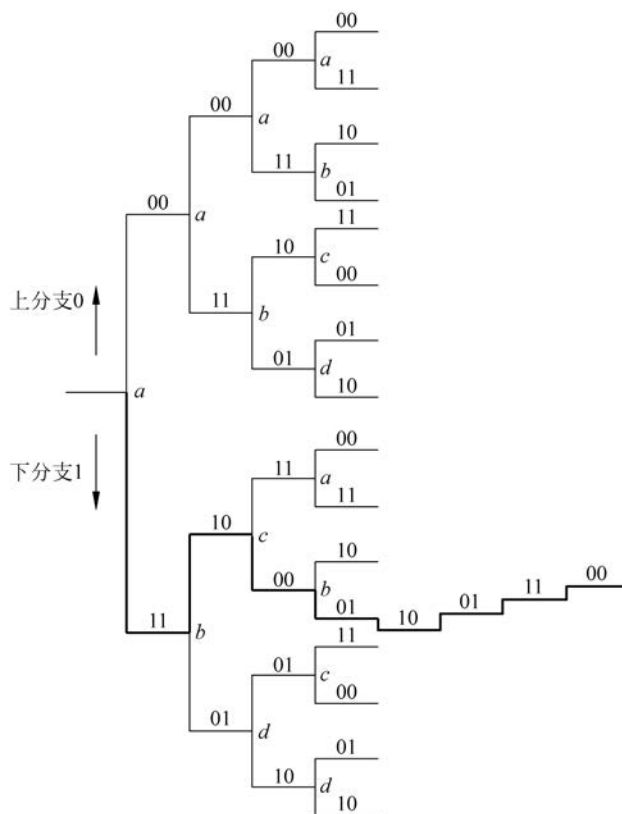


图 3-18 $(2, 1, 2)$ 卷积码树状图

6) 格图

格图是由状态图和树状图演变而来的, 它既保留了状态图简洁的状态关系, 又保留了树状图时序展开的直观特性。它将树状图中所有重复状态合并折叠起来, 因而它在横轴上仅保留四个基本状态 $a=00, b=10, c=01, d=11$, 而将所有重复状态均合并折叠到这四个基本状态上。

下面以 $(2, 1, 2)$ 卷积码为例, 即 $k=1, n=2, m=2$ 画出其格图。总状态数为 $2^{km} = 2^2 = 4$ 种, 它们分别是 $a=00, b=10, c=01, d=11$ 。每个时刻 l 可能的输入有 $2^k = 2^1 = 2$ 种, 同

理可能输出亦为 $2^k = 2^1 = 2$ 种。

若输入的数据序列 $U = (U_0, U_1, \dots, U_i, \dots) = (10111000\dots)$, 则图 3-16 中 $(2, 1, 2)$ 卷积码的格图结构如图 3-19 所示。

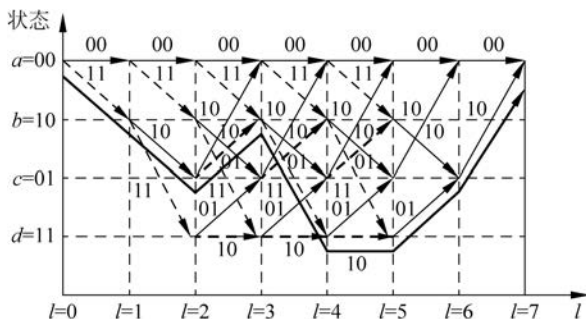


图 3-19 $(2, 1, 2)$ 卷积码的格图

由图 3-19 可见, $l=0$ 和 $l=1$ 的前两级及 $l=5$ 和 $l=6$ 的后两级为状态的建立期和恢复期, 其状态数少于 4 种; 中间状态 $2 < l < 4$, 格图占满状态; 当 $U_1 = 0$ 时, 为上分支, 用实线代表, 当 $U_1 = 1$ 时, 为下分支, 用虚线代表, 当输入 $U = (1011100)$ 时, 输出码组为 $C = (11, 10, 00, 01, 10, 01, 11)$, 在图 3-19 中用粗黑线表示, 其对应的状态转移为“abcddca”, 与粗黑线所表示的输出码组(字)及相应状态转移是完全一致的。

3. 卷积码的译码

译码目的是根据某种准则以尽可能低的错误概率对输入信号进行估计来得到原始信号。卷积码的译码可分为代数译码和概率译码。代数译码方法完全依赖于码的代数结构, 如门限序列译码。概率译码不仅根据码的代数结构, 而且还利用了信道的统计特性, 因此能用增加译码约束长度来降低译码的错误概率, 如序列译码与维特比(Viterbi)译码。维特比译码基于最大似然译码, 其性能接近最优, 且硬件实现复杂; 序列译码也基于最大似然译码, 其性能接近维特比译码时, 译码延时大, 当译码延时小时, 误码率增大; 门限译码基于分组的译码思想, 其性能最差, 但硬件最简单。

最大似然译码器是指若输入序列为 X , 在收到 Y 序列的情况下, 选择具有最大条件概率 $P(Y/X)$ 的序列 X 作为译码输出, 使译码后的序列具有最小差错概率。最大似然译码在实际应用中受到限制, 原因在于, 当信息码元 k 较大时, 存储量会变大, 计算量也会变大。本节仅介绍维特比译码。

维特比译码又分为硬判决维特比译码和软判决维特比译码。硬判决是指解调器根据其判决门限对接收到的信号波形直接进行判决后输出 0 或 1, 换句话说, 就是解调器供给译码器作为译码用的每个码元只取 0 或 1 两个值, 以序列之间的汉明距离作为度量进行译码。软判决的解调器不进行判决, 直接输出模拟量, 或是将解调器输出波形进行多电平量化(不是简单的 0、1 两电平量化), 然后送往译码器, 即编码信道的输出是没有经过判决的“软信息”。软判决译码器以欧几里得距离作为度量进行译码, 软判决译码算法的路径度量采用“软距离”而不是汉明距离, 最常采用的是欧几里得距离, 也就是接收波形与可能的发送波形之间的几何距离。

3.3.4 Turbo 码

1. Turbo 码基本概念

Turbo 码是一种由短码串行级联构造长码的一类特殊且有效的方法。用这种方法构造出的长码不需要像单一结构构造长码时那样复杂的编、译码设备,且性能一般优于同一长度的长码,因此得到广泛的重视和应用。Turbo 码从原理上分为两类,一类为串行级联码,另一类是并行级联码。当然,从结构上看还有串、并联相结合的混合级联码。

2. Turbo 码编码基本原理

Turbo 码是一种采用重复迭代方式的并行级联卷积码(PCCC)。在 Turbo 码出现之前,为了尽量使信道编码接近香农信道容量的理论极限,对于分组码来说,需要增加码字的长度,这将导致译码设备复杂度增加;卷积码需要增加码的约束长度,这样会造成最大似然估计译码器的计算复杂度呈指数增加,最终系统将复杂到无法实现。而 Turbo 码巧妙地将两个简单分量码通过伪随机交织器并行级联来构造具有伪随机特性的长码,并通过在两个软入软出(SISO)译码器之间进行多次迭代实现了伪随机译码,这样的编码可以获得接近香农编码定理极限的性能。但因 Turbo 码存在时延,故主要用于非实时的数据通信中。Turbo 码主要分为块 Turbo 码和卷积 Turbo 码,通过使用不同的构件码、不同的串联方案和不同的 SISO 算法来实现。典型的 Turbo 码编码器结构框图如图 3-20 所示。

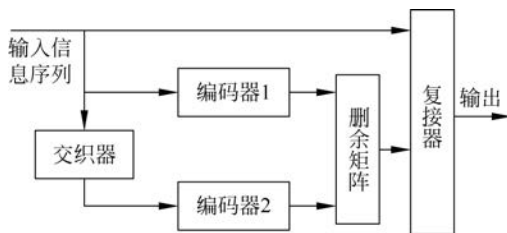


图 3-20 Turbo 码编码器结构框图

图 3-20 中编码器主要由三部分组成：①直接输入；②经编码器 1,再经删余矩阵后进入复接器；③经随机交织器进入编码器 2,再经删余矩阵后进入复接器。Turbo 编码器中交织器的作用是在编码过程中引入某些随机特性,以改变编码的重量分布,使重量很重和重量很轻的码字尽可能少,改善码距的分布从而改善 Turbo 码的纠错性能,当交织器交织度足够大时,Turbo 码性能接近香农编码定理极限的性能。删余矩阵的作用是提高编码效率,使码率尽量提高而误码率尽可能降低。

Turbo 码编码器中的两个编码器分别称为 Turbo 码的二维分量码。从原理上看,它可以很自然地推广到多维分量码。各个分量码既可以是卷积码也可以是分组码,还可以是串行级联码。两个或多个分量码既可以相同,也可以不同。

3. Turbo 码的译码器结构

交织器的出现导致 Turbo 码的最优(最大似然)译码变得非常复杂,甚至很难实现,因此采用一种次优迭代算法。这样在降低系统复杂度的同时,具有较好的性能。迭代译码的基本思想是分别对两个递归系统编码(RSC)分量码进行最优译码,以迭代的方式使两者共享相同的信息,并利用反馈环路来改善译码器的译码性能。Turbo 码译码器原理框图如

图 3-21 所示。

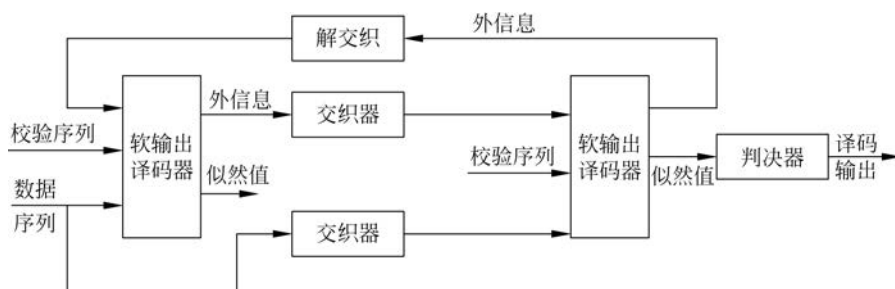


图 3-21 Turbo 码译码器原理框图

4. Turbo 码译码算法

Turbo 码常用的译码算法有 Bahl 等人提出的计算每个码元最大后验概率 (MAP) 的迭代算法 (一般称为 BCJR 算法, 由提出算法的四位作者名字的第一个字母构成) 和软输出维特比 (SOVA) 算法。

3.3.5 交织编码

移动信道是时变多径的, 在信息传输过程中比特差错经常成串发生, 这是由于持续时间较长的衰落谷点会影响到几个连续的比特。为了纠正这些成串发生的比特差错及一些突发错误, 可以运用交织技术来分散这些误差。交织技术使长串的比特差错变成短串比特差错, 然后对已编码的信号按一定规则重新排列, 解交织后突发性错误在时间上被分散, 使其类似于独立发生的随机错误, 从而可以有效地进行纠错。交织编码与分组码不同, 不需要增加监督码元, 即交织编码前后码速率不变, 因此不影响其有效性。典型的交织与解交织如图 3-22 所示。

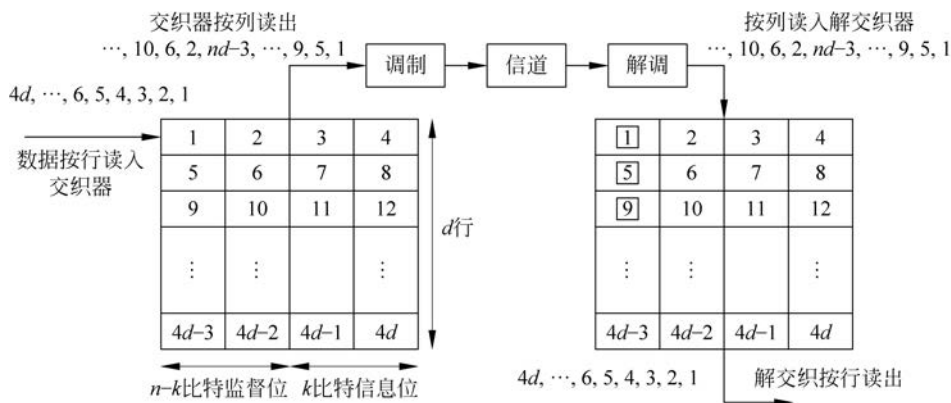


图 3-22 交织与解交织的方法

图 3-22 中, d 为交织深度, 即交织前相邻两符号在交织后的间隔距离; n 为交织宽度, 即交织后相邻两符号在交织前的间隔距离; nd 为交织延迟, 即每个符号从交织器输出时相对于输入交织器时的时间延迟。

以 (7, 3) 分组码为例, 交织的方法如下。

在交织之前, 先进行分组码编码。第一个码字为 $C_{11}C_{12}C_{13}C_{14}C_{15}C_{16}C_{17}$, 第二个码字

为 $C_{21}C_{22}C_{23}C_{24}C_{25}C_{26}C_{27}$, 第 m 个码字为 $C_{m1}C_{m2}C_{m3}C_{m4}C_{m5}C_{m6}C_{m7}$ 。将每个码字按图 3-23 所示的顺序先存入存储器, 即将码字顺序存入第 1 行, 第 2 行, $\dots$, 第 m 行, 共排成 m 行, 然后按列顺序读出并输出。这时的序列就变为

$$C_{11}C_{21}C_{31}\cdots C_{m1}C_{12}C_{22}C_{32}\cdots C_{m2}C_{13}C_{23}\cdots C_{m3}\cdots C_{17}C_{27}\cdots C_{m7}$$

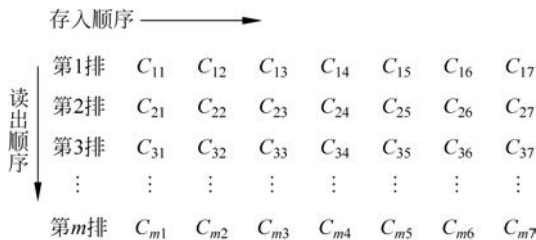


图 3-23 (7,3)分组码交织的方法

对于上述交织器, 若在传输的某一刻发生突发错误, 设有 b 个码相继发生差错(突发差错的长度为 b), 在接收时由于把上述过程逆向重复, 即先按直行存入寄存器, 再按横排读出, 这时仍然恢复为原来的分组码, 但在传输过程中突发差错被分散。只要 $m > b$ (这里的 m 和图 3-22 中的 d 都是交织深度), 则 b 个突发差错就被分散到每一分组码中去, 并且每个分组最多只有一个分散了的差错, 因此它们可以通过随机差错纠正。 m 的数字越大, 能纠正的突发长度 b 也越长; 交织深度越大, 则离散度越大, 抗突发差错能力也就越强。但交织深度越大, 交织编码处理时间越长, 从而造成数据传输时延增大, 也就是说, 交织编码是以时间为代价的。为了保证交织器的纠错性能, 一般要求交织深度大于相干时间, 即交织技术属于隐时间分集。

3.3.6 低密度奇偶校验码

1. 基本概念

低密度奇偶校验(LDPC)码是一类性能上逼近容量极限且实现复杂度较低的线性分组码, 1962 年, Gallager 在他的博士论文里首次提出。由于 LDPC 码的编码复杂度较高, Thorpe 于 2003 年提出了一类具有子矩阵结构的原模图 LDPC 码, 并指出基于原模图可以构造任意长度的 LDPC 码, 其性能取决于所采用的原模图。研究表明, 采用优化设计的原模图可以构造出具有较低编译码复杂度和较低错误平层的 LDPC 码。这里的密度是指校验矩阵中非零元素占据校验矩阵总元素个数的比例。“低”一般指密度低于 0.5, 并且码长越长, 其“低密度”性越明显。

