现 代 通 信 原 理

隗 永 安　编

西 南 交 通 大 学 出 版 社
· 成　都 ·

图书在版编目（C I P）数据

现代通信原理/隗永安编．—成都：西南交通大学出版社，2000. 2（2002. 9 重印）
ISBN 7-81057-419-1

Ⅰ．现…　Ⅱ．隗…　Ⅲ．通信理论　Ⅳ. TN911

中国版本图书馆 CIP 数据核字（2000）第 12013 号

现 代 通 信 原 理

隗永安　编

*
出 版 人　宋绍南
责任编辑　任继英
封面设计　陈　列
西南交通大学出版社出版发行
（成都二环路北一段 111 号　邮政编码：610031　发行科电话：87600564）
http: //press.swjtu.edu.cn
E-mail: cbsxx@ swjtu.edu.cn
西南冶金地质印刷厂印刷
*
开本：787 mm×1092 mm　1/16　　印张：21.375
字数：450 千字　　印数：3001—6000 册
2000 年 2 月第 1 版　　2002 年 9 月第 2 次印刷
ISBN 7-81057-419-1 / TN・185
定价：28.00 元

内 容 简 介

本书讲述现代通信的基本原理，全书共分九章，内容包括数字通信及模拟通信，以数字通信为主。

本书可作为高等学校工科无线电技术、通信、信息科学、计算机、自动控制等专业本科生和研究生教材，也可作为通信工程技术人员和科研人员的参考书。

前　　言

本书是作者多年从事模拟通信和数字通信原理教学及科研的基础上编写而成的。本书着重介绍各种现代通信系统的基本原理。对于每种通信系统在抗噪声性能分析及系统性能比较方面都有较大篇幅。

本书共九章，第一章概论，除介绍信息论初步知识外，还介绍了通信系统模型及其质量指标。第二章、第三章分别介绍模拟幅度调制和模拟角调制，着重介绍调制解调原理和系统抗噪声性能。第四章语音信号数字化传输以介绍PCM系统为主，从系统基本原理，TDM时分多路复用到数字复接技术。此外还介绍了增量调制（DM），差分编码调制（DPCM）和自适应增量调制（ADM）。第五章介绍数字基带系统及数字基带信号。对于数字调制系统，本书分三章介绍，二进制系统和多进制系统分别为第六章和第七章，在介绍二进制数字调制系统的基础上，以较大篇幅学习多进制调制系统，就有深入浅出的效果。本书第八章单独介绍数字信号的最佳接收为的是与前述第六章、第七章介绍的接收方式相比较，加深对数字调制系统的理解。第九章同步原理分别介绍帧同步、位同步和载波同步原理。

本书中凡给出函数表示式的插图，都用通信系统计算机模拟软件由计算机画图产生，比传统手工画图更真实。

本书在编写过程中得到了许多同志的支持，在书稿校错及绘图方面，尹雪曼、袁伟娜、樊越、李志安、杨伟、寇治海同学作了不少工作，这里一并表示感谢。

限于作者水平，书中难免有不妥之处及错误，恳请读者指正。

编　　者

1999 年 10 月

目　　录

第一章　概　　论

1.1　信息论基础知识

1.1.1　信息、消息与信号

信息有各种各样的定义，从工程观点讲，信息是客观存在的各种事物的状态及其随时间发生的变化的反映。任何地方都有信息存在，称为自然信息，也可看成是事物运动状态不肯定度的描述。

信息是抽象的，必须借助于载体以便于人们进行信息的交换、传递和贮存。携带信息的载体称为消息。消息是某事件发生与否的论断，传递或交换消息也就传递或交换了信息。

通常用表示事物状态的物理参数（比如光、电等）表示消息。这样消息就可以传送到很远的地方。物理参数的函数形式称为信号。电信号是某种电量的函数形式，比如电压 $u(t)$ 等。利用电信号传送消息的方式称为电通信。它具有高速、准确、实时和处理方便等优点。本书只讨论电通信，简称为通信。

按照信号的变化规律，它可以分为模拟信号和数字信号。常见的语音和图像可以分别表示为函数形式，比如 $u(t)$ 是语音的函数，$f(x,y,t)$ 是图像函数，t 表示时间，x 和 y 表示空间坐标。因为它们的自变量 t，x 和 y 的取值是连续的，函数值也是连续的，所以，这种信号称为模拟信号。常见的文字和符号，比如电报符号，它们具有有限个不同的符号。其函数形式可以表示为自变量和函数值都离散取值的函数，离散的数值可以表示为数字的形式，这种信号称为数字信号。

