

通信原理基础

正交编码与伪随机序列



第9章 正交编码与伪随机序列

• 引言

正交编码与伪随机序列在数字通信技术中都是十分重要的。正交编码不仅可以用作纠错编码，还可以用来实现码分多址通信，目前已经广泛用于蜂窝网中。伪随机序列在误码率测量、时延测量、扩谱通信、密码及分离多径等方面都有着十分广泛的应用。因此，本章将在简要讨论正交编码概念之后，着重讨论伪随机序列及其应用。



第9章 正交编码与伪随机序列

• 9.2 正交编码

■ 9.2.1 正交编码的基本概念

◆ 正交性

- 若两个周期为 T 的模拟信号 $s_1(t)$ 和 $s_2(t)$ 互相正交，则有

$$\int_0^T s_1(t) s_2(t) dt = 0$$

同理，若 M 个周期为 T 的模拟信号 $s_1(t)$, $s_2(t)$, ..., $s_M(t)$ 构成一个正交信号集合，则有

$$\int_0^T s_i(t) s_j(t) dt = 0 \quad i \neq j; \quad i, j = 1, 2, \dots, M$$

◆ 互相关系数

- 对于二进制数字信号，用一数字序列表示码组。这里，我们只讨论二进制且码长相同的编码。这时，两个码组的正交性可用如下形式的互相关系数来表述。



第9章 正交编码与伪随机序列

设长为 n 的编码中码元只取值+1和-1，以及 x 和 y 是其中两个码组：

$$x = (x_1, x_2, x_3, \dots, x_n) \quad y = (y_1, y_2, y_3, \dots, y_n)$$

其中

$$x_i, y_i \in (+1, -1), \quad i = 1, 2, \dots, n$$

则 x 和 y 间的互相关系数定义为

$$\rho(x, y) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i y_i$$

若码组 x 和 y 正交，则必有 $\rho(x, y) = 0$ 。

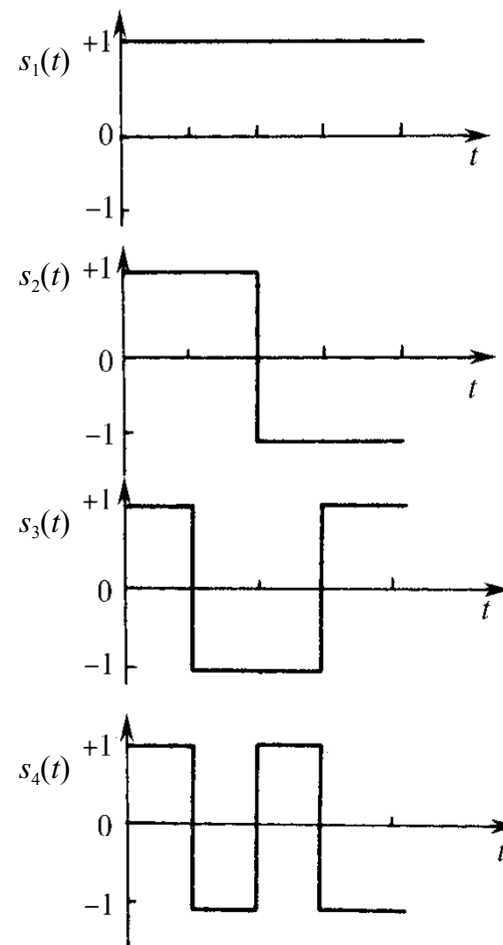
第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 正交编码

例如，下图所示4个数字信号可以看作是如下4个码组：

$$\begin{cases} s_1(t) : (+1, +1, +1, +1) \\ s_2(t) : (+1, +1, -1, -1) \\ s_3(t) : (+1, -1, -1, +1) \\ s_4(t) : (+1, -1, +1, -1) \end{cases}$$

按照互相关系数定义式计算容易得知，这4个码组中任意两者之间的相关系数都为0，即这4个码组两两正交。我们把这种两两正交的编码称为正交编码。





第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 自相关系数:

类似上述互相关系数的定义, 可以对于一个长为 n 的码组 x 定义其自相关系数为

$$\rho_x(j) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i x_{i+j}, \quad j = 0, 1, \dots, (n-1)$$

式中, x 的下标按模 n 运算, 即有 $x_{n+k} \equiv x_k$ 。例如, 设

$$x = (x_1, x_2, x_3, x_4) = (+1, -1, -1, +1)$$

则有

$$\rho_x(0) = \frac{1}{4} \sum_{i=1}^4 x_i^2 = 1$$

$$\rho_x(1) = \frac{1}{4} \sum_{i=1}^4 x_i x_{i+1} = \frac{1}{4} (x_1 x_2 + x_2 x_3 + x_3 x_4 + x_4 x_1) = \frac{1}{4} (-1 + 1 - 1 + 1) = 0$$

$$\rho_x(2) = \frac{1}{4} \sum_{i=1}^4 x_i x_{i+2} = \frac{1}{4} (x_1 x_3 + x_2 x_4 + x_3 x_1 + x_4 x_2) = -1$$

$$\rho_x(3) = \frac{1}{4} \sum_{i=1}^4 x_i x_{i+3} = \frac{1}{4} (x_1 x_4 + x_2 x_1 + x_3 x_2 + x_4 x_3) = 0$$



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 用二进制数字表示互相关系数

- 在二进制编码理论中，常采用二进制数字“0”和“1”表示码元的可能取值。这时，若规定用二进制数字“0”代替上述码组中的“+1”，用二进制数字“1”代替“−1”，则上述互相关系数定义式将变为

$$\rho(x, y) = \frac{A - D}{A + D}$$

式中，A — x和y中对应码元相同的个数；

D — x和y中对应码元不同的个数。

- 例如，按照上式规定，上面例子可以改写成

$$\left\{ \begin{array}{l} s_1(t) : (0,0,0,0) \\ s_2(t) : (0,0,1,1) \\ s_3(t) : (0,1,1,0) \\ s_4(t) : (0,1,0,1) \end{array} \right.$$



第9章 正交编码与伪随机序列

- ◆ 用二进制数字表示自相关系数
 - 上式中，若用 x 的 j 次循环移位代替 y ，就得到 x 的自相关系数 $\rho_x(j)$ 。具体地讲，令

$$x = (x_1, x_2, \dots, x_n)$$

$$y = (x_{1+j}, x_{2+j}, \dots, x_n, x_1, x_2, \dots, x_j)$$

代入定义式

$$\rho(x, y) = \frac{A - D}{A + D}$$

就得到自相关系数 $\rho_x(j)$ 。



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 超正交码和双正交码

▣ **超正交码**：相关系数 ρ 的取值范围在 ± 1 之间，即有 $-1 \leq \rho \leq +1$ 。若两个码组间的相关系数 $\rho < 0$ ，则称这两个码组互相超正交。如果一种编码中任两码组间均超正交，则称这种编码为超正交码。

➤ 例如，在上例中，若仅取后3个码组，并且删去其第一位，构成如下新的编码：

$$\begin{cases} s_1'(t) : (0,1,1) \\ s_2'(t) : (1,1,0) \\ s_3'(t) : (1,0,1) \end{cases}$$

则不难验证，由这3个码组所构成的编码是超正交码。



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 双正交编码

➤ 由正交编码和其反码便可以构成双正交编码。

➤ 例： 上例中正交码为

$$\begin{cases} s_1(t) : (0,0,0,0) \\ s_2(t) : (0,0,1,1) \\ s_3(t) : (0,1,1,0) \\ s_4(t) : (0,1,0,1) \end{cases}$$

其反码为

$$\begin{cases} (1,1,1,1) \\ (1,1,0,0) \\ (1,0,0,1) \\ (1,0,1,0) \end{cases}$$

上两者的总体即构成如下双正交码：

(0,0,0,0) (1,1,1,1) (0,0,1,1) (1,1,0,0)

(0,1,1,0) (1,0,0,1) (0,1,0,1) (1,0,1,0)

此码共有8种码组，码长为4，任两码组间的相关系数为0或-1。



第9章 正交编码与伪随机序列

9.2.2 阿达玛矩阵

◆ 定义:

- 阿达玛矩阵简记为**H矩阵**。它是一种方阵，仅由元素+1和-1构成，而且其各行（和列）是互相正交的。最低阶的**H**矩阵是2阶的，即

$$\mathbf{H}_2 = \begin{bmatrix} +1 & +1 \\ +1 & -1 \end{bmatrix}$$

下面为了简单，把上式中的+1和-1简写为+和-，这样上式变成

$$\mathbf{H}_2 = \begin{bmatrix} + & + \\ + & - \end{bmatrix}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

阶数为2的幂的高阶 \mathbf{H} 矩阵可以从下列递推关系得出

$$\mathbf{H}_N = \mathbf{H}_{N/2} \otimes \mathbf{H}_2$$

式中, $N = 2^m$;

\otimes — 直积。

上式中直积是指将矩阵 $\mathbf{H}_{N/2}$ 中的每一个元素用矩阵 \mathbf{H}_2 代替。
例如:

$$\mathbf{H}_4 = \mathbf{H}_2 \otimes \mathbf{H}_2 = \begin{bmatrix} \mathbf{H}_2 & \mathbf{H}_2 \\ \mathbf{H}_2 & -\mathbf{H}_2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} + & + & + & + \\ + & - & + & - \\ + & + & - & - \\ + & - & - & + \end{bmatrix}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

$$\mathbf{H}_8 = \mathbf{H}_4 \otimes \mathbf{H}_2 = \begin{bmatrix} \mathbf{H}_4 & \mathbf{H}_4 \\ \mathbf{H}_4 & -\mathbf{H}_4 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} + & + & + & + & + & + & + & + \\ + & - & + & - & + & - & + & - \\ + & + & - & - & + & + & - & - \\ + & - & - & + & + & - & - & + \\ + & + & + & + & - & - & - & - \\ + & - & + & - & - & + & - & + \\ + & + & - & - & - & - & + & + \\ + & - & - & + & - & + & + & - \end{bmatrix}$$

- 上面给出几个 \mathbf{H} 矩阵的例子，都是对称矩阵，而且第一行和第一列的元素全为“+”。我们把这样的 \mathbf{H} 矩阵称为阿达玛矩阵的正规形式，或称为正规阿达玛矩阵。



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 性质

- 在 **H** 矩阵中，交换任意两行，或交换任意两列，或改变任一行中每个元素的符号，或改变任一系列中每个元素的符号，都不会影响矩阵的正交性质。因此，正规 **H** 矩阵经过上述各种交换或改变后仍为 **H** 矩阵，但不一定是正规的了。
- 按照递推关系式可以构造出所有 2^k 阶的 **H** 矩阵。可以证明，高于2阶的 **H** 矩阵的阶数一定是4的倍数。不过，以4的倍数作为阶数是否一定存在 **H** 矩阵，这一问题并未解决。
- **H** 矩阵是正交方阵。若把其中每一行看作是一个码组，则这些码组也是互相正交的，而整个 **H** 矩阵就是一种长为 n 的正交编码，它包含 n 个码组。因为长度为 n 的编码共有 2^n 个不同码组，现在若只将这 n 个码组作为准用码组，其余 $(2^n - n)$ 个为禁用码组，则可以将其多余度用来纠错。这种编码在纠错编码理论中称为里德-缪勒(Reed-Muller)码。



第9章 正交编码与伪随机序列

9.2.3 沃尔什函数和沃尔什矩阵

- ◆ 沃尔什函数定义

$$wal(2j + p, \theta) = (-1)^{[j/2] + p} \{ wal[j, 2(\theta + 1/4)] + (-1)^{j+p} wal[j, 2(\theta - 1/4)] \}$$

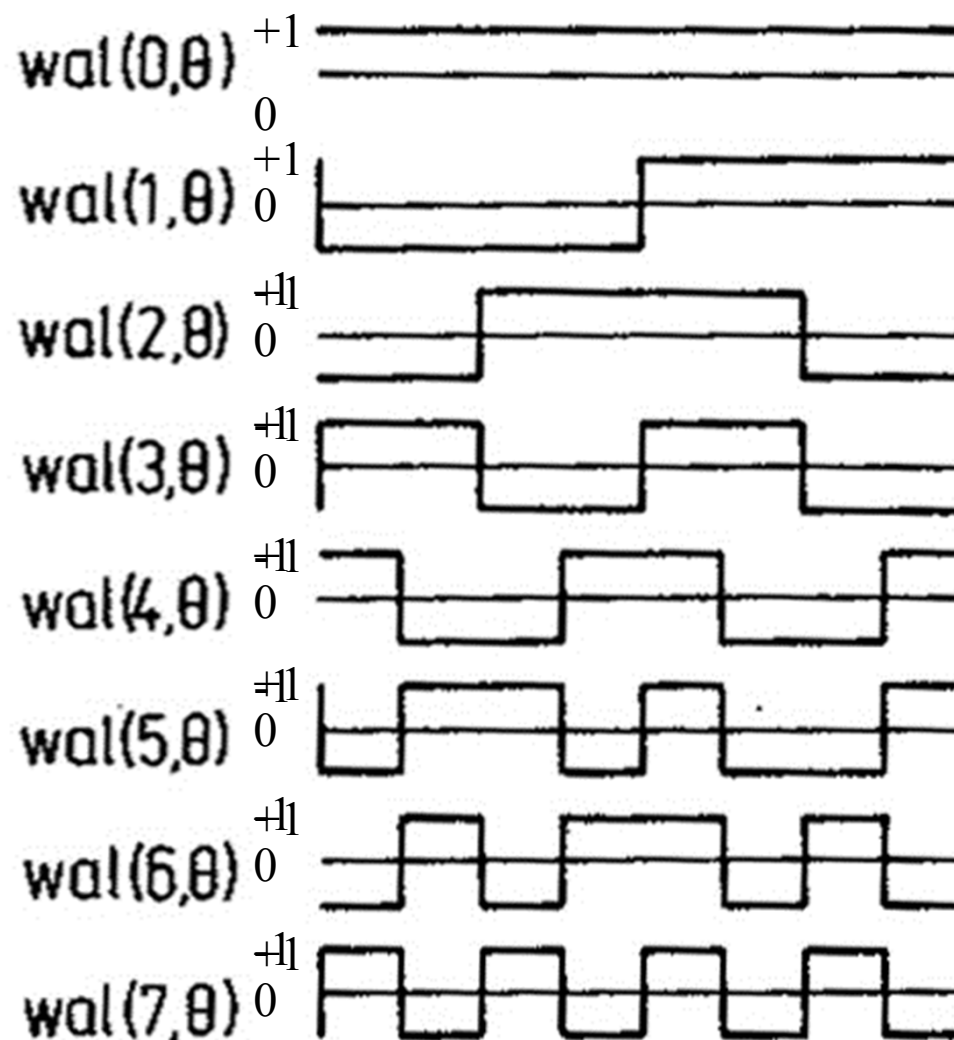
$$wal(0, \theta) = \begin{cases} 1 & -1/2 \leq \theta < 1/2 \\ 0 & \theta < -1/2, \theta \geq 1/2 \end{cases}$$

式中 $p = 0$ 或 1 , $j = 0, 1, 2, \dots$, 及指数中的 $[j/2]$ 表示取 $j/2$ 的整数部分。

- ◆ 正弦和余弦函数可以构成一个完备正交函数系。由于正弦和余弦函数具有完备和正交性，所以由其构成的无穷级数或积分（即傅里叶级数和傅里叶积分）可以表示任一波形。类似地，由取值“+1”和“-1”构成的沃尔什函数也具有完备正交性，也可以用其表示任一波形

第9章 正交编码与伪随机序列

- ◆ 前8个沃尔什函数的波形示于下图中





第9章 正交编码与伪随机序列

- ◆ 由于沃尔什函数的取值仅为“+1”和“-1”，所以可以用其离散的抽样值表示成矩阵形式。例如，上图中的8个沃尔什函数可以写成如下沃尔什矩阵：

$$W = \begin{bmatrix} + & + & + & + & + & + & + & + \\ - & - & - & - & + & + & + & + \\ - & - & + & + & + & + & - & - \\ + & + & - & - & + & + & - & - \\ + & - & - & + & + & - & - & + \\ - & + & + & - & + & - & - & + \\ - & + & - & + & + & - & + & - \\ + & - & + & - & + & - & + & - \end{bmatrix}$$

