

电子工业技术词典

信息论

国防工业出版社

73.6072
174.4

电子工业技术词典

信息论

《电子工业技术词典》编辑委员会 编

316.528/34

国际科学出版社

内 容 简 介

《电子工业技术词典》是在一九六四年出版的《无线电工业技术词典》(试用本)的基础上作了较大修改和增补而编写的。本《词典》是一本为广大工农兵和干部提供的深入浅出、简明实用的工具书。它也可供从事某个具体专业的科技人员在了解电子工业整个领域的全貌、扩大知识面时参考。

本《词典》共有三十四章。正文中各词汇后附有英文对照,书末附有英文索引,合订本中还附有汉字笔画索引。在出版合订本之前,将先分册出版。各分册所包括的章节内容和出版先后次序,将视具体情况而定。

本分册是《词典》第五章信息论的内容,它包括:信息论基础,信号与噪声理论,纠错编码理论,检测与过滤理论等四节

电子工业技术词典

信 息 论

《电子工业技术词典》编辑委员会 编

*

国防工业出版社 出版

北京市书刊出版业营业许可证出字第 074 号

新华书店北京发行所发行 各地新华书店经售

国防工业出版社印刷厂印装

*

787×1092¹/₁₆ 印张 2⁵/₈ 48 千字

1976年8月第一版 1976年8月第一次印刷 印数: 00,001—31,500 册

统一书号: 17034·29-8 定价: 0.31元

前 言

《电子工业技术词典》是在无产阶级文化大革命伟大胜利的鼓舞下，在学习无产阶级专政理论的热潮中，在电子工业发展的新形势下出版的。它是在一九六四年出版的《无线电工业技术词典》（试用本）的基础上编写的。

原《词典》自发行以来，曾受到广大读者的欢迎，为宣传、普及、推广电子技术知识起了一定的作用。十多年来，在毛主席革命路线的指引下，我国电子工业已有很大的发展，生产规模不断扩大，技术水平迅速提高，技术队伍日益壮大，电子技术的推广应用已引起国民经济各部门的重视，并在社会主义革命和社会主义建设中发挥出作用。目前，电子工业已成为国民经济的一个组成部分，电子工业战线的广大职工正在为实现第四届全国人民代表大会提出的宏伟目标而努力奋斗。为适应这一大好形势，更好地为无产阶级政治服务，为工农兵服务，为社会主义服务，我们对原《词典》进行了一次较大的修改和增补。内容力求反映七十年代电子技术的水平，释文尽量做到简明、通俗。目的是为了向要求对电子工业技术有一般常识的广大工农兵和干部提供一本实用的工具书；同时也可供从事某个具体专业的科技人员在了解电子工业整个领域的全貌和扩大知识面时参考。

本《词典》共分三十四章。其目录如下：

- | | |
|-----------------|-------------|
| 一、电工基础； | 二、基本电子线路； |
| 三、网络分析与综合； | 四、电波传播与天线； |
| 五、信息论； | 六、电阻、电容与电感； |
| 七、厚薄膜电路； | 八、磁性材料与器件； |
| 九、电子陶瓷与压电、铁电晶体； | 十、机电组件； |
| 十一、电线与电缆； | 十二、电子管； |
| 十三、半导体； | 十四、电源； |
| 十五、其它元器件； | 十六、通信； |

- | | |
|----------------|------------------|
| 十七、广播与电视； | 十八、雷达； |
| 十九、导航； | 二十、自动控制与遥控、遥测； |
| 二十一、电子对抗； | 二十二、电子计算机； |
| 二十三、系统工程； | 二十四、电子技术的其它应用； |
| 二十五、微波技术； | 二十六、显示技术； |
| 二十七、红外技术； | 二十八、激光技术； |
| 二十九、电声； | 三十、超声； |
| 三十一、声纳； | 三十二、专用工艺设备与净化技术； |
| 三十三、电子测量技术与设备； | 三十四、可靠性。 |

各章互有联系，并尽量避免章节间词汇的重复，故每章只有一定的系统性。正文前有章节和词汇目录，正文中各词汇后附有英文对照，最后附有汉字笔画索引与英文索引。本《词典》将先分册出版，各分册所包含的章节内容和出版先后次序将视具体情况而定。各分册无汉字笔画索引。

本《词典》的编写工作，自始至终是在毛主席革命路线的指引下，在党的领导下进行的。贯彻了“独立自主，自力更生”的伟大方针，坚持了群众路线，实行了工人、干部、科技人员和生产、科研、教学三个结合，以及理论联系实际的原则。《电子工业技术词典》本身就是广大群众集体智慧的结晶。它的编写过程也反映了无产阶级文化大革命后我国出版战线上的新气象。

