苏联邮电部技术处通信技术講座，

电信系统中信息的传输

苏联P·A·卡扎良 Б·И·庫伏申諾夫著

ЛЕКЦИИ ПО ТЕХНИКЕ СВЯЗИ

Р.А.КАЗАРЯН и Б.И.КУВШИНОВ

ПЕРЕДАЧА СООБЩЕНИЙ

ПО СИСТЕМАМ СВЯЗИ

СВЯЗЬИЗДАТ 1955

本书簡要地介紹通信論(又名信息論)，分两部分。第一部分敍述通信的統計理論，包括消息、通路、編碼等名詞的解釋及信息數量的定义等。第二部分論述通信的两个基本問題：有效度和抗扰性，并介紹了几种提高通信有效度和抗扰性的可能方法。

电信系統中信息的傳輸

著者：苏联Р.А.卡扎良Б.И.庫伏申諾夫
譯者：刘佩
審校者：張煦
出版者：人民邮电出版社
北京東四6條13號
印刷者：人民邮电出版社南京印刷厂
南京太平路戶部街15號
發行者：新華書店

開本 787×1092 1/32
印張 1 16/32 頁數24
印刷字數：32千字
印數：1—972冊
1957年12月南京第一版
1957年12月南京第一次印刷
統一書號15045・總683-有125
定價(11)0.28元

序

通信技术和理論的发展，从开始就是解决两个基本問題：提高通信的有效度和提高通信的可靠性。

提高通信有效度这一問題的提出，是由于要求引用最合理的和最經济的方法来傳輸最大的消息数量。

提高通信可靠性的問題，在于确定发送消息和收受消息間的符合程度。可靠性問題之所以提出，是因为有干扰存在。由于干扰的存在，收得的消息与发出的消息相比較，总是有失真的。因此，可靠性决定于通信系統抵抗干扰作用的性能，就是說，决定于通信系統的抗扰性。

在通信技术的发展时期內，对于有效度和可靠性的提高曾进行过多次的努力，結果証明这两个問題是互相矛盾的：提高可靠性就必須将傳輸速率降低，或者相反，在同样的設备組合，加快傳輸速率将使可靠性減低。但这并不是說，对于提高可靠性和有效度沒有任何潛在能力。通信論的目的就是指出各种合理的折衷办法来解决这两个問題。

对于通信論①的发展方面，美国科学家哈特来、苏联科学家 *B.A.* 柯捷里尼可夫、美国科学家山农等的論文有重大作用：哈特来确定了一种数量上的量度，可用来估計各种不同系統对于傳輸消息的可能性；*B.A.* 柯捷里尼可夫提出了潛在抗扰性理論；山农发展了傳輸消息的統計理論。

在通信論方面，还有不少問題沒有完全解决。在現在的发展阶段，通信論只是綜論通信技术的成就和指出通信技术的发展途徑。

在这本講义中，作者簡短地敍述了通信論的几个基本問題。講义中所采用的数学方法，是通信工程师們容易接受的。

这本講义的第一章“通信的統計理論”，是由本講义的两位作者合編，第二章“有效度和可靠性”中有效度問題由 *P.A.* 卡扎良編写，可靠性問題由 *B.И.* 庫伏申諾夫編写。

对于这本講义如有意見，务請送交苏联邮电部技术处或苏联国立邮电书籍出版社。

苏联邮电部技术处

---

① 通信論有时称为信息論或統計論。

目　録

第一章　通信的統計理論

1. 基本概念

通信就是将消息从某一地点傳輸到另一地点。这种傳輸是利用通信系統来实現，它的方框图如图1所示。

待傳輸的各个消息是由消息源形成（产生）。消息带有那些需要送給收信者的信息。我們对消息源之所以感兴趣，是因为消息源由于随机过程的結果可以从各种可能的集合中送出各个消息。所有各种消息源分为两类：离散的消息源和連續的消息源。所謂离散消息是指各个分离数值或符号（书写的文字、光的信号等等）的序列；所謂連續消息是指时間連續的函数（話音、音乐、电視图影等等）。