2. 分组 LDPC 码

1) 基本原理

LDPC 码本质上是一种线性分组码, 它通过一个生成矩阵 $\mathbf{G}$ 将信息序列映射成发送序列, 也就是码字序列。生成矩阵 $\mathbf{G}$ 完全等效地存在一个奇偶校验矩阵 $\mathbf{H}$ 中, 并与所有的码字序列 $\mathbf{C}$ 构成了 $\mathbf{H}$ 的零空间, 可以写成

$$\mathbf{H} \cdot \mathbf{C}^T = 0 \quad (3-76)$$

LDPC 码的奇偶校验矩阵 $\mathbf{H}$ 是一个稀疏矩阵, 相对于行与列的长度, 校验矩阵每行、列中非零元素的数目非常小。一个 GF(2) (二元有限域) 域上的 LDPC 码由一个奇偶校验矩阵 $\mathbf{H}$ 唯一定义, $\mathbf{H}$ 满足如下结构特性。

- (1) 每行包含 d_r 个 1。
- (2) 每列包含 d_l 个 1。
- (3) 任何两列(行)之间 1 的位置相同的个数至多为 1。
- (4) 与码长和 $\mathbf{H}$ 的行数相比, d_r 和 d_l 都较小。 d_r 为行重, 表示每行中非零元素的个数; d_l 为列重, 表示每列中非零元素的个数。

上述 $\mathbf{H}$ 定义的 LDPC 码称为 (d_l, d_r) 规则 LDPC 码。如果 $\mathbf{H}$ 中每行或每列重量不同, 则 $\mathbf{H}$ 就定义了一个非规则 LDPC 码。假设 $\mathbf{H}$ 的大小为 $m \times n$, 如果 $\mathbf{H}$ 是满秩的, 则码率为 $(1-m/n)$ 。若 $\mathbf{H}$ 的行不是线性无关的, 则码率大于 $(1-m/n)$ 。

2) 构造 LDPC 码

构造二进制 LDPC 码实际上就是要找到一个稀疏矩阵 $\mathbf{H}$ 作为码的校验矩阵, 基本方法是将一个全零矩阵中一小部分“0”元素替换成“1”, 使得替换后的矩阵各行和各列具有所要求数目的非零元素。

LDPC 码和普通的奇偶监督码一样, 可以由 n 列 m 行的监督矩阵 $\mathbf{H}$ 确定, n 是码长, m 是校正子个数。 $\mathbf{H}$ 矩阵的特点如下。

- (1) 是稀疏矩阵, 即矩阵中“1”的个数很少, 密度很低。
- (2) 若 $\mathbf{H}$ 矩阵每列有 j 个“1”, 每行有 k 个“1”, 则应有 $j \ll m, k \ll n$, 且 $j \geq 3$ 。
- (3) $\mathbf{H}$ 矩阵任意两行的元素不能在相同位置上为“1”, 即 $\mathbf{H}$ 矩阵中没有四角由“1”构成的矩形。

在编码时, 设计好 $\mathbf{H}$ 矩阵后, 由 $\mathbf{H}$ 矩阵可以导出生成矩阵 $\mathbf{G}$ 。对于给定的信息位, 就可以计算出码组。如果要使构造出的码可用, 则必须满足几个条件, 分别是无短环、无低码重码字及码间最小距离要尽可能大。

3) LDPC 码的表示方法

LDPC 码常常通过图来表示, 用 Tanner 图表示 LDPC 码的校验矩阵。Tanner 图包含两类顶点。 n 个码字变量顶点(称为比特节点 VN), 分别与校验矩阵的各列相对应; m 个校验方程顶点(称为校验节点 CN), 分别与校验矩阵的各行对应。校验矩阵的每行代表一个校验方程, 每列代表一个码字比特。因此, 如果一个码字比特包含在相应的校验方程中, 那么就用一条连线将所涉及的比特节点和校验节点连起来, 所以 Tanner 图中的连线数与校验矩阵中“1”的个数相同。一个 5×10 的校验矩阵可以表示为

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (3-77)$$

式(3-77)所示的校验矩阵 $\mathbf{H}$ 对应的 Tanner 图如图 3-24 所示。

校验矩阵 $\mathbf{H}$ 的稀疏性及构造时所使用的不同规则, 使得不同 LDPC 码的二分图具有不同的闭合环路分布。二分图中闭合环路是影响 LDPC 码性能的重要因素, 不同的闭合环路将表现出完全不同的译码性能。

4) LDPC 码的译码

Gallager 在描述 LDPC 码时, 提出了硬判决译码算法和软判决译码算法。经过不断发

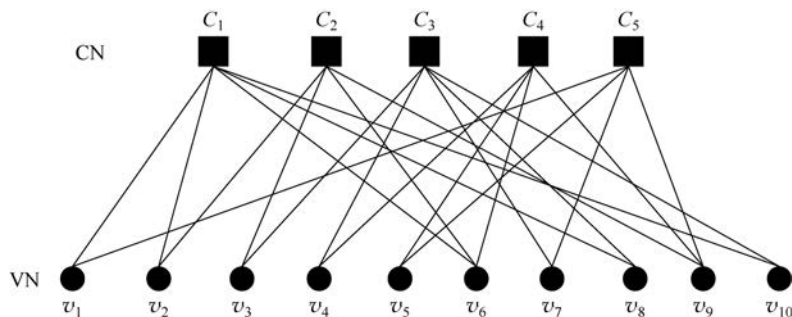


图 3-24 LDPC 的 Tanner 图

展,如今的硬判决译码算法已在 Gallager 算法基础上取得很大进展,包含许多种加权比特翻转译码算法及其改进形式。硬判决译码算法和软判决译码算法各有优劣,可以适用于不同的应用场合。

5) LDPC 码的优/劣势

与 Turbo 码相比较,LDPC 码主要有以下几个优势。

(1) LDPC 码的译码算法,是一种基于稀疏矩阵的并行迭代译码算法,运算量低于 Turbo 码译码算法,并且由于结构具有并行的特点,在硬件实现上比较容易。

(2) LDPC 码的码率可以任意构造,有更大的灵活性。而 Turbo 码只能通过打孔来达到高码率,因此就需要慎重考虑打孔图案的选择,否则会造成性能上较大的损失。

(3) LDPC 码具有更低的错误平层,可以应用于有线通信、深空通信及磁盘存储工业等对错误平层要求更加苛刻的场合。而 Turbo 码的错误平层在 10^{-6} 量级上,应用于类似场合中,一般需要和外码进行级联才能达到要求。

LDPC 码的劣势为硬件资源需求比较大,全并行的译码结构对计算单元和存储单元的资源需求都很大,编码比较复杂。同时,由于需要在码长比较长的情况才能充分体现性能上的优势,所以编码时延也比较大。

3.3.7 极化编码

1. 基本原理

2008 年,土耳其毕尔肯大学 Arikan 教授在国际信息论会议上首次提出信道极化的概念。2009 年,Arikan 教授对信道极化进行更为详细的阐述,并基于信道极化思想提出一种新型信道编码方法,即 Polar 码。Arikan 分析了 Polar 码的极化现象,并给出 Polar 码在二元删除信道(BEC)中的具体构造方法及编译码过程。考虑到 Arikan 给出的 Polar 码构造方法仅适用于 BEC 信道,具有较大的局限性,Mori 和 Tanaka 等人借鉴低密度奇偶校验(LDPC)码的构造方法,提出采用密度进化方式构造 Polar 码,以适用于任意二进制离散无记忆信道(B-DMC)。本节主要研究对象就是 B-DMC。

Polar 码是基于信道极化理论提出的一种线性信道编码方法,该码字是迄今发现的唯一一类能够达到香农极限的编码方法,并且具有较低的编译码复杂度。Polar 码的核心思想是信道极化理论,不同的信道对应的极化方法也是有区别的。信道极化包括信道联合和信道分裂两部分,当组合信道的数目趋于无穷大时,信道会出现极化现象,即一部分信道将

趋于无噪信道,另一部分则趋于全噪信道。无噪信道的数据传输速率将会达到信道容量极限,而全噪信道的数据传输速率则趋于0。Polar 码的编码利用无噪信道传输用户有用的信息,全噪信道传输约定的信息或者不传信息。

从代数编码和概率编码的角度来说,极化码具备了两者的特点。首先,只要给定了编码长度,极化码的编译码结构就唯一确定,而且可以通过生成矩阵的形式完成编码过程,这一特点与代数编码是一致的。其次,极化码在设计时并没有考虑最小距离特性,而是利用了信道联合与信道分裂的过程来选择具体的编码方案,而且在译码时采用概率算法。

2. 信道极化

对于长度为 $N = 2^n$ (n 为任意正整数)的极化码,它利用信道 W 的 N 个独立副本,进行信道组合和信道分解,得到新的 N 个分解之后的信道 $\{W_N^{(1)}, W_N^{(2)}, \dots, W_N^{(N)}\}$ 。随着码长 N 的增加,分解之后的信道将向两个极端发展,其中一部分分解信道会趋近完美信道,即信道容量趋近1的无噪声信道;而另一部分分解信道会趋近完全噪声信道,即信道容量趋近0的信道。假设原信道 W 的二进制输入对称容量记作 $I(W)$,那么当码长 N 趋于无穷大时,信道容量趋近1的分解信道比例约为 $N \times I(W)$,而信道容量趋近0的比例约为 $N \times [1 - I(W)]$ 。对于信道容量为1的可靠信道,可以直接放置消息比特而不采用任何编码,即相当于编码速率为 $R=1$;而对于信道容量为0的不可靠信道,可以放置发送端和接收端都事先已知的冻结比特,即相当于编码速率 $R=0$ 。当码长 $N \rightarrow \infty$ 时,极化码的可达编码速率 $R = N \times I(W) / N = I(W)$,即在理论上,极化码可以被证明是可以达到信道容量的。

在极化码编码时,首先要区分出 N 个分裂信道的可靠程度,即哪些属于可靠信道,哪些属于不可靠信道。对各个极化信道的可靠性进行度量常用的有三种方法:巴氏参数(BP)法、密度进化(DE)法和高斯近似(GA)法。最初,极化码采用巴氏参数 $Z(W)$ 来作为每个分裂信道的可靠性度量, $Z(W)$ 越大表示信道的可靠程度越低。当信道 W 是二进制删除信道时,每个巴氏参数 $Z(W_N^{(i)})$ 都可以采用递归的方式计算出来。然而,其他信道,如二进制输入对称信道或二进制输入加性高斯白噪声信道,并不存在能够准确计算 $Z(W_N^{(i)})$ 的方法。

巴氏参数定义如下

$$Z(W_N^{(i)}) = \sum_{y_1^N \in Y^N} \sum_{u_1^{i-1} \in X^{i-1}} \sqrt{W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | 0) W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | 1)} \quad (3-78)$$

假如基本信道 W 是二进制删除信道(BEC),则 $Z(W)$ 满足以下关系

$$Z(W_{2N}^{(2i-1)}) \leq 2Z(W_N^{(i)}) - Z(W_N^{(i)})^2 \quad (3-79)$$

$$Z(W_{2N}^{(2i)}) = Z(W_N^{(i)})^2 \quad (3-80)$$

式中, u_1^N 为传输的信息序列, (y_1^N, u_1^{i-1}) 为 $W_N^{(i)}$ 的输出。

3. Polar 编码与解码

Polar 码是一种线性分组码,有效信道的选择也就对应着生成矩阵行的选择。Polar 码编码公式为信息序列乘以生成矩阵,表示为

$$x_1^N = u_1^N G_N \quad (3-81)$$

其中, u_1^N 为传输的信息序列, G_N 是生成矩阵, $G_N = B_N F^{\otimes n}$ 。 B_N 为 N 阶比特反转矩阵,实现倒位功能。 $B_N = R_N (I_2 \otimes B_{N/2})$, $I_2 = F^2$, R_N 是排列运算矩阵。核心矩阵 $F =$

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}, F^{\otimes n} \text{ 为矩阵 } F \text{ 的 } n \text{ 阶克罗内克积。}$$

假设 A 是信息比特位置集合, A 中的元素个数等于 k (信息比特个数), 式(3-81)可以写为

$$x_1^N = u_A \mathbf{G}_N(A) \oplus u_{A^c} \mathbf{G}_N(A^c) \quad (3-82)$$

其中, 矩阵 $\mathbf{G}_N(A)$ 是由 A 决定的矩阵 $\mathbf{G}_N$ 的子矩阵, $\mathbf{G}_N(A^c)$ 是 $\mathbf{G}_N$ 去掉 $\mathbf{G}_N(A)$ 的矩阵, 即补集。 u_{A^c} 为冻结比特所对应的序列, 如果固定 A 和 u_{A^c} , 但 u_A 是任意变量, 那么就可以把源序列 u_A 映射到码字序列 x_1^N , 这种映射关系称为陪集编码(CC)。 Polar 码就是陪集码的例子, 是由四个参数 (N, K, A, u_{A^c}) 共同决定的陪集码, A 对应着生成矩阵 $\mathbf{G}_N$ 中用来传输有用信息的行, 即 $\mathbf{G}_N(A)$ 中的行, 并且 A 中元素个数等于 K , u_{A^c} 称为冻结位, 用来传输固定的信息, 即对应性能较差的比特信道, 其码率 $R = K/N$ 。

在同等误码率情况下, Polar 码比其他码具有更低的信噪比要求, 因此可提供更高的编码增益和更高的频谱效率。极化后的信道可用简单的逐次干扰抵消解码方法, 以较低的复杂度获得与最大似然解码相近的性能。

4. Polar 码的性能

Polar 码的优势是计算量小, 小规模芯片就可以实现, 商业化后设备成本较低。跟其他编码方案比较, 当编码块偏小时, 极化编码性能可超越 Turbo 码或 LDPC 码。 Polar 码具有适应多路径、灵活性和多功能性(对于多终端场景)要求等特点。 3GPP 将 Polar 码确定为 5G 移动通信系统中控制信道的主要编码。

Polar 码与 LDPC 码相比, 二者各有优缺点。 Polar 码的特性是短数据块码性能明显优于 LDPC、Turbo 和咬尾卷积码, 且容易得到任意低的码率及任意的编码长度, 中低码率性能较优异。 Polar 码不适于并行传输, 目前难以支持高吞吐传输, 并且与 LDPC 相比, 大码块性能没有优势。而 LDPC 码是一类具有稀疏校验矩阵的线性分组码, 不仅有逼近香农极限的良好性能, 而且译码复杂度较低, 结构灵活, 它的特点是大码块高码率时性能最好, 且译码复杂度最低, 中等长度码块与 Polar 码性能相仿, 超短数据块性能不好。具有适于部分并行的译码器结构, 译码速度最快, 适合于高吞吐、大码块传输, 误码率随着信噪比的增加下降减速甚至不再下降。

3.3.8 网格编码调制

在早期的数字通信系统中, 调制技术与编码技术是独立的两个设计部分。信道编码常是以增加信息速率(增加信号的带宽)来获得增益的, 编码的过程是在源数据码流中增加一些码元, 从而达到在接收端进行检错和纠错的目的, 这对频谱资源丰富但功率受限制的信道是很适用的, 但在频带受限的蜂窝移动通信系统中, 其应用就受到很大的限制, 目前广泛使用的方法是把调制和编码看作一个整体的网格编码调制(TCM)。 TCM 技术在不增加信道带宽的前提下, 可以获得显著的编码增益。如简单的 4 状态 TCM 可获得 3dB 的编码增益; 复杂的 TCM 可获得 6dB, 甚至更高的编码增益。需要说明的是, 这些增益是在不增加信道带宽或降低信息传输速率的前提下得到的。