由上图和矩阵可以看出，沃尔什矩阵是按照每一行中“+1”和“-1”的交变次数由少到多排列的。

沃尔什函数（矩阵）天生具有数字信号的特性，所以它们在数字信号处理和编码理论中有不小应用前景。



第9章 正交编码与伪随机序列

9.3 伪随机序列

9.3.1 基本概念

- ◆ 什么是伪随机噪声？
具有类似于随机噪声的某些统计特性，同时又能够重复产生的波形。
- ◆ 优点：它具有随机噪声的优点，又避免了随机噪声的缺点，因此获得了日益广泛的实际应用。
- ◆ 如何产生伪随机噪声？
目前广泛应用的伪随机噪声都是由周期性数字序列经过滤波等处理后得出的。在后面我们将这种周期性数字序列称为伪随机序列。它有时又称为伪随机信号和伪随机码。

9.3.2 m 序列

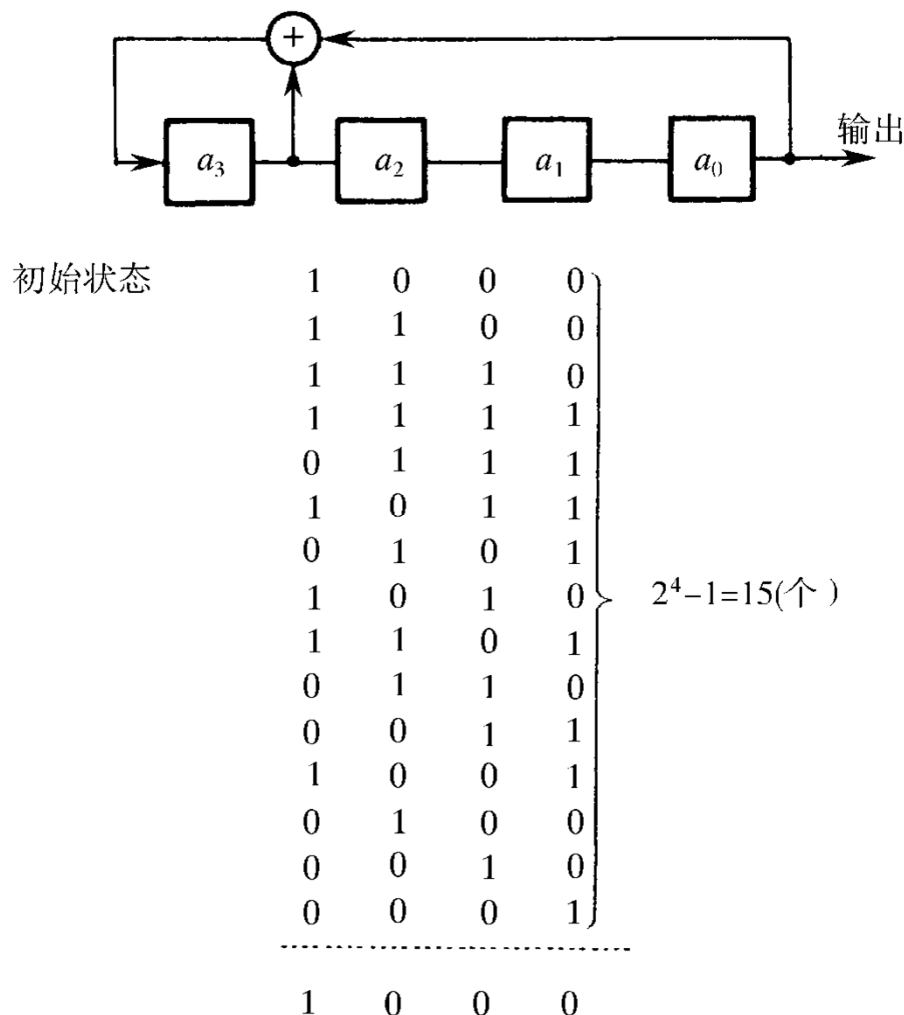
- ◆ m 序列的产生： m 序列是最长线性反馈移位寄存器序列的简称。它是由带线性反馈的移存器产生的周期最长的一种序列。

第9章 正交编码与伪随机序列

□ 例：下图中示出一个4级线性反馈移存器。

设其初始状态为 $(a_3, a_2, a_1, a_0) = (1, 0, 0, 0)$ ，则在移位1次时，由 a_3 和 a_0 模2相加产生新的输入 $a_4 = 1 \oplus 0 = 1$ ，新的状态变为 $(a_4, a_3, a_2, a_1) = (1, 1, 0, 0)$ 。这样移位15次后又回到初始状态 $(1, 0, 0, 0)$ 。

若初始状态为全“0”，即 $(0, 0, 0, 0)$ ，则移位后得到的仍为全“0”状态。应避免出现全“0”状态，否则移存器的状态将不会改变。





第9章 正交编码与伪随机序列

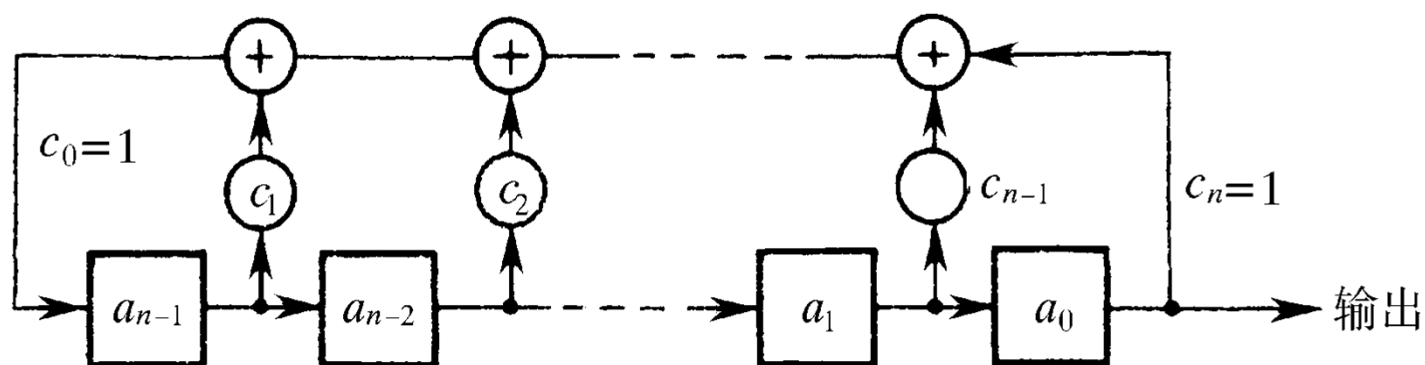
因为4级移存器共有 $2^4 = 16$ 种可能的状态。除全“0”状态外，只剩15种状态可用。这就是说，由任何4级反馈移存器产生的序列的周期最长为15。

我们常常希望用尽可能少的级数产生尽可能长的序列。由上例可见，一般来说，一个 n 级线性反馈移存器可能产生的最长周期等于 $(2^n - 1)$ 。我们将这种最长的序列称为最长线性反馈移存器序列，简称 m 序列。

反馈电路如何连接才能使移存器产生的序列最长，这就是本节将要讨论的主题。

第9章 正交编码与伪随机序列

□ 一般的线性反馈移存器原理方框图



图中各级移存器的状态用 a_i 表示, $a_i = 0$ 或 1 , $i = \text{整数}$ 。

反馈线的连接状态用 c_i 表示, $c_i = 1$ 表示此线接通 (参加反馈); $c_i = 0$ 表示此线断开。

反馈线的连接状态不同, 就可能改变此移存器输出序列的周期 p 。



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 基本的关系式

➤ 递推方程

设一个 n 级移寄存器的初始状态为： $a_{-1} a_{-2} \dots a_{-n}$ ，经过1次移位后，状态变为 $a_0 a_{-1} \dots a_{-n+1}$ 。经过 n 次移位后，状态为 $a_{n-1} a_{n-2} \dots a_0$ ，上图所示就是这一状态。再移位1次时，移寄存器左端新得到的输入 a_n ，按照图中线路连接关系，可以写为

$$a_n = c_1 a_{n-1} \oplus c_2 a_{n-2} \oplus \dots \oplus c_{n-1} a_1 \oplus c_n a_0 = \sum_{i=1}^n c_i a_{n-i} \quad (\text{模}2)$$

因此，一般说来，对于任意一个输入 a_k ，有

$$a_k = \sum_{i=1}^n c_i a_{k-i} \quad \text{—称为递推方程}$$

它给出移位输入 a_k 与移位前各级状态的关系。按照递推方程计算，可以用软件产生 m 序列，不必须用硬件电路实现。



第9章 正交编码与伪随机序列

➤ 特征方程（特征多项式）

c_i 的取值决定了移存器的反馈连接和序列的结构，故 c_i 是一个很重要的参量。现在将它用下列方程表示：

$$f(x) = c_0 + c_1x + c_2x^2 + \cdots + c_nx^n = \sum_{i=0}^n c_ix^i \quad \text{— 特征方程}$$

式中 x_i 仅指明其系数（1或0）代表 c_i 的值， x 本身的取值并无实际意义，也不需要去计算 x 的值。例如，若特征方程为

$$f(x) = 1 + x + x^4$$

则它仅表示 x_0 ， x_1 和 x_4 的系数 $c_0=c_1=c_4=1$ ，其余的 c_i 为0，即 $c_2=c_3=0$ 。按照这一特征方程构成的反馈移存器就是上图所示的。



第9章 正交编码与伪随机序列

➤ 母函数

我们也可以将反馈移存器的输出序列 $\{a_k\}$ 用代数方程表示为

$$G(x) = a_0 + a_1x + a_2x^2 + \cdots = \sum_{k=0}^{\infty} a_k x^k$$

上式称为母函数。

- 递推方程、特征方程和母函数就是我们要建立的3个基本关系式。下面的几个定理将给出它们与线性反馈移存器及其产生的序列之间的关系。

第9章 正交编码与伪随机序列

□ 定理

【定理9.1】 $f(x) \cdot G(x) = h(x)$

式中, $h(x)$ 为次数低于 $f(x)$ 的次数的多项式。

【证】 将递推方程代入母函数, 得到

$$\begin{aligned} G(x) &= \sum_{k=0}^{\infty} a_k x^k = \sum_{k=0}^{\infty} \left(\sum_{i=1}^n c_i a_{k-i} \right) x^{k-i} \cdot x^i = \sum_{i=1}^n c_i x^i \left(\sum_{k=0}^{\infty} a_{k-i} x^{k-i} \right) \\ &= \sum_{i=1}^n c_i x^i \left(a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1} + \sum_{k=0}^{\infty} a_k x^k \right) \\ &= \sum_{i=1}^n c_i x^i (a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1}) + \sum_{i=1}^n c_i x^i \cdot G(x) \end{aligned}$$

移项整理后, 得到

$$\left(1 + \sum_{i=1}^n c_i x^i \right) G(x) = \sum_{i=1}^n c_i x^i (a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1})$$



第9章 正交编码与伪随机序列

$$\left(1 + \sum_{i=1}^n c_i x^i\right) G(x) = \sum_{i=1}^n c_i x^i \left(a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1}\right)$$

将上式右端用符号 $h(x)$ 表示，并因 $c_0 \equiv 1$ ，故上式变成

式中
$$\left(\sum_{i=0}^n c_i x^i\right) \cdot G(x) = h(x)$$

$$h(x) = \sum_{i=1}^n c_i x^i \left(a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1}\right)$$

由此式可以看出，当电路给定后， $h(x)$ 仅决定于初始状态 $(a_{-i} \dots a_{-1})$ 。

再将特征方程代入上式，最后得出

$$f(x) \cdot G(x) = h(x)$$



第9章 正交编码与伪随机序列

在

$$h(x) = \sum_{i=1}^n c_i x^i (a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1})$$

中，若 $a_{-1} = 1$ ，则 $h(x)$ 的最高次项为 x^{n-1} ；若 $a_{-1} = 0$ ，则最高项次数 $< (n-1)$ ，所以我们得知 $h(x)$ 的最高项次数 $\leq (n-1)$ ，而 $f(x)$ 的最高项次数 $= n$ ，因为已规定 $c_n = 1$ ，特征方程中最高项为 x_n 。故 $h(x)$ 的次数必定低于 $f(x)$ 的次数。【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

【定理9.2】 一个 n 级线性反馈移存器之相继状态具有周期性，周期为 $p \leq 2^n - 1$ 。

【证】 线性反馈移存器的每一状态完全决定于前一状态。因此，一旦产生一状态 R ，若它与以前的某一状态 Q 相同，则状态 R 后之相继状态必定和 Q 之相继状态相同，这样就可以具有周期性。

在 n 级移存器中，每级只能有两种状态：“1”或“0”。故 n 级移存器最多仅可能有 2^n 种不同状态。所以，在连续 $(2^n + 1)$ 个状态中必有重复。如上所述，一旦状态重复，就有周期性。这时周期 $p \leq 2^n$ 。

若一旦发生全“0”状态，则后继状态也为全“0”，这时的周期 $p=1$ 。因此，在一个长的周期中不能包括全“0”状态。所以周期 $p \leq (2^n - 1)$ 。 **【证毕】**



第9章 正交编码与伪随机序列

【定理9.3】 若序列 $A = \{a_k\}$ 具有最长周期($p = 2^n - 1$), 则其特征多项式 $f(x)$ 应为既约多项式。

【证】 所谓既约多项式是指不能分解因子的多项式。若一 n 次多项式 $f(x)$ 能分解成两个不同因子, 则可令

$$f(x) = f_1(x) \cdot f_2(x)$$

这样, 式 $f(x) \cdot G(x) = h(x)$

可以写成如下部分分式之和:

$$G(x) = \frac{h(x)}{f(x)} = \frac{h_1(x)}{f_1(x)} + \frac{h_2(x)}{f_2(x)}$$

式中 $f_1(x)$ 的次数为 n_1 , $n_1 > 0$,

$f_2(x)$ 的次数为 n_2 , $n_2 > 0$,

且有

$$n_1 + n_2 = n$$



第9章 正交编码与伪随机序列

令 $G_1(x) = h_1(x) / f_1(x)$; $G_2(x) = h_2(x) / f_2(x)$

则上式可以改写成 $G(x) = G_1(x) + G_2(x)$

上式表明，输出序列 $G(x)$ 可以看成是两个序列 $G_1(x)$ 和 $G_2(x)$ 之和，其中 $G_1(x)$ 是由特征多项式 $f_1(x)$ 产生的输出序列， $G_2(x)$ 是由特征多项式 $f_2(x)$ 产生的输出序列。而且，由定理9.2可知，

$G_1(x)$ 的周期为 $p_2 \leq 2^{n_2} - 1$

$G_2(x)$ 的周期为 $p_1 \leq 2^{n_1} - 1$

所以， $G(x)$ 的周期 p 应是 p_1 和 p_2 的最小公倍数 $\text{LCM}[p_1, p_2]$ ，即

$$p = \text{LCM}[p_1, p_2] \leq p_1 \cdot p_2 \leq (2^{n_1} - 1) \cdot (2^{n_2} - 1)$$

$$= 2^n - 2^{n_1} - 2^{n_2} + 1 \leq 2^n - 3 < 2^n - 1$$

上式表明， p 一定小于最长可能周期 $(2^n - 1)$ 。

若 $f(x)$ 可以分解成两个相同的因子，即上面的 $f_1(x) = f_2(x)$ ，同样可以证明 $p < 2^n - 1$ 。

所以，若 $f(x)$ 能分解因子，必定有 $p < 2n - 1$ 。【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

【定理9.4】 一个 n 级移存器的特征多项式 $f(x)$ 若为既约的, 则由其产生的序列 $A = \{a_k\}$ 的周期等于使 $f(x)$ 能整除的 $(x^p + 1)$ 中最小正整数 p 。