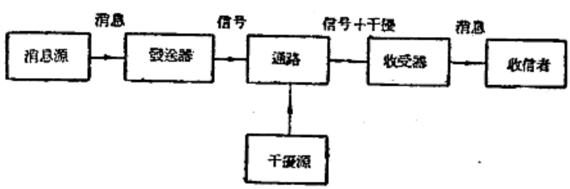

圖 1. 典型的通信系統方框圖

在发送器中，消息变成相应的信号。信号是消息的直接反映。通常作为通信系統的信号的是某一可变的电的量（电流、电磁振盪）。

在一般情形，这种变换要經过三个阶段。最初，将表达消息的非电的量的变化变换为电的量的变化。此后，将这个电的

量改变，使与一定的数学规則相符合；这一阶段称为編碼。得到的編碼的量作用到載荷者的任何参数，形成被調制过的振盪。所謂載荷者是指某一物理对象，它最适合于給定通信通路的傳輸（例如无綫通路中的載波，有綫通路中的直流电流等等）。这个已調制的振盪就是进入傳輸通路的信号。

上述后面的两个阶段是为了組成最适合于在給定通路傳輸的一种信号波形。在有些通信系統中，各个变换阶段可以不分开。

信号經过通信綫路而进入收受器。通信綫路就是将信号从发送器傳播到收受器的一种媒介物（“以太”、导綫等等）。在一条綫路上可以实現几个不相依賴的通信。这种制度称为多路制。如果通信綫路只連接一对通信者，这种制度就称为单路制，在这种場合，“綫路”和“通路”的意义是相同的。此后，只讲关于单路通信制的問題。

在任何实用的系統中，不可避免地存在干扰对信号的作用（对信号的随机作用）。在通信系統的各个环节中都或多或少的有干扰。为了簡化，假定这些干扰併合在一个来源。收受器是将信号变回为消息的，并消除一部分的干扰作用。和消息源的情形一样，我們不問收信者的具体特点和自然性能，而只注意它的分辨消息单元的准确性。

2. 消　　息

任一通信系統可以用来傳輸消息中必須送到收信者的信息。这些需要的信息，对收信者来說，不是預知的或不是期待的。当然，干扰作用同样是随机的或不是預知的。这似乎是說，送到收信者的信息数量有了增加。但是这些附加“信息”对

于收信者有害，因为它們妨碍需要（有用）信息的接收。所以，为了达到主要目的——傳輸消息——，通信系統必須消除这种有害的干扰作用。

同样的信息可用各种不同的通信系統来傳輸。为了断定某一通信系統的有效度，需要有信息的数量量度。采取这种通用的信息数量量度是通信論最重要的成就。

很明显，我們只有能在几个可能信息中进行选擇时，才能說有新的信息。这就是說，这些信息对于收信者不是預知的。事实上，假使可能信息只有一个，这个信息就不是不可預知，傳送它也无用处，因为这个信息的接收并沒有給予收信者任何新的信息。很明显，可以选擇的可能信息数目愈大，各个选擇愈是不可預知，因而各个选擇所包含的信息数量愈大。不可預知性也与各个选擇的概率有关。如果某一給定选擇的概率大大超过所有其他选擇的概率，則这个选擇所得的結果是可以期待的。在极限情形，即当某一个选擇的概率等于 1 而所有其他选擇的概率等于 0 时，那就沒有任何的选擇不确定性。事实上，这种情形和只有一个选擇可能性相同。当全部选擇是同一概率时，不可預知性（因而每个选擇占有的信息数量）是最大。