携带消息的信号，通过某种传输媒介（又称为信道）向远方传送。根据信道中传送信号的类型，通常分为模拟通信系统和数字通信系统两类。前者在信道中传送模拟信号，后者在信道中传送数字信号。

1.1.2　离散信源的信息量

前面已经指出，消息是多种多样的。因此度量消息中所含的信息量的方法，必须能够用来度量任何消息的信息量，而和消息种类无关。另外，消息中所含信息量的多少也应和消息的重要程度无关。

在一切有意义的通信中，消息携带信息传输，某些消息比另外一些消息却含有更多的信息。例如，若一方告诉另一方一件非常可能发生的事件："今年冬天的气温要比去年冬天的更低些"，比起告诉另一方一件很不可能发生的事件："今年冬天的气温与去年夏天一样高"来说，前一消息包含的信息量显然要比后者少些。因为在接收者看来，前一事件很可能发生，不足为

奇，但后一事件却极难发生，听后使人惊奇。这表明消息确实有量值的意义。而且，我们可以看出，对接收者来说，事件越不可能，越是使人感到意外和惊奇，信息量就越大。

概率论告诉人们，事件的不确定程度，为其出现概率的倒数。亦即事件出现的可能性越小，则概率就越小；反之，则概率就越大。基于这种认识，可以得到：消息中的信息量与消息发生的概率紧密相关，消息出现的概率越小，则消息中包含的信息量就越大。如果事件是必然的（概率为 1），则它传递的信息量应为零；如果事件是不可能的（概率为 0），则它将有无穷的信息量。如果我们得到不是由一个事件构成而是由若干个独立事件构成的消息，那么这时得到的总的信息量，就是若干个独立事件的信息量的总和。

从上述可以看出，为了计算信息量，消息中所含的信息量 I 与消息出现的概率 $P(x)$ 间的关系式应当反映如下规律：

（1）消息中所含的信息量 I 是出现该消息的概率 $P(x)$ 的函数，即

$$I = I[P(x)] \tag{1.1-1}$$

消息的出现概率越小，它所含的信息量越大；反之信息量越小，且当 $P(x) = 1$ 时，$I = 0$。

（2）若干个互相独立事件构成的消息，所含信息量等于各独立事件信息量的和，即

$$I[P(x_1)P(x_2)\cdots] = I[P(x_1)] + I[P(x_2)] + \cdots \tag{1.1-2}$$

不难看出，若 I 与 $P(x)$ 间的关系式为

$$I = \log_a \frac{1}{P(x)} = -\log_a P(x) \tag{1.1-3}$$

就可满足上述要求。

信息量的单位取决于上式中对数的底 a 的确定。如果取对数的底 $a = 2$，则信息量的单位为比特（bit）；如果取 e 为对数的底，则信息量的单位为奈特（nit）；若取 10 为底，则信息量的单位称为十进制单位，或叫哈特（hart）。上述三种单位的使用场合，应根据计算及使用的方便来决定。通常广泛使用的单位为比特。

下面先来讨论等概率出现的离散消息的度量。若需要传递的离散消息是在 M 个消息之中独立地选择其一，且认为每一消息的出现概率是相同的。显然，为了传递一个消息，只需采用一个 M 进制的波形来传送。也就是说，传送 M 个消息之一这样一事件与传送 M 进制波形之一是完全等价的。M 进制中最简单的情况是 $M = 2$，即二进制，而且任意一个 M 进制波形总可用若干个二进制波形来表示。因此，用“$M = 2$”时的波形定义信息量是恰当的。现定义传送两个等概率的二进制波形之一的信息量为 1 单位，称为 1“比特”。该定义就意味着式（1.1-3）变为

$$I = \log_2 \frac{1}{\frac{1}{2}} = \log_2 2 = 1\ (\text{bit}) \tag{1.1-4}$$

这里选择的对数是以 2 为底，在数学运算上也是方便的。同时，在数字通信中，由于常以二进制传输方式为主，因而这也是恰当的。按式（1.1-4）的定义，对于 $M > 2$，则传送每一波形的信息量应为