网格编码调制是一种信号集空间编码, 它利用信号集的冗余度保持符号率和功率不变, 用大星座传送小比特数而获取纠错能力。 TCM 先将小比特数信息编码成大比特数, 再设法按一定规律映射到大星座上去。其中的冗余比特的产生属于编码范畴, 信号集星座的扩

大与映射属于调制范畴,将两者结合就是编码调制。比如,用具有携带 3 比特信息能力的 8ASK 或 8PSK 调制方式来传输 2 比特信息,利用信号集空间(星座)的冗余度来获取纠错能力。但增大信号集会使设备变得复杂,代价大而收益小。因此,TCM 码一般仅增加一位冗余校验,码率 R 写成 $m/(m+1)$,表示每码元符号用 $2^{(m+1)}$ 点的信号星座传送 m 比特信息。

网格编码调制一般由三部分组成:①差分编码,它与第三部分的合理结合可以解决接收端解调时信号集相位的混淆问题;②卷积编码器,将 m 比特编码成 $m+1$ 比特;③分集映射,将一个 $(m+1)$ 比特组对应为一个调制符号输出。 $(m+1)$ 比特组有 $2^{(m+1)}$ 种可能的组合,调制后的信号集星座与 $2^{(m+1)}$ 点的星座一一对应。典型的 TCM 结构如图 3-25 所示。

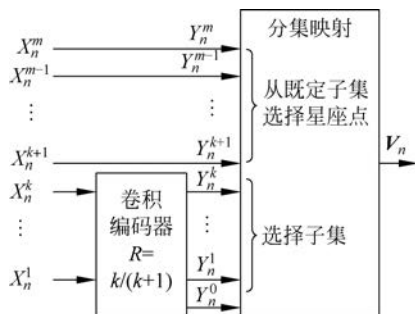


图 3-25 典型的 TCM 结构

图 3-25 中, x_n^k 为输入信息。从图 3-25 中发现,并非所有输入比特都实际参与卷积编码,真正参与卷积编码的通常仅是其中的 k 比特,经卷积编码器产生一个 $(k+1, k)$ 卷积码,而其余的 $m-k$ 比特直通分集映射器。因为直通比特与卷积编码器无关,所以直通比特也与网格图上的状态转移无关。即状态转移只与 $x_n^1, x_n^2, \dots, x_n^k$ 有关,而与 $x_n^{k+1}, x_n^{k+2}, \dots, x_n^m$ 的 $(m-k)$ 位无关,也就是存在 $2^{(m-k)}$ 个“并行转移”。比如,4 状态 8PSK TCM 编码器, $m=2, k=1$,因此存在 $2^{(2-1)}=2$ 个“并行转移”。由于自由距离总是小于或等于并行转移距离,因此自由距离受限于并行转移的大小。

网格编码调制技术既不降低频带利用率,也不降低功率利用率,而是以设备的复杂化为代价换取编码增益。网格编码调制可使系统的频带利用率和功率资源同时得到有效利用,利用状态记忆和分集映射来增大编码序列之间距离,从而提高编码增益。

TCM 的译码可通过软判决或硬判决维特比译码器实现。由于在 TCM 网格图上的每个分支都对应一个调制信号,因此首先需寻找一个最佳信号点,使其与此时收到的调制信号之间的欧几里得距离最小;然后将选出的信号点及它与收到的调制信号之间的平方欧几里得距离用于维特比译码算法;最后在网格图上找出与接收调制信号序列之间平方欧几里得距离和最小的信号路径,作为译码输出。

3.4 扩频技术

3.4.1 概述

1. 扩频通信的定义

扩频通信即扩展频谱通信,其理论基础是香农定理,在信息速率一定时,可以用不同的

信号带宽和相应的信噪比来实现传输,即信号带宽越宽则传信噪比可以越低,甚至在信号被噪声淹没的情况下也可以实现可靠通信。因此,将信号的频谱扩展,则可以实现低信噪比传输,并且可以保证信号传输有较好的抗干扰性和较高的保密性。

扩频通信技术是一种信息传输方式,在发射端使用扩频码调制,使信号所占的频带宽度远大于所传信息必需的带宽,频带的展宽是通过编码及调制的方法实现的,与所传信息数据无关;在接收端则采用相同的扩频码进行相关解扩以恢复所传信息数据。如果用 W 表示系统占用带宽, B 表示信息带宽,当 $W/B=1\sim 2$ 时,通常称为窄带通信; $W/B>50$ 时,通常称为宽带通信; $W/B>100$ 时,通常称为扩频通信。

2. 扩频通信的主要性能指标

扩频通信系统的主要性能指标包括扩频处理增益和干扰容限。

1) 扩频处理增益

一般把扩频信号带宽 W 与信息带宽 B 之比称为处理增益 G_p ,工程上常以分贝(dB)表示,即

$$G_p = 10\lg(W/B) \quad (3-83)$$

处理增益 G_p 反映了扩频通信系统信噪比改善的程度,并且处理增益只有在解扩之后才能获得。在扩频通信系统中,接收机作扩频解调后,只提取伪随机编码相关处理后带宽为 B 的信息,而排除掉宽频带 W 中的外部干扰、噪声和其他用户的通信影响。因此, G_p 也可定义为接收相关处理器输出与输入信噪比的比值,即

$$G_p = \frac{\text{输出信噪比}}{\text{输入信噪比}} = \frac{S_o/N_o}{S_i/N_i} \quad (3-84)$$

2) 干扰容限

工程上,将扩频通信系统能维持点到点正常工作(满足正常解调要求的最小输出信噪比)的实际抗干扰能力定义为干扰容限 M_j ,其定义为(用分贝值表示)

$$M_j = G_p - [L_M + (S/N)_{out}] \quad (3-85)$$

式中, G_p 为扩频处理增益(dB), L_M 为系统固有处理损耗(dB), $(S/N)_{out}$ 为输出端的信噪比门限(dB)。式(3-85)表明,干扰容限与处理增益、系统损耗和输出端所需的最小信噪比三个因素有关。处理增益越大或系统固有处理损耗和解调所需的最小信噪比越小,干扰容限就越大。所以,应尽可能提高处理增益,降低系统的固有处理损耗和解调所需的最小信噪比。系统的处理增益主要与信息速率、频率资源、扩频解扩方式等因素有关,而系统的固有处理损耗和解调所需最小信噪比主要与扩频解扩方式、交织与纠错方式、调制解调性能、自适应处理、同步性能、时钟精度、器件稳定性、弱信号检测能力、接收机灵敏度等指标有关,这些都是提高干扰容限和系统基本性能的重要因素。干扰容限 M_j 与扩频处理增益 G_p 成正比,扩频处理增益提高后,干扰容限也会提高,甚至信号在一定的噪声淹没下也能正常通信。通常的扩频设备总是将用户信息(待传输信息)的带宽扩展数十倍、上百倍甚至千倍,以尽可能地提高处理增益。

3.4.2 扩频技术的分类

扩频调制使信号具有抗干扰能力强且隐蔽性好的性能,最初用于军事通信,后来由于其高频谱效率带来的高经济效益而被应用到民用通信,移动通信的码分多址就建立在扩频通

信的基础上,而且还能有效抑制窄带干扰。目前,常用的扩频通信实现方法主要有直接序列扩频(DSSS)、跳变频率扩频(FHSS)、跳变时间扩频(THSS)及它们的组合等方式,以上方法中最常用的是直接序列扩频和跳变频率扩频。扩频通信的原理框图如图 3-26 所示。

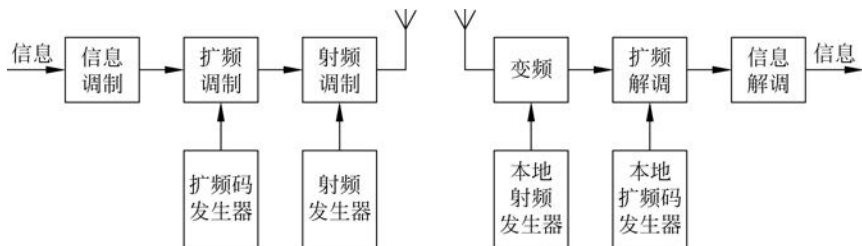


图 3-26 扩频通信的原理框图

一般的无线扩频通信系统都要进行三次调制,信息调制(将信息变为数字信号)、扩频调制和射频调制。接收端有相应的信息解调、扩频解调和射频解调。

1. 直接序列扩频

直接序列扩频简称直接扩频或直扩,是指发送端直接用具有高码率的扩频码序列在发端扩展信号的频谱。在接收端,则用相同的扩频码序列进行解扩,把展宽的扩频信号还原成原始的信息。直接扩频的原理框图如图 3-27 所示,频谱变换示意图如图 3-28 所示。

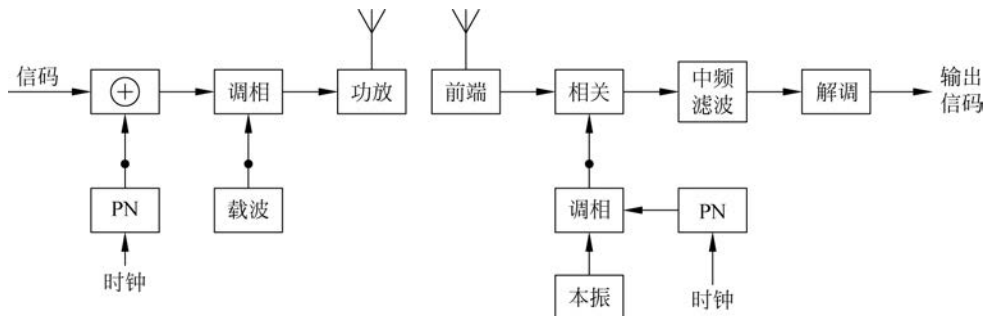


图 3-27 直接扩频的原理框图

2. 跳变频率扩频

跳变频率扩频简称跳频,其工作原理是收发双方传输信号的载波频率按照预定规律进行离散变化,通信中使用的载波频率受伪随机码序列控制而随机跳变。从通信技术的实现方式来说,跳频是一种用码序列进行多频频移键控的通信方式;从时域上来看,跳频信号是一个多频率的频移键控信号;从频域来看,跳频信号是一个在很宽频带上以不等间隔随机跳变的信号。因此,跳频通信在某一特定频点上仍为普通调制技术。跳频系统原理图如图 3-29 所示。

采用跳频技术是为了确保通信的保密性和抗干扰性,它首先被用于军事通信,后来在 GSM 标准中被采纳。跳频功能主要是用来抵抗同信道干扰和改善频率选择性衰落。如果处于多径环境中慢速移动的移动台采用跳频技术,可以大大改善移动台的通信质量,跳频相当于频率分集。

跳频技术通过看似随机的载波跳频达到传输数据的目的,而载波跳频只有相应的接收

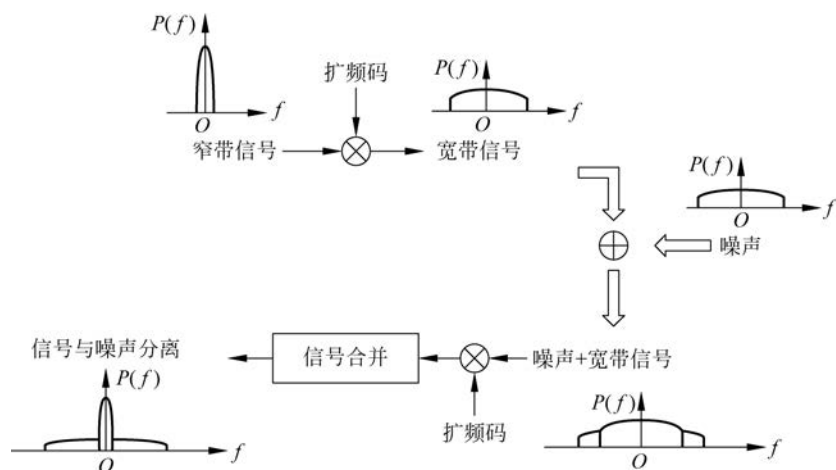
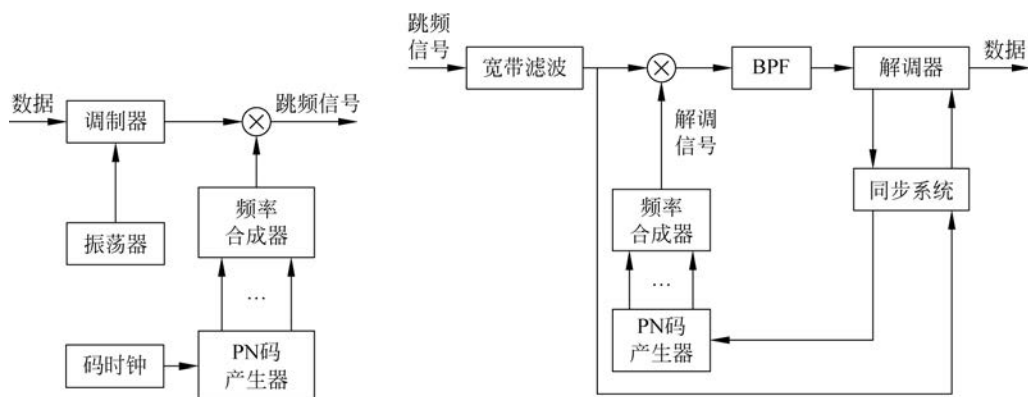
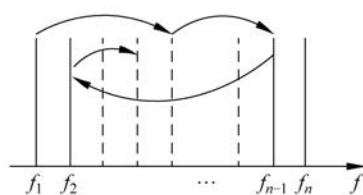


图 3-28 频谱变换示意图



(a) 原理示意图



(b) 跳频跳变图

图 3-29 跳频系统原理图

机才知道。跳频会伴随射频一个周期的改变,一个跳频可以看作一系列调制序列数据突发,是具有时变伪随机的载频。在接收端必须以同样的伪码设置本地频率合成器,使其与发送端的频率做相同的改变,即收发跳频必须同步,才能保证通信的建立。所以实际的跳频系统需要解决的关键问题是同步和定时。

为了保证通信的可靠性,对跳频器的要求一般如下。

(1) 要求输出频谱要纯,且输出频率要准、要稳,否则接收和发射两端不易同步,不能可靠地进行通信。

(2) 跳频图案要多,跳频规律随机性要强,从而可加强通信的保密性能。

(3) 要求频率转换速度要快,输出的可用频率数要多。跳频速率越快,通信频率的跳变越不易被干扰或破译,但频率跳变太快也会使频谱展宽且使得跳频器结构复杂成本增加。

(4) 跳频器输出频率要高。频率越高,可利用的频率范围越宽,跳频通信产生的频率数越多,保密性越强。

(5) 跳频器必须要有很高的可靠性、稳定性及抗震性,满足军事通信和移动通信使用的要求。

(6) 跳频器体积小且轻便,使跳频电台适用于携带式移动通信。

跳频通信系统的收发双方必须同时满足三个条件,即跳频频率相同、跳频序列相同及跳频时钟相同(允许存在一定误差)。三个条件缺一不可,否则无法实现跳频通信。跳频系统的频率切换占用的时间越短越好。通常,换频时间约为跳周期的 $1/8 \sim 1/10$ 。比如跳频速率每秒 500 跳的系统,跳周期为 2ms,其换频时间为 0.2ms 左右。不同网络有不同的跳频图案,在组网时,应考虑到不同网络之间的相互干扰,使其频率跳变是正交的,互不重叠。不同网络信号由于频率跳变的规律不同,不能形成干扰。跳频系统的抗干扰性能即处理增益与跳频系统的可用频道数 N 成正比, N 越大,射频带宽越宽,抗干扰能力越强。但在跳频系统中会存在频率“击中”的问题(干扰频率与信号频率相同,且干扰功率超过信号电平形成的干扰称为击中),为降低“击中”概率,可提高可用频道数。通常采用纠错编码技术,用几个频率传输 1 比特信息。跳频系统具有抗多径能力,而且在信噪比相对较低的情况下,FH/FSK 系统可以利用多径改善性能,但在一般情况下,若条件相同,直扩系统的抗多径干扰能力要比跳频系统强。