由于我们水平有限，加上时间仓促，虽然作了很大努力，但《词典》中还可能存在不少错误和不妥之处，恳请广大读者及时批评指正。

《电子工业技术词典》编辑委员会

一九七五年十月一日

目 录

一、信息论基础

信息论.....	5-1	编码.....	5-4
通信论.....	5-1	编码器.....	5-4
统计通信理论.....	5-1	信源编码器.....	5-4
通信系统.....	5-1	信道编码器.....	5-4
数字通信系统.....	5-2	解码.....	5-4
信息.....	5-2	解码器.....	5-5
熵.....	5-2	无噪声（离散）信道编码定理.....	5-5
比特.....	5-2	香农第一定理.....	5-6
奈特.....	5-2	码效率.....	5-6
消息.....	5-2	信源编码的码剩余度.....	5-6
离散消息.....	5-3	信道.....	5-6
连续消息.....	5-3	非时变信道.....	5-6
数据.....	5-3	随机时变信道.....	5-6
信号.....	5-3	无记忆信道.....	5-6
离散信号.....	5-3	有记忆信道.....	5-6
数字信号.....	5-3	离散信道.....	5-6
连续信号.....	5-3	连续信道.....	5-6
模拟信号.....	5-3	模拟信道.....	5-7
信息率.....	5-3	半连续信道.....	5-7
不定度.....	5-3	反馈信道.....	5-7
剩余度.....	5-3	二进制对称信道.....	5-7
信源.....	5-3	信道矩阵.....	5-7
离散信源.....	5-3	疑义度.....	5-7
连续信源.....	5-3	交互信息.....	5-8
无记忆信源.....	5-3	信道容量.....	5-8
有记忆信源.....	5-4	有噪声（离散）信道的编码定理.....	5-9
马尔可夫信源.....	5-4	香农第二定理.....	5-10
n 次扩展信源.....	5-4	噪声.....	5-10

二、信号与噪声理论

概率.....	5-11	离散随机变量.....	5-12
随机变量.....	5-11	连续随机变量.....	5-12

概率密度函数	5-12	相关系数	5-16
二维概率密度函数	5-12	能量密度	5-16
统计独立	5-12	能量密度谱	5-16
条件概率	5-12	功率密度谱	5-16
联合概率	5-12	维纳-欣钦定理	5-16
联合概率密度函数	5-12	白噪声	5-16
n 维概率密度函数	5-12	高斯噪声	5-17
概率分布函数	5-12	有色噪声	5-17
积累分布函数	5-13	非白噪声	5-17
高斯分布	5-13	冲激噪声	5-17
正态分布	5-13	突发噪声	5-17
瑞利分布	5-13	量化噪声	5-17
随机过程	5-13	信噪比	5-17
斯笃克斯蒂过程	5-13	信号分析	5-17
随机序列	5-13	正交信号	5-17
平稳过程	5-13	正交信号集	5-17
样本函数	5-14	信号正交函数表示法	5-18
统计平均	5-14	完备正交信号集	5-18
数学期望	5-14	信号空间	5-18
期望值	5-14	取样定理	5-18
总集平均	5-14	希尔伯特变换	5-18
时间平均	5-14	解析信号	5-18
矩	5-15	信号设计	5-19
中心矩	5-15	量化	5-19
方差	5-15	二进制	5-19
均方根差	5-15	格雷码	5-19
协方差	5-15	伪随机码	5-19
遍历性	5-15	巴克序列	5-19
遍历定理	5-16	多路复用	5-19
遍历过程	5-16	多元联接	5-19
相关函数	5-16		

三、纠错编码理论

模 2 和	5-20	校验矩阵	5-20
分组编码	5-20	群码	5-20
分组码	5-20	循环码	5-20
块码	5-20	汉明码	5-21
生成矩阵	5-20	准循环码	5-21

卷积编码	5-21	纠突发错误码	5-23
卷积码	5-21	信道编码的码多余度	5-23
连环码	5-21	编码速率	5-23
分组长度	5-21	最小多余度码	5-23
码字	5-21	代数解码	5-23
码矢	5-21	择多逻辑解码	5-24
码多项式	5-22	门限解码	5-24
系统码	5-22	择多逻辑可解码	5-24
截短码	5-22	置换解码	5-24
校验位	5-22	反馈解码	5-24
校正子	5-22	错误传播	5-24
一致校验	5-22	概率解码	5-24
汉明距离	5-22	序列解码	5-24
汉明重量	5-22	最大似然解码	5-24
错误	5-23	解码约束长度	5-24
错误式样	5-23	错误概率	5-25
随机错误	5-23	最佳码	5-25
突发错误	5-23	同步字符	5-25
检错码	5-23	密码	5-25
纠错码	5-23	预测编码	5-25