$$I = \log_2 \frac{1}{\frac{1}{M}} = \log_2 M\ (\text{bit}) \tag{1.1-5}$$

若 M 是 2 的整数次幂，比如 $M=2^k(k=1,2,3,\cdots)$，则式(1.1-5)可改写成

$$I=\log_2 2^k=k(\text{bit}) \tag{1.1-6}$$

式(1.1-6)表示，$M(M=2^k)$进制的每一波形包含的信息量，恰好是二进制每一波形包含信息量的 k 倍。由于 k 就是每一个 M 进制波形用二进制波形表示时所需的波形数目，故传送每一个 $M(M=2^k)$ 进制波形的信息量就等于用二进制波形表示该波形所需的波形数目 k。

综上所述，如果每一传送波形是独立等概率出现的，则一个波形所能传递的信息量为

$$I=\log_2\frac{1}{P}(\text{bit}) \tag{1.1-7}$$

或

$$I=\log_2 M(\text{bit}) \tag{1.1-8}$$

式中　M—— 传送的波形数；

P—— 每一波形出现的概率。

但应强调指出，上述结论仅在每一波形独立等概率传送的条件下才能成立。

现在再来考察非等概率的情况。设离散信息源是一个由 n 个符号组成的集合，称符号集。符号集中每一个符号 x_i 在消息中是按一定概率 $P(x_i)$ 独立出现的，又设符号集中各符号出现的概率为

$$\begin{bmatrix} x_1, & x_2, & \cdots, & x_n \\ P(x_1), & P(x_2), & \cdots, & P(x_n) \end{bmatrix}，且有 \sum_{i=1}^{n}P(x_i)=1$$

则 $x_1,x_2,\cdots,x_n$ 所包含的信息量分别为 $-\log_2 P(x_1),-\log_2 P(x_2),\cdots,-\log_2 P(x_n)$。于是，每个符号所含信息量的统计平均值，即平均信息量为

$$\begin{aligned} H(x) &= P(x_1)[-\log_2 P(x_1)]+P(x_2)[-\log_2 P(x_2)]+\cdots+P(x_n)[-\log_2 P(x_n)] \\ &= -\sum_{i=1}^{n}P(x_i)\log_2 P(x_i)\ (\text{bit/符号}) \end{aligned} \tag{1.1-9}$$

由于 $H(x)$ 同热力学中的熵形式相似，故通常又称它为信息源的熵，其单位为 bit/符号。显然，当 $P(x_i)=1/n$(等概率条件时的概率值)时，式(1.1-9)即成为式(1.1-8)。用平均信息量来计算消息的信息量是很有用的。

【例 1.1-1】　一信息源由 4 个符号 0,1,2,3 组成，它们出现的概率分别为 3/8,1/4,1/4,1/8，且每个符号的出现都是独立的。试求某个消息

201020130213001203210100321010023102002010312032100120210 的信息量。

在此消息中，0 出现 23 次，1 出现 14 次，2 出现 13 次，3 出现 7 次，消息共有 57 个符号。其中出现 0 的信息量为 $23\log_2 8/3=33$ bit，出现 1 的信息量为 $14\log_2 4=28$ bit，出现 2 的信息量为 $13\log_2 4=26$ bit，出现 3 的信息量为 $7\log_2 8=21$ bit，故该消息的信息量为

$$I=33+28+26+21=108\ (\text{bit})$$

平均(算术平均)一个符号的信息量应为

$$I=\frac{I}{\text{符号数}}=\frac{108}{57}=1.89\ (\text{bit/符号})$$

若用熵的概念计算，根据式(1.1-9)有

$$H(x)=-\frac{3}{8}\log_2\frac{3}{8}-\frac{1}{4}\log_2\frac{1}{4}-\frac{1}{4}\log_2\frac{1}{4}-\frac{1}{8}\log_2\frac{1}{8}$$

$$=1.906\ (\text{bit/符号})$$

则该消息所含的信息量为

$$I=57\times1.906\approx108.64\ (\text{bit})$$

以上两个结果略有差别的原因在于，它们平均处理方法不同。前一种按算术平均的方法，结果可能存在误差。这种误差将随消息中符号数的增加而减小。

顺便指出，根据式(1.1-9)可知，不同的离散信息源可能有不同的熵值。无疑，我们期望熵值越大越好。可以证明，在式(1.1-9)成立的条件下，信息源的最大熵，发生在每一符号等概率出现时，即 $P(x_i)=1/n(i=1,2,\cdots,n)$，而最大熵值等于 $\log_2 n$(bit/符号)。