3. 跳变时间扩频

跳变时间扩频简称跳时扩频,是使发射信号在时间轴上跳变。首先把时间轴分成许多时间片,在一帧内哪个时间片发射信号由扩频码序列进行控制。由于采用了比信息码元窄很多的时间片发送信号,因此频谱被扩展。简单的跳时扩频抗干扰性不强,很少单独使用。其可以和其他方式进行组合,形成混合系统。

4. 混合方式

将上述几种基本扩频方式组合起来,可构成各种混合方式。如直扩/跳频(DS/FH)、直扩/跳时(DS/TH)、直扩/跳频/跳时(DS/FH/TH)等。通常采用混合方式在技术和设备上会复杂一些,实现要较困难。但混合方式的优点是有时可以得到只用一种方式得不到的特性,其可以同时解决抗干扰、多址组网、定时定位、抗多径衰落及远近效应等问题。

在扩频通信系统中,重要的一个环节就是扩频码的选取。通常,在直扩任意选址的通信系统当中,对扩频码有如下要求。

(1) 扩频码的比特率应能够满足扩展带宽的需要。

(2) 扩频码的自相关要大,且互相关要小。

(3) 扩频码应具有近似噪声的频谱性质,即近似连续谱,且均匀分布。

通常应用中选择的扩频码有 m 序列、Gold 序列及 Walsh 函数等多种伪随机序列。在移动通信的数字信令格式中,PN 码常被用作帧同步编码序列,利用相关峰来启动帧同步脉冲以实现帧同步。

3.5 多载波调制

在数据传输速率不太高、多径干扰不是特别严重时,通过使用合适的均衡算法可使系统正常工作(抗码间干扰)。但是对于宽带数据业务来说,由于数据传输速率较高,时延扩展造成数据符号间相互重叠,从而产生符号间干扰,这对均衡技术提出了更高的要求,需要引入非常复杂的均衡算法,实现比较困难。另外,当信号的带宽超过和接近信道的相干带宽时,信道仍然会造成频率选择性衰落。

多载波调制采用了多个载波信号,把数据流分解为若干子数据流,从而使子数据流具有低得多的传输比特速率,利用这些数据分别去调制若干子载波。在多载波调制信道中,数据传输速率相对较低,码元周期加长,只要时延扩展与码元周期相比小于一定的比值,就不会造成码间干扰。因而多载波调制对于信道的时间弥散性不敏感,可以抵抗频率选择性衰落。

3.5.1 多载波传输系统

多载波传输是将高速率的信息数据流经串/并变换,分割为若干路低速数据流,然后每路低速数据流采用一个独立的载波调制并叠加在一起构成发送信号。在接收端用同样数量的载波对发送信号进行相干接收,获得低速率信息数据后,再通过并/串变换得到原来的高速信号。多载波传输系统基本结构如图 3-30 所示。

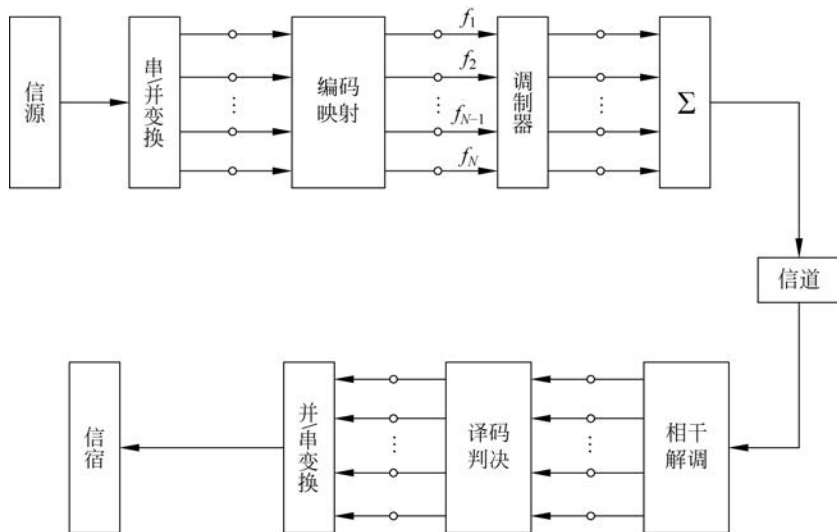


图 3-30 多载波传输系统基本结构

在单载波系统中,一次衰落或干扰就可以导致整个传输链路失效,但是在多载波系统中,某一时刻只会有少部分的子信道会受到深衰落或干扰的影响,因此多载波系统具有较高的传输能力及抗衰落和干扰能力。在多载波传输技术中,对每路载波频率(子载波)的选取可以有多种方法,将决定最终已调信号的频谱宽度和形状。

(1) 传统频分复用(FDM)。各子载波间的间隔足够大,从而使各路子载波上已调信号的频谱不相重叠,如图 3-31(a)所示。该方案就是传统的频分复用方式,即将整个频带划分成 N 个不重叠的子带,每个子带传输一路子载波信号,在接收端可用滤波器组进行分离。

这种方法的优点是实现简单、直接；缺点是频谱的利用率低，子信道之间要留有保护频带，而且多个滤波器的实现也有困难。

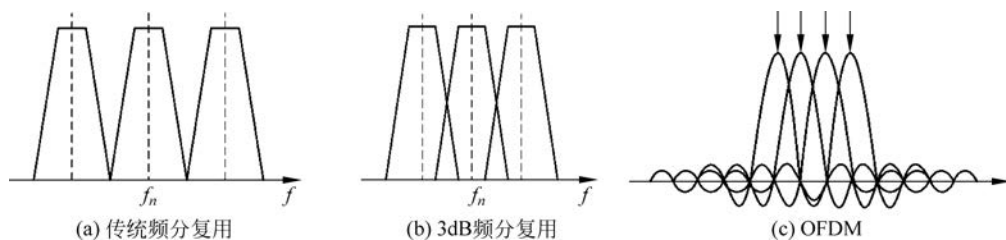


图 3-31 多载波系统频率设置

(2) 3dB 频分复用。各子载波间的间隔选取,使得已调信号的频谱部分重叠,复合谱是平坦的,如图 3-31(b)所示。重叠谱的交点在信号功率比峰值功率低 3dB 处。子载波之间的正交性通过交错同相或正交子带的数据得到(将数据偏移半个码元周期),可以采用偏置 QAM 技术来实现。

(3) 正交频分复用(OFDM)。各子载波是互相正交的,且各子载波的频谱有 1/2 重叠,如图 3-31(c)所示,该调制方式被称为正交频分复用。此时的系统带宽可以比 FDMA 系统的带宽节省一半。

FDMA 和 OFDM 带宽利用率的比较如图 3-32 所示。

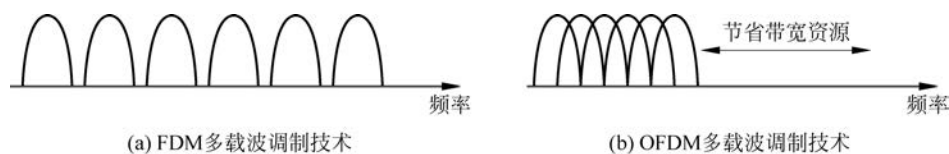


图 3-32 FDMA 与 OFDM 带宽利用率比较

传统多载波系统存在以下特点。

- (1) 将频带分为若干个不相交的子频带,简单直接。
- (2) 子带间需要保护频带,频率利用率低。
- (3) 在子载波数较大时,多个滤波器的实现使系统复杂化。
- (4) 需要时域均衡对抗符号间干扰。

3.5.2 OFDM 调制

无线电波在移动通信信道传输时具有自由空间的传播损耗、阴影衰落和多径衰落等特性。在实际的移动通信网络中需要重点解决的问题是,时间选择性衰落和频率选择性衰落。采用 OFDM 技术可以很好地解决这两种衰落对无线信道传输造成的不利影响。

1. OFDM 的基本原理

在 OFDM 系统中,将系统带宽 B 分为 N 个窄带的信道,输入数据被分配在 N 个子信道上传输。因而,OFDM 信号的符号长度 T_s 是单载波系统的 N 倍。OFDM 信号由 N 个子载波组成且子载波的间隔为 Δf ($\Delta f = 1/T_s$),要求所有的子载波在 T_s 内是相互正交的。在 T_s 内,第 k 个子载波可以用 $g_k(t)$ 来表示, $k = 0, 1, \dots, N-1$ 。

$$g_k(t) = \begin{cases} e^{(j \cdot 2\pi k \cdot \Delta f \cdot t)}, & t \in [0, T_s] \\ 0, & t \notin [0, T_s] \end{cases} \quad (3-86)$$

随着数据速率的不断提高,高速数据通信的性能不仅受到噪声的影响,更受到来自无线信道时延扩展造成的码间干扰。当发送信号的周期小于时延扩展时,将发生严重的码间干扰,性能下降。为了消除码间干扰,通常要引入保护间隔 T_G ,通常它的选取应大于无线信道中的最大多径时延,以保证前后码元之间不会发生干扰。这样有可能会发生载波间的干扰,即子载波的正交性会被破坏。由于存在时延,空闲保护间隔会使第一载波和第二载波之间的周期个数之差不再是整数倍,接收端解调时会出现干扰,如图 3-33 所示。

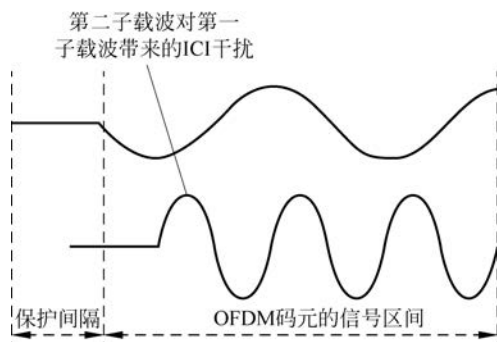


图 3-33 空闲保护间隔造成子载波间干扰

为了解决子载波干扰,可将子载波延拓一个保护间隔。在 OFDM 中,使用的保护间隔称作循环前缀(CP)。所谓循环前缀,就是将每个 OFDM 符号的尾部一段复制到符号之前,如图 3-34 所示。相比于纯粹加空闲保护时段,加入 CP 增加了冗余符号信息,更有利于克服干扰。加入循环前缀的目的是不破坏子载波间的正交性,只要每个路径的时延小于保护间隔,积分时间长度内就可以包含整数个的多径子载波波形,可以保证子载波间的正交性。虽然加入循环前缀要牺牲一部分时间资源,且降低了各个子载波的符号速率和信道容量,但优点就是可以有效抗击多径效应。

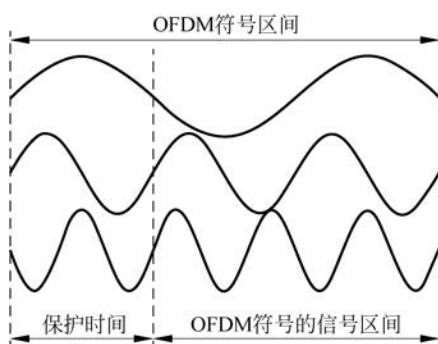


图 3-34 子载波间的延拓

经过延拓后的子载波信号为

$$g_k(t) = \begin{cases} e^{(j \cdot 2\pi k \cdot \Delta f \cdot t)}, & t \in [-T_G, T_s] \\ 0, & t \notin [-T_G, T_s] \end{cases} \quad (3-87)$$

其对应的子载波的频谱函数为

$$G_k(f) = T \cdot \sin[\pi T(f - k \cdot \Delta f)] \quad (3-88)$$

加入保护时间后,OFDM 的信号码元长度为 $T = T_s + T_G$ 。

假定各子载波上的调制符号可以用 $s_{n,k}$ 来表示,其中 n 表示 OFDM 符号区间的编号, k 表示第 k 个子载波,则第 n 个 OFDM 符号区间内的信号可以表示为

$$s_n(t) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=0}^{N-1} s_{n,k} g_k(t - nT) \quad (3-89)$$

总的连续时间的 OFDM 信号可以表示为

$$s(t) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{n=0}^{\infty} \sum_{k=0}^{N-1} s_{n,k} g_k(t - nT) \quad (3-90)$$

尽管 OFDM 信号的子载波频谱是相互重叠的,但是在区间 T_s 内是相互正交的。在实际运用中,信号的产生和解调都是采用数字信号处理的方法来实现的,此时要对信号进行抽样形成离散时间信号。由于 OFDM 信号的带宽为 $B = N \cdot \Delta f$,信号必须以 $\Delta t = 1/B = 1/(N \cdot \Delta f)$ 的时间间隔进行采样。若采样后的信号用 $s_{n,i}$ 表示, $i=0,1,\dots,N-1$,则有

$$s_{n,i} = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=0}^{N-1} s_{n,k} e^{j \cdot 2\pi i k / N} \quad (3-91)$$

从式(3-91)可以看出,它是一个严格的离散反傅里叶变换(IDFT)的表达式。IDFT 可以采用快速反傅里叶变换(IFFT)来实现。

发送信号 $s(t)$ 经过信道传输后,到达接收端的信号用 $r(t)$ 表示,信道噪声用 $n(t)$ 表示,其采样后的信号为 $r_n(t)$ 。只要信道的多径时延小于码元的保护间隔 T_G ,子载波之间的正交性就不会被破坏。各子载波上传输的信号可以利用各载波之间的正交性来恢复。

与发端类似,可以通过离散傅里叶变换(DFT)或快速傅里叶变换(FFT)来实现,即

$$R_{n,i} = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=0}^{N-1} r_{n,k} e^{-j \cdot 2\pi i k / N} \quad (3-92)$$

利用 IDFT 或 IFFT 实现的 OFDM 基带系统如图 3-35 所示。输入已经过调制(符号匹配)的复信号,经过串/并变换后,输出的并行数据就是要调制到相应子载波上的数据符号,可以看成一组位于频域上的数据,进行 IDFT 或 IFFT 和并/串变换,实现频域到时域的转换,然后插入保护间隔,再经过数/模变换后形成 OFDM 调制后的信号 $x(t)$ 。该信号经过信道后,接收到的信号 $r(t)$ 经过模/数变换,去掉保护间隔以恢复子载波之间的正交性,再经过串/并变换和 DFT 或 FFT 后,恢复出 OFDM 的调制信号,最后经过并/串变换后还原出输入的符号。

在实现 OFDM 调制时,保护间隔的插入过程如图 3-36 所示。

由式(3-89),可得 OFDM 信号的功率谱密度为

$$|S(f)|^2 = \frac{1}{N} \sum_{k=0}^{N-1} \left| s_{n,k} \cdot T \cdot \frac{[\pi(f - k \cdot \Delta f)T]}{\pi(f - k \cdot \Delta f)T} \right|^2 \quad (3-93)$$