四、检测与过滤理论

统计判决理论	5-26	过滤	5-27
判决规则	5-26	非线性估计	5-28
判决空间	5-26	线性过滤器	5-28
平均风险	5-26	卡尔曼滤波	5-28
贝叶斯判决规则	5-26	预测	5-28
备择假设	5-26	线性预测	5-28
双择判决	5-27	最佳准则	5-28
双择检测	5-27	最大似然准则	5-28
贝叶斯检验	5-27	均方误差准则	5-29
序列检测	5-27	奈曼-皮尔逊准则	5-29
阈检测	5-27	最大似然估计	5-29
相关检测	5-27	最佳线性过滤	5-29
互相关检测	5-27	最佳无滞后滤波器	5-29
相干接收	5-27	最佳线性预测	5-29
差动相干检测	5-27	最佳预测	5-29
估计理论	5-27	最佳纯预测器	5-30
参数估计	5-27	同步	5-30

一、信息论基础

信息论

information theory

信息论是一门研究信息传输和信息处理系统中一般规律的科学。它是在四十年代后期从长期通信实践中总结出来的。

在信息论发展起来以前,人们对信息系统的理解是比较肤浅的。一般常把携带信息的信息信号看成是确定性的周期信号或瞬态信号。然而,越来越多的通信实践证明,系统内的信息和噪声在大多数情况下,既非周期性也非瞬态性。它们实质上是一种具有概率性的随机函数或随机过程。这些事实启发了人们的思维。许多科学工作者,开始把近代统计力学中的重要概念,把概率论随机过程理论以及广义谐波分析的数学方法应用到信息系统的研究中,得出了概括性很高的一些结论,从而把通信工程提高到统计科学的高度,对工程实践具有长远而深刻的指导意义。

信息论的研究对象是广义的信息传输和信息处理系统。从最普通的电报、电话、传真、电视、雷达、声纳,一直到各类生物神经的感知系统,都可以用同一的信息论观点加以阐述,都可以概括成这样或那样的随机过程或统计学的数学模型加以深入探究。所以,信息论的研究范围及其应用前景都较为广泛。

目前,信息论研究大致可分为下述三个方面:

1. 以编码理论为中心的所谓狭义信息论,主要研究信息系统模型、信息的度量、信道容量、信源统计特性、信源编码(如语

言、图象等信号的数据压缩问题)、信道编码(主要是检错、纠错编译码理论)。这是香农信息论的中心问题。

2. 以信号作为主要研究对象,包括信号和噪声的统计分析、信号的最佳过滤、预测、检测和估值等理论,诸如维纳过滤理论、卡尔曼滤波理论、柯切尔尼可夫的最佳接收理论等。

3. 以计算机为中心的信息处理的基本理论,包括语言、文字、图象的模式识别、自动机器翻译、学习理论等。

信息论的研究和很多学科密切相关,如与通信、雷达、声纳、导航、遥控、遥测、遥感、自动控制、计算机、信息处理技术、控制论、应用数学、物理学、逻辑学、生理学、心理学、语言学、语音学、生物学、仿生学等都密切相关。

通信论

communication theory

通信论和信息论很难明确划分,一方面,信息论中和通信有关的部分称为通信论,如信源、信道编码理论、信号和噪声理论等;另一方面,通信中的一些理论,如通信网理论等又不包含在信息论中。见“信息论”。

统计通信理论

statistical communication theory

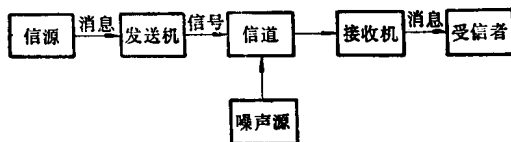
用概率论和数理统计方法研究通信所形成的理论,就是统计通信理论。见“信息论”和“通信论”。

通信系统

communication system

通信就是互通信息。通信系统是指完成

通信这一过程的全部设备和传输媒介。一般通信系统可以概括为下图所示的模型：(1) 信源，产生消息；(2) 发送机，将消息转变为适于在信道中传输的信号，包括变换(例如非电参量转变为电参量)、编码、调制及其它附加设备，当然在一个特定的通信系统里，这三个步骤并不一定全都包括；(3) 信道，是将信号由发送机传输到接收机的媒介或途径；(4) 接收机，它的作用与发送机相反，它完成解调、解码等任务；(5) 受信者，信源和受信者可以是人或设备；(6) 噪声源，它散布在系统各点，仅仅为了方便，才集中表示为一个方块。

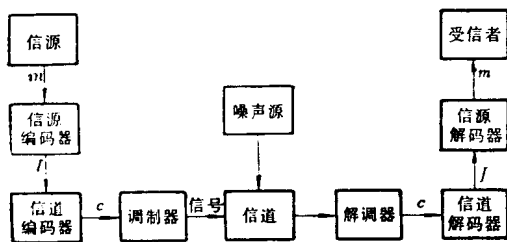


通信系统模型

数字通信系统

digital communication system

指信号为数字形式的通信系统，其一般模型如下图所示。



数字通信系统模型

信息

information

信息是系统传输和处理的对象，它载荷于数据、信号等消息之中，它和物质、能量一样被看成是构成系统的三大要素之一。

人们得到消息后，若他事前认为消息中所描述的事件发生的可能性越小，他就认为这个消息带给他的信息量越大。可见，信息的量值必然与事件的随机性或不定度有关。

从这点出发，信息论利用统计力学中的熵的概念，对信息的度量提出了一个方法，把度量信息量的物理量称为信息量，也简称为信息。见“熵”。

熵

entropy

信息的度量应与消息所代表的事件的随机性，或各事件发生的概率有关系。设有 n 个消息一一对应地代表 n 个可能事件，各事件出现的概率分别是 $p_1, p_2, \dots, p_n$ ，那么可以证明每一个消息的平均信息量是