以上讨论了离散消息的度量。同样，关于连续消息的信息量可用概率密度来描述。可以证明，连续消息的平均信息量(相对熵)为

$$H_1(x)=-\int_{-\infty}^{\infty}f(x)\log_e f(x)\mathrm{d}x \tag{1.1-10}$$

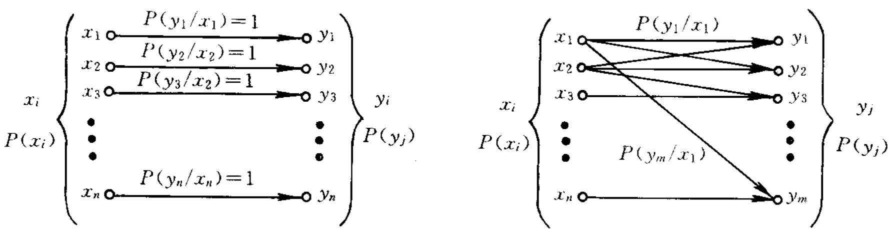
式中　$f(x)$——连续消息出现的概率密度。

1.1.3　信道容量与香农公式

从信息论的观点来看，各种信道可以概括为两大类，即离散信道和连续信道。离散信道就是输入与输出信号都是取值离散的时间函数；而连续信道是指输入和输出信号都是取值连续的。前者就是广义信道中的编码信道，其信道模型用转移概率来表示；后者则是调制信道，其信道模型用时变线性网络来表示。下面分别讨论这两种信道的信道容量。

1. 离散信道的信道容量

设离散信道模型如图1-1所示。图1-1(a)是无噪声信道。图中，$P(x_i)$表示发送符号 x_i 的概率，$P(y_i)$表示收到符号 y_i 的概率，$P(y_i/x_i)$是转移概率。这里 $i=1,2,3,\cdots,n$。由于信道无噪声，故它的输入与输出一一对应，即 $P(x_i)$ 与 $P(y_i)$ 相同，其对应的转移概率都是1。图1-1(b)是有噪声信道。图中，$P(x_i)$是发送符号 x_i 的概率，这里 $i=1,2,\cdots,n$，$P(y_j)$是收到符号 y_j 的概率，这里 $j=1,2,\cdots,m$，$P(y_j/x_i)$或 $P(x_i/y_j)$是转移概率。在这种信道中，输入、输出之间不存在一一对应关系。当输入一个 x_1 时，则输出可能为 y_1，也可能是 y_2 或 y_m 等等。可



(a) 无噪声信道　　(b) 有噪声信道

图1-1　离散信道模型

见，输出与输入之间成为随机对应的关系。不过，它们之间具有一定的统计关系，并且这种随机对应的统计关系就反映在信道的条件概率上。因此，可以用信道的条件概率来合理地描述信道干扰和信道的统计特性。

于是，在有噪声的信道中，不难得到发送符号为 x_i 而收到符号为 y_j 时所获得的信息量。它等于未发送符号前对 x_i 的不确定程度减去收到符号 y_j 后对 x_i 的不确定程度，即

$$\begin{aligned}&[\text{发送 } x_i \text{ 收到 } y_j \text{ 时所获得的信息量}]\\ &= -\log_2 P(x_i) + \log_2 P(x_i/y_j) \qquad (1.1\text{-}11)\end{aligned}$$

式中 $P(x_i)$—— 未发送符号前 x_i 出现的概率；

$P(x_i/y_j)$—— 收到为 y_j 而发送为 x_i 的条件概率。

对各 x_i 和 y_j 取统计平均，即对所有发送为 x_i 而收到为 y_j 取平均，则

$$\begin{aligned}\text{平均信息量 / 符号} &= -\sum_{i=1}^{n} P(x_i)\log_2 P(x_i) - \left[-\sum_{j=1}^{m} P(y_j)\sum_{i=1}^{n} P(x_i/y_j)\log_2 P(x_i/y_j)\right]\\ &= H(x) - H(x/y) \qquad (1.1\text{-}12)\end{aligned}$$