它是 N 个子载波上信号的功率谱之和。分析 OFDM 符号的功率谱密度表达式,可知其带外功率谱密度衰减比较慢,即带外辐射功率比较大。随着子载波数量 N 的增加,由于每个子载波功率谱密度主瓣、旁瓣幅度下降的陡度增加,所以 OFDM 符号功率谱密度的旁瓣下降速度会逐渐增加,但是即使在 $N=256$ 个子载波的情况下,其 -40dB 带宽仍然会是一 3dB 带宽的 4 倍,如图 3-37 所示。

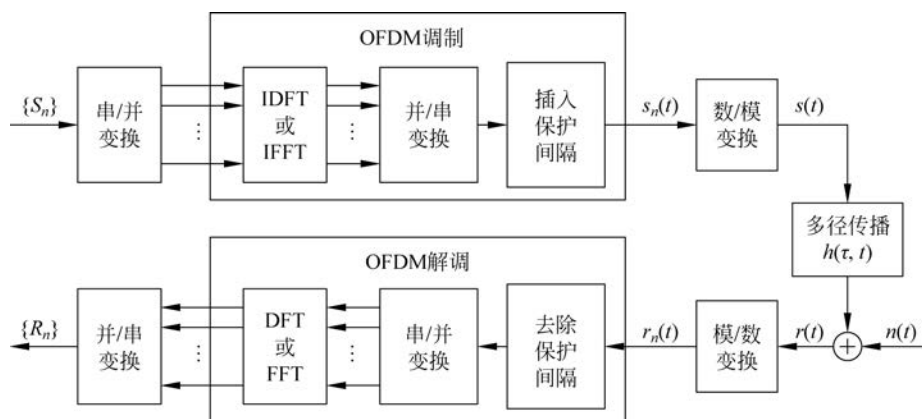


图 3-35 OFDM 基带系统的实现框图

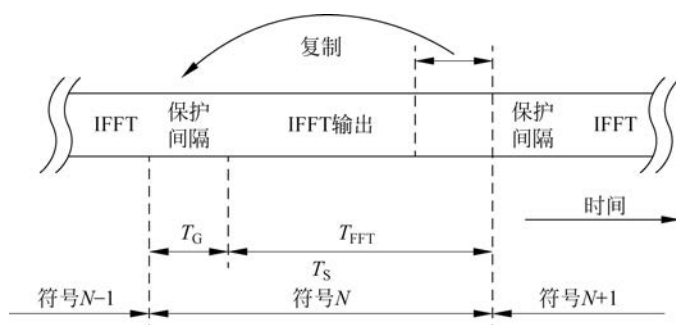


图 3-36 保护间隔的插入过程

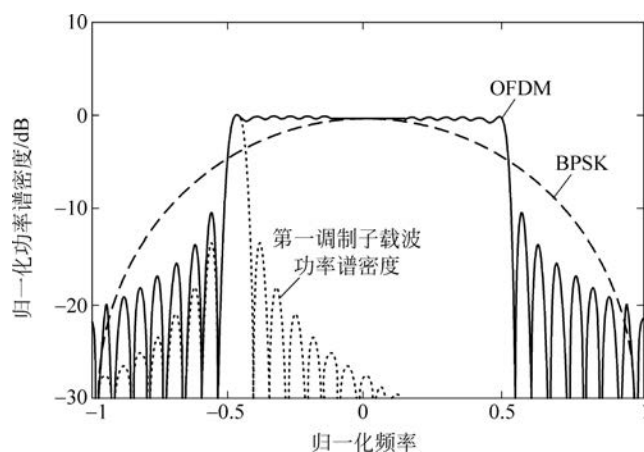


图 3-37 OFDM 信号的功率谱密度

为了让带宽之外的功率谱密度下降得更快,需要对 OFDM 符号进行“加窗”处理。对 OFDM 符号“加窗”意味着令符号周期边缘的幅度值逐渐过渡到零。通常采用的窗类型是升余弦函数。

OFDM 技术中各个子载波之间相互正交且相互重叠,可以最大限度地利用频谱资源。

OFDM 是一种多载波并行调制方式,其将符号周期扩大为原来的 N 倍,从而提高了抗多径衰落的能力。OFDM 可以通过 IFFT 和 FFT 分别实现 OFDM 的调制和解调。

OFDM 将频域划分为多个子信道,各相邻子信道相互重叠,但不同子信道相互正交,因此其带宽利用率高;当 OFDM 子载波的带宽小于信道的“相干带宽”时,可以认为该信道是“非频率选择性信道”,即所经历的衰落是“平坦衰落”,因此频率选择性衰落小;当 OFDM 符号持续时间小于信道“相干时间”时,信道可以等效为“相干时间”系统,可以降低信道时间选择性衰落对传输系统的影响,因此时间选择性衰落小。

OFDM 技术存在以下优点。

- (1) 无须做时域均衡,通过加循环前缀对抗符号间干扰。
- (2) 各子载波正交,子信道频谱相互重叠,频谱利用率高。
- (3) OFDM 调制和解调可以通过 IDFT 和 DFT 实现,通过 FFT 可大大减小复杂度。
- (4) 支持非对称业务,通过使用不同数量的子信道实现上下行的非对称传输。
- (5) 动态子信道分配及比特分配,充分利用信噪比高的子信道提高性能。
- (6) 易于与多种接入方式结合,如 MC-CDMA,OFDM-TDMA 等。
- (7) 对窄带干扰不敏感。

OFDM 技术存在以下缺点。

- (1) 易受频偏影响。OFDM 系统对正交性要求严格,频偏使得正交性遭到破坏。
- (2) 存在较高的峰值平均功率比。多个子信道相位叠加,相位一致时瞬时功率大,对器件要求高。

2. OFDM 信号的特征与性能

1) OFDM 信号峰值功率与平均功率比

与单载波系统相比,由于 OFDM 符号是由多个独立的经过调制的子载波信号相加而成的,因此合成信号就有可能产生比较大的峰值功率,由此会带来较大的峰值平均功率比,简称峰均比(PAR)。峰均比可以被定义为

$$\text{PAR} = 10 \lg \frac{\max \{ |s_{n,i}|^2 \}}{E \{ |s_{n,i}|^2 \}} \quad (3-94)$$

由于一般的功率放大器都不是线性的,而且其动态范围也是有限的,所以当 OFDM 系统内这种变化范围较大的信号通过非线性部件(例如进入放大器的非线性区域)时,信号会产生非线性失真,从而产生谐波,造成较明显的频谱扩展干扰及带内信号畸变,导致整个系统性能的下降,而且同时还会增加 A/D 和 D/A 转换器的复杂度并且降低它们的准确性。

因此,PAR 较大是 OFDM 系统面临的一个重要问题,必须要考虑如何减小大峰值功率信号的出现概率,从而避免非线性失真的出现。克服这一问题最传统的方法是采用大动态范围的线性放大器,或者对非线性放大器的工作点进行补偿,但是这样带来的缺点是功率放大器的效率会大大降低,绝大部分能量都将转化为热能被浪费掉。

常用的减小 PAR 的方法大致可以分为三类。

(1) 信号预畸变技术,即在信号经过放大之前,首先要对功率值大于门限值的信号进行非线性畸变,包括限幅、峰值加窗或峰值消除等操作。这些信号畸变技术的好处在于直观、简单,但信号畸变对系统性能造成的损害是不可避免的。

(2) 编码方法,即避免使用那些会生成大峰值功率信号的编码图样,例如采用循环编码

方法。这种方法的缺陷在于,可供使用的编码图样数量非常少,特别是当子载波数量 N 较大时,编码效率会非常低,从而导致这一矛盾更加突出。

(3) 利用不同的加扰序列对 OFDM 符号进行加权处理,从而选择 PAR 较小的 OFDM 符号来传输。

2) OFDM 系统中的同步问题

在单载波系统中,载波频率的偏移只会对接收信号造成一定的幅度衰减和相位旋转。而对于多载波系统来说,载波频率的偏移会破坏子载波间的正交性,从而导致子信道之间产生干扰。

由于 OFDM 系统内存在多个正交子载波,其输出信号是多个子信道信号的叠加,因而子信道的相互覆盖对它们之间的正交性提出了严格的要求。无线信道时变性的一种具体体现就是多普勒频移,多普勒频移与载波频率及移动台的移动速度都成正比。因此,对于要求子载波保持严格同步的 OFDM 系统来说,载波的频率偏移所带来的影响会更加严重,而且如果不采取措施对这种 ICI 加以克服,会对系统性能带来非常严重的“地板效应”,即在信噪比达到一定值以后,无论怎样增加信号的发射功率,都不能显著改善系统的误码性能。除要求严格的载波同步外,OFDM 系统中还要求样值同步(发送端和接收端的抽样频率一致)和符号同步(IFFT 和 FFT 的起止时刻一致)。载波同步的目的是实现接收信号的相干解调;样值同步目的是使接收端的取样时刻与发送端完全一致;符号同步目的是区分每个 OFDM 符号块的边界,因为每个 OFDM 符号块包含 N 个样值。OFDM 系统内的同步示意图如图 3-38 所示。

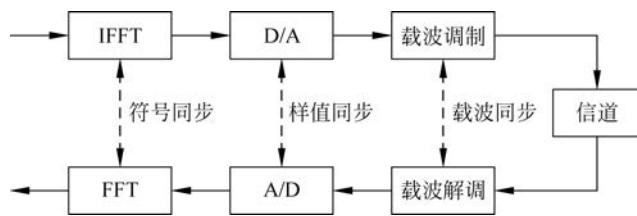


图 3-38 OFDM 系统内的同步示意图

OFDM 系统的载波同步是利用导频实现的载波同步。载波同步分为跟踪模式和捕获模式两个过程。跟踪模式只需要处理很小的载波抖动来实现;捕获模式是指频率偏差较大,可能是载波间隔的若干倍的情况。OFDM 系统接收机通过两个阶段的同步,可以提供良好的捕获性能和精确的跟踪性能。第一阶段是尽快地进行粗略的频率估计,解决载波的捕获问题;第二阶段是能够锁定并且执行跟踪任务。

OFDM 系统采用最大似然方法联合实现符号定时同步和载波同步。通常多载波系统都采用插入保护间隔的方法来消除符号间干扰,最大似然方法正是利用保护间隔所携带的信息完成符号定时同步和载波频率同步,克服了需要插入导频符号实现载波同步,浪费资源的缺点。

加入循环前缀后的 OFDM 系统可等效为 N 个独立的并行子信道。如果不考虑信道噪声, N 个子信道上的接收信号等于各自子信道上的发送信号与信道频谱特性的乘积。如果通过估计方法预先获知信道的频谱特性,将各子信道上的接收信号与信道的频谱特性相除,即可实现接收信号的正确解调。常见的信道估计方法有基于导频信道的估计方法和基于导

频符号(参考信号)的估计方法两种。多载波系统具有时频二维结构,因此实际系统中通常采用导频符号的辅助信道估计,使其更具有灵活性。

3) OFDM 基本参数的选择

OFDM 系统的基本参数包含带宽、比特率及保护间隔。这些参数的选择需要在多项需求中折中考虑。通常保护间隔的时间长度应该为应用移动环境信道的时延扩展均方根值的 2~4 倍。为了最大限度地减少由于插入保护比特所带来的信噪比的损失,希望 OFDM 符号周期长度要远远大于保护间隔长度。但是符号周期长度又不可能任意大,否则 OFDM 系统中要包括更多的子载波数,从而导致子载波间隔相应减少,系统的实现复杂度增加,而且还加大了系统的峰值平均功率比,同时使系统对频率偏差更加敏感。

因此,在实际应用中,一般选择符号周期长度是保护间隔长度的 5 倍左右,这样由插入保护比特所造成的信噪比损耗只有 1dB 左右。在确定了符号周期和保护间隔之后,子载波的数量可以直接利用 3dB 带宽除以子载波间隔(去掉保护间隔之后的符号周期的倒数)得到,或者可以利用所要求的比特速率除以每个子信道的比特速率来确定子载波的数量。每个信道中所传输的比特速率可以由调制类型、编码速率和符号速率来确定。

下面通过一个实例来说明如何确定 OFDM 系统的参数,要求设计系统满足条件:信息的比特率为 25Mb/s,系统的时延扩展为 200ns,系统的带宽小于 18MHz。

可以分析,200ns 的时延扩展就意味着保护间隔的有效取值可以为 800ns。如果选择 OFDM 符号周期长度为保护间隔的 6 倍,即 $6 \times 800\text{ns} = 4.8\mu\text{s}$,此时由保护间隔所造成的信噪比损耗小于 1dB,则子载波间隔取 $4.8 - 0.8 = 4\mu\text{s}$ 的倒数,即 250kHz。

为了判断所需要的子载波个数,需要观察所要求的比特速率与 OFDM 符号速率的比值,即每个 OFDM 符号需要传送 $(25\text{Mb/s})/[1/(4.8\mu\text{s})] = 120\text{bit}$ 。为了满足这一要求,可以通过选择不同的调制方式和编码方式来完成。作如下两种选择:①利用 16QAM 和码率为 1/2 的编码方法,每个子载波携带 2bit 的有用信息,因此需要 60 个子载波来满足每个符号 120bit 的传输速率;②利用 QPSK 和码率为 3/4 的编码方法,这样每个子载波可以携带 1.5bit 的有用信息,因此需要 80 个子载波来传输。然而 80 个子载波就意味着带宽为 $80 \times 250\text{kHz} = 20\text{MHz}$,大于所给定的带宽要求,因此为了满足带宽的要求,子载波数量不能大于 72。综合比较可知,第一种采用 16QAM 和 60 个子载波的方法可以满足上述要求,而且还可以在 4 个子载波上补零,然后利用 64 点的 IFFT/FFT 来实现调制和解调。

3.6 MIMO 技术

3.6.1 概述

随着移动通信技术的发展及人们对传输速率更高的要求,移动通信系统在覆盖、系统容量、业务动态性等方面的矛盾不断突显,这就需要采用更先进的技术来实现更高的数据传输速率。然而无线频谱资源是有限的,要支持更高速率就要开发具有更高频谱利用率的无线通信技术。研究表明,多输入多输出(MIMO)技术能够在不增加带宽的情况下成倍地提高通信系统的容量、数据速率和频谱利用率。MIMO 技术在室内传播环境下的频谱效率可达 $20 \sim 40\text{bit}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$,远高于传统蜂窝无线通信技术的 $1 \sim 5\text{bit}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$ 。

移动通信系统中的 MIMO 技术指的是利用多发射多接收天线进行无线传输的技术,本

质上是空间域和时间域结合起来进行空时信号处理的技术,其原理图如图 3-39 所示。

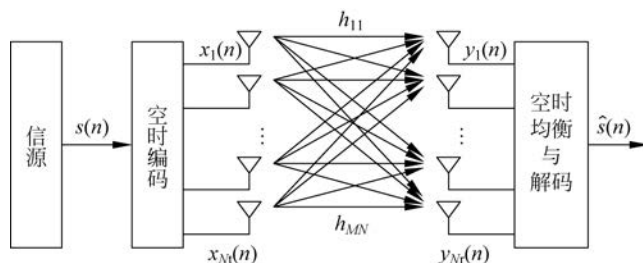


图 3-39 MIMO 多天线技术数学模型

图 3-39 中所示的系统为 $N_t \times N_r$ MIMO 系统。其中, N_t 为发射天线数, N_r 为接收天线数, h_{ji} 为第 i 个发射天线到第 j 个接收天线之间信道衰落复瑞利系数, $x_i(n)$ 为发射端经空时编码后的第 i 个天线信息流, $y_j(n)$ 为第 j 个接收天线信息流, $s(n)$ 为输入信息流, $\hat{s}(n)$ 为输出信息流。在发射端,二进制数据流 $s(n)$ 输入发射处理模块中。之后对输入信息符号进行编码、星座调制,有时还要进行一定的加权,然后送到各发射天线上,经过上变频、滤波和放大后发射出去。在接收端,接收机将多个接收天线收到的信号进行解调、匹配滤波、检测和译码,以恢复原始数据 $\hat{s}(n)$ 。MIMO 系统的核心思想是空时信号处理,即在原来时间维的基础上,通过使用多个天线来增加空间维,从而实现多维信号处理,获得空间复用增益或空间分集增益。