$$H = -K \sum_{i=1}^n p_i \log p_i$$

其中 K 是常数，与所选用的单位有关。这个 H 在统计力学中称为熵。若令 $K = 1$ ，则当对数的底取 2 时，单位就是比特；而当取 e 为底时，单位就是奈特。这个 H ，可以推广到更复杂的情况中去。见“信息”。

比特

bit

信息量的单位。它代表“二中选择”所提供的信息量(若此二符号的出现概率相等)。

在实际场合，常把每一位二进数字称为一比特，而不管这两个符号的出现概率是否相等。见“熵”。

奈特

nat

奈特是一个不常用的度量信息的单位，它与常用的单位——比特的关系是

$$1 \text{ 奈特} = \log_2 e \approx 1.443 \text{ 比特}.$$

见“熵”。

消息

message

消息是用以载荷信息的有次序的符号序列(包括状态、字母、数字等等)，或连续的时间函数。前者称为离散消息，如书信、

电报、数据等等；后者称为连续消息，如语音、静止图片、活动图象等等。这里“离散”或“连续”是指时间上的离散或连续。

离散消息

discrete message

见“消息”。

连续消息

continuous message

见“消息”。

数据

data

一般指描述事物的数字、字母或符号。它包含有所需要的信息，适于传输、分析和处理。一般，数据不一定是数字，也可以是模拟量，如图、表等。

信号

signal

在通信系统里，信号是由消息转换过来的，与消息一一对应的，并且适合于在信道内传输的东西；在电信系统里，它可以由电压、电流或电波等物理量来体现。

离散信号

discrete signal

在通信系统内传输的信号，其载荷信息的物理量（如电信号的幅度、频率、相位等）的改变，在时间上是离散的，这种信号就称为离散信号。如果不仅在时间上离散，而且取值也离散，则称之为数字信号。

数字信号

digital signal

见“离散信号”。

连续信号

continuous signal

在通信系统内传输的信号为时间的连续函数时，这种信号就称为“连续信号”，亦称为“模拟信号”。

模拟信号

analog signal

见“连续信号”。

信息率

information rate

单位时间产生（或传输）的信息量称为信息率，其单位是比特/秒或奈特/秒。

不定度

uncertainty

在信息论中不定度的概念与熵相同。见“熵”。

剩余度

redundancy

消息是由符号（例如字母）序列组成的，每个符号是从一定的符号表中选择出来的，若消息的每一符号平均信息量为 H ，而用同一符号表组成的消息每个符号所可达到的最大平均信息量为 $H_{\max}$ ，那么， $1 - H/H_{\max}$ 称为原消息的剩余度，有时也叫多余度。这个概念应与“码剩余度”的概念相区别。见“码剩余度”。

信源

information source

信源是产生消息或消息序列的源，它的数学模型是一个随机过程。

离散信源

discrete source

产生离散消息的信（息）源称为离散信源。“离散”是指它产生的消息是在时间上离散的符号（包括数字）序列。离散信源的数学模型是一个离散的随机过程，或称为随机序列。

连续信源

continuous source

产生连续消息的信（息）源称为连续信源。“连续”是指它产生的消息是时间的连续函数。连续信源的数学模型是一个随机过程。

无记忆信源

zero-memory information source

从这种信源发出的每个符号(消息)是互相统计独立的。

这种信源可以用信源符号表 S 和每个符号的出现概率来描述。

例如,某个无记忆信源由 q 个符号组成,则其符号表可表示为:

$$S = \{s_1, s_2, \dots, s_q\}$$

由于 q 个符号是互相统计独立的,其出现概率可表示为:

$$P(s_1), P(s_2), \dots, P(s_q)$$

有记忆信源

information source with memory

是指从信源发出的每个符号(消息)不是互相统计独立,而是有统计关联的信源。

设信源有 q 个符号组成,其符号表为

$$S = \{s_1, s_2, \dots, s_q\}。$$

如果从这个信源发出一个符号 s_i 的概率依赖于在它前面已经发出的 m 个符号,这样的信源称为 m -阶有记忆信源。可以用上述符号表 S 和一组如下的条件概率来表示其统计特性:

$$P(s_i/s_{j_1}, s_{j_2}, \dots, s_{j_m}) \quad \begin{matrix} i = 1, 2, \dots, q \\ j = 1, 2, \dots, q \end{matrix}$$