式中 $H(x)$—— 表示发送的每个符号的平均信息量；

$H(x/y)$—— 表示发送符号在有噪声的信道中传输，平均丢失的信息量或当输出符号已知时输入符号的平均信息量。

为了表明信道传输信息的能力，现引用信息传输速率的概念。信息传输速率，是指信道在单位时间内所传输的平均信息量，并用 R 表示，即

$$R = H_t(x) - H_t(x/y) \qquad (1.1\text{-}13)$$

式中 $H_t(x)$—— 单位时间内信息源发出的平均信息量，或称信息源的信息速率；

$H_t(x/y)$—— 单位时间内对发送为 x 而收到为 y 的条件平均信息量。

设单位时间传送的符号数为 r，则

$$H_t(x) = rH(x) \qquad (1.1\text{-}14)$$

$$H_t(x/y) = rH(x/y) \qquad (1.1\text{-}15)$$

于是得到

$$R = r[H(x) - H(x/y)] \qquad (1.1\text{-}16)$$

该式表示有噪声信道中信息传输速率等于每秒钟内信息源发送的信息量与由信道不确定性而引起每秒钟丢失的那部分信息量之差。

显然，在无噪声时，信道不存在不确定性，即 $H(x/y)=0$。这时，信道传输信息的速率等于信息源的信息速率，即

$$R = rH(x)$$

如果噪声很大时，$H(x/y)\to H(x)$，则信道传输信息的速率为 $R\to 0$。

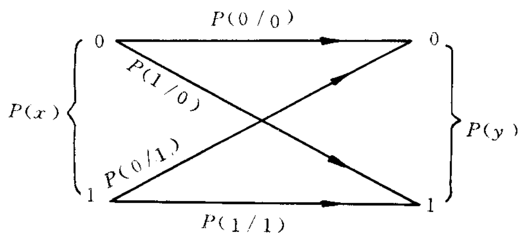


图 1-2 二进制离散信道模型

【例 1.1-2】 设信息源由符号 0 和 1 组成，顺次选择两符号构成所有可能的消息。如果消息传输速率是每秒 1 000 符号，且两符号出现概率相

等。在传输中，弱干扰引起的差错是：平均每 100 符号中有一个符号不正确，信道模型如图 1-2 所示。试问这时传输信息的速率是多少？

由于信息源的平均信息量为

$$H(x) = -\left(\frac{1}{2}\log_2\frac{1}{2} + \frac{1}{2}\log_2\frac{1}{2}\right) = 1\ (\text{bit/ 符号})$$

则信息源发送信息的速率为

$$H_t(x) = rH(x) = 1\ 000\ (\text{bit/s})$$

在干扰下，信道输出端收到符号 0，而实发送符号也是 0 的概率为 0.99，实发送符号是 1 的概率为 0.01。同样，信道输出端收到符号 1，而实发送符号也是 1 的概率为 0.99，实发送符号是 0 的概率为 0.01，即它们有相同的条件平均信息量

$$H(x/y) = -(0.99\ \log_2 0.99 + 0.01\ \log_2 0.01)$$
$$= 0.081\ (\text{bit/ 符号})$$

由于信道的不可靠性，在单位时间内丢失的信息量为

$$H_t(x/y) = rH(x/y) = 81\ (\text{bit/ 符号})$$

故信道传输信息的速率等于

$$R = H_t(x) - H_t(x/y) = 919\ (\text{bit/s})$$

【例 1.1-3】 上例中，在强干扰的条件下，假设无论发送什么符号(0 或 1)，其输出端出现符号 0 或 1 的概率都相同(即等于 1/2)。试求该信道传输信息的速率。

按题意得条件平均信息量为

$$H(x/y) = -\left(\frac{1}{2}\log_2\frac{1}{2} + \frac{1}{2}\log_2\frac{1}{2}\right)$$
$$= 1\ (\text{bit/ 符号})$$

而每秒钟内由于信道的不可靠性而引起丢失的信息量为

$$H_t(x/y) = rH(x/y) = 1\ 000\ (\text{bit/s})$$

故信道传输信息的速率为

$$R = H_t(x) - H_t(x/y) = 0$$

由以上定义的信道传输信息的速率 R 可以看出，它与单位时间传送的符号数目 r、信息源的概率分布以及信道干扰的概率分布有关。然而，对于某个给定的信道来说，干扰的概率分布应当认为是确定的。如果单位时间传送的符号数目 r 一定，则信道传送信息的速率仅与信息源的概率分布有关。信息源的概率分布不同，信道传输信息的速率也不同。一个信道的传输能力当然应该以这个信道最大可能的传输信息的速率来量度。因此，得到信道容量的定义如下：