【证】 若序列 A 具有周期 p , 则有

$$\begin{aligned}\frac{h(x)}{f(x)} &= G(x) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k x^k \\&= a_0 + a_1 x + a_2 x^2 + \cdots + a_{p-1} x^{p-1} + a_0 x^p + a_1 x^{p+1} + \cdots + a_{p-1} x^{2p-1} + \cdots \\&= (a_0 + a_1 x + a_2 x^2 + \cdots + a_{p-1} x^{p-1}) + x^p (a_0 + a_1 x + \cdots + a_{p-1} x^{p-1}) + \\&\quad x^{2p} (a_0 + a_1 x + \cdots + a_{p-1} x^{p-1}) + \cdots \\&= (1 + x^p + x^{2p} + \cdots)(a_0 + a_1 x + \cdots + a_{p-1} x^{p-1}) \\&= \left(\frac{1}{1 + x^p} \right) (a_0 + a_1 x + \cdots + a_{p-1} x^{p-1}) \\&\quad \text{上式移项整理后, 变成 } \frac{h(x) \cdot (x^p + 1)}{f(x)} = (a_0 + a_1 x + \cdots + a_{p-1} x^{p-1})\end{aligned}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

$$\frac{h(x) \cdot (x^p + 1)}{f(x)} = (a_0 + a_1x + \cdots + a_{p-1}x^{p-1})$$

由定理9.1可知, $h(x)$ 的次数比 $f(x)$ 的低, 而且现已假定 $f(x)$ 为既约的, 所以上式表明 $(x^p + 1)$ 必定能被 $f(x)$ 整除。

应当注意, 此时序列A之周期 p 与初始状态或者说与 $h(x)$ 无关。当然, 这里不考虑全“0”作为初始状态。

上面证明了若序列A具有周期 p , 则 $(x^p + 1)$ 必能被 $f(x)$ 整除。另一方面, 若 $f(x)$ 能整除 $(x^p + 1)$, 令其商为

$$b_0 + b_1x + \cdots + b_{p-1}x^{p-1}$$

又因为在 $f(x)$ 为既约的条件下, 周期 p 与初始状态无关, 现在考虑初始状态 $a_{-1} = a_{-2} = \cdots = a_{-n+1} = 0$, $a_{-n} = 1$, 由式

$$h(x) = \sum_{i=1}^n c_i x^i (a_{-i} x^{-i} + a_{-(i-1)} x^{-(i-1)} + \cdots + a_{-1} x^{-1})$$

可知, 此时有 $h(x) = 1$ 。故有



第9章 正交编码与伪随机序列

$$\begin{aligned} G(x) &= \frac{h(x)}{f(x)} = \frac{1}{f(x)} = \frac{b_0 + b_1x + \cdots + b_{p-1}x^{p-1}}{x^p + 1} \\ &= (1 + x^p + x^{2p} + \cdots)(b_0 + b_1x + \cdots + b_{p-1}x^{p-1}) \\ &= (b_0 + b_1x + \cdots + b_{p-1}x^{p-1}) + x^p(b_0 + b_1x + \cdots + b_{p-1}x^{p-1}) + \cdots \end{aligned}$$

上式表明，序列A以 p 或 p 的某个因子为周期。若A以 p 的某个因子 p_1 为周期， $p_1 < p$ ，则由式

$$\frac{h(x) \cdot (x^p + 1)}{f(x)} = (a_0 + a_1x + \cdots + a_{p-1}x^{p-1})$$

已经证明 $(x^{p_1} + 1)$ 必能被 $f(x)$ 整除。

所以，序列A之周期等于使 $f(x)$ 能整除的最小正整数 p 。

【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 本原多项式

➤ 定义：若一个 n 次多项式 $f(x)$ 满足下列条件：

$f(x)$ 为既约的；

$f(x)$ 可整除 $(x^m + 1)$, $m = 2^n - 1$;

$f(x)$ 除不尽 $(x^q + 1)$, $q < m$;

则称 $f(x)$ 为本原多项式。

➤ 由定理9.4可以简单写出一个线性反馈移存器能产生 m 序列的充要条件为：反馈移存器的特征多项式为本原多项式。



第9章 正交编码与伪随机序列

- 【例】要求用一个4级反馈移存器产生 m 序列，试求其特征多项式。

这时， $n = 4$ ，故此移存器产生的 m 序列的长度为 $m = 2^n - 1 = 15$ 。由于其特征多项式 $f(x)$ 应可整除 $(x^m + 1) = (x^{15} + 1)$ ，或者说，应该是 $(x^{15} + 1)$ 的一个因子，故我们将 $(x^{15} + 1)$ 分解因子，从其因子中找 $f(x)$ ：

$$(x^{15} + 1) = (x^4 + x + 1)(x^4 + x^3 + 1)(x^4 + x^3 + x^2 + x + 1)(x^2 + x + 1)(x + 1)$$

$f(x)$ 不仅应为 $(x^{15} + 1)$ 的一个因子，而且还应该是一个4次本原多项式。上式表明， $(x^{15} + 1)$ 可以分解为5个既约因子，其中3个是4次多项式。可以证明，这3个4次多项式中，前2个是本原多项式，第3个不是。因为

$$(x^4 + x^3 + x^2 + x + 1)(x + 1) = (x^5 + 1)$$



第9章 正交编码与伪随机序列

$$(x^4 + x^3 + x^2 + x + 1)(x + 1) = (x^5 + 1)$$

这就是说, $(x^4 + x^3 + x^2 + x + 1)$ 不仅可整除 $(x^{15} + 1)$, 而且还可以整除 $(x^5 + 1)$, 故它不是本原的。于是, 我们找到了两个4次本原多项式: 和。由其中任何一个都可以产生 m 序列, 用作特征多项式构成的4级反馈移存器就是上图中给出的。

➤ 本原多项式表

由上述可见, 只要找到了本原多项式, 我们就能由它构成 m 序列产生器。但是寻找本原多项式并不是很简单的。经过前人大量的计算, 已将常用本原多项式列成表备查。在下表中列出了部分已经找到的本原多项式。

第9章 正交编码与伪随机序列

n	本原多项式		n	本原多项式	
	代数式	8进制表示法		代数式	8进制表示法
2	$x^2 + x + 1$	7	14	$x^{14} + x^{10} + x^6 + x + 1$	42103
3	$x^3 + x + 1$	13	15	$x^{15} + x + 1$	100003
4	$x^4 + x + 1$	23	16	$x^{16} + x^{12} + x^3 + x + 1$	210013
5	$x^5 + x^2 + 1$	45	17	$x^{17} + x^3 + 1$	400011
6	$x^6 + x + 1$	103	18	$x^{18} + x^7 + 1$	1000201
7	$x^7 + x^3 + 1$	211	19	$x^{19} + x^5 + x^2 + x + 1$	2000047
8	$x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$	435	20	$x^{20} + x^3 + 1$	4000011
9	$x^9 + x^4 + 1$	1021	21	$x^{21} + x^2 + 1$	10000005
10	$x^{10} + x^3 + 1$	2011	22	$x^{22} + x + 1$	20000003
11	$x^{11} + x^2 + 1$	4005	23	$x^{23} + x^5 + 1$	40000041
12	$x^{12} + x^6 + x^4 + x + 1$	10123	24	$x^{24} + x^7 + x^2 + x + 1$	100000207
13	$x^{13} + x^4 + x^3 + x + 1$	20033	25	$x^{25} + x^3 + 1$	200000011



第9章 正交编码与伪随机序列

在制作 m 序列产生器时，移存器反馈线（及模2加法电路）的数目直接决定于本原多项式的项数。为了使 m 序列产生器的组成尽量简单，我们希望使用项数最少的那些本原多项式。

由表可见，本原多项式最少有3项（这时只需要用一个模2加法器）。对于某些 n 值，由于不存在3项的本原多项式，我们只好列入较长的本原多项式。

由于本原多项式的逆多项式也是本原多项式，例如， $(x^{15} + 1)$ 的因子中的 $(x^4 + x + 1)$ 与 $(x^4 + x^3 + 1)$ 互为逆多项式，即10011与11001互为逆码，所以在表中每一本原多项式可以组成两种 m 序列产生器。



第9章 正交编码与伪随机序列

在一些书刊中，有时将本原多项式用8进制数字表示。我们也将这种表示方法示于此表中右侧。例如，对于 $n=4$ 表中给出“23”，它表示

2	3
0 1 0	0 1 1
$c_5 c_4 c_3$	$c_2 c_1 c_0$

即 $c_0 = c_1 = c_4 = 1$, $c_2 = c_3 = c_5 = 0$ 。



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ m 序列的性质

□ 均衡性

在 m 序列的一个周期中，“1”和“0”的数目基本相等。准确地说，“1”的个数比“0”的个数多一个。

【证】设一个 m 序列的周期为 $m = 2^n - 1$ ，则此序列可以表示为

$$a_0 a_1 a_2 \cdots a_{n-1} a_n a_{n+1} \cdots a_{m-1} a_0 a_1 \cdots$$

由于此序列中任何相继的 n 位都是产生此序列的 n 级移寄存器的一个状态，而且此移寄存器共有 m 个不同状态，所以可以把此移寄存器的这些相继状态列表，如下表所示。表中每一行为移寄存器的一个状态。 m 个相继的状态构成此 m 序列的一个周期。由此表直接看出，最后一列的元素按自上而下排列次序就构成上式中的 m 序列。自然，其他各列也构成同样的 m 序列，只是初始相位不同。

第9章 正交编码与伪随机序列

a_{n-1}	a_{n-2}	...	a_2	a_1	a_0
a_n	a_{n-1}	...	a_3	a_2	a_1
...
a_{n+i-1}	a_{n+i-2}	...	a_{i+2}	a_{i+1}	a_i
...
a_{n-2}	a_{n-3}	...	a_1	a_0	a_{n-1}
a_{n-1}	a_{n-2}	...	a_2	a_1	a_0
...



第9章 正交编码与伪随机序列

因为此表中每一元素为一位2进制数字，即 $a_i \in (0, 1)$ ， $i = 0, 1, \dots, (m - 1)$ 。所以表中每一位移存器状态可以看成是一个 n 位2进制数字。这 m 个不同状态对应1至 $(2^n - 1)$ 间的 m 个不同的2进制数字。由于1和 $m = (2^n - 1)$ 都是奇数，故1至 $(2^n - 1)$ 间这 m 个整数中奇数比偶数多1个。在2进制中，奇数的末位必为“1”，偶数的末位必为“0”，而此末位数字就是表中最后一列。故表中最右列的相继 m 个二进数字中“1”比“0”多一个。由于每列都构成一 m 序列，所以 m 序列中“1”比“0”多一个。

【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 游程分布

我们把一个序列中取值相同的那些相继的（连在一起的）元素合称为一个“游程”。在一个游程中元素的个数称为游程长度。例如，在前例中给出的 m 序列可以重写如下：

$$\begin{array}{c} m = 15 \\ \cdots \overbrace{1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 0} \cdots \end{array}$$

在其一个周期（ m 个元素）中，共有8个游程，其中长度为4的游程有1个，即“1 1 1 1”，长度为3的游程有1个，即“0 0 0”，长度为2的游程有2个，即“1 1”和“0 0”，长度为1的游程有4个，即两个“1”和两个“0”。

一般说来，在 m 序列中，长度为1的游程占游程总数的 $1/2$ ；长度为2的游程占游程总数的 $1/4$ ；长度为3的游程占 $1/8$ ；...



第9章 正交编码与伪随机序列

严格讲，长度为 k 的游程数目占游程总数的 2^{-k} ，其中 $1 \leq k \leq (n-1)$ 。而且在长度为 k 的游程中[其中 $1 \leq k \leq (n-2)$]，连“1”的游程和连“0”的游程各占一半。下面我们就来证明游程的这种分布规律。

【证】在上表中，每一行有 n 个元素。我们考虑恰好含有连续 k 个“1”的那些行，它们具有形状：

$$\underbrace{0 \ 1 \ 1 \ 1 \ \dots \ 1}_k \underbrace{0 \ \times \ \times \ \dots \ \times}_{(n-2-k)} \quad (1 \leq k \leq n-2)$$

其中左侧 $(k+2)$ 个元素中两端为“0”，中间全为“1”，这样就保证恰好含有连续 k 个“1”，而右侧的 $(n-2-k)$ 个元素用“ \times ”表示，它们可以任意取值“0”或“1”，不受限制。在上表的一个周期($m = 2^n - 1$ 行)中，符合上式形式的行的数目，按排列组合理论可知，等于 2^{n-2-k} 。



第9章 正交编码与伪随机序列

由反馈移存器产生 m 序列的原理可知，形式如上式的一行中的 k 个“1”，必定经过逐次位移最后输出，在输出序列中构成长度为 k 的一个连“1”游程。反之，输出序列中任何一个长度为 k 的连“1”游程，必然对应上表中这样的一行。所以，在 m 序列一个周期中长度为 k 的连“1”游程数目也等于 2^{n-k-2} 。同理，长度为 k 的连“0”游程数目也等于 2^{n-k-2} 。所以长度为 k 的游程总数（包括连“1”和连“0”的两种游程）等于

$$2^{n-k-2} + 2^{n-k-2} = 2^{n-k-1}$$

在序列的每一周期中，长度在 $1 \leq k \leq (n-2)$ 范围内的游程所包含的总码元数等于

$$\sum_{k=1}^{n-2} k \cdot 2^{n-k-1} = 1 \cdot 2^{n-2} + 2 \cdot 2^{n-3} + 3 \cdot 2^{n-4} + \cdots + (n-2) \cdot 2^1 = 2^n - 2n$$

上式求和计算中利用了下列算术几何级数公式：

$$\sum_{k=0}^{n-1} (a + kr)q^k = \frac{a - [a + (n-1)r]q^n}{1-q} + \frac{rq(1-q^{n-1})}{(1-q)^2}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

因为序列的每一周期中共有 $(2^n - 1)$ 个码元，所以除上述码元外，尚余 $(2^n - 1) - (2^n - 2n) = (2n - 1)$ 个码元。这些码元中含有的游程长度，从上表观察分析可知，应该等于 n 和 $(n - 1)$ ，即应有长为 n 的连“1”游程一个，长为 $(n - 1)$ 的连“0”游程一个，这两个游程长度之和恰为 $(2n - 1)$ 。并且由此构成的序列一个周期中，“1”的个数恰好比“0”的个数多一个。

最后，我们得到，在每一周期中，游程总数为

$$\sum_{k=1}^{n-2} 2^{n-k-1} + 2 = 2^{n-1}$$

计算上式求和时，利用了下列等比级数公式：

$$\sum_{k=1}^n aq^{k-1} = \frac{a(q^n - 1)}{q - 1}$$

所以，长度为 k 的游程占游程总数的比例为

$$\frac{2^{n-k-1}}{2^{n-1}} = 2^{-k}, \quad 1 \leq k \leq (n - 2)$$



第9章 正交编码与伪随机序列

由于长度为 $k = (n - 1)$ 的游程只有一个，它在游程总数 2^{n-1} 中占的比例为 $1 / 2^{n-1} = 2^{-(n-1)}$ ，所以上式仍然成立。因此，可将上式改写为