3.6.2 分类

1. 根据信号处理方式

根据信号处理方式的不同,MIMO 技术可以分为空间分集、空间复用及波束赋形三类。

1) 空间分集

空间分集是利用较大间距的天线阵元之间或成形波束之间的不相关性(天线间距在 10λ 以上),将同一个数据流的不同版本分别进行编码调制,然后在不同的天线发送;接收机将不同接收天线上收到的同一数据流的不同版本进行合并,恢复出原始数据流。这样可以避免单个信道衰落对整个链路的影响,目的是提高链路的质量。对于一个输入符号序列,空时编码选择星座点在所有的天线上同时发射,因此可同时获得最大的编码和分集增益。

采用多个收发天线的空间分集可以很好地对抗传输信道的衰落。空间分集分为发射分集、接收分集和接收发射分集三种。

(1) 发射分集是在发射端使用多个发射天线发射信息,通过对不同天线发射的信号进行编码达到空间分集的目的,接收端可以获得比单天线高的信噪比。发射分集包含空时发射分集(STTD)、空频发射分集(SFBC)和循环延迟分集(CDD)几种。

① STTD。通过对不同的天线发射的信号进行空时编码达到时间和空间分集的目的;在发射端对数据流进行联合编码以减小由于信道衰落和噪声导致的符号错误概率;空时编码通过在发射端的联合编码增加信号的冗余度,从而使得信号在接收端获得时间和空间分集增益。可以利用额外的分集增益提高通信链路的可靠性,也可在同样可靠性下利用高阶调制提高数据率和频谱利用率。空时编码是发射分集实现的关键技术,空时发射分集原理

如图 3-40 所示。

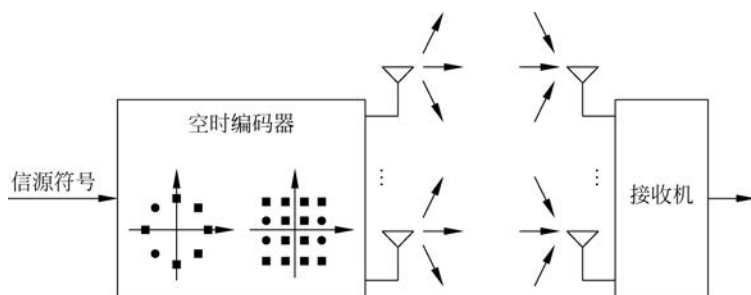


图 3-40 空时发射分集原理

② SFBC。SFBC 与 STTD 类似,不同的是 SFBC 是对发送的符号进行频域和空域编码;将同一组数据承载在不同的子载波上面,从而获得频率分集增益。SFBC 发射分集方式通常要求发射天线尽可能独立,以最大限度获取分集增益,如 LTE 中两天线空频发射分集原理如图 3-41 所示。

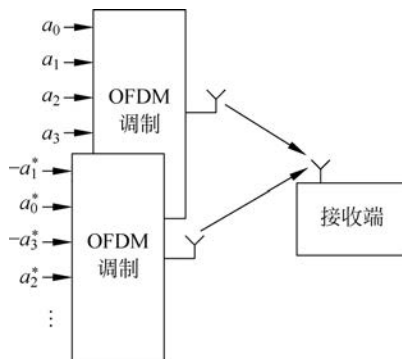


图 3-41 LTE 中两天线空频发射分集原理

③ CDD。CDD 发射分集是一种常见的时分集方式,发射端为接收端人为制造多径。LTE 中采用的延时发射分集并非简单的线性延时,而是利用 CP 特性采用的循环延时操作。根据 DFT 变换特性,信号在时域的周期循环移位(延时)相当于频域的线性相位偏移,因此 LTE 的 CDD 分集是在频域上操作的,CDD 发射分集原理如图 3-42 所示。

LTE 协议支持一种与下行空间复用联合作用的大延时 CDD 模式。大延时 CDD 将循环延时的概念从天线端口搬到了单用户多输入多输出(SU-MIMO)空间复用的层上,并且延时明显增大。两天线延时达到了半个符号积分周期($1024T_s$, T_s 为 LTE 中基本时间单位)。CDD 发射分集方式通常要求发射天线尽可能独立,以最大限度获取分集增益。

(2) 接收分集。接收分集指多个天线接收来自多个信道的承载同一信息的多个独立的信号副本。由于信号不可能同时处于深衰落情况中,因此在任一给定的时刻至少可以保证有一个强度足够大的信号副本提供给接收机使用,从而提高接收信号的信噪比。

2) 空间复用

空间复用技术将高速信源数据流按照发射天线数目串并变换为若干子数据流,独立地进行编码、调制,再分别从各个发射天线上发送出去。接收机将不同天线上的接收信号进行

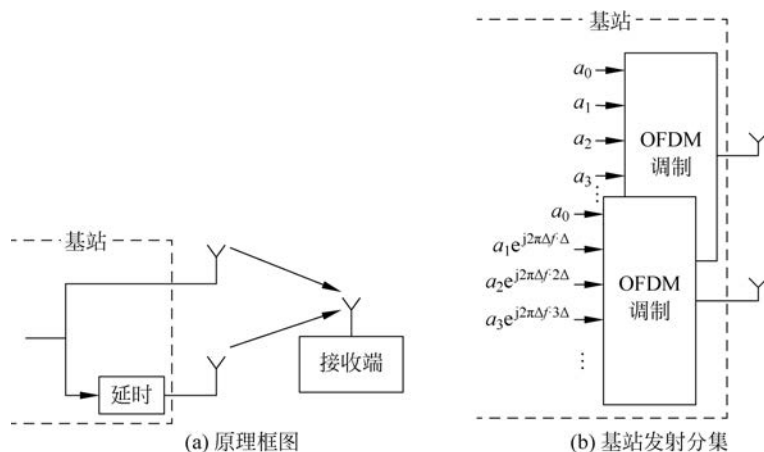


图 3-42 CDD 发射分集原理

分离,然后解调和译码,将几个数据流合并恢复出原始数据流。常用的空间复用技术基于分层空时编码(BLAST)系统。

3) 波束赋形

波束赋形是利用较小间距的天线阵元之间的相关性(天线间距为 $0.5 \sim 0.6\lambda$),通过阵元发射的波之间形成干涉,集中能量于某个(或某些)特定方向上形成波束,从而实现更大的覆盖和干扰抑制效果。发送端上通过自适应算法确定天线权重产生发射信号(窄波束);接收端上不同天线阵元的信号通过自适应算法来合并(空间分集)。在移动通信当中,最早期的波束赋形应用是在 3G 技术 TD-SCDMA 系统中。MIMO 中的波束赋形方式与智能天线系统中的波束赋形类似。

与常规智能天线不同的是,原来的下行波束赋形只针对一个天线,现在需要针对多个天线。下行波束成形使得信号在用户方向上得到加强,上行波束成形使得用户具有更强的抗干扰能力和抗噪能力。因此,和发射分集类似,可以利用额外的波束赋形增益提高通信链路的可靠性,也可在同样可靠性下利用高阶调制提高数据率和频谱利用率。波束赋形原理如图 3-43 所示。

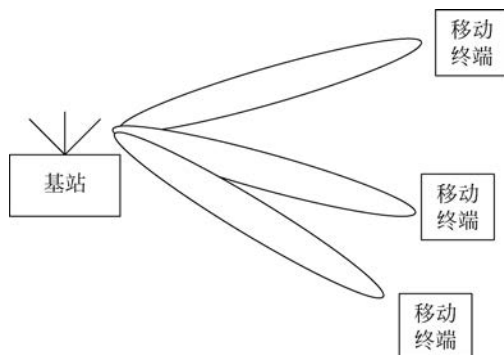


图 3-43 波束赋形原理

波束赋形的目的是增大覆盖范围(相当于定向天线)、增大容量(实现空分多址)、改善链路质量(减少干扰)、减小时延色散(抑制时延分量)及提高用户定位估计性能。

MIMO 系统通过有效的设计可以获得复用增益、分集增益/编码增益、天线增益,从而提高系统的频谱利用率和信噪比。空间复用技术与分集技术的综合优化,能够在复用增益与分集增益/编码增益之间达到最优折中;分集技术与预编码技术的联合优化,能够在天线增益与分集增益/编码增益之间达到最优折中。

要实现空间分集和空间复用需要 2T2R(两发两收)的天线,而要实现波束赋形,需要 8T8R 的天线(最低标准,16T16R 及以下的天线只支持 2D MIMO,32T32R 及以上的天线才支持 3D MIMO)。

使用 MIMO 技术的空间分集与空间复用进行比较,会发现:①传输分集是在多条独立路径上传输相同的数据,接收端通过分集合并技术来抵抗信道衰落,降低误码率,可以提高系统的可靠性,但不能提高数据速率;②空间复用是在多条独立路径上传输不同数据,接收端要进行多用户检测与分离。充分利用系统资源,提高系统容量,可提高系统的有效性和数据速率。

通常情况下,发射分集比接收分集实现起来要困难得多。一是发送端需要在多个天线上发送相同的信号,而在接收端为了实现分集需要将由于多径混合在一起的信号进行分离;二是在接收端可以通过估计算法得到信道的状态信息,而发送端一般无法知道信道的状态信息。这两者都会增加系统实现的难度。

2. 根据基站和手机的天线数目

根据基站和手机天线数的不同,MIMO 技术可分为单输入单输出(SISO)、单输入多输出(SIMO)、多输入单输出(MISO)和多输入多输出(MIMO)四种类型,四种天线系统的模型图如图 3-44 所示。

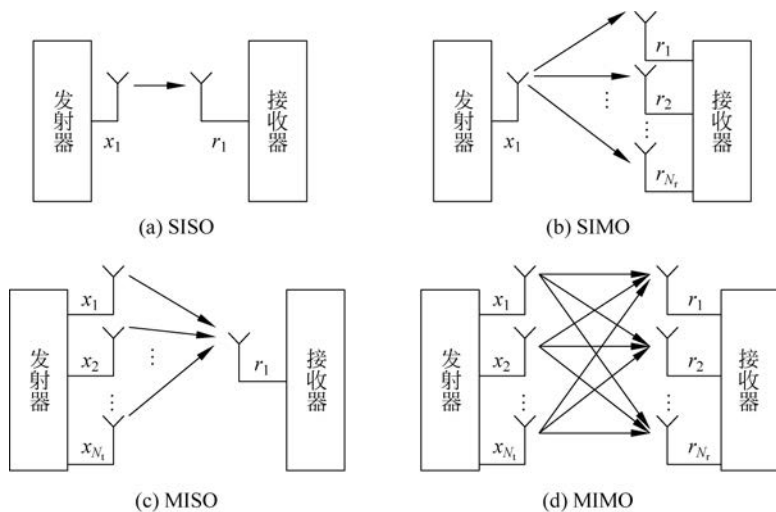


图 3-44 四种天线系统的模型图

1) SISO

SISO 信道即传统无线信道,其信道冲激响应可以表示为

$$h(t, \tau) = \sum_{i=1}^N \alpha_i(t, \tau) e^{j\psi_i(t, \tau)} \delta[\tau - \tau_i(t)] \quad (3-95)$$

其中, $\psi_i(t, \tau)$ 代表多径信道中的总相移, $\alpha_i(t, \tau)$ 为信号幅度, $\tau_i(t)$ 为第 i 条路径的时延。

2) SIMO

SIMO 信道可以看作采用 N_R 副接收天线的 SISO 标量信道组合而成的向量信道,可以表示为

$$\mathbf{h}(t, \tau) = [h_1(t, \tau) h_2(t, \tau) \cdots h_{N_R}(t, \tau)]^T \quad (3-96)$$

其中, $h_i(t, \tau)$ 为第 i 个 SISO 子信道的冲激响应, T 为矩阵转置运算。SIMO 信道的向量信道冲激响应可以从式(3-95)拓展而得,即

$$h(t, \tau) = \sum_{i=0}^{N-1} \mathbf{a}(\theta_i, \phi_i) \alpha_i e^{j(2\pi f_i t_i)} \delta[\tau - \tau_i] \quad (3-97)$$

其中, α_i, τ_i 与 (θ_i, ϕ_i) 分别是第 i 个多径分量的路径增益、路径延迟与达波方向, f_i 是由运动引起的多普频移, f_i 是附加相移, $\mathbf{a}(\theta_i, \phi_i)$ 是阵列操纵矢量。 $\mathbf{a}(\theta, \phi)$ 是阵列结构与达波角的函数,可以表示为

$$\mathbf{a}(\theta, \phi) = [a_1(\theta, \phi) \cdots a_{N-1}(\theta, \phi)]^T \quad (3-98)$$

其中, T 为转置运算,其第 m 个分量为

$$a_m(\theta, \phi) = e^{j\frac{2\pi}{\lambda}(x_m \sin\theta \cos\phi + y_m \sin\theta \sin\phi + z_m \cos\theta)} \quad (3-99)$$

3) MISO

采用 N_T 副发射天线的 MISO 信道,可视为由 N_T 个 SISO 标量信道组合而成的向量信道,可表示为

$$\mathbf{h}(t, \tau) = [h_1(t, \tau) h_2(t, \tau) \cdots h_{N_T}(t, \tau)]^T \quad (3-100)$$

其中, $h_m(t, \tau)$ 为第 m 个 SISO 子信道的冲激响应。MISO 信道的向量信道冲激响应可从式(3-97)拓展而来,只是其中的 (θ_i, ϕ_i) 不是达波方向,而是去波方向。

4) MIMO

采用 N_T 副发射天线与 N_R 副接收天线的 MIMO 信道,可视为由 $N_T \times N_R$ 个 SISO 标量信道组合而成的矩阵信道,可以被认为是平坦的,即不考虑频率选择性衰落。平坦衰落的 MIMO 信道可以用一个 $n \times n$ 的复数矩阵 $\mathbf{H}$ 描述,其信道矩阵可写表示为

$$\mathbf{H}(t, \tau) = \begin{bmatrix} h_{11}(t, \tau) & h_{12}(t, \tau) & \cdots & h_{1n_T}(t, \tau) \\ h_{21}(t, \tau) & h_{22}(t, \tau) & \cdots & h_{2n_T}(t, \tau) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_{n_R1}(t, \tau) & h_{n_R2}(t, \tau) & \cdots & h_{n_Rn_T}(t, \tau) \end{bmatrix} \quad (3-101)$$

3. 根据接收端反馈状态信息

根据接收端是否反馈状态信息, MIMO 可以分为闭环和开环两种类型。

MIMO 系统的发射方案主要分为两种类型,即最大化传输速率的空间复用方案和最大化分集增益的空时编码方案。以上两种方案的发射端都不需要信道信息(CSI),称之为开环 MIMO 系统。而在信道变化较慢的场合(如大城市的室内环境或游牧式的接入服务),闭环 MIMO 系统能够进一步提升系统性能。闭环 MIMO 系统的接收端将信道信息反馈给发射端,然后对传输数据进行预编码、波束赋形或者天线选择等操作。闭环 MIMO 的反馈方式又可以分为全反馈和部分反馈等。全反馈是将全部信道信息反馈给发射端,由于反馈链路要占用系统开销,在实际系统中一般都采用部分反馈技术,如反馈信道的统计特征值、奇