对于一切可能的信息源概率分布来说，信道传输信息的速率 R 的最大值称为信道容量，记为 C，即

$$C = \max_{\{P(x)\}} R = \max_{\{P(x)\}}[H_t(x) - H_t(x/y)] \tag{1.1-17}$$

式中，max 是表示对所有可能的输入概率分布来说的最大值。

2. 连续信道的信道容量

假设输入信道的加性高斯白噪声功率为 N(W)，信道的带宽为 B(Hz)，信号功率为 S(W)，则可以证明该信道的信道容量为

$$C = B\log_2\left(1+\frac{S}{N}\right) \quad (\text{bit/s}) \tag{1.1-18}$$

上式就是信息论中具有重要意义的香农(Shannon)公式，它表明了当信号与作用在信道上的起伏噪声的平均功率给定时，在具有一定频带宽度 B 的信道上，理论上单位时间内可能传输的信息量的极限数值。同时，该式还是扩展频谱技术的理论基础。

由于噪声功率 N 与信道带宽 B 有关，故若噪声单边功率谱密度为 n_0，则噪声平均功率 N 将等于 $n_0 B$。因此，香农公式的另一形式为

$$C = B\log_2\left(1+\frac{S}{n_0 B}\right) \tag{1.1-19}$$

由上式可见，一个连续信道的信道容量受“三要素”——B、n_0、S 的限制。只要这三要素确定，则信道容量也就随之确定。

现在来讨论信道容量 C 与“三要素”之间的关系。从式(1.1-19)容易看出，当 $n_0=0$ 或 $S=\infty$ 时，信道容量 $C=\infty$。这是因为 $n_0=0$ 意味着信道无噪声，而 $S=\infty$ 意味着发送功率达到无穷大，所以信道容量为无穷大。显然，这在任何实际系统中都是无法实现的。不过，这个关系提示人们：若要使信道容量加大，则通过减小 n_0 或增大 S 在理论上是可行的。那么，如果增大带宽 B，能否使 $C\to\infty$ 呢？可以证明，这是不可能的。因为式(1.1-19)可以改写为

$$C = \frac{S}{n_0}\cdot\frac{n_0 B}{S}\log_2\left(1+\frac{S}{n_0 B}\right)$$

于是，当 $B\to\infty$ 时，则上式变为

$$\lim_{B\to\infty} C = \lim_{B\to\infty}\left[\frac{n_0 B}{S}\log_2\left(1+\frac{S}{n_0 B}\right)\right]\left(\frac{S}{n_0}\right) \tag{1.1-20}$$

利用关系式

$$\lim_{x\to 0}\frac{1}{x}\log_2(1+x) = \log_2 \mathrm{e} \approx 1.44$$

因而式(1.1-20)变为

$$\lim_{B\to\infty} C = \frac{S}{n_0}\log_2 \mathrm{e} \approx 1.44\,\frac{S}{n_0} \tag{1.1-21}$$

上式表明，保持 S/n_0 一定，即使信道带宽 $B\to\infty$，信道容量 C 也是有限的，这是因为信道带宽 $B\to\infty$ 时，噪声平均功率 N 也趋于无穷大。

通常，把实现了上述极限信息速率的通信系统称为理想通信系统。但是，香农定理只证明了理想系统的“存在性”，却没有指出这种通信系统的实现方法。因此，理想系统通常只能作为实际系统的理论界限。另外，上述讨论都是在信道噪声为高斯白噪声的前提下进行的，对于其它类型的噪声，香农公式需要进行修正。

【例 1.1-4】 下面应用上述概念来计算传输电视图像信号时所需的带宽。

电视图像可以大致认为由 300 000 个小像元组成。对于一般要求的对比度，每一像元大约取 10 个可辨别的亮度电平(例如对应黑色、深灰色、浅灰色、白色等)。现假设对于任何像元，10

个亮度电平是等概率出现的，每秒发送 30 帧图像；为了满意地重现图像，要求信噪比 S/N 为 1 000（即 30 dB）。在这种条件下，来计算传输上述信号所需的带宽。