这种信源在数学处理上要比无记忆信源复杂得多。

马尔可夫信源

Markov information source

即有记忆信源。 m -阶马尔可夫信源即 m -阶有记忆信源。可用马尔可夫过程描述。见“有记忆信源”。

n 次扩展信源

n -th extension information source

设一个无记忆信源的符号表为

$$S = \{s_1, s_2, \dots, s_q\}$$

其符号 s_i 的出现概率为 $P(s_i)$ 。所谓 n 次扩展信源是指这样一个信源 S^n , 它的符号表由 q^n 个符号组成, 即

$$S^n = \{\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_{q^n}\}$$

其中每一个 σ_i 是从原来符号表 S 中取 n 个 s_i 所组成的一个序列。 σ_i 的概率 $P(\sigma_i)$, 对应于 s_i 序列的概率, 即如果 σ_i 对应于 $(s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{in})$, 则

$$P(\sigma_i) = P(s_{i1})P(s_{i2})\dots P(s_{in})$$

由于 n 次扩展源 S^n 中的一个符号对应于初级源 S 中的 n 个符号, 则可以预期, S^n 中每个符号的熵(平均信息量)等于 S 中每个符号的熵的 n 倍。即

$$H(S^n) = nH(S)$$

这个关系是可以数学严格证明的。

编码

coding

为了某种目的而对数字信号进行的某种变换称为编码。比如用来提高传输有效性的信源编码, 用来提高传输抗干扰性的纠错编码以及用来保密的保密编码等。进行编码的设备称为编码器。

编码器

coder

见“编码”。

信源编码器

source encoder

对信源输出的信号所作的某种变换, 包括连续信号的离散化(数字化)以及有效性编码等, 统称为信源编码。实现这种变换的设备称为信源编码器。

信道编码器

channel encoder

为了适应信道条件(如频带宽度限制、波段、功率、通信时间等), 和满足通信的要求(如可靠性、有效性等), 往往需要对信源编码器输出的信号进行某种变换, 完成这种变换的设备称为信道编码器, 它一般包括检错、纠错编码器和各种调制器。

解码

decoding

与编码相逆的过程。见“编码”。

解 码 器

decoder

见“解码”与“编码”。

无噪声(离散)信道编码定理

coding theorem for noiseless(discrete)

channel

这是信息论基础中两个主要定理之一,也称香农第一定理。它揭示了对信源符号(消息)编码后的码字平均长度与信源每个符号的平均信息量(熵)之间的内在规律。

为了便于理解这个定理的基本概念,先介绍一种较简单的情况,即考虑一种非扩展的无记忆信源,并且采用二进制系统。

这样的信源可表示为(见“无记忆信源”):

信源符号表: $S = \{s_1, s_2, \dots, s_q\}$

符号的出现概率: $P(s_1), P(s_2), \dots, P(s_q)$

每个符号平均信息量(熵):

$$H(S) = - \sum_{i=1}^q P(s_i) \log P(s_i)$$

编码后,对应于每个信源符号 $s_1, s_2, \dots, s_q$ 有一个码字 $X_1, X_2, \dots, X_q$, 每个码字的长度为 $l_1, l_2, \dots, l_q$ (此处的编码是指唯一可解码)。于是,码字的平均长度为

$$L = P(s_1)l_1 + P(s_2)l_2 + \dots + P(s_q)l_q$$

$$= \sum_{i=1}^q P(s_i)l_i$$

这个定理告诉我们:码字的平均长度 L 只能大于或者等于,但不能小于信源的熵,即

$$L \geq H(S)$$

这就是说,码字的平均长度以 $H(S)$ 为极限。

例如,设有一个简单的信源及其三种二进制数字编码方法如下表所示:

信源符号表	符号出现概率	编码(1)	编码(2)	编码(3)
s_1	1/2	00	0	0
s_2	1/4	01	10	10
s_3	1/8	10	110	110
s_4	1/8	11	1110	111

这个信源的熵是

$$H(S) = - \sum P_i \log P_i = 1 \frac{3}{4} \text{ 比特/符号}$$

第一种编码方法的平均码长是

$$L_1 = 2 \times \frac{1}{2} + 2 \times \frac{1}{4} + 2 \times \frac{1}{8} + 2 \times \frac{1}{8} = 2$$

第二种编码方法的平均码长是 $L_2 = 1 \frac{7}{8}$

L_1 和 L_2 都大于 $H(S)$

第三种编码方法的平均码长是

$$L_3 = 1 \frac{3}{4} = H(S)$$

这已经是最小平均码长,根据这个定理,不可能再找到一种编码,使它的 L 比这更小。

从工程观点看,码字的平均长度越短,则传送一定信息量所需的时间越少,单位时间内所传送的信息量越大,信息传送速率越高。这个定理告诉我们的,就是在无干扰(无噪声)的信道里,效率最高的编码的极限值。