长度为 k 的游程所占比例 $= 2^{-k}$, $1 \leq k \leq (n - 1)$

【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 移位相加特性

一个 m 序列 M_p 与其经过任意次延迟移位产生的另一个不同序列 M_r 模2相加，得到的仍是 M_p 的某次延迟移位序列 M_s ，即

$$M_p \oplus M_r = M_s$$

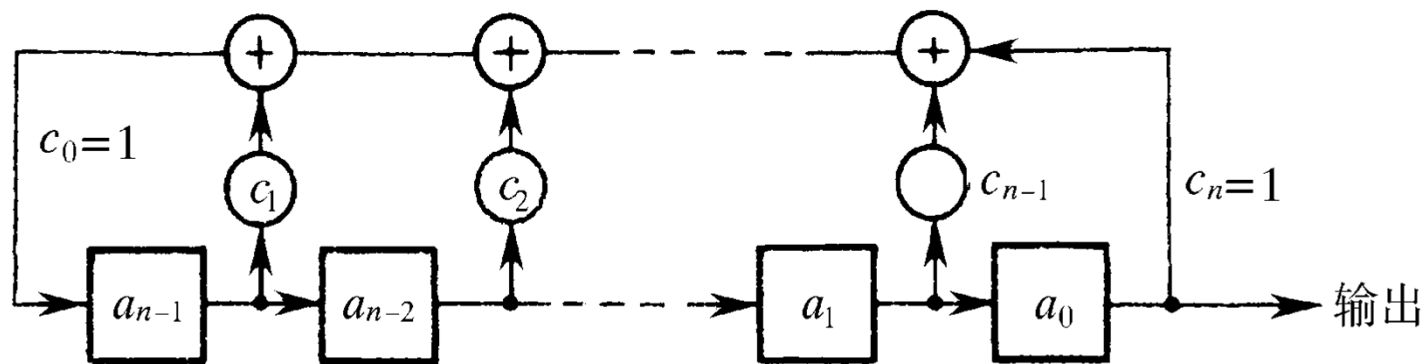
现在分析一个 $m = 7$ 的 m 序列 M_p 作为例子。设 M_p 的一个周期为1110010。另一个序列 M_r 是 M_p 向右移位一次的结果，即 M_r 的一个相应周期为0121001。这两个序列的模2和为

$$1110010 \oplus 0111001 = 1001011$$

上式得出的为 M_s 的一个相应的周期，它与 M_p 向右移位5次的结果相同。下面我们对 m 序列的这种移位相加特性作一般证明。

第9章 正交编码与伪随机序列

【证】设产生序列 M_p 的 n 级反馈移寄存器的初始状态如下图所示所



这一初始状态也就是上表中第一行的 $a_0a_1a_2\dots a_{n-1}$ 。由这一初始状态代入递推方程式得到移寄存器下一个输入为

$$a_n = c_1 a_{n-1} + c_2 a_{n-2} + \dots + c_n a_0$$

若将序列 M_p 的初始状态的 r 次延迟移位作为序列 M_r 的初始状态，则将 M_r 的初始状态 $a_r a_{r+1} a_{r+2} \dots a_{n+r+1}$ 代入递推方程式，得到下一个输入： $a_{n+r} = c_1 a_{n+r-1} + c_2 a_{n+r-2} + \dots + c_n a_r$



第9章 正交编码与伪随机序列

将上两式相加（模2），得到

$$a_n + a_{n+r} = c_1(a_{n-1} + a_{n+r-1}) + c_2(a_{n-2} + a_{n+r-2}) + \cdots + c_n(a_0 + a_r)$$

上式右端 n 个括弧中两元素模2相加的结果一定是上表中另一行的元素。这是因为表中的各行包含了除全“0”外的全部 n 位二进制数字。设相加结果为

$$a_{i+n-1} a_{i+n-2} \cdots a_{i+1} a_i$$

则上式可以改写为

$$a_n + a_{n+r} = c_1 a_{i+n-1} + c_2 a_{i+n-2} + \cdots + c_n a_i$$

上式表明 $(a_n + a_{n+r})$ 仍为原 n 级反馈移存器按另一初始状态 $(a_{i+n-1} a_{i+n-2} \cdots a_{i+1} a_i)$ 产生的输入，这是因为 $c_1 c_2 \cdots c_n$ 未改变，移存器的反馈线接法也未改变。这个初始状态比 M_p 的初始状态延迟了 i 位。故序列 M_p 和 M_r 之和是 M_p 经过延迟 i 位的移位序列。【证毕】



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 自相关函数

现在我们讨论 m 序列的自相关函数。由9.2节互相关系数定义式得知， m 序列的自相关函数可以定义为：

$$\rho(j) = \frac{A - D}{A + D} = \frac{A - D}{m}$$

式中 A — m 序列与其 j 次移位序列一个周期中对应元素相同的数目；

D — m 序列与其 j 次移位序列一个周期中对应元素不同的数目；

m — m 序列的周期。

上式还可以改写成如下形式：

$$\rho(j) = \frac{[a_i \oplus a_{i+j} = 0] \text{的数目} - [a_i \oplus a_{i+j} = 1] \text{的数目}}{m}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

由 m 序列的延迟相加特性可知，上式分子中的 $a_i \oplus a_{i+j}$ 仍为 m 序列的一个元素。所以上式分子就等于 m 序列一个周期中“0”的数目与“1”的数目之差。另外，由 m 序列的均衡性可知， m 序列一个周期中“0”的数目比“1”的数目少一个。所以上式分子等于 -1 。这样，就有

$$\rho(j) = \frac{-1}{m}, \quad \text{当 } j = 1, 2, \dots, m-1$$

当 $j = 0$ 时，显然 $\rho(0) = 1$ 。所以，我们最后写成：

$$\rho(j) = \begin{cases} 1, & \text{当 } j = 0 \\ \frac{-1}{m}, & \text{当 } j = 1, 2, \dots, m-1 \end{cases}$$

不难看出，由于 m 序列有周期性，故其自相关函数也有周期性，周期也是 m ，即 $\rho(j) = \rho(j - km)$ ，当 $j \geq km$ $k = 1, 2, \dots$ 而且 $\rho(j)$ 是偶函数，即有 $\rho(j) = \rho(-j)$ ， $j = \text{整数}$



第9章 正交编码与伪随机序列

上面数字序列的自相关函数 $\rho(j)$ 只定义在离散的点上 (j 只取整数)。但是, 若把 m 序列当作周期性连续函数求其自相关函数, 则从周期函数的自相关函数的定义:

$$R(\tau) = \frac{1}{T_0} \int_{-T_0/2}^{T_0/2} s(t)s(t+\tau)dt$$

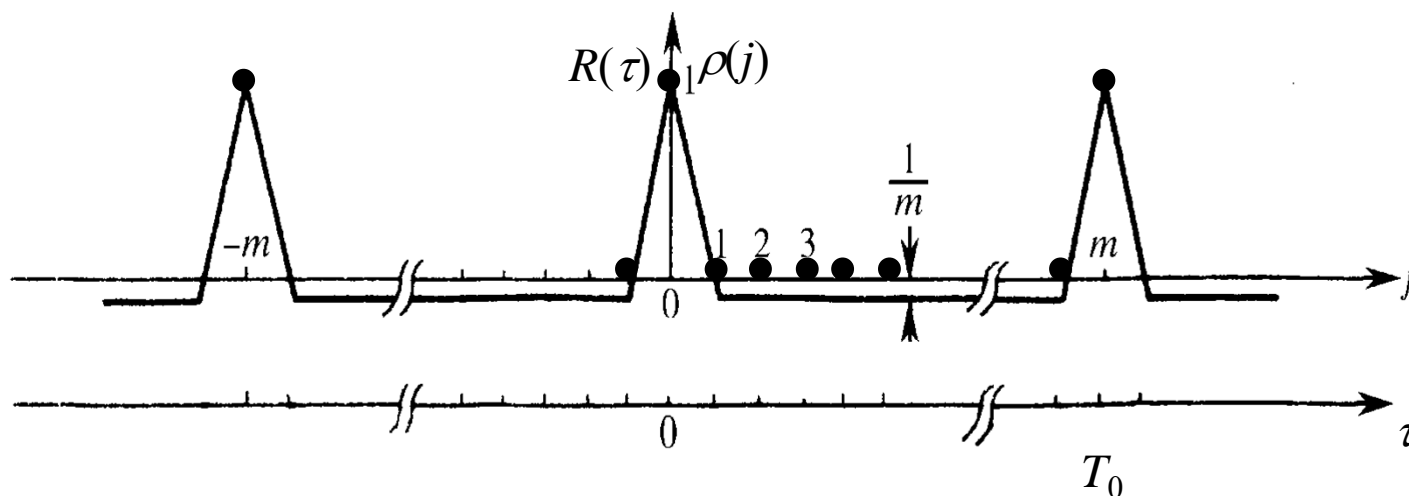
式中 T_0 — $s(t)$ 的周期,

可以求出其自相关函数 $R(\tau)$ 的表示式为

$$R(\tau) = \begin{cases} 1 - \frac{m+1}{T_0} |\tau - iT_0|, & 0 \leq |\tau - iT_0| \leq \frac{T_0}{m}, & i = 0, 1, 2, \dots \\ -1/m, & \text{其他处} \end{cases}$$

第9章 正交编码与伪随机序列

按照上面的公式画出的 $\rho(j)$ 和 $R(\tau)$ 的曲线示于下图中。



图中的圆点表示 j 取整数时的 $\rho(j)$ 取值，而折线是 $R(\tau)$ 的连续曲线。可以看出，两者是重合的。由图还可以看出，当周期 T_0 非常长和码元宽度 T_0/m 极小时， $R(\tau)$ 近似于冲激函数 $\delta(t)$ 的形状。

由上述可知， m 序列的自相关函数只有两种取值：0和 $(1/m)$ 。有时把这类序列称为**双值自相关**序列。

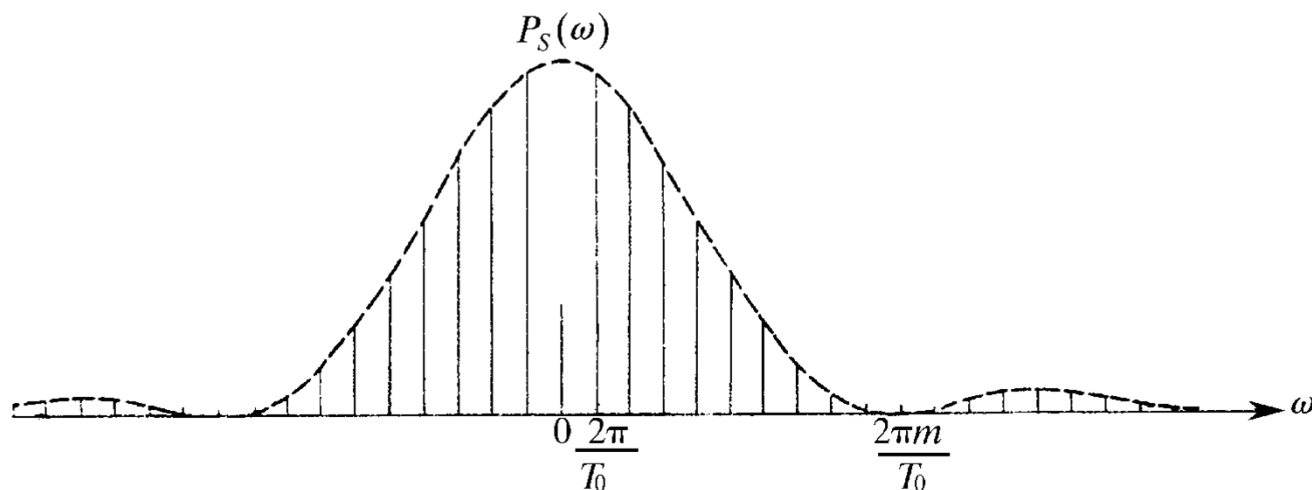
第9章 正交编码与伪随机序列

功率谱密度

信号的自相关函数与功率谱密度构成一对傅里叶变换。因此，很容易对 m 序列的自相关函数式作傅里叶变换，求出其功率谱密度

$$P_s(\omega) = \frac{m+1}{m^2} \left[\frac{\sin(\omega T_0 / 2m)}{(\omega T_0 / 2m)} \right]^2 \sum_{\substack{n=-\infty \\ n \neq 0}}^{\infty} \delta\left(\omega - \frac{2\pi n}{T_0}\right) + \frac{1}{m^2} \delta(\omega)$$

按照上式画出的曲线示于下图中。由此图可见，在 $T_0 \rightarrow \infty$ 和 $m/T_0 \rightarrow \infty$ 时， $P_s(\omega)$ 的特性趋于白噪声的功率谱密度特性。





第9章 正交编码与伪随机序列

□ 伪噪声特性

我们对一正态分布白噪声取样，若取样值为正，则记为“+”；若取样值为负，则记为“-”。将每次取样所得极性排成序列，例如

...+-++--+-++--...

这是一个随机序列，它具有如下3个基本性质：

- 序列中“+”和“-”的出现概率相等。
- 序列中长度为1的游程约占1/2；长度为2的游程约占1/4；长度为3的游程约占1/8；...。一般说来，长度为 k 的游程约占 $1/2^k$ 。而且在长度为 k 的游程中，“+”游程和“-”游程约各占一半。
- 由于白噪声的功率谱密度为常数，功率谱密度的逆傅里叶变换，即自相关函数，为一冲激函数 $\delta(\tau)$ 。当 $\tau \neq 0$ 时， $\delta(\tau)=0$ 。仅当 $\tau=0$ 时， $\delta(\tau)$ 是个面积为1的脉冲。



第9章 正交编码与伪随机序列

由于 m 序列的均衡性、游程分布和自相关特性与上述随机序列的基本性质极相似，所以通常将 m 序列称为伪噪声(PN)序列，或称为伪随机序列。

但是，具有或部分具有上述基本性质的PN序列不仅只有 m 序列一种。 m 序列只是其中最常见的一种。除 m 序列外， M 序列、二次剩余序列（或称为Legendre序列）、霍尔(Hall)序列和双素数序列等都是PN序列。



第9章 正交编码与伪随机序列

9.3.3 其他伪随机序列简介

◆ M 序列

- 定义：由非线性反馈移存器产生的周期最长的序列称为 M 序列。

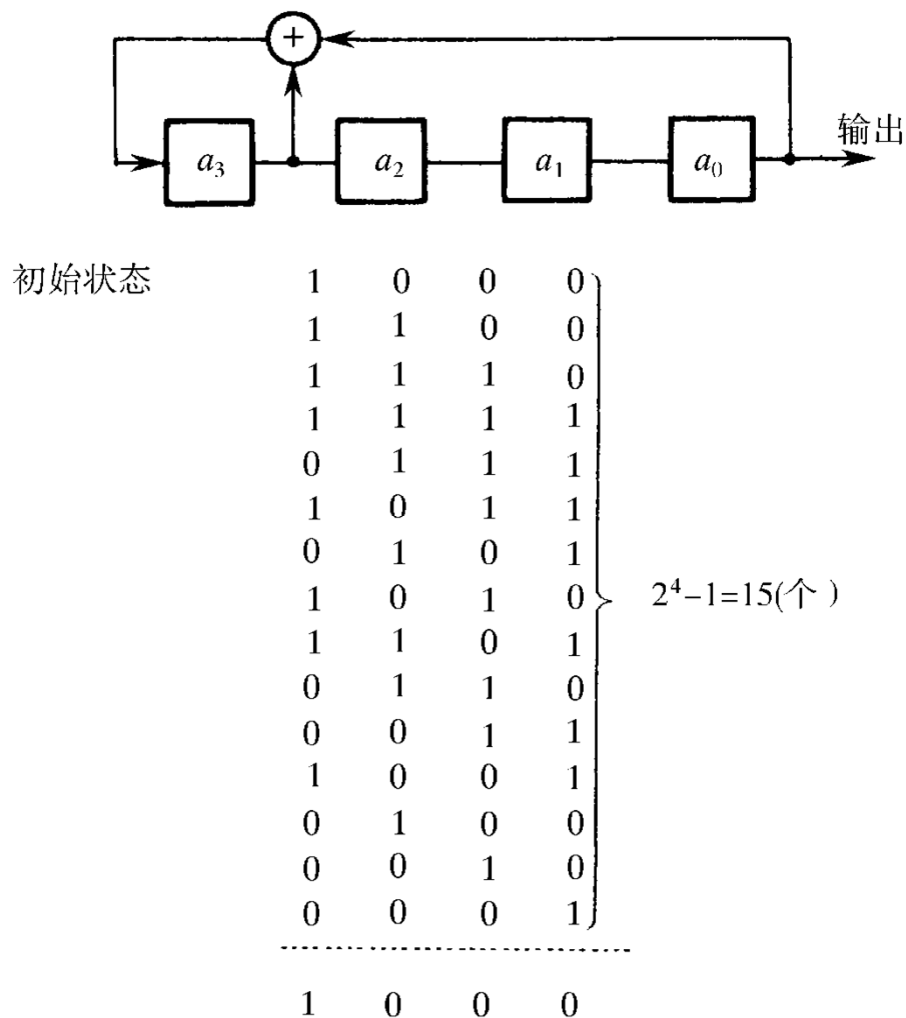
由上节对 m 序列产生器的分析可知，一个 n 级 m 序列产生器只可能有 $(2^n - 1)$ 种不同的状态。但是 n 级移存器最多可有 2^n 种状态，在 m 序列中不能出现的是全 “0” 状态。在线性反馈条件下，全 “0” 状态出现后，产生器的状态将不会再改变；但是在非线性反馈条件下，却不一定如此。因此，非线性反馈移存器的最长周期可达 2^n ，我们称这种周期长达 2^n 的序列为 M 序列。