首先计算每一像元所含的信息量。因为每一像元能以等概率取 10 个亮度电平，所以每个像元的信息量为 $\log_2 10 = 3.32$ bit。每帧图像的信息量为 $300\ 000 \times 3.32 = 996\ 000$ bit；又因为每秒有 30 帧，所以每秒内传送的信息量为 $996\ 000 \times 30 = 29.9 \times 10^6$ bit。显然，这就是需要传送的信息速率。为了传输 这个信号，信道容量 C 至少必须等于 29.9×10^6 bit/s。因为已知 $S/N = 1\ 000$，因此，将 C、S/N 代入式(1.1-18)，可得所需信道的传输带宽 B，即

$$B = \frac{C}{\log_2(1 + S/N)} \approx \frac{29.9 \times 10^6}{\log_2 1\ 000} = 3.02 \times 10^6 (\text{Hz})$$

可见，所求带宽 B 约为 3 MHz。

1.2 数字通信基本质量指标

1.2.1 传输速率

传输速率是衡量通信系统传输能力的质量指标，它反映了系统的有效性。常用以下三种指标：

（1）信号速率 r_s：携带消息的信号单元称为码元，单位时间（1 s）内传输的码元数称为信号速率，又称码元传输速率，单位是波特或 Bd，因此也可称为波特率。注意，此处传输的码元通常是多元数码，也可以是二元数码。

（2）信息速率 r_b：单位时间（1 s）内传输的平均信息量称为信息速率，单位是比特 / 秒或 bit/s，或 bps，简称为比特率。

注意，信号速率 r_s 和信息速率 r_b 具有不同定义，不要混淆。二者在数量上存在下列关系：

对于等概的 M 元数码而言，有

$$r_b = r_s \cdot \log_2 M \ (\text{bit/s}) \tag{1.2-1}$$

$$r_s = r_b / \log_2 M \ (\text{Bd}) \tag{1.2-2}$$

当 $M = 2$ 时，二者在数量上相等。

（3）消息速率 r_m：单位时间（1 s）内传输的消息数。按照消息的单位不同，有各种不同的含义，例如当消息的单位是字，则 r_m 表示每秒传输的字数。

以上三种定义之中，通常以比特率 r_b 为衡量标准。消息速率使用的比较少。

对于通频带受限制的信道简称为频带受限信道，常用“频带利用率”衡量传输系统的有效性。它是指单位频带（1Hz）内所能实现的信息速率，单位是比特 /（秒 · 赫）或 bit/(s · Hz)。当信道的通频带宽度确定以后，能实现的信息速率越高，则频带利用率越高，常用作比较各种调制方式的一项指标。

1.2.2 传输差错率

传输差错率是指衡量通信系统传输质量的一种主要指标。通常有三种定义：

（1）码元差错率 P_e：定义为发生差错码元数与传输码元总数之比，常用统计平均值表示。当统计的码元总数很大时，该比值与理论上的码元差错率很接近。有时简称为误码率。

（2）比特差错率 P_b：定义为传错的比特数与总比特数之比。简称为误比特率。用二元码传输时，$P_a = P_b$；而用 M 元码传输时，二者不等。

（3）码字差错率 P_w：定义为传错的码字数与总码字数之比。若一个码字由 k 个独立码元组成，则有

$$P_w = 1-(1-P_e)^k \tag{1.2-3}$$

当 $P_e \ll 1$ 时

$$P_w \approx kP_e \tag{1.2-4}$$

它又简称为误字率。

误比特率是常用的质量指标。在数字电话和电报传输系统中，一般要求不大于 10^{-5}。而在传输计算机数据时，一般要求不大于 10^{-9}。

对于平均功率受限制的信道简称为功率受限信道，常用“功率利用率”衡量传输系统的可靠性。它定义为保证比特差错率不大于额定值时所要求的最低归一化信噪比。此处归一化信噪比是指每比特信码的平均能量 E_b 与白噪声单边功率谱 n_0 之比。显然，要求的归一化信噪比越小，功率利用率越高。