对于 n 次扩展信源(见“ n 次扩展信源”),这个定理的数学表达式如下(用 r -进制表示)

$$H_r(S) \leq \frac{L_n}{n} < H_r(S) + \frac{1}{n}$$

或

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{L_n}{n} = H_r(S)$$

此处, $\frac{L_n}{n}$ 仍表示对应于源 S (不是扩展源 S^n) 的符号 S_i 的平均码字长度, $H_r(S)$ 是源 S 的熵。

从这个关系式可以看出,缩短平均码字长度,提高编码效率(即使 $\frac{L_n}{n}$ 变小),就要以增加编码的复杂性(要使 n 变大)为代价。

这个定理对于 m 阶有记忆信源也是成立的, 只不过数学上的证明较为繁复而已。

香农第一定理

Shannon's first theorem

即“无噪声(离散)信道编码定理”。

码效率

code efficiency

对于信源 S , 其熵为 $H_r(S)$, 对信源的符号编码后, 平均码字长度为 L 。根据香农第一定理, L 不可能小于 $H_r(S)$ 。于是可从定义这个码的效率为

$$\eta = \frac{H_r(S)}{L}。$$

信源编码的码剩余度

code redundancy of source coding

设一种唯一可解码的码效率为 η (见“码效率”), 则码剩余度定义为

$$\text{码剩余度} = 1 - \eta = 1 - \frac{H_r(S)}{L}$$

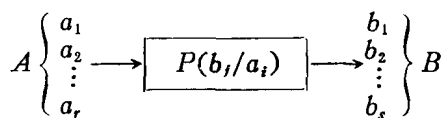
信道

channel; information channel

信道是指传输信息的媒质, 或通道。如架空明线、电缆、射频波束、流星余迹、人造卫星等。有时为了研究方便, 还将发送端和接收端的一部分, 如将调制、解调器等划归信道考虑。

信息论着眼点之一是研究信号在通过信道过程中所受到的各种干扰的影响。根据信道干扰的统计特性, 可将信道划分为恒参信道与变参信道; 有记忆信道与无记忆信道。根据信道输入、输出信号的特点, 又可将信道划分为离散信道、连续信道与半连续信道。根据信道有无反馈通路, 又可分成前向信道与反馈信道。

离散无记忆恒参信道可用信道转移概率描述。具体地说, 信道可用它的输入端符号表、输出端符号表以及一组条件概率来描述如图所示。



输入端符号表是 $A = \{a_i\}$, $i = 1, 2, \dots, r$ 。表示这个信道共有 r 个可能输入的符号。

输出端符号表是 $B = \{b_j\}$, $j = 1, 2, \dots, s$ 。表示这个信道共有 s 个可能输出的符号。

一组条件概率 $P(b_j/a_i)$ 的含义是: 当输入为 a_i 符号时, 输出为 b_j 的概率。其中 i 可以取从 1 到 r 的任意值; j 可以取从 1 到 s 的任意值。这组条件概率就描述了信道的基本统计特性。见“通信系统”。

非时变信道

time invariant channel

其参量(例如时延、衰耗、频率或时间扩散)不随时间而变化的信道, 故又称恒参信道。

随机时变信道

random time-varying channel

其参量(例如时延、衰耗、频率或时间扩散)随时间而随机变化的信道, 故又称变参信道。

无记忆信道

channel without memory

信道在一定时刻输出的符号在统计上仅与相应的输入符号有关系, 而与在它以前的输入符号没有关系, 这种信道称为无记忆信道。否则就叫有记忆信道。

有记忆信道

channel with memory

见“无记忆信道”。

离散信道

discrete channel

离散信道是指传输离散信号的信道。

连续信道

continuous channel

当信道的输入和输出的信号都是时间的连续函数时, 就称这种信道为连续信道, 有

时也叫模拟信道。

模拟信道

analog channel

即“连续信道”。

半连续信道

semi-continuous channel

信道输入是离散信号,输出是连续信号,或相反的信道。

反馈信道

feedback channel

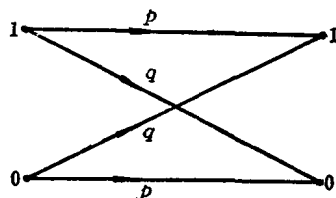
反馈信道是一种反向信道,它是相对于主信道而言的。

二进制对称信道

binary symmetric channel(BSC)

二进信道是指传输离散的二进制数字符号的信道。设输入端的两个输入符号为 $\{1, 0\}$,输出端的两个符号也是 $\{1, 0\}$,在有噪声存在的情况下,传输可能有两种错误。一种是:当输入符号为1,输出符号却是0;另一种是:当输入符号为0,输出符号却是1。若这两种错误的概率相等,就称为二进制对称信道。显然,在这种情况下,两种正确传输(即输入为1,输出也为1;输入为0,输出也为0)的概率也相等。

这种信道常用信道图表示,其中 p 是正确概率, q 是错误概率。



二进制对称信道的信道图

二进制对称信道的信道矩阵是

$$\begin{bmatrix} p & q \\ q & p \end{bmatrix}$$

信道矩阵

channel matrix

信道矩阵系指离散无记忆恒参信道的转

移概率矩阵。具体地,这种信道可用如下的一组条件概率(见“信道”)来表述:

		输 出			
		b_1	b_2	$\dots$	b_s
输 入	a_1	$P(b_1/a_1)$	$P(b_2/a_1) \dots$	$P(b_s/a_1)$	
	a_2	$P(b_1/a_2)$	$P(b_2/a_2) \dots$	$P(b_s/a_2)$	
	$\vdots$	$\dots$			
	a_r	$P(b_1/a_r)$	$P(b_2/a_r) \dots$	$P(b_s/a_r)$	

为简明起见,还可把 $P(b_j/a_i)$ 写成 P_{ij} 。

于是,上述阵列可写成如下矩阵形式

$$P = \begin{bmatrix} P_{11} & P_{12} & \dots & P_{1s} \\ P_{21} & P_{22} & \dots & P_{2s} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ P_{r1} & P_{r2} & \dots & P_{rs} \end{bmatrix}$$

这种矩阵就称为信道矩阵。显然,给出了信道矩阵就定义了一个信道。

信道矩阵中的每一行对应于信道的一个输入,每一列对应于一个信道输出。信道矩阵的一个特性是:任何一行中的各项概率加起来总是等于1,这是因为对于任何一个输入符号 a_i ,总可以得到 s 个输出符号中的某一个。

信道矩阵在研究信道统计特性中很有用。

疑义度

equivocation

消息的平均信息量(熵)就是消息的不定度。当信道内没有噪声时,消息传到以后对所发送的消息就不存在不定度了。当信道内存在噪声时,传输可能有错误,接收端收到消息以后,就不能肯定是否确为所发送的消息,所以还存在着不定度。显然,这种不定度应该以接收端收到消息以后为条件的熵来度量。这个熵称为疑义度。也称信道疑义度。

设信道的输入符号表为 $A = \{a_1, a_2, \dots, a_r\}$,输入符号的概率为 $P(a_1), P(a_2), \dots, P(a_r)$ 。则输入符号表的熵(即消息的不定度)为

$$H(A) = - \sum_{i=1}^r P(a_i) \log P(a_i)$$

当信道的输出符号为 b_j 时, 输入端发出的符号为 a_i 的概率为 $P(a_i/b_j)$, 这时, 输入端符号表的熵成为

$$H(A/b_j) = - \sum_{i=1}^r P(a_i/b_j) \log P(a_i/b_j)$$

这个熵就是在收到一个符号 b_j 以后还存在着的不定度。把这个不定度再按输出端的每个符号 ($b_1, b_2, \dots, b_s$) 的出现概率 $P(b_j)$ 求其平均值, 就得到接收端在收到全部消息以后发送端还存在着的不定度(熵)。这就是疑义度, 用数学式表示:

$$\begin{aligned} H(A/B) &= \sum_{j=1}^s P(b_j) H(A/b_j) \\ &= \sum_{j=1}^s P(b_j) \sum_{i=1}^r P(a_i/b_j) \log \frac{1}{P(a_i/b_j)} \\ &= \sum_{j=1}^s \sum_{i=1}^r P(b_j) P(a_i/b_j) \log \frac{1}{P(a_i/b_j)} \\ &= \sum_{A, B} P(a, b) \log \frac{1}{P(a/b)} \end{aligned}$$

信道疑义度实质上就是消息通过有噪声信道后所引起的信息量的损失。对于一个无噪声信道, 信道疑义度应等于零。这是可以根据上述公式计算出来的。

交互信息

mutual information

设信道的输入符号表为 $A = \{a_1, a_2, \dots, a_r\}$, 输出符号表为 $B = \{b_1, b_2, \dots, b_s\}$, 输入符号的概率为 $P(a_i)$, 则输入符号表的熵是:

$$H(A) = \sum_A P(a) \log \frac{1}{P(a)}$$

信道疑义度是:

$$H(A/B) = \sum_{A, B} P(a, b) \log \frac{1}{P(a/b)}$$

这两个熵的差, 或者说, 收到消息前后两个不定度的差, 称为交互信息, 或称为 A 和 B 的交互信息, 也称信道的交互信息。通常写成

$$I(A, B) = H(A) - H(A/B)$$

可见, 交互信息就是我们在输出端收到消息后所得到的每个符号的平均信息量。

对于一个无噪声信道, $H(A/B) = 0$ (见“疑义度”) 则

$$I(A, B) = H(A)$$

这就是说, 通过一个无噪声信道传送到接收端的每个符号的平均信息量等于输入端符号表的熵。这表示无噪声信道没有信息量的损失。

信道容量

channel capacity

根据交互信息的概念(见“交互信息”), 可以看出: 信道的交互信息不但依赖于信道的特性, 还依赖于输入符号的概率。当我们改变输入符号概率时, 交互信息也要相应的改变。交互信息的最大值, 称为信道容量。通常用符号 C 表示之, 即