第9章 正交编码与伪随机序列

□ M 序列的产生方法

目前，如何产生 M 序列的问题，尚未从理论上完全解决，人们只找到很少几种构造它的方法。下面仅简单介绍利用 m 序列产生器构成 M 序列产生器的方法。

首先观察右图中的例子。它是一个 $n=4$ 级的 m 序列产生器。图中给出了它的15种状态。若使它增加一个“000”状态， \dot{y}_u 可变成 M 序列产生器了。





第9章 正交编码与伪随机序列

因为移存器中后级状态必须是由其前级状态移入而得，故此“0000”状态必须处于初始状态“1000”之前和“0001”状态之后。这就是说，我们需要将其递推方程修改为非线性方程，使“0001”状态代入新的递推方程后，产生状态“0000”（而不是“1000”），并且在“0000”状态代入后产生状态“1000”（而不是保持“0000”不变）。

修改前的递推方程为

$$a_k = \sum_{i=1}^n c_i a_{k-i} = a_{k-1} \oplus a_{k-4}$$

为满足上述要求，修改后的递推方程应为

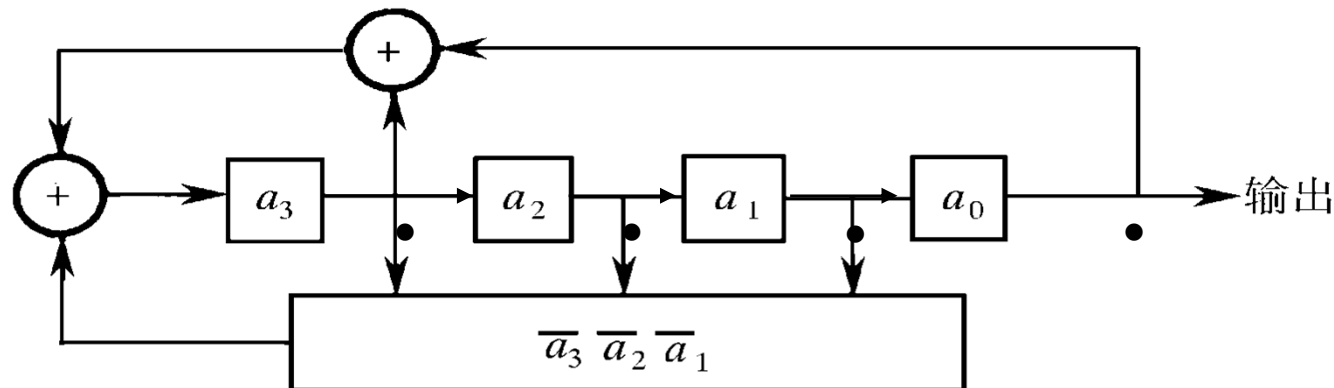
$$\begin{aligned} a_k &= a_{k-1} \oplus a_{k-4} \oplus \bar{a}_{k-1} \bar{a}_{k-2} \bar{a}_{k-3} a_{k-4} \oplus \bar{a}_{k-1} \bar{a}_{k-2} \bar{a}_{k-3} \bar{a}_{k-4} \\ &= a_{k-1} \oplus a_{k-4} \oplus \bar{a}_{k-1} \bar{a}_{k-2} \bar{a}_{k-3} = \sum_{i=1}^4 c_i a_{k-i} \oplus \bar{a}_{k-1} \bar{a}_{k-2} \bar{a}_{k-3} \end{aligned}$$

第9章 正交编码与伪随机序列

对于 n 级 m 序列产生器也一样。为使 n 级 m 序列产生器变成 M 序列产生器，也只需使其递推方程改为

$$a_k = \sum_{i=1}^4 c_i a_{k-i} \oplus \bar{a}_{k-1} \bar{a}_{k-2} \cdots \bar{a}_{k-n+1} = \sum_{i=1}^n c_i a_{k-i} \oplus \prod_{j=1}^{n-1} \bar{a}_{k-j}$$

有了递推方程，就不难构造出此 M 序列产生器。例如用这种方法得到的一个4级 M 序列产生器如下图所示。





第9章 正交编码与伪随机序列

□ M 序列的性质

M 序列与 m 序列类似，也在一定程度上具有噪声特性。它满足 m 序列的前两个性质，即：

- 在 M 序列的一个周期中，出现“0”与“1”的数目相等。
- 在 n 级 M 序列的一个周期中，游程共有 2^{n-1} 个，其中长度为 k 的游程占 $1/2^k$ ， $1 \leq k \leq n-2$ ；长为 n 的游程有两个，没有长为 $(n-1)$ 的游程。在同长的游程中，“0”游程和“1”游程各占一半。这两个性质的证明方法与 m 序列的一样。

但是， M 序列不再具有 m 序列的移位相加特性及双值自相关特性。



第9章 正交编码与伪随机序列

□ M 序列的优点

M 序列与 m 序列相比，最主要的优点是数量大，即同样级数 n 的移存器能够产生的平移不等价 M 序列总数比 m 序列的大得多，且随 n 的增大迅速增加。在下表中给出了级数 n 与可能产生的两种序列数目的比较。

n	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
m 序列数目	1	1	2	2	6	6	18	16	48	60
M 序列数目	1	1	2	16	2048	6.71088	1.44115	1.32922	2.26156	1.30935
						$\times 10^7$	$\times 10^{17}$	$\times 10^{36}$	$\times 10^{74}$	$\times 10^{151}$

M 序列的数量虽然相当大，但是目前能够实际产生出来的 M 序列数目却还不很多。这还有待于今后继续研究。



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 二次剩余序列

- 定义：二次剩余又称平方剩余数，例如， $3^2 = 9$ ；9被7除得到的余数是2，即有

$$3^2 = 9 \equiv 2 \pmod{7}$$

则称2为模7的平方剩余数。

一般说来，如果能找到一个整数 x ，它使

$$x^2 \equiv i \pmod{p}$$

若此方程成立，我们就认为这个方程有解。满足此方程的 i 就是模 p 的二次剩余；否则， i 就是模 p 的二次非剩余。当规定 $a_0 = -1$ ，且

$$a_i = \begin{cases} 1, & \text{若 } i \text{ 是模 } p \text{ 的二次剩余} \\ -1, & \text{若 } i \text{ 是模 } p \text{ 的非二次剩余} \end{cases}$$

其中 p 为奇数，则称 $\{a_i\}$ 为二次剩余序列， $i = 0, 1, 2, \dots$ ，其周期为 p 。



第9章 正交编码与伪随机序列

□ 例：设 $p = 19$ ，容易算出

$$12 \equiv 1 \pmod{19},$$

$$32 \equiv 9 \pmod{19},$$

$$52 \equiv 6 \pmod{19},$$

$$72 \equiv 11 \pmod{19},$$

$$92 \equiv 5 \pmod{19},$$

$$112 \equiv 7 \pmod{19},$$

$$132 \equiv 17 \pmod{19},$$

$$152 \equiv 16 \pmod{19},$$

$$172 \equiv 4 \pmod{19},$$

$$22 \equiv 4 \pmod{19},$$

$$42 \equiv 16 \pmod{19},$$

$$62 \equiv 17 \pmod{19},$$

$$82 \equiv 7 \pmod{19},$$

$$102 \equiv 5 \pmod{19},$$

$$122 \equiv 11 \pmod{19},$$

$$142 \equiv 6 \pmod{19},$$

$$162 \equiv 9 \pmod{19},$$

$$182 \equiv 1 \pmod{19}.$$

因此，1、4、5、6、7、9、11、16、17是模19的二次剩余；
而2、3、8、10、12、13、14、15、18是模19的非二次剩余。



第9章 正交编码与伪随机序列

这样，得到周期 $p = 19$ 的二次剩余序列为：

— + — — + + + — + — + — — — — + + —

式中 $+ \equiv +1$; $- \equiv -1$ 。

这种序列具有随机序列基本性质的第1)条性质，但一般不具备第2)条性质。当 $p = 4t - 1$ 时（ $t =$ 正整数），它是双值自相关序列，即具有近于随机序列基本性质第3)条的性质；当 $p = 4t + 1$ 时，它不是双值自相关序列。但是若 p 很大，它仍具有近于第3)条的性质。一般认为它也属于伪随机序列。

第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 双素数序列

- 上述二次剩余序列的周期 p 为素数。在双素数序列中，周期 p 是两个素数 p_1 和 p_2 的乘积，而且 $p_2 = p_1 + 2$ ，即有

$$p = p_1 \cdot p_2 = p_1(p_1 + 2)$$

- 定义：双素数序列 $\{a_i\}$ 的定义为：

$$a_i = \begin{cases} \left(\frac{i}{p_1}\right)\left(\frac{i}{p_2}\right), & \text{当}(i, p) = 1 \\ 1, & \text{当} i \equiv 0 \pmod{p_2} \\ -1, & \text{当} i \text{为其他值} \end{cases}$$

式中

$$\left(\frac{i}{p_j}\right) = \begin{cases} 1, & \text{若} i \text{是模} p_j \text{的二次剩余} \\ -1, & \text{若} i \text{是模} p_j \text{的非二次剩余} \end{cases} \quad (j=1,2)$$

$(i, p) = 1$ 表示 i 和 p 互为素数（最大公因子为1）。



第9章 正交编码与伪随机序列

- 例：设 $p_1=3$, $p_2=5$, $p=3 \cdot 5=15$ 。这时在一个周期中满足 $(i, p)=1$ 条件的 i , 即小于15且与15互素的正整数有：1、2、4、7、8、11、13、14。对于这些 i 值, 可以计算出：

$$\begin{aligned} \left(\frac{i}{p_1}\right): \quad & \left(\frac{1}{3}\right) = \left(\frac{4}{3}\right) = \left(\frac{7}{3}\right) = \left(\frac{13}{3}\right) = 1 \\ & \left(\frac{2}{3}\right) = \left(\frac{8}{3}\right) = \left(\frac{11}{3}\right) = \left(\frac{14}{3}\right) = -1 \\ \left(\frac{i}{p_2}\right): \quad & \left(\frac{1}{5}\right) = \left(\frac{4}{5}\right) = \left(\frac{11}{5}\right) = \left(\frac{14}{5}\right) = 1, \\ & \left(\frac{2}{5}\right) = \left(\frac{7}{5}\right) = \left(\frac{8}{5}\right) = \left(\frac{13}{5}\right) = -1, \end{aligned}$$



第9章 正交编码与伪随机序列

对这些 i 值作 $(i/p_1)(i/p_2)$ 的运算后, 得出 $a_1 = a_2 = a_4 = a_8 = 1$ 以及 $a_7 = a_{11} = a_{13} = a_{14} = -1$ 。又因 $i = 0 \equiv 5 = 10 \pmod{5}$, 故 $a_0 = a_5 = a_{10} = 1$ 。对于其余的 i , 有 $a_3 = a_6 = a_9 = a_{12} = -1$ 。所以此双素数序列为:

+++--+--+--+

式中 $+\equiv +1$;

$-\equiv -1$ 。

可以验证, 双素数序列也基本满足随机序列的基本性质, 所以也属于PN序列。



第9章 正交编码与伪随机序列

9.4 扩展频谱通信

■ 分类:

- ◆ 直接序列(DS)扩谱: 它通常用一段伪随机序列(又称为伪码)表示一个信息码元, 对载波进行调制。伪码的一个单元称为一个码片。由于码片的速率远高于信息码元的速率, 所以已调信号的频谱得到扩展。
- ◆ 跳频(FH)扩谱: 它使发射机的载频在一个信息码元的时间内, 按照预定的规律, 离散地快速跳变, 从而达到扩谱的目的。载频跳变的规律一般也是由伪码控制的。
- ◆ 线性调频: 载频在一个信息码元时间内在一个宽的频段中线性地变化, 从而使信号带宽得到扩展。由于此线性调频信号若工作在低频范围, 则它听起来像鸟声, 故又称“鸟声”调制。



第9章 正交编码与伪随机序列

目的

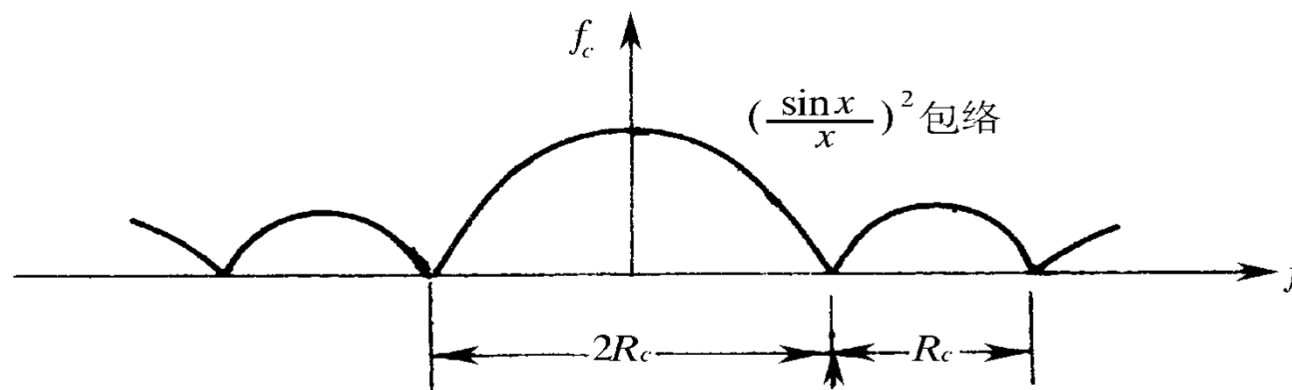
- 提高抗窄带干扰的能力，特别是提高抗有意干扰的能力。由于这类干扰的带宽窄，所以对于宽带扩谱信号的影响不大。
- 防止窃听。扩谱信号的发射功率谱密度可以很小，小到低于噪声的功率谱密度，将发射信号隐藏在背景噪声中，使侦听者很难发现。此外，由于采用了伪码，窃听者不能方便地听懂发送的消息。
- 提高抗多径传输效应的能力。由于扩谱调制采用了扩谱伪码，它可以用来分离多径信号，所以有可能提高其抗多径的能力。
- 多个用户可以共用同一频带。在同一扩谱频带内，不同用户采用互相正交的不同扩谱码，就可以区分各个用户的信号，从而按照码分多址的原理工作。
- 提供测距能力。通过测量扩谱信号的自相关特性的峰值出现时刻，可以从信号传输时间的大小计算出传输距离