异值分解值(SVD)、基于码本的码字序号等,进行性能和复杂度折中实现。

3.6.3 空时编码

空时编码综合考虑了分集、编码和调制,它的最大特点是将编码技术和天线阵技术结合在一起,实现了空分多址,提高了系统的抗衰落性能,且能通过发射分集和接收分集提供高速率、高质量的数据传输。与不使用空时编码的编码系统相比,空时编码可以在不牺牲带宽的情况下获得较高的编码增益,进而提高了抗干扰和抗噪声的能力,特别是在无线通信系统的下行(基站到移动端)传输中,空时编码将移动端的设计负担转移到了基站,减轻了移动端的负担。空时编码分类如图 3-45 所示。

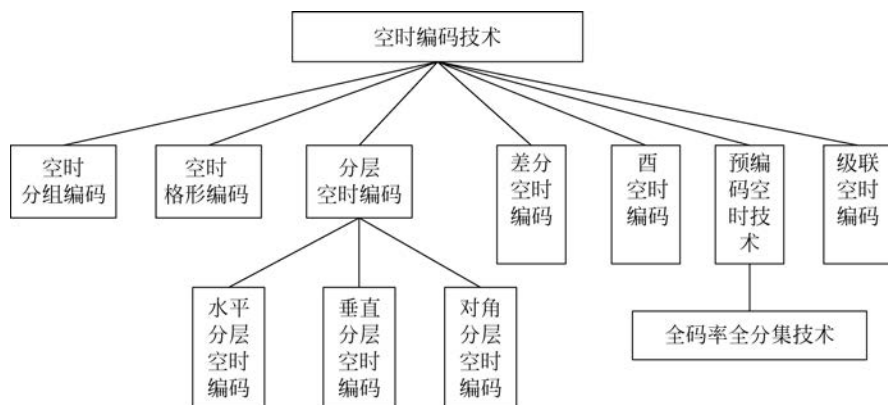


图 3-45 空时编码分类

MIMO 无线信道中的两个主流技术是空间分集技术和空间复用技术。空间分集中的发射和接收的分集目的是消除多径,改善链路质量,主要使用空时块编码(空时分组编码)和空时网格编码;空间复用技术会使频谱效率大幅度提升,主要使用分层空时编码来实现。

1. 空时网格编码

空时网格编码(STTC)是将发射和接收分集与网格编码调制(TCM)相结合的联合编码方式。获得的编码方案在不牺牲系统带宽的情况下获得满分集增益和高编码增益,进而提高传输质量。空时网格编码的译码采用最大似然译码器,通常采用 Viterbi 译码器进行最大似然译码。

空时网格编码发射端原理框图如图 3-46 所示。它是在延时分集的基础上结合 TCM 技术实现的。STTC 编码综合考虑了编码增益和分集增益的影响,充分利用多发射天线的空间分集和信道编码及交织的时间分集,提高了频带利用率。网格编码器采用多进制调制方式,可以提高系统的传输速率。要达到相同的误码率性能,多进制方式所需的信噪比要比二进制高。所以,只有在信道衰落比较小时,才可以考虑使用更高频谱效率的调制方式来提高平均数据速率。空时网格编码可以获得与最大比合并接收相同的分集增益。除分集增益外,良好的空时网格编码还可以获得大量的编码增益。采用 STTC 虽能同时得到编码增益和分集增益并提供比现有系统高 3~4 倍的频谱效率,但是其译码复杂度随着状态数的增加呈指数增长,在实际系统中很少单独使用。

8PSK 八种状态时延分集用作空时网格编码示意图如图 3-47 所示。

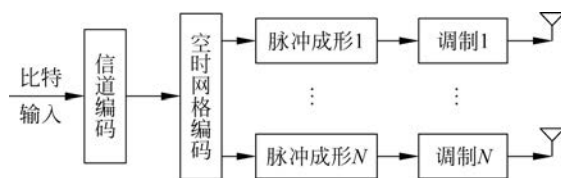


图 3-46 空时网格编码发射端原理图

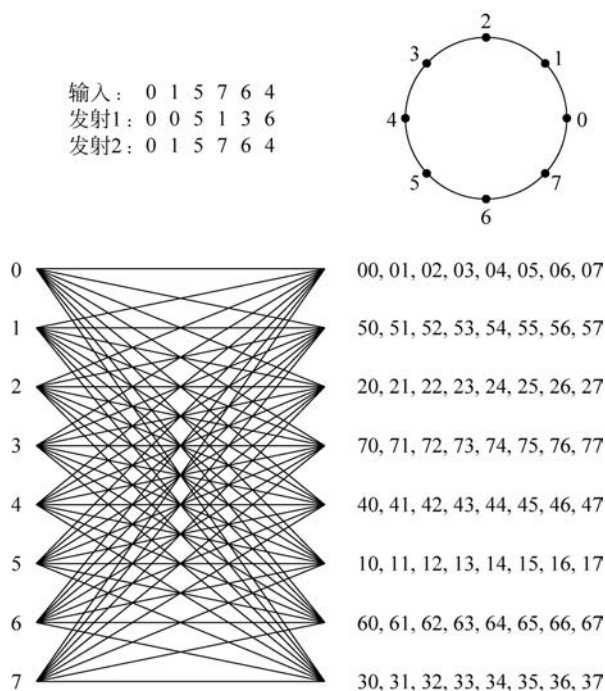


图 3-47 8PSK 八状态时延分集用作空时网格编码示意图

图 3-47 中,左下角最左边的数字为星座编号,对应为 8PSK 信号的八个状态;格形图表示这些状态之间的转移。在右下角部分所示矩阵中,每行的元素 $S_1 S_2$ 编号的含义是:从第一根天线发射出去的字符为 S_1 ,从第二根天线发射的字符为 S_2 。由于是八进制调制,空时编码器的输入比特串中每三个比特被分成一组,每组映射为八个星座点中的一点,例如 000 表示星座图中的点 0,而 111 表示点 7 等。即使是同一进制 PSK 码,也可以具有不同的状态数。

2. 空时块编码(STBC)

空时块编码(STBC)也叫空时分组码,是利用正交设计原理分配各发射天线上的发射信号格式,实际上是一种空间域和时间域联合的正交分组编码方式。空时分组码可以使接收机解码后获得最大的分集增益,且保证译码运算仅是简单的线性合并,使译码复杂度大大降低。但是,这是以牺牲编码增益和部分频带利用率为代价得到的。

Alamouti 是一种在接收端需要进行简单信号处理的两天线发射分集方案,是空时分组编码的基础。假定采用 M 进制调制方案,首先调制一组 m ($m = \log_2 M$) 个信息比特。然后编码器在每次编码操作中取两个调制符号 x_1 和 x_2 为一个分组,并根据编码矩阵 $[x_1 x_2] \rightarrow$

$\begin{bmatrix} x_1 & -x_2^* \\ x_2 & x_1^* \end{bmatrix}$,将它们映射到发射天线上。Alamouti 空时编码器原理如图 3-48 所示。

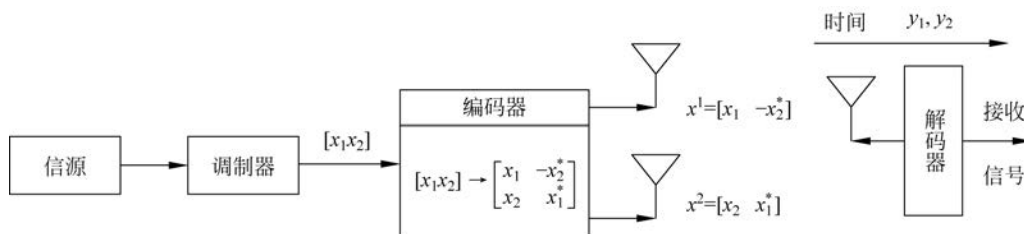


图 3-48 Alamouti 空时编码器原理

在两个连续的发射周期里,编码器的输出从两根发射天线发射出去。在第一个发射周期中,天线 1 发射信号 x_1 , 天线 2 发射信号 x_2 。在第二个发射周期中,天线 1 发射信号 $-x_2^*$, 天线 2 发射信号 x_1^* , 其中 x^* 是 x 的复共轭。这种方式既在空间域编码又在时间域编码。两个发射序列的内积为 0, 所以二者是正交的。编码矩阵具有如下特性:

$$\begin{aligned} \mathbf{X} \cdot \mathbf{X}^H &= \begin{bmatrix} |x_1|^2 + |x_2|^2 & 0 \\ 0 & |x_1|^2 + |x_2|^2 \end{bmatrix} \\ &= (|x_1|^2 + |x_2|^2) \mathbf{I}_2 \end{aligned} \quad (3-102)$$

式中, $\mathbf{I}_2$ 是一个 2×2 的单位矩阵。

当接收端只有一根接收天线时,在 t 时刻,从两个发射天线到接收天线的信道衰落系数分别用 $h_1(t)$ 和 $h_2(t)$ 表示。假定衰落系数在两个连续符号发射周期之间保持不变,即在发送信号 (x_1, x_2) 和信号 $(-x_2^*, x_1^*)$ 时, $h_1(t)$ 和 $h_2(t)$ 保持不变。 t 时刻和 $(t+t_c)$ 时刻接收信号分别为 y_1 和 y_2 , t_c 为时延,则两个连续周期内的接收信号可以表示为

$$\begin{cases} y_1 = h_1 \times x_1 + h_2 \times x_2 + n_1 \\ y_2 = h_1 \times (-x_2^*) + h_2 \times (x_1^*) + n_2 \end{cases} \quad (3-103)$$

其中, n_1 和 n_2 分别表示在时刻 t 和 $(t+t_c)$ 时刻的噪声,其均值为 0, 功率谱密度为 $N_0/2$ 。

假设译码器已知信道状态信息(CSI),调制星座图中的所有信号都是等概率的,调制信号 x_1 和 x_2 的译码输出分别为 $\hat{x}_1$ 和 $\hat{x}_2$ 。利用最大似然译码时,在星座图中搜索所有可能的 $\hat{x}_1$ 和 $\hat{x}_2$ 的值,使得欧几里得距离和最小。由于编码矩阵的正交特性,求解二维最大似然译码化简为求解两个一维最大似然译码,只需要简单的线性处理,大大降低了译码的复杂度。

对于天线数目较多或者发射天线数目少于接收天线数目的情况,可以考虑使用分组的方法来减少空时编码的规模,避免使用大天线数目的空时码。对于发射天线数很大的情况,可以考虑将发射天线分成若干组。而对于其中的每一分组,则可以采用较小维数的空时码,如采用最简单且性能效果优良的 Alamouti 机制。

假设用 N_t 表示发射天线的数目, P 表示一个编码符号块的时间周期数目。同时,假设信号星座图由 2^m 个点组成。其中, km 个数据流比特经过星座调制模块变为 k 个调制信号 $x_1, x_2, \dots, x_k$, 并且每 m 个比特选择一个星座符号。因此, k 个调制信号经过空时编码调制产生 N_t 个并行信号序列,长度为 p 的发射矩阵 $\mathbf{X}$, 其大小为 $N_t \times P$ 。这些序列在 N_t 根发射天线 P 个时间周期内同时发射出去,其传输矩阵为

$$\mathbf{X} = \begin{bmatrix} c_1^1 & \cdots & c_1^i & \cdots & c_1^{N_t} \\ c_2^1 & \cdots & c_2^i & \cdots & c_2^{N_t} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ c_P^1 & \cdots & c_P^i & \cdots & c_P^{N_t} \end{bmatrix} \in C^{P \times N_t} \quad (3-104)$$

C_p^i ($i=1,2,\dots,N_t$; $p=1,2,\dots,P$) 是 k 个调制信号 $x_1, x_2, \dots, x_k$ 和它们共轭的线性组合, X 的第 i 行表示在 P 个传输周期内从第 i 根发射天线连续发射的符号, 而 X 的每行符号实际上是由同一根发送天线在不同时刻发送的。 X 的每列符号实际上是在同一时刻不同天线发送的。

传输矩阵 $\mathbf{X}$ 是基于正交设计构造的, 因此满足

$$\mathbf{X} \cdot \mathbf{X}^H = c(|x_1|^2 + |x_2|^2 + \cdots + |x_k|^2) \mathbf{I}_{N_t} \quad (3-105)$$

式中, $\mathbf{I}_{N_t}$ 为 $N_t \times N_t$ 单位矩阵, $\mathbf{X}^H$ 为矩阵 $\mathbf{X}$ 的转置共轭。

例如, 对于 8 发 4 收的情况, 通过分组可以使用 2 组 4 天线的空时编码或者 4 组 2 天线的空时编码来实现, 如图 3-49 所示。

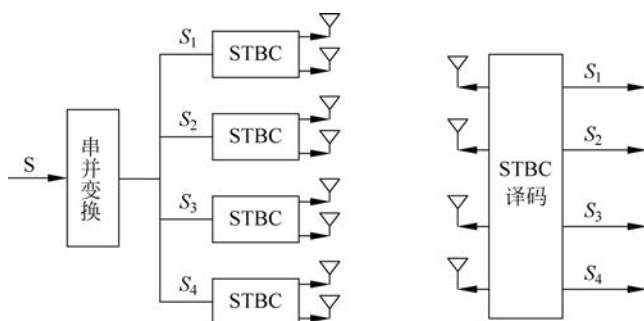


图 3-49 8 发 4 收系统中 4 组 2 天线空时编码

3. 分层空时编码

美国 Bell 实验室于 1996 年提出分层空时编码 (LSTC), 并于 1998 年提出分层空时编码技术的框架, 在此基础上开发出 BLAST 系统。这种系统的结构简单, 易于实现。

分层空时编码技术的基本思想是把高速数据业务分接为若干低速数据业务, 通过普通的并行信道编码器编码后, 对其进行并行的分层编码。编码信号经调制后用多个天线发射, 实现发送分集。分层空时编码的最大优点是其频带利用率随着发射天线数的增加而线性增加, 但其抗衰落性能不是很好。分层空时编码适用于发射天线和接收天线数较多的情况。分层空时编码是基于空间分集而非发射分集的一种技术。

分层空时编码分以下两步完成。

(1) 将输入信号经过信号分离器分成 m 个长度相同的数据流, 分别输入 m 个编码器独立地进行信道编码。这些信道编码器可以是二进制的卷积编码器, 也可以不经过任何信道编码而直接输出。再对其进行并行的分层编码, 其输出信号再经过调制后, 使用相同的载波由天线同步发射出去。设第 j 个子编码器在第 i 时刻的输出符号为 C_{ij} , 其中 $j=1,2,\dots,m$ 。

(2) m 个已编码的比特流通过向量编码器映射到对应的发射天线上。从本质上说, m 个向量编码器对已编码比特流的空间映射过程, 实际上就是一种空间交织的过程。分层空

时编码对信道编码器输出序列的处理实际上实现了一种映射关系。根据映射方式的不同,从并行信道编码器送出的信号有对角分层空时码(DBLAST)、垂直分层空时码(VBLAST)和水平分层空时码(HBLAST)三种模式。分层空时编码基本系统框图如图 3-50 所示。