$$C = \max_{P(a_i)} I(A, B)$$

根据这样定义的信道容量, 它只是信道的条件概率(即信道矩阵)的函数, 与信道的输入概率无关。

对于连续信道, 如果信道的带宽为 B , 并且受到可加的、白高斯噪声的干扰, 则其交互信息的最大值, 即信道容量, 可表示为:

$$C = B \log \left(1 + \frac{S}{N} \right) \text{比特/秒}$$

其中 N 是白噪声的均方值(即功率), S 是信号的平均功率, S/N 就是功率信噪比。还应该指出, 这个信道容量 C , 只是可能达到的交互信息的最大值(即可能传输的最大信息量), 要实现这个可能性是有条件的, 这个

条件就是要求输入的信号也是白高斯信号。

有噪声（离散）信道的编码定理

coding theorem for noisy (discrete) channel

这是信息论基础中两个主要定理之一。又称香农第二定理。

在一个有噪声干扰的信道里，传送消息通常会有误差。误差的大小，一般用误差概率来表示。但是人们在通信实践中已经知道，可以有許多方法来降低误差，例如提高发送端信号的功率（即提高功率信噪比，从而提高信道容量），或者把一个消息重复发送几次（即降低消息传输的速率）等等。这样就提出了一个问题：有无可能定量地来确切描述降低误差的编码方法？有无可能找到一种编码方法，使在有噪声的信道里，进行无误差的传输消息？

香农第二定理回答了这个问题。定理告诉人们：只要传送消息的速率小于信道容量，就存在一类编码，使传送消息的误差概率可以任意小。

我们再用比较严格的数学语言来叙述这个定理：

设一个无记忆信道的输入端符号表是 $A = \{a_1, a_2, \dots, a_r\}$ ，输出端符号表是 $B = \{b_1, b_2, \dots, b_s\}$ ，信道容量为 C 。在传输消息时，我们可以从 r 个输入符号中任意取 n 个符号组成一个消息，这样就构成一个新的输入符号表 $A^n = \{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{r^n}\}$ （共有 r^n 个输入符号），相应的有一个新的输出符号表 $B^n = \{\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_{s^n}\}$ （共有 s^n 个输出符号）。这样构成一个 n 次扩展信道，如图 1 所示。

令 ϵ 是一个任意小的数，并令 $M = 2^{n(c-\epsilon)}$ ，则只要 n 足够大，就有可能在 n 次扩展信道输入端的 r^n 个可能输入中，选择 M 个码字（每一码字的长度为 n ，即由 n 个 a_i 组成，这 M 个码字代表 M 个等概率的消息），使得在信道输出端解码过程的误差概率可以任意

小。

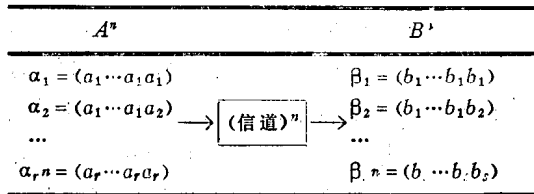


图 1 信道的 n 次扩展

下面我们再用二进制对称信道作为一个特例来说明这个定理。二进制对称信道的 n 次扩展如图 2。共有 2^n 个可能输入和 2^n 个可能输出，设传送单个符号（0 或 1）的误差概率为 q （见“二进制对称信道”）。为了传送 M 个消息，我们从 2^n 个可能输入中选择 M 个输入作为码字。现在的问题是：如何选择 M 使得输出端对消息解码以后的误差概率可以任意小？

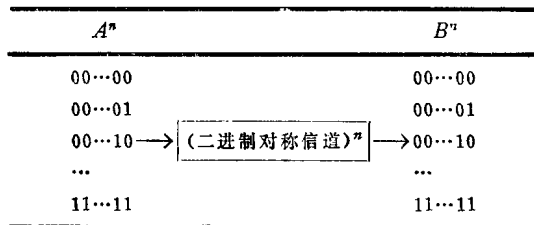


图 2 二进制对称信道的 n 次扩展

本定理告诉我们，可以使 $M = 2^{n(c-\epsilon)}$ 。我们把这个式子的两边取对数（以 2 为底），得

$$\begin{aligned} \log M &= \log 2^{n(c-\epsilon)} = n(c-\epsilon) \log 2 \\ &= n(c-\epsilon) \end{aligned}$$

或

$$\frac{\log M}{n} = c - \epsilon.$$

由于 M 是输入端等概率的消息的个数，则 $\log M$ 就代表每一消息的信息量。如果我们假定每秒钟传送一个符号，则传送 n 个符号就要 n 秒， $\frac{\log M}{n}$ 就代表每秒传送的信息量，

即消息传输速率。定理指出，这个速率应等于 $c - \epsilon$ 。由于 ϵ 是一个任意小的数，所以只要这个速率小于 c ，传输的误差概率就可以