第9章 正交编码与伪随机序列

直接序列扩谱系统

◆ 原理

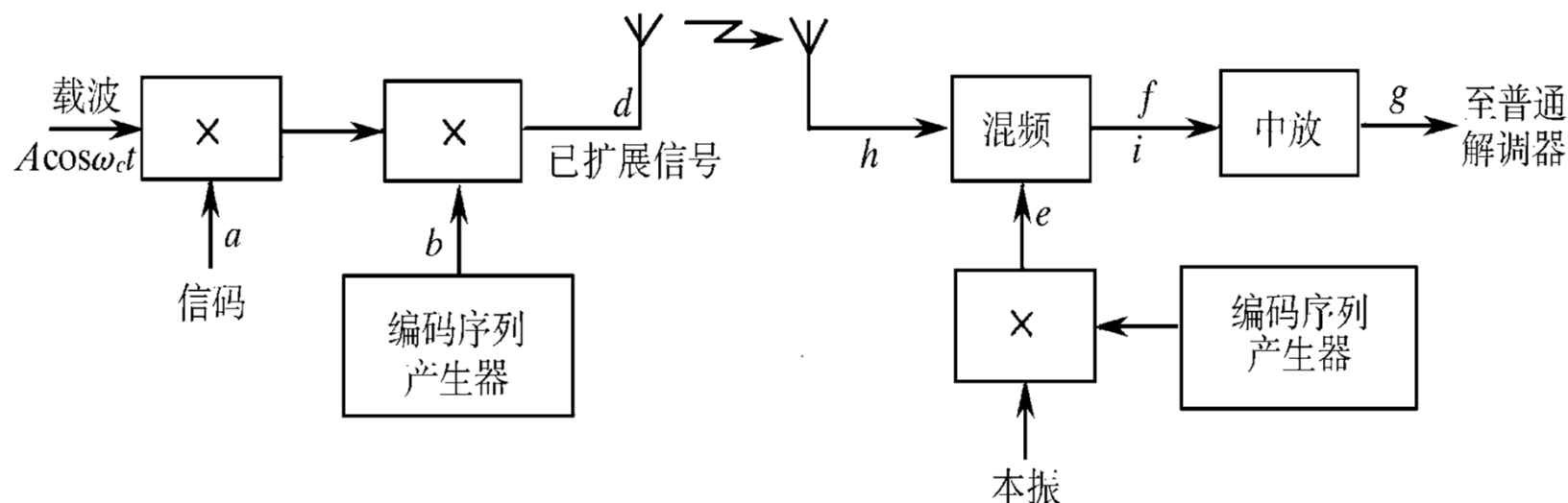
- 用一组伪码代表信息码元去调制载波。最常用的是2PSK。这种信号的典型功率谱密度曲线示于下图中。



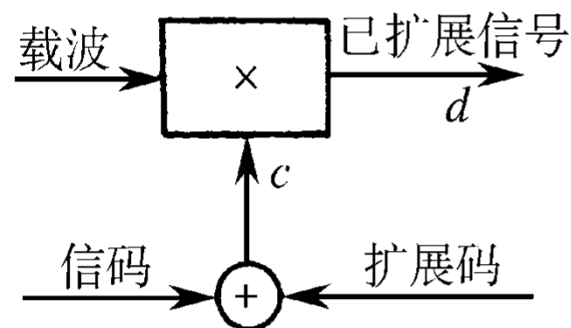
图中所示主瓣带宽（零点至零点）是伪码时钟速率 R_c 的两倍。每个旁瓣的带宽等于 R_c 。例如，若所用码片的速率为5 Mb/s，则主瓣带宽将为10 MHz，每个旁瓣宽为5 MHz。

第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 原理方框图



- ◆ 调制器简化方框图：先将两路编码序列模2相加，然后再去进行反相键控。



第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 接收过程图解

(a) 信码;

(b) 伪码序列;

(c) 发送序列;

(d) 发送载波相位;

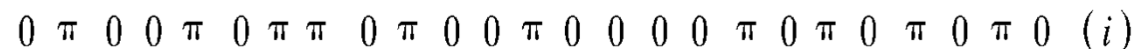
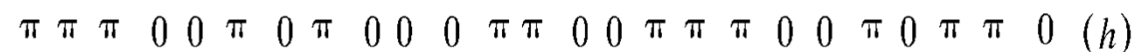
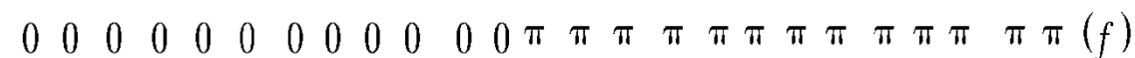
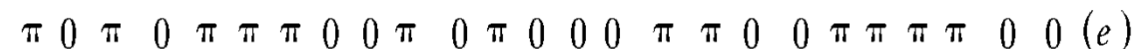
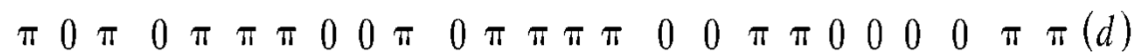
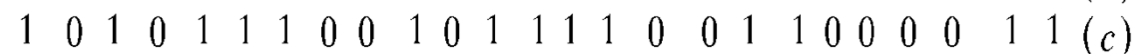
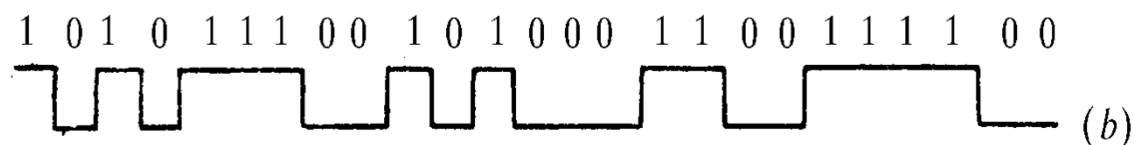
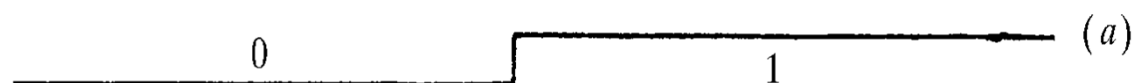
(e) 混频用本振相位;

(f) 中频相位;

(g) 解调信号;

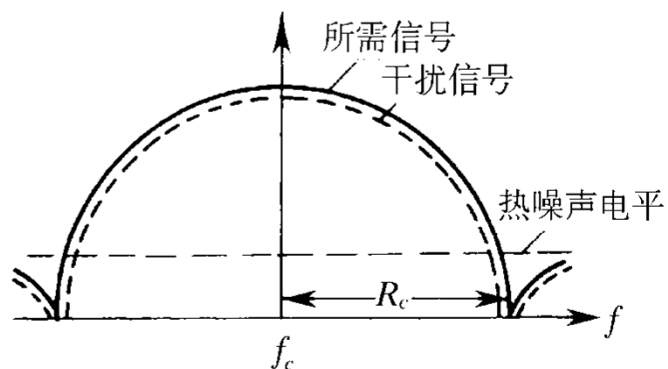
(h) 干扰信号相位;

(i) 混频后干扰信号
相位。

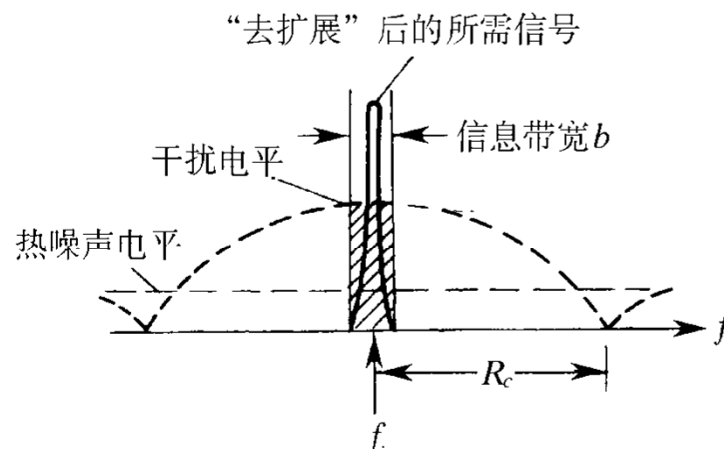


第9章 正交编码与伪随机序列

◆ 信号和干扰信号在频域中的变化



(a) 在接收机输入端



(b) 在接收机中放输出端



通信原理基础

第11章 通信网



第11章 通信网

• 11.1 概述

- 通信网是在多点之间传递信息的通信系统。
- 通信网的基本组成部分
 - ◆ 终端设备：包括电话机、传真机、电台、计算机等发送和接收信号的设备。
 - ◆ 通信链路：定义在一定的频域和空域，它占用给定的频带和物理空间。链路可以被时分复用或频分复用。
 - ◆ 交换设备：按照信令将通信链路传来的信号转接到另一条链路的设备。
 - ◆ 有些通信网中还包含转发设备。

第11章 通信网

■ 通信网的分类

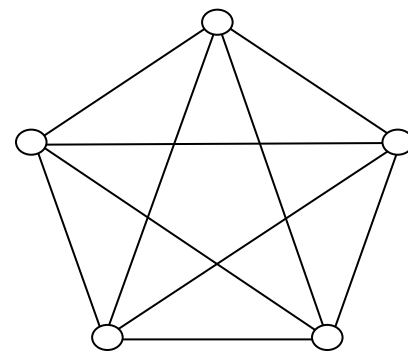
◆ 按照功能区分

- 电报网、电话网、电传(Telex)网以及电视网等等。
- 综合业务数字网(ISDN)
 - 窄带综合业务数字网(N-ISDN)
 - 宽带综合业务数字网(B-ISDN)
- 移动通信网：蜂窝网

◆ 按照拓扑结构区分

□ 网形：

网形网的任意两个节点之间都有一条链路直接相连。所以若网中共有 N 个节点，则需要 $N(N-1)/2$ 条链路连接。当 N 增大时，所需链路数目将急剧增加，故经济性较差。但是，若各节点有转发功能，则可靠性大为增加。

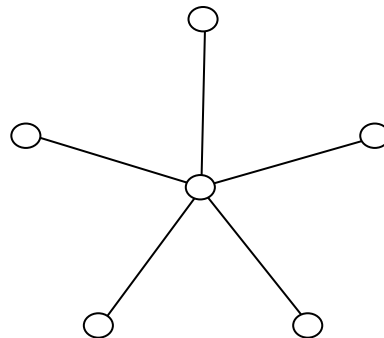


第11章 通信网

□ 星形网：

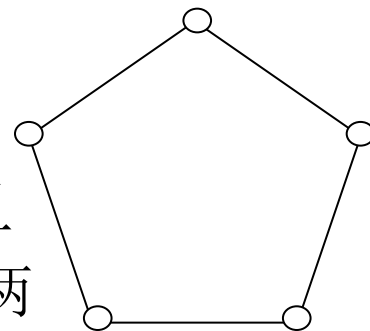
在星形网中，若共有 N 个节点，则共需 $(N-1)$ 条链路；除中心节点外，其他节点之间的通信都需要经过中心节点转接。

故在中心节点处需要有交换设备为其他各个节点转接信号。和网形网相比，星形网需要的链路数目减少了，但是需要增加交换设备。



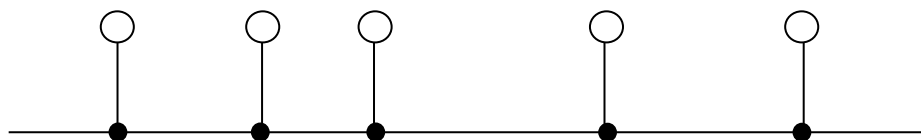
□ 环形网

环形网所需的链路数目 N 等于节点数目，并且每个节点都需要有转发功能。在这里，任意两个节点之间都有一条迂回链路，所以可靠性比星形网高。但是，在某些节点之间可能需要多次转发，这个因素又会使传输时延增大和可靠性下降。



第11章 通信网

□ 总线形网

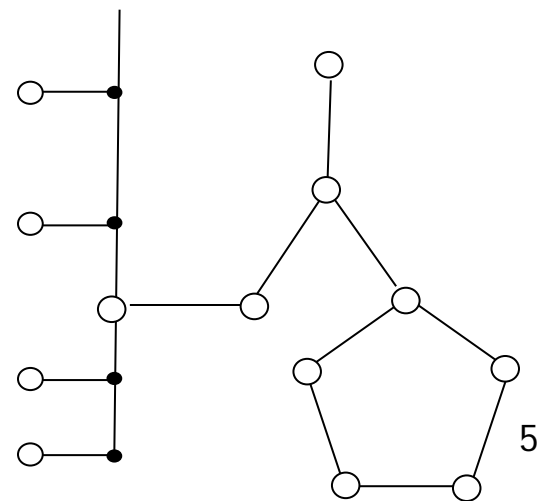


在总线形网中，利用一条“总线”连接所有节点。由于所有节点共用这条总线，即总线同时只能为两个节点服务，所以它主要用于分时工作的计算机局域网中。

由于总线形网和环形网的上述特点，当网中节点数目较大时，可能使信号传输的时延较长。这两种网主要适合用于节点数目较少的计算机网中。

□ 复合形网

复合形网是上述几种基本型网的组合。根据对网络的性能要求，常将几种基本型网结合使用，以求达到技术和经济指标优化的目的。





第11章 通信网

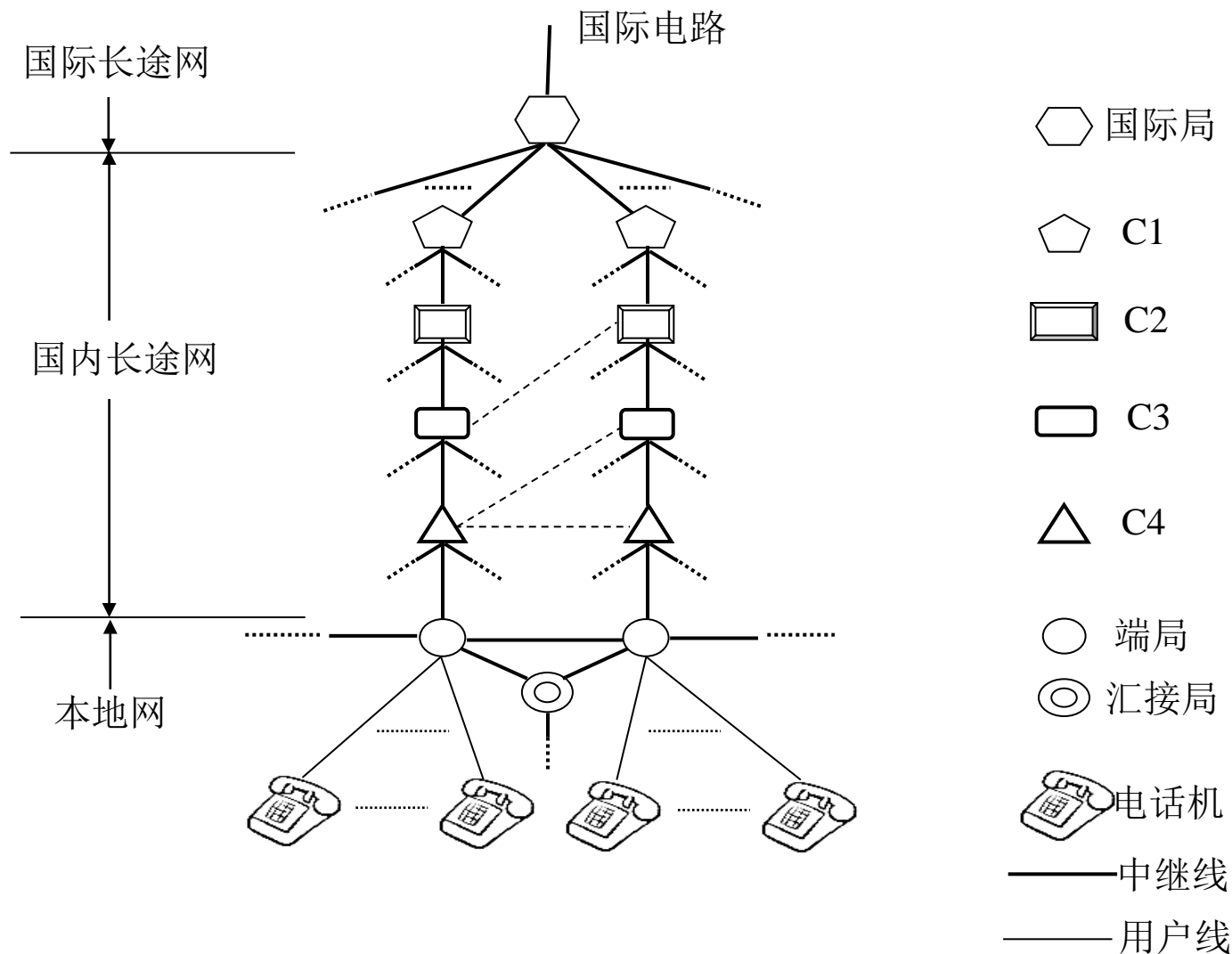
• 11.2 电话网

■ 11.2.1 电话网的结构

- ◆ 组成：由终端设备（电话机）、传输线路和交换设备组成。
- ◆ 分类：
 - 专用交换电话网
 - 公共交换电话网(PSTN)
 - 下面以公共网为例，介绍其结构和功能。