当然需要将这种量度写成簡单的数学式，并使它具有相加性。

所謂信息相加性是指：在具有几个选擇的序列中所包含的信息数量，等于序列中各个选擇所包含的信息数量之和。

哈特來 在1928年建議用可能信息数目的对数作为这种量度。

如果信息源中的单元集合等于 n（字母表中字母的数目、編碼单元的数目等等），而各个消息由 m 个选擇（单元、字

母）組成，则长度[1]为m的可能消息，其总数量N等于

$$N=n^m。\tag{1}$$

依据哈特来所建議的量度，消息中包含的信息数量等于

$$I=\log N=m\log n。\tag{2}$$

于是，每个选擇的信息数量（I'）等于

$$I'=\frac{\log N}{m}=\log n。\tag{3}$$

这个量度能滿足前面所提的要求。这个量度很簡单，并具有这种性质：消息长度如增加一倍，则消息中的信息数量同样增加一倍。这与我們对信息数量的普通概念相符合。

哈特来提出用数目2作为对数的底数。因此，每个选擇的信息是按二进数目計量。在两个概率相同的可能选擇中取一个选擇，它所包含的信息数量作为1，就是說在单位信息数量时式（2）中必須$n=2, m=1$。

但是，概率相同的选擇在实际上是特殊情形。更普遍的是概率不同的选擇。那末，在这些情形，消息中信息数量的公式有什么改变呢？

使选擇第i个单元的概率等于$P(i)$。設消息中单元数目m足够大，则可以近似地估計，第i个单元在消息中出現$mP(i)$次。这时，这样的序列的概率P_n等于各个单元的概率的乘积，又因为考虑的是同样单元的序列，所以这个概率等于

$$P_n=P(i)^{mP(i)}。$$

在足够长的消息中，这些序列的数目（假定各个序列的概率相等）等于$\frac{1}{P_n}$，因而i个单元这一序列所带有的信息数量等于

① 所謂消息長度就是指組成消息的，成序列的选擇（符号）的数目。

$$-\log_2 P_n = -mP(i)\log_2 P(i)。$$

按照所有可能单元（$i=1, \cdots, n$）取总和，結果得

$$I = -m\sum_{i=1}^{n} P(i)\log_2 P(i)。\qquad (4)$$

在这种情形，每个单元的平均信息数量就等于

$$I' = -\sum_{i=1}^{n} P(i)\log_2 P(i)。\qquad (5)$$

量I'是表示信息的一个单元所包含的平均信息数量，所以这个量称为信息**含量度**①。

現在来討論一个简单例子。有两个单元 a 和 b，它們的选擇概率相应地为 p 和 q。很明显，$q=1-p$。

在这种情形，

$$I' = -(p\log_2 p + q\log_2 q)。$$

如果 p 从0变到1（相应地 q 从1变到0），則得到如图2所示的曲綫。

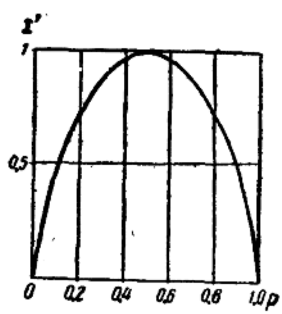

圖 2. 含量度与兩个符号中一个符号的出現概率的关系

从这条曲綫可見，最大的信息数量是在概率相同的选擇（$p=q=0.5$）时得出；这相当于最大的选擇不确定性。当 p（或 q）等于1时，信息数量等于0，在这种情形，选擇的不确定性就消失。

上述情形属于不相依賴的选擇。但是，各个选擇之間存在

① 在外國書籍中，这个量称为熵H。

統計的相互依賴性（关联）①。这就是說，后面一个单元的出現概率依前面一个单元是什么而定。数学上，这个相互依賴性是由条件概率表达。很明显，单元之間相互依賴性的存在使后面一个单元的选擇不确定性減低，因而使每个选擇的信息数量減少。