功率利用率与频带利用率是有矛盾的，也存在某种互换关系，在设计信息传输系统中要综合考虑。在以后章节中要不断讨论这种考虑方法。

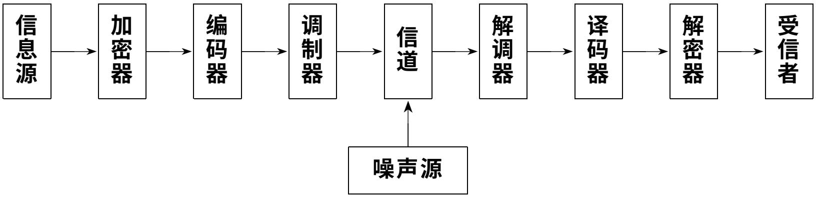
1.3　数字通信系统模型

数字通信的基本特征是，它传输的信号是“离散”或“数字”的，从而使数字通信有许多特点。比如，在模拟通信中强调变换的线性特性，即强调已调参量与基带信号成比例；而在数字通信中，则强调已调参量与基带信号之间的一一对应性。

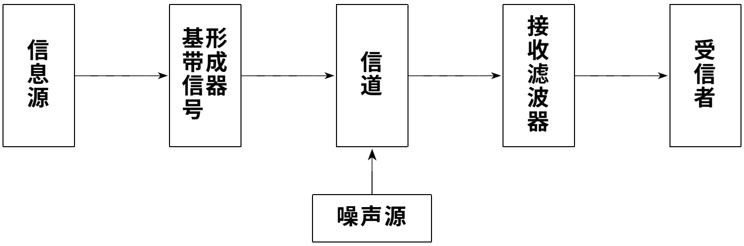
此外，数字通信还有以下突出的问题：第一，数字信号传输时，信道噪声或干扰所造成的差错，原则上都是可以控制的。这是通过差错控制编码等手段来实现的。为此，在发送端需要增加一个编码器，而在接收端相应地需要一个解码器。第二，当需要保密时，可以有效地对基带信号进行人为“搅乱”，即加上密码，这叫加密。此时，在接收端就需要进行解密。第三，由于数字通信传输的是一个接一个按节拍传送的数字信号单元，即码元，因而接收端必须按与发送端相同的节拍接收。不然，会因收发节拍不一致而造成混乱，使接收性能变坏。另外，为了表述消息内容，基带信号都是按消息内容进行编组的（相当于写文章要有标点符号那样）。因此，编组的规律在收发之间也必须一致，否则接收时消息的正确内容就无法恢复。在数字通信中，通常称节拍一致为“位同步”或“码元同步”，而称编组一致为“群同步”、“帧同步”、“句同步”或“码组同步”。可见，数字通信还必须有一个同步问题。

综上所述，点对点的数字通信系统模型一般地可用图 1-3(a) 表示。当然，实际上的数字通信系统并非一定要如图 1-3(a) 所示的那样包括所有的环节。比如，调制与解调、加密与解密、编码与解码等环节究竟采用与否，还取决于具体设计方法及要求。例如，对于数字基带传输系

统，它的模型就不包括调制与解调环节，如图 1-3(*b*) 所示。另外，数字通信系统传送的消息一般都是离散型的，但也可以是连续型的。倘若需要在数字通信系统中传送模拟消息，则在发送端的信息源中应包括一个模 — 数转换装置，而在接收端的受信者中应包括一个数 — 模转换装置。



(a)



(b)

图 1-3　数字通信系统模型

一般来说，数字通信的许多优点都是用比模拟通信占据更宽的系统频带而换得的。以电话为例，一路模拟电话通常只占据 4 kHz 带宽，而一种传输质量相同的数字电话则可能要占用数十千赫的带宽。在系统频带紧张的场合，数字通信的这一缺点显得很突出。但是在系统频带富裕的场合，比如毫米波通信、光通信等场合，数字通信几乎成了唯一的选择。考虑到现有大量模拟通信系统这一事实，目前还常常需要利用它来传输数字信号。这就需要对其作些改造，或者加装数字终端设备。

习　　题

1-1　设有四个符号 A,B,C,D 分别以 1/2，1/4，1/8，1/8 的概率出现，并设它们统计独立。试计算以三个符号组成的消息 $X = BDA$ 所含的自信息量。

1-2　若用上题中的四个符号作为传输的信源集合，每次传输一个符号，试求其信息熵。如果四个符号为等概率分布时，信息熵又是多少？

1-3　已知某离散无记忆的信源概率空间为

$$[X,P] = [x, p(x): x \in (x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6), p(x) \in (1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/32, 1/32)]$$

试求各个符号所含的自信息量和该信源的平均信息量。

1-4　某二元码序列的信息速率为 2 400 bit/s，若改用八元码序列传送该消息，试求码元传输速率是多少？