第11章 通信网

PSTN的拓扑结构示意图



第11章 通信网

◆ 本地电话网：

- 是指在一个统一号码长度的编号区内，由电话机、用户线、用户端局（简称端局）、汇接局、局间中继线和长话-市话中继线组成的电话网。
- 各用户的电话机经过用户线接到端局。在一个端局内的线路一般构成星形网。在端局中的用户交换机用于按照呼叫用户的信令连接被呼叫用户。
- 汇接局则汇聚各端局的连接，并与其他汇接局连接。各端局和汇接局之间用局间中继线连接。
- 长话-市话中继线则用于将本地电话网和国内长途电话网相连接。中继线一般是大容量电缆，用于传输时分复用PCM信号。

第11章 通信网

◆ 国内长途电话网：

- 是指全国各市（县）间用户进行长途通话的电话网，网中各市（县）都设一个或多个长途电话局。各长途局间由长途电话线路连接起来。
- 国内长途电话网的结构在我国采用分级汇接制，它包含4个等级的交换中心，即大区交换中心（C1），省交换中心(C2)，地区交换中心(C3)和县市交换中心（C4）。
- 分级汇接制在图中显示为树状结构。但是不排除个别的跨区连接，如图中虚线所示。



第11章 通信网

- ◆ 国际长途电话网：

- 是指将世界各国的电话网相互连接起来进行国际通话的电话网。
- 为此，每个国家都需设有一个或几个国际电话局。国际长途通话实际上需要经过通话双方国内电话网和国际电话局，以及国际电路等几部分进行的。

第11章 通信网

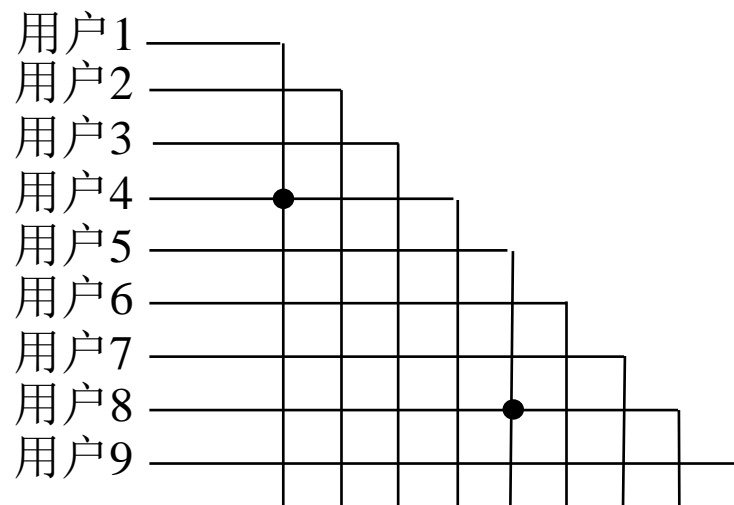
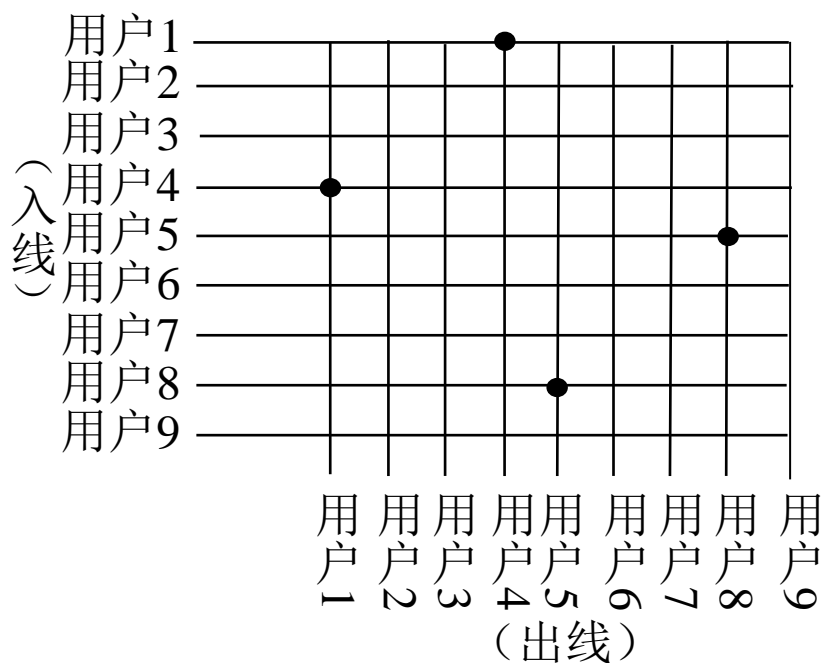
11.2.2 电话网中的交换

◆ 电路转接方法：用于早期的电话网

□ 双向交换矩阵

不适宜用于数字电路

□ 单向交换矩阵



和双向交换矩阵相比，这种单向交换矩阵中的开关数目要加倍。

第11章 通信网

◆ 时分数字交换技术

- 由于数字通信技术的发展，在交换设备中目前一般采用时分数字交换技术。这时，被交换的信号是数字信号。
- 若由用户线路输入的是模拟信号，则首先应将其数字化，再进行交换。交换后，再经过数/模变换，变成模拟信号送回用户。
- 在数字交换设备中，均采用时分复用PCM体制。这样，只需将分配给各用户的时隙位置搬移，即可达到交换的目的。时隙的搬移，虽然在原理上可以用时延的方法实现，但是在实际中时隙交换器通常是用随机存储器(RAM)完成的。

- ◆ 上述两种方法中，前者用开关矩阵实现交换的方法常称为空分交换，后者则称为时分交换。空分交换时刻保持连接通信两端用户的线路处于持续接通状态。时分交换则不然。



第11章 通信网

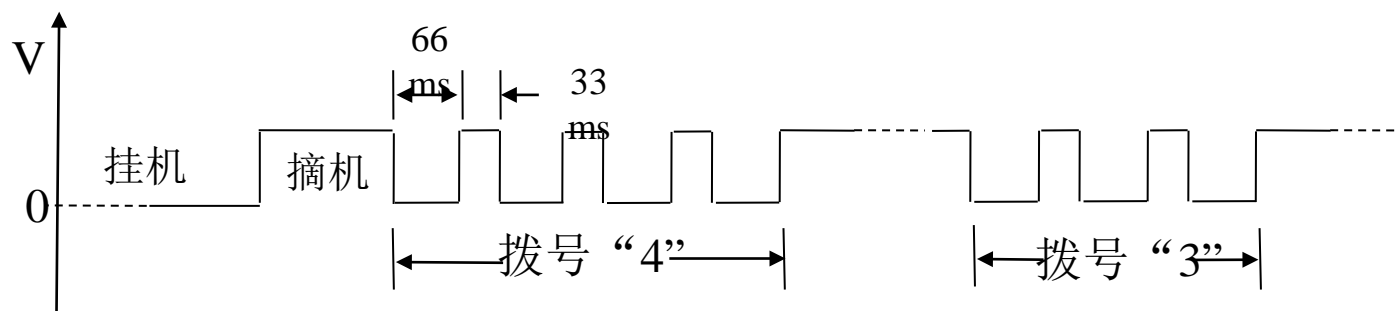
11.2.3 电话网中的信令

- ◆ 信令的用途：在电话网中，交换设备是根据用户发来的信令控制接通哪一条或几条电路的。
- ◆ 信令的分类：
 - 用户信令和局间信令：
 - 用户信令：从用户发到端局的信令，它规定了要求呼叫的终端目的地。
 - 局间信令：在各局和各中心之间传输的信令，它根据用户信令的要求按照网络的构成决定着信号通过的链路。
 - 模拟信令和数字信令：公共电话网中
 - 模拟信令：由电话机到端局之间的用户线一般都是模拟线路，所以用户信令都是模拟信令。
 - 数字信令：局间中继线都是数字线路，故局间信令是数字信令。

第11章 通信网

◆ 用户信令:

- 拨号脉冲：由机械（拨号盘）或电路产生直流脉冲，用脉冲的数目表示电话号码，其工作原理见下图。



- 当挂机时，用户直流线路处于断开状态，电压为0。当用户摘机后，直流线路接通，电压为正。
- 若拨号“4”，则线路上发出4个脉冲。每个脉冲占100 ms时间，其中0电压约占66 ms，正电压约占33 ms。脉冲数目等于拨号数字，但拨号“0”时发出10个脉冲。故发送每个数字平均需用0.55 s时间。
- 当电话号码较长时，拨号费时太长。另外，它易受脉冲干扰，发生错误。

第11章 通信网

□ 双音多频(DTMF)信令:

- DTMF信令是从8个不同频率的单音中选取两个表示1位数字，见下表。它共有16组频率组合可用。

	1209 Hz	1336 Hz	1177 Hz	1633 Hz
697 Hz	1	2	3	备用
770 Hz	4	5	6	备用
852 Hz	7	8	9	备用
941 Hz	*	0	#	备用

- 由于用DTMF发送每位数字仅需约0.08 s的时间（包括数字间隔时间），速度较快。



第11章 通信网

◆ 局间信令：

□ 随路信令(CAS)：

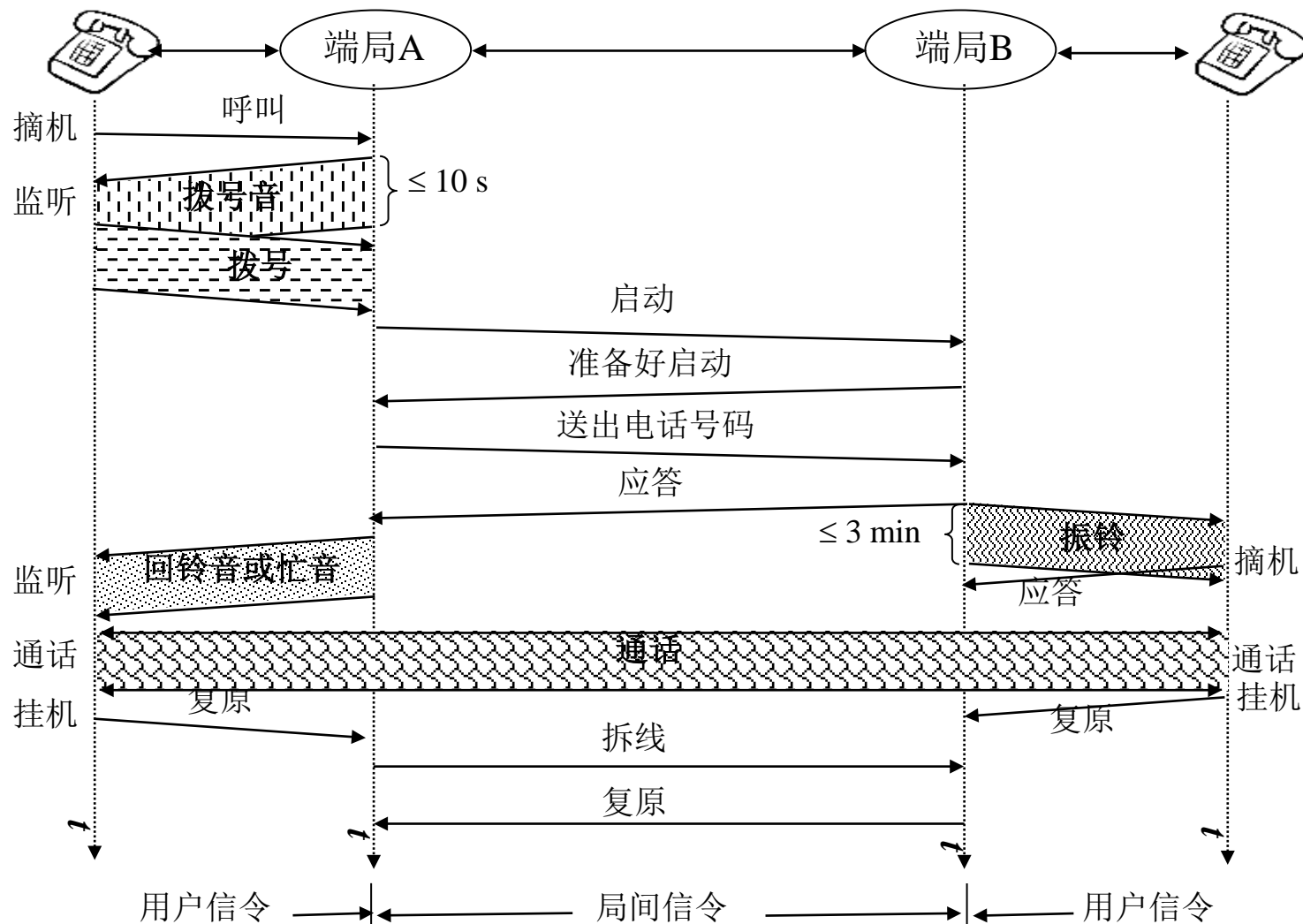
- 是指信令和用户信息（语音）在同一信道中传输的信令。
- R2信令是一种基于E-1时分复用系统的随路信令。在E-1系统中时隙TS16被预留用来传递这种信令。

□ 共路信令(CCS)：

- 将呼叫控制信息和其他业务信息通过一个独立的信令网络传输。
- SS7信令为一种共路信令。它比R2信令更高效，更可靠。SS7信令的标准化程度要比R2信令好。

第11章 通信网

◆ 呼叫和通话过程举例



第11章 通信网

11.2.4 电话网的性能指标

◆ 话务量:

- 电话网中负担的业务量多少由话务量衡量，它分为
 - 流入话务量 A ：其定义是单位时间（1 h）内平均呼叫次数 λ 和每次呼叫平均持续（占用线路）时间 h 之积，即

$$A = \lambda \cdot h \quad (Erl)$$

式中， h 的单位是h/次， λ 的单位是次/h，故 A 是无量纲的。而 A 的单位则称为爱尔兰。

流入话务量表示每小时中平均线路占用时间。

- 成功话务量：成功话务量 A_0 的定义是单位时间（1h）内呼叫成功次数 λ_0 和每次呼叫平均持续（占用线路）时间 h 之积，即

$$A_0 = \lambda_0 \cdot h \quad (Erl)$$

第11章 通信网

◆ 呼损率

- 由于一般的通信网并不能保证所有呼叫都能够成功地被转接到对方用户，所以必然会有少量的呼叫失败，即发生“呼损”。

- 呼损率则是指损失的话务量($A - A_0$)与流入话务量 A 之比，即

$$B = \frac{A - A_0}{A} = \frac{\lambda - \lambda_0}{\lambda}$$

- 成功话务量和呼损率之间的关系为

$$A_0 = A(1 - B)$$

由上式可见，呼损率越小，成功话务量越大。

- ◆ 一个电话网的流入话务量决定于客观需求，在设计电话网时应该将流入话务量作为给定条件之一。呼损率和电话网的设计能力有关，例如交换机和中继线等设备的容量都直接和呼损率有关。设备容量越大，呼损率越小，但是投资和运行费用也大。

第11章 通信网

• 11.3 数据通信网

■ 11.3.1 概述

◆ 数据通信网的分类

□ 按照覆盖范围区分：

- 局域网：局域网的覆盖范围较小，一般在一幢建筑物或一个庭院的范围。
- 城域网：城域网的覆盖范围为一个城市，一般约在50 km范围以内。
- 广域网：广域网的覆盖范围则可达几千千米。
- 个（人区）域网：近年来新出现的，它的覆盖范围一般在一间室内；由于采用无线传输方式，所以又称为无线个域网(WPAN)。



第11章 通信网

□ 按照传输方式区分：

- 无线数据通信网：在无线数据通信网中目前发展最快的是无线局域网。
- 有线数据通信网

□ 按照用途区分：

- 专用数据网
- 公共数据网：

公共数据网在概念上包括增值网和信息交换网。增值网是在数据通信的基本业务上附加了新的通信功能或业务，使其原有价值增高。例如，增加电子函件、语音信箱、可视图文、电子数据交换(EDI)、在线数据库检索、因特网、虚拟专用网、“800”号受方付费业务、“200”号电话呼叫卡业务等。