設$P_i(j)$是单元j出現的条件概率，这时前面一个单元是i。

对于i的每一情况，含量度等于

$$I'_i=\sum_j P_i(j)\log_2 P_i(j)。$$

按照所有可能情况（按照相应的权数$P(i)$）取I'的平均值②，就得到相互关系存在时的信息含量度I'的公式：

$$I'=\sum_i P(i)I'_i=\sum_i\sum_j P(i)P_i(j)\log_2 P_i(j)。\quad(6)$$

很明显，当单元i和j不相依賴时，含量度I'将是最大。事实上，对于每一对i、j有：

$$P_i(j)\geqslant P(j),\ 或\log_2 P_i(j)\geqslant\log_2 P(j)。$$

① 在同一过程中，兩个值$x(t)$和$x(t+\tau)$之間（τ是兩个值的时間間隔）統計的相互关系是由下列自相关联函数表示：

$$B_{xx}(\tau)=\lim_{T\to\infty}\frac{1}{2T}\int_{-T}^{T}x(t)x(t+\tau)dt。$$

在兩个不同的隨机过程中，兩个值$x(t)$和$y(t)$之間統計的相互关系是由下列相互关联函数表示：

$$B_{xy}(\tau)=\lim_{T\to\infty}\frac{1}{2T}\int_{-T}^{T}x(t)y(t+\tau)dt。$$

如果不在无限范圍而是在有限范圍內取平均值，則自相关联函数和相互关联函数称为短时間的或流动的。

② 具有概率分佈$P(x_i)$的隨机量x_i的平均值，就是$\Sigma_i P(x_i)x_i$。

所以，

$$-\log_2 P_i(j) \leqslant -\log_2 P(j),$$

或

$$-\sum_j P_i(j)\log_2 P_i(j) \leqslant -\sum_j P_i(j)\log_2 P(j)。$$

两边乘以 $P(i)$，并按照全部 i 取平均值，就得：

$$-\sum_i P(i)\sum_j P_i(j)\log_2 P_i(j) \leqslant -\sum_i P(i)\sum_j P_i(j)\log_2 P(j) =$$

$$= -\sum_i P(ij)\sum_j \log_2 P_i(j) = -\sum_j P(j)\log_2 P(j)。$$

于是，

$$-\sum_i P(i)\sum_j P_i(j)\log_2 P_i(j) \leqslant \sum_j P(j)\log_2 P(j)。$$

这个不等式的右边表达不相依賴的单元的信息含量度，其左边表达相互依賴的单元的含量度。

如果

$$P_i(j) = P(j),$$

就是說，如果单元不相依賴，上述不等式可变为等式。

这样，消息单元之間存在相互依賴性会造成这样的結果：收信者不可預知的不是消息中的全部信息①。分析語言的結果指出，文字消息中一半以上的选擇是由語言的統計构造所决定，对于收信者来說，是可以預測的。所以，消息的全部单元数目中，一半以上是不必要的，多余的。在数量上，多余性可以由消息中不必要的单元的相对数目决定。

設原来消息中有 m 个单元。消除了多余性，用 m_0 个单元仍可傳輸同样的信息数量。那末，按照上述定义，多余性 R 等于

① 这时假設在收信端对这些条件概率是已知的。

$$R=\frac{m-m_0}{m}=1-\frac{m_0}{m}。\tag{7}$$

多余性的消除，当然，并不改变消息中的信息数量，即

$$mI'=m_0I'_{макс},$$

于是

$$R=1-\frac{I'}{I'_{макс}}。\tag{8}$$

在这公式中，I'是相互依賴性存在时的原来消息的含量度，$I'_{макс}$是已变換的消息的含量度，其中单元間的相互依賴性已經解除[式(5)]。

所有上述論斷是假定消息是离散的。不过，这些論断对于連續消息也准确，因为依据数值讀取定理（$B.A.$ 柯捷里尼可夫定理），頻譜限制的連續消息可由离散数值的序列来表示。如果表示連續消息的函数的頻譜，有上限頻率F赫，消息的持續时間等于T秒，则直接反映这个消息的离散数值的个数等于