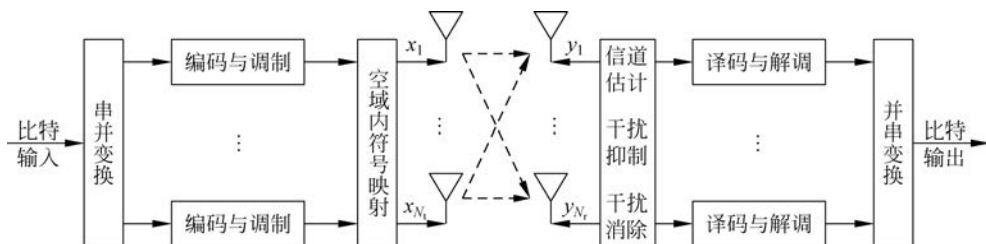


图 3-50 分层空时编码基本系统框图

图 3-50 中的输入信息比特经串并后信道编码器输出如图 3-51 所示。

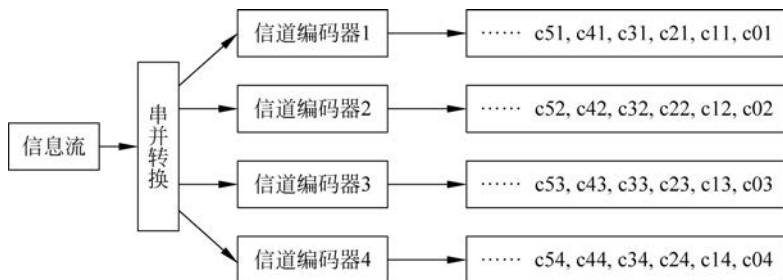


图 3-51 信道编码器输出

1) DBLAST

传统信道编码加交织本质上是时间编码,对角分层空时编码器接收并行信道编码器的输出,按对角线进行空间编码,其原理如图 3-52 所示。从图 3-52 中可以看出,为处理规范,右下方排 $m(m-1)/2$ 个 0 码元后,第一个信道编码器输出的开始 m 个码元排在第一条对角线,第二个信道编码器输出的开始 m 个码元排在第二条对角线,一般第 i 个信道编码器输出的第 j 批 m 个码元排在第 $[i+(j-1) \times m]$ 条对角线。编码后的空时码元矩阵中的每列,经 m 个发送天线同时发送。它的每层在时间与空间上均呈对角线形状,称为 DBLAST。

..... c81	c44	c43	c42	c41	c04	c03	c02	c01	至天线1
..... c54	c53	c52	c51	c14	c13	c12	c11	0	至天线2
..... c63	c62	c61	c24	c23	c22	c21	0	0	至天线3
..... c72	c71	c34	c33	c32	c31	0	0	0	至天线4

图 3-52 DBLAST 编码原理

2) VBLAST

垂直分层空时编码器接收并行信道编码器的输出,按垂直方向进行空间编码,其原理如图 3-53 所示。从图 3-53 中可以看出,第一个信道编码器输出的前 m 个码元排在第一列,第二个信道编码器输出的前 m 个码元排第二列,一般第 i 个信道编码器输出的第 j 批 m 个码元排在第 $[i+(j-1) \times m]$ 列。编码后的空时码元矩阵中的第一列,经 m 个发送天线同时

发送。即采用一种直接的天线与层的对应关系,编码后的第 k 个子流直接送到第 k 根天线,不进行数据流与天线之间对应关系的周期改变。它的数据流在时间与空间上为连续的垂直列向量,称为 VBLAST。

.....	c44	c43	c42	c41	c04	c03	c02	c01	至天线1
.....	c54	c53	c52	c51	c14	c13	c12	c11	至天线2
.....	c64	c63	c62	c61	c24	c23	c22	c21	至天线3
.....	c74	c73	c72	c71	c34	c33	c32	c31	至天线4

图 3-53 VBLAST 编码原理

3) HBLAST

水平分层空时编码器接收从并行信道编码器的输出,按水平方向进行空间编码,即每个信道编码器编码后的码元直接通过对应的天线(信道编码器与天线是一一对应的)发送出去,其原理如图 3-54 所示。

.....	c51	c41	c31	c21	c11	c01	至天线1
.....	c52	c42	c32	c22	c12	c02	至天线2
.....	c53	c43	c33	c23	c13	c03	至天线3
.....	c54	c44	c34	c24	c14	c04	至天线4

图 3-54 HBLAST 编码原理

以上 3 种编码方案中,DBLAST 编码具有较好的层次结构及时空特性,但具有 $N(N-1)/2$ 比特的传输冗余,频谱利用率不高。VBLAST 编码和 HBLAST 编码的层次结构及时空特性相对较差,但没有传输冗余。VBLAST 编码的层次结构及时空特性比 HBLAST 编码要好,HBLAST 码字小且不存在子数据流之间的编码,只有子数据流内的编码,时空特性最差。因而,在实际应用中 VBLAST 更为广泛。

分层空时码的译码一般可采用类似基于迫零和最小均方误差准则的检测算法。分层空时码以部分分集增益为代价换取了高的频带利用率。

事实上,空间复用系统追求传输速率的极大化,因此较适合高信噪比的情况,而不利于一具有一定差错率要求的情况。对于后者,可将空间分集和空间复用两种方案结合起来,取其折中。

3.6.4 MIMO 系统容量

假设信道容量分析模型的信道衰落类型是非频率选择性衰落的,信道系数具有零均值及单位方差的复高斯随机变量。系统的发射端配有 N_t 根天线,接收端配有 N_r 根天线,总的发射功率为 P_T 。发射端未知信道的瞬时状态信息,因此只考虑将所有的功率平分给所有的天线,所以每根发射天线的功率为 P/N_t ,且每根接收天线上的噪声功率为 σ^2 。因此,每根接收天线上的信噪比(SNR) ρ 为

$$\rho = \frac{P}{\sigma^2} \quad (3-106)$$

这样就可以用 $N_r \times N_t$ 的复数矩阵表示信道矩阵 $\mathbf{H}$, $\mathbf{H}$ 的第 ji 个元素 h_{ji} 表示第 i 根发射天线到第 j 根接收天线的信道衰落系数。

下面具体分析 SISO、MISO、SIMO 和 MIMO 四种情况下的信道容量。

1. SISO

根据香农定理,对于时变信道,SISO 系统的容量可以表示为

$$C = \log_2(1 + \rho |h|^2) \text{ b/s} \quad (3-107)$$

其中, h 为从发射天线到接收天线之间的复瑞利衰落系数, ρ 表示接收天线的平均信噪比。

2. MISO

如果采用发射分集技术且等功率发送,在发射分集没有信道状态信息(CSI)的情况下,对于一个 MISO 系统来说,系统容量可以表示为

$$C = \log_2\left(1 + \frac{\rho}{N_t} \mathbf{H} \mathbf{H}^H\right) \text{ b/s} \quad (3-108)$$

其中, $\mathbf{H} = [h_{11}, h_{21}, \dots, h_{N_t 1}]^T$ 为 $N_t \times 1$ 的矩阵, $\mathbf{H}^H$ 为矩阵 $\mathbf{H}$ 的复共轭转置矩阵, H_{1i} 是第 i 个发射天线到接收天线的复瑞利衰落系数, N_t 是发射天线的数目。

3. SIMO

SIMO 系统采用接收分集最大比合并,其容量可以表示为

$$C = \log_2(1 + \rho \cdot \mathbf{H}^H \mathbf{H}) \text{ b/s} \quad (3-109)$$

其中, $\mathbf{H} = [h_{11}, h_{12}, \dots, h_{1N_r}]^T$ 为 $N_r \times 1$ 的矩阵, h_{1j} 是从发射天线到第 j 个接收天线的复瑞利衰落系数, N_r 是接收天线的数目,系统的容量随着天线数目的对数增加而增加。

若系统的接收端采用选择式合并,信道容量为

$$C = \max(j) \log_2(1 + \rho |h_{1j}|^2) = \log_2(1 + \rho \cdot \max(j) \cdot |h_{1j}|^2) \text{ b/s} \quad (3-110)$$

4. MIMO

在多天线发送时,每个天线的能量是单天线时单个天线能量的 N 分之一,需要确保总能量不变;在多天线接收时,每个天线的能量是单天线时单个天线能量的 N 分之一,需要确保总能量不变。

假设在发射端,发射信号是零均值独立同分布的高斯变量,由于发射信号的带宽足够窄,因此认为它的频率响应是平坦的,即信道是无记忆的。在接收端,噪声信号是统计独立的复零均值高斯变量,而且与发射信号独立,不同时刻的噪声信号间也相互独立,每个接收天线接收的噪声信号功率相同。假设每根天线的接收功率等于总的发射功率。

若考虑同时采用发射分集和接收分集的情况,对于具有 N_t 个发射天线和 N_r 个接收天线的 MIMO 系统,其容量公式为

$$C = \log_2 \left[\det \left(\mathbf{I}_{N_r} + \frac{\rho}{N_r} \mathbf{H} \mathbf{H}^H \right) \right] \text{ b/s/Hz} \quad (3-111)$$

其中, $\det(\mathbf{A})$ 表示对矩阵 $\mathbf{A}$ 求行列式, $\mathbf{I}_{N_r}$ 是 $N_r \times N_r$ 单位矩阵。

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} h_{11} & h_{12} & \cdots & h_{1N_t} \\ h_{21} & h_{22} & \cdots & h_{2N_t} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_{N_r 1} & h_{N_r 2} & \cdots & h_{N_r N_t} \end{bmatrix}$$

$\mathbf{H}$ 是 $N_r \times N_t$ 的信道响应矩阵, h_{ji} 是从第 i 个发射天线到第 j 个接收天线的复瑞利衰落系数。

系统容量是表征通信系统的最重要标志之一,表示通信系统最大传输率。对于发射天线数为 N_t ,接收天线数为 N_r 的 MIMO 系统,假定信道为独立的瑞利衰落信道,并设 N_t 很大,则信道容量 C 近似为

$$C = \min(N_t, N_r) \cdot B \cdot \log_2(\rho/2) \quad (3-112)$$

其中, B 为信号带宽, ρ 为接收端平均信噪比, $\min(N_t, N_r)$ 为 N_t, N_r 的较小者。式(3-112)表明,当功率和带宽固定时, MIMO 系统的最大容量或容量上限随最小天线数的增加而线性增加。而在同样条件下,在接收端或发射端采用多天线或天线阵列的普通智能天线系统,其容量仅随天线数的对数增加而增加。

根据多天线系统的信道容量表达式有下面的结论。

(1) 当信噪比很大,系统处于未饱和状态时,系统的信道容量与发射天线数 N_T 呈线性增长关系;当发射天线数固定时,系统的信道容量仅随接收天线数 N_R 的增加呈对数增加。

(2) 当系统处于过饱和状态时,即当 N_T 一直增加到 $N_T > N_R$ 时,会出现一个临界点,当 N_T 超过这个临界点以后,信道容量随 N_T 的增加将会变得缓慢。例如,当 $N_R = 1$ 时,发射天线数的临界值为 $N_T = 4$,当 $N_R = 2$ 时,发射天线数的临界值为 $N_T = 6$ 。可以看出,多天线系统在信道容量上比单天线系统有显著的提高,这是空时编码系统增加无线通信系统容量的理论依据。

3.6.5 MIMO 系统的增益

通常情况下,多天线技术增益包括阵列增益、功率增益、分集增益、空间复用增益和干扰抑制增益。

(1) 阵列增益可以在单天线发射功率不变的情况下,增加天线个数,使接收端通过多路信号的相干合并,获得平均信噪比的增加。阵列增益是和天线个数的对数强相关的,阵列增益可以改善移动通信系统的覆盖能力。

(2) 功率增益可以在覆盖范围不变时增加天线数目降低天线口发射功率,继而降低对设备功放线性范围的要求。若单天线发射功率不变,采用多天线发射相当于总的发射功率增大,从而扩大系统的覆盖范围。

(3) 分集增益可以在同一路信号经过不同路径到达接收端,有效对抗多径衰落,减少接收端信噪比的波动。独立衰落的分支数目越大,接收端信噪比波动越小,分集增益越大。分集增益可以改善系统覆盖能力,提高链路可靠性。空间分集常用的技术有 STBC、SFBC、TSTD/FSTD(时间/频率转换传送分集)和 CDD(循环延时分集)。

(4) 空间复用增益可以提高极限容量并改善峰值速率。在天线间互不相关前提下, MIMO 信道的容量可随着接收天线和发射天线二者的最小数目线性增长。这个容量的增长就是空间复用增益。空间复用常用的空时编码技术有预编码和分层空时编码。

(5) 干扰抑制增益可以使多天线收发系统中,空间存在的干扰有一定的统计规律。利用信道估计技术,选取不同的天线映射算法,选择合适的干扰抑制算法,以达到降低干扰的目的。

MIMO 技术增益和系统性能改善的关系如表 3-2 所示。

表 3-2 MIMO 技术增益和系统性能改善的关系

	改善系统覆盖	提高链路可靠性	提高系统容量	提高用户峰值速率
阵列增益	•	/	/	/
功率增益	•	/	/	/
分集增益	•	•	/	/
空间复用增益	/	/	•	•
干扰抑制增益	•	•	•	/

注：符号“•”表示对应项性能得到改善，符号“/”表示对应项性能没有改善。

在移动通信的实际应用中，采用何种抗衰落技术需根据信道情况来定，它们既可单独使用，也可组合使用。比如，TDMA 系统采用自适应均衡技术，CDMA 系统采用扩频技术和 RAKE 接收技术，LTE 采用 OFDM 和 MIMO 技术，5G 采用大规模 MIMO 技术等。

本章习题

- 3-1 引起多径衰落的因素有哪些？
- 3-2 什么是抗衰落技术？常用的抗衰落技术有哪些？
- 3-3 分集技术的基本思想是什么？合并方式有哪几种？哪种可以获得最大的输出信噪比，为什么？
- 3-4 什么是宏观分集和微观分集？在移动通信中常用哪些微观分集？
- 3-5 什么是时间分集？简述实现时间分集的条件并进行解释。
- 3-6 信道均衡器的作用是什么？为什么支路数为有限的线性横向均衡器不能完全消除码间干扰？
- 3-7 简述均衡技术与信道编码技术在抵抗衰落中有什么不同。
- 3-8 已知一个卷积码编码器由两个串联的寄存器(约束长度 3)、3 个模 2 加法器和一个转换开关构成。编码器生成序列为 $g(1)=(1,0,1)$ ， $g(2)=(1,1,0)$ ， $g(3)=(1,1,1)$ 。画出它的结构方框图。
- 3-9 为什么扩频信号能够有效抑制窄带干扰？
- 3-10 在直接序列扩频通信系统中，PN 码速率为 1.2288Mc/s(c/s,码片每秒)，基带数据速率为 9.6kb/s，试问处理增益是多少？假定系统内部的损耗为 3dB，解调器输入信噪比要求大于 7dB，试求该系统的抗干扰容限。
- 3-11 为什么说扩频通信起到了频率分集的作用，而交织编码起到了时间分集的作用？
- 3-12 试述多载波调制与 OFDM 调制的区别和联系。
- 3-13 若接收端恢复的载波频率有偏差，对 OFDM 的解调有何影响？克服该影响的基本方法有哪些？
- 3-14 采用 IFFT/FFT 实现 OFDM 信号的调制和解调有什么好处？它避免了哪些实现方面的困难？
- 3-15 OFDM 系统的关键技术有哪些？
- 3-16 OFDM 信号有哪些主要参数？假定系统带宽为 450kHz，最大多径时延为 32μs，传输速率在 280~840kb/s 间可变(不要求连续可变)，试给出采用 OFDM 调制的基本参数。