$$m=\frac{T}{\Delta t},$$

其中Δt——两个連續讀数之間的时間間隔。

这时間間隔等于

$$\Delta t=\frac{1}{2F},$$

因此

$$m=2FT。\tag{9}$$

如果取在各个时刻 $k\Delta t$（k是整数，从1变到m）的函数瞬时值作为这些离散数值，则信息函数$f(t)$可由正交函数的

总和

$$f(t)=\sum_{K=1}^{2FT} f(k\Delta t)\frac{\sin 2\pi F(t-k\Delta t)}{2\pi F(t-k\Delta t)} \tag{10}$$

来表达。

3. 信　　号

为了使消息可以在給定的通路內傳輸，消息必須預先变成相应的信号。对于各种不同通信系統的設計和比較，宜用下列广义的信号特性：信号所占的頻帶寬度（F_c），信号的傳輸时間（T_c）和信号的能量特性。信号的平均功率可以取作能量特性。可是，在实用通信系統中有干扰混入，这些干扰决定信号功率的最低限度。所以，作为信号的能量特性，取

$$H_c=\log\frac{P_c}{P_n}, \tag{11}$$

称为**信号超扰值**。式中 P_c 是信号的平均功率，P_n 是干扰的平均功率。

这些信号广义量度的乘积

$$V_c=F_cT_cH_c \tag{12}$$

称为**信号体積**。

通信系統的有效度可以由单位体积中的信息数量表示，这称为**含量密度**，它等于

$$\nu=\frac{I}{V_c}。 \tag{13}$$

含量密度是表示信号負載信息的程度。

4. 通　　路

为了在数量上估計信号与通路的符合程度，以及規定信号与通路所必須滿足的要求，采用和信号特性相似的通路特性：

F——通路所通过的頻譜寬度，

T——通路使用时間，

H——通路中容許信号平均功率超过干扰平均功率的值。

这些特性的乘积通常称为**通路容量**（$V_к$）：

$$V_к=F_кT_кH_к。\tag{14}$$

通路的最重要特性之一，是通路的最大通过率，即在单位时間和无限小的差誤概率的情形，能够在給定通路內傳輸的最大信息数量。

在寻求最大通过率以前，先将式（2）的形式改变。

我們有　　$I_{макс}=m\log n$，

（这是 n 和 m 給定时最大的信息数量，因为这式是表示各个选擇概率相同和不相依賴时的信息数量。）

依据柯捷里尼可夫定理得

$$m=2FT,$$

所以

$$I_{макс}=2FT\log n=FT\log n^2。$$

很明显，n^2 与信号平均功率成正比，即

$$I_{макс}=FT\log AP_c\ 。$$

式中 A 是表示信号統計特性的比例系数。

相似地，干扰所傳送的信息数量

$$I_n=FT\log AP_n。$$

这时假設信号和干扰的統計特性相同。

这样，进入收受器輸入端的是信号和干扰的混合，它所包含的信息数量I_1等于

$$I_1=FT\log A(P_c+P_n)。$$

設干扰中的“信息”可以完全除去(即設差誤可以任意小)，則获得原来的有用信息$I_{макс}$:

$$I_{макс}=I_1-I_n=FT\log A(P_c+P_n)-FT\log AP_n=$$

$$=FT\log\left(1+\frac{P_c}{P_n}\right)。$$

量

$$C=\frac{I_{макс}}{T}=F_к\log\left(1+\frac{P_c}{P_n}\right) \tag{15}$$

称为通路的**最大通过率**。这个量表示通路中信息傳輸的最大速率，这时差誤概率还是任意小[由于式(15)的导出是假定了干扰中的“信息”可以完全除去]。

山农所証明的通路通过率基本定理[見参考书刊1]是：如果信息进入通路的速率$\left(\frac{I}{T}\right)$不超过通路的最大通过率C，那就可以实現这样的信号变换（編碼），以使差誤概率任意小。

如果$\frac{I}{T}>C$，則不能实現这样的信号变换（編碼），以使差誤概率作得小于某一有限值（依$C-\frac{I}{T}$差值决定）。

換句話說，在采用理想制度变換信号（編碼）的情形，增加信息傳輸速率（因而增加有效度）可以到达一定限度C，并不降低通信的可靠性（抗扰性）。

倘如通路是离散的，則即使沒有干扰，通过率仍有限制而由容許信号的数目决定。如果通路是連續的（如果通路能容許信号函数的連續变化），則通路的通过率无限制地随干扰的降

低而增大。在极限情形，即在干扰不存在的情形，通路的通过率成为无限值，因为在这种情形，各种不同电平的数目（即使最大电平有限制）等于无限值。

必須指出，通路頻譜寬度（F_κ）的无限制增加决不会引起通路通过率的无限制增加。

設干扰平均功率与頻譜寬度成正比，即

$$P_n = N_0 F_\kappa;$$

式中N_0是单位頻帶的干扰平均功率。

这时，随頻譜寬度的无限制增加，通路通过率趋向于极限C_∞：

$$C_\infty = \lim_{F_\kappa \to \infty} C = \lim_{F_\kappa \to \infty} F_\kappa \log\left(1 + \frac{P_c}{N_0 F_\kappa}\right) =$$

$$= \lim_{F_\kappa \to \infty} \left[\log \left(1 + \frac{P_c}{N_0 F_\kappa}\right)^{F_\kappa \frac{N_0}{P_c}} \right]^{\frac{P_c}{N_0}} = \log e^{\frac{P_c}{N_0}}。$$

这样，

$$C_\infty = \frac{P_c}{N_0} \log e。 \tag{16}$$

5. 編　　碼

在形式上，編碼就是某一数学規則，根据这个規則可以編成适合于在給定通路上傳輸的信号。

編碼所能解决的許多問題之一是信号体积的变換，以避免通路任一量度（T、F、H）的“輕載”情形。

例如，設信号体积等于通路容量：

$$V_c = V_\kappa,$$

又設信号和通路的各种量度之間不相符合，譬如說 $F_c > F_K$ 而 $H_c < H_K$。在这种情形，編碼应該**不改变信号体積**而将这种不符合改正，使 $F_c = F_K$ 和 $H_c = H_K$。

由于 F 与 H 的相互关系是由編碼基数决定，就是說，由各种不同的单元信号的数目决定，所以在这里所举的例子中，必須改用其他基数的編碼。

設頻譜为 F 的信号按二进制編碼，即 $n = 2$。需要将这个信号頻譜寬度縮短一半。

从等式

$$V_c = V_K$$

可知（当 $T_c = T_K$ 时）

$$\frac{F_1}{F} = \frac{H}{H_1},$$

所以得 $2H = H_1$（因为 $F = 2F_1$）。

不过，超扰值 H 是正比于編碼基数的平方。为了簡化，比例系数取作 1，得：

$$2\log n^2 = \log n_1^2。$$

当 $n = 2$，这給出 $n_1 = 4$，就是說，要把信号頻譜寬度縮短一半，編碼基数必須从 n 改变到 $n_1 = n^2$。在这个例子中，使用四个不同的单元（譬如說，按照电平区别）以代替两个单元（发送、間歇），信号平均功率因此增大。

編碼应該解决另一个更复杂的問題，就是将信号变换得使信息傳輸速率$\left(\frac{I}{T}\right)$在差誤概率任意小的情形很可能接近通路通过率（C）。一般說来，这需要将信号体积改变，及采用其他傳輸原理，在发送及收受两端利用时延。这个問題只在某些較簡单的情形（在通路通过率及干扰的統計特性已經知道时）