第11章 通信网

• 11.3.2 数据通信网的组成

■ 电路交换和信息交换

◆ 电路交换：

- 它的特点是在用户之间建立一条连接通路，以直接传递信号。
- 电路交换时，在两个用户通话的持续时间内，需要有一条通信电路始终保持在为他们连接的状态，不论他们是否正在讲话。平均而言，在通话时间内，一个用户收听和讲话的时间各占一半，再考虑到找人等待时间和讲话时的间隙，实际发送话音的时间只占不到40%。所以多一半时间是空闲的。这是很大的资源浪费。

第11章 通信网

◆ 信息交换：

- 一个通路可以被多个用户发送的信息分时利用。所以通路的时间利用率可以大为增加。
- 由于交换设备需要将收到的数据格式变成适合传输的格式，在数据到达接收端前再将其格式变成适合接收端的格式，所以收发两端设备所用的数据格式可以不同。
- 由于信息交换是按照“存储-转发”方式工作的，交换设备将收到的数据先存储起来，等到有通路可以利用时才转发，所以有一定的时间延迟。
- 信息交换又分为
 - 报文交换：将整个报文一次转发，由于其长度可能很长，所以，其存储时间也可能很长，从而造成时延可能很大。
 - 分组交换：首先将消息在交换设备中分成长度相等的短的分组（或称“包”），例如1000 b为一个分组，然后再传输。故延迟时间很小，目前应用广泛。

第11章 通信网

■ 面向连接和无连接

- ◆ 面向连接的数据通信网：通信双方的终端之间必须有线路连接，才能通信。此连接可以通过呼叫建立的；也可以是永久性或半永久性的专线连接。
- ◆ 无连接的数据通信网：通信双方终端之间不需要有线路连接。这时是采用信息交换方式，将数据分组发出。由于一个消息被分成若干分组后，每个分组在网络中的传输路由可能不同，所以各组不一定按原顺序到达接收端。因此，在发送端交换设备中除了要在消息上加上发送目的地的地址外，还需要将每组消息按照先后次序编号，在接收端交换设备中需要按照编号排列各组的次序，再将完整的接收消息送给终端用户。所以分组交换的实现过程比较复杂的。

若所有分组都经过同一路由传输并用同一方式处理，则可以设想在收发终端之间好像存在一个虚拟信道，称为虚信道，又称为逻辑信道，并将这种通过虚信道的连接称为虚连接。



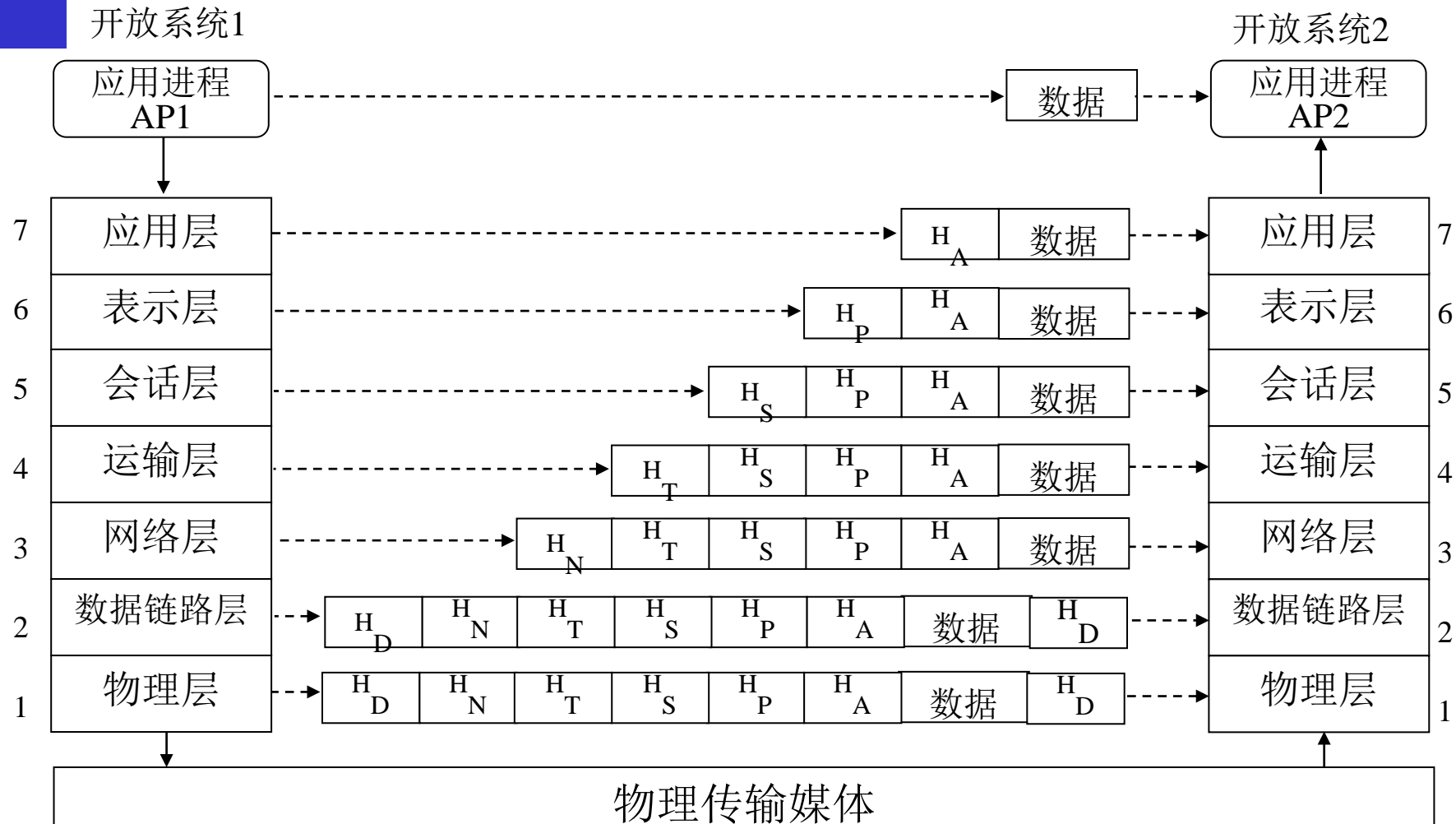
第11章 通信网

■ 通信协议

- ◆ 数据通信需要将数据分组、编号、加上纠错编码和目的地址等。终端和交换设备完成这些步骤时必须遵守一些规定。这些规定称为**通信协议**。
- ◆ 通信协议，也称**通信规程**。这两个名词是通用的。
- ◆ 为了制定一个通用的通信协议，需要将复杂的通信过程分成一些层次，每个层次承担一定的任务，并为每个层次制定相应的协议。我们将这些层次和相应的协议的总和称为数据通信网的**体系结构**。
- ◆ 1983年国际标准化组织(ISO)就为数据通信网的体系结构制定出了一个通用的标准，它称为开放系统互连(OSI)参考模型。它虽然在理论上比较完善，但是却不太实用。下面先介绍这个模型，然后也对于因特网的体系结构作介绍。

第11章 通信网

11.3.3 开放系统互连(OSI)参考模型





第11章 通信网

- ◆ **第7层 — 应用层：**应用层是OSI中的最高层，它确定进程之间通信的性质以满足用户的需要。其功能决定于用户的需求和网络服务目的。应用层还要提供应用进程所需要的信息交换、远程操作、系统管理和应用管理。应用层直接和用户的应用程序通信。
- ◆ **第6层 — 表示层：**表示层将上一层提供的数据作必要的编码或语法变换，以通信通用的格式送给网络，使不同类型的设备能够互相通信。其功能包括数据文件的格式化、编码（ASCII码、EBCDIC码，等等）、加密和解密、对话过程、数据压缩、同步、中断和终结。表示层还完成编码和字符集转换和决定报文显示方式。



第11章 通信网

- ◆ **第5层 — 会话层：**会话层在两个实体之间建立起进行一次“对话”的逻辑连接关系，负责网络登录和注销、身份鉴别和运作方式（单工、双工或半双工）等，并对“对话”进行管理和控制，但是不包括呼叫建立、设置和断开连接等功能。
- ◆ **第4层 — 运输层：**运输层传送数据的单位是报文。它负责在网络内的两个实体之间建立一条端到端的信道，并为通信两端提供可靠和透明的传输。它还进行端到端间的差错控制、顺序控制和流量控制等。运输层是通信的最高层。更高的3层已经和网络技术无关，而是涉及到网络的应用方面。因此，运输层是网络层和会话层之间的接口，它将上下两层隔开，使上一层看不见下层中数据传输的细节。



第11章 通信网

- ◆ **第3层 — 网络层：**网络层的任务是选择适当的路由和交换节点，使数据透明地传输到目的地。网络层中的传输数据单位是**分组**，或称包。因此，该层要负责将上一层送来的数据分组和对方发来的分组进行拆卸，并解决分组的丢失、重复传送和顺序颠倒等问题。
- ◆ **第2层 — 数据链路层：**数据链路层负责在两个相邻节点间的链路上，以帧为单位无差错地传输数据。它需要将上一层送来的数据加上所需的控制信息组成帧，然后按顺序发送给物理层，并处理对方送回来的“确认”帧。它还需要负责链路的连通、维持和释放，并且识别帧的边界和在检测到接收数据中有差错时通知对方重发这一帧，直至正确接收为止。在此层中加入的控制信息包括帧同步信息、地址信息、差错控制和流量控制信息等。**高级数据链路控制(HDLC)**规程是此层的主要通信协议之一。



第11章 通信网

- ◆ **第1层 — 物理层**：物理层的任务是为上一层送来的数据提供一个透明传输比特流的物理连接。所以物理层传输数据的单位是比特，而不管这些比特代表什么意义。物理层还负责物理媒体的连通（或激活）、维持和释放（或去激活）等。所以物理层要解决的问题包括：确定传输电压和电路阻抗值、传输速率、传输方向、连接器的物理参数（插孔数目、形状和尺寸等）。物理层的协议主要有EIA-232和RS-449接口标准。EIA-232标准适用于通过标准电话线路传输数据时的物理层接口，而RS-449标准则适用于宽带线路。

第11章 通信网

- ◆ 为了实现各层的功能，各层需要在上一层送来的数据分组前加上控制信息，称为报头(H_A 、 H_P 、 $H_S...$)，如上图所示。但是，第2层（数据链路层）的报头(H_D)分成两部分，分别加在数据的前后；第1层（物理层）则由于功能是传送比特流，所以不需加上控制信息。但是，从应用进程来看，开放系统2的应用进程AP2接收到的只是AP1发出的数据本身，没有报头，如图中虚线表示的那样，直接从AP1将数据发送到AP2。在两个应用层之间的通信，则只有数据和报头 H_A ，其他的报头都被下面各层剥离掉了。类似地，下面各层也如此。
- ◆ 从功能上看，最高3层主要是有关网络控制、管理和应用方面等的功能，基本上和信息传输没有直接关系；下面4层才直接是信息传输方面的功能。

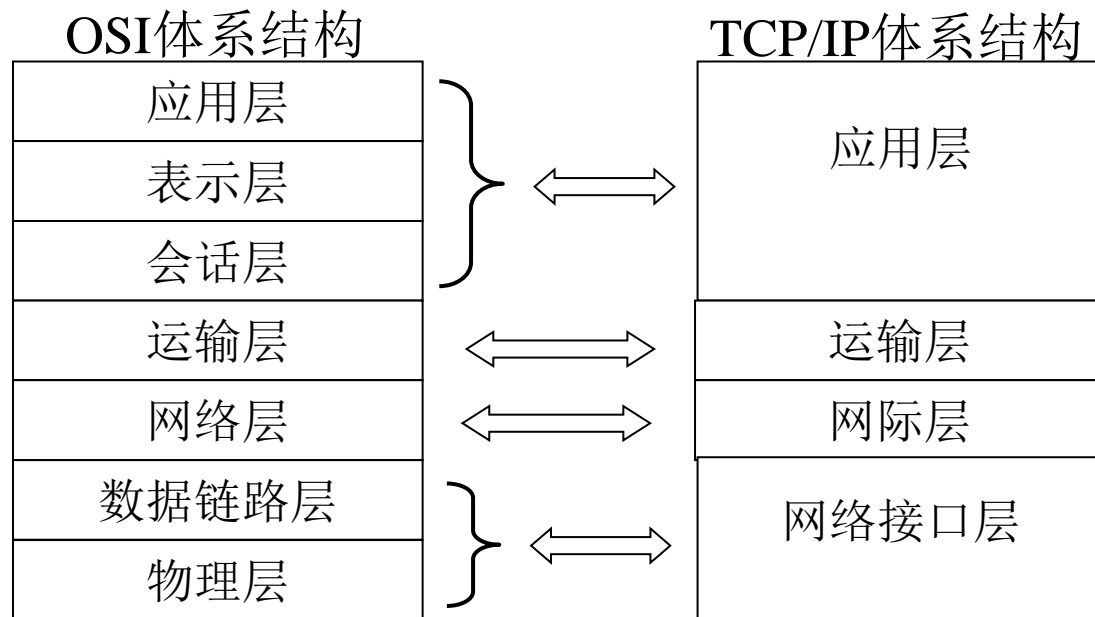


第11章 通信网

◆ TCP/IP体系结构

- 上面介绍的OSI体系结构虽然在理论上比较完整，但是由于它的全部标准制定拖延时间较长，实现起来过分复杂，和缺乏投入市场的驱动力量等原因，至今未能得到广泛应用。而在它的全部标准制定出来之前，因特网已经在全球得到了极大发展。因特网的体系结构是从实践中产生的，它称为TCP/IP。TCP/IP体系结构只分4层。它和OSI体系结构的比较示于下图中。

第11章 通信网



- TCP/IP体系结构中的应用层相当于OSI体系结构中的最高3层，它直接为用户的应用进程提供服务。这层的协议有多种，例如支持万维网(WWW)的HTTP协议，支持电子函件的SMTP协议和支持文件传送的FTP协议等。
- TCP/IP中的运输层和OSI中的运输层对应，它负责两个应用进程之间的通信。运输层有两种协议，即面向连接的TCP协议和无连接的UDP协议。



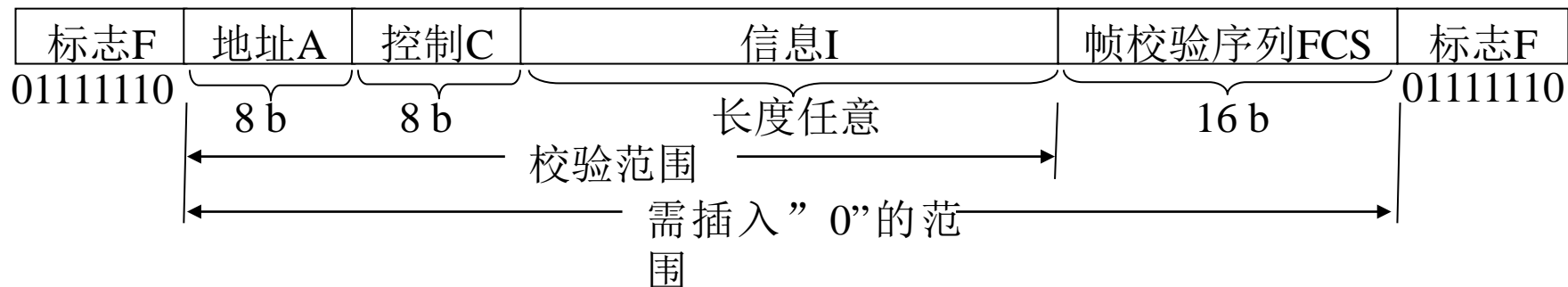
第11章 通信网

- TCP/IP中的网际层相当于OSI中的网络层，它用IP协议支持无连接的分组传送服务。由于因特网是一个很大的互联网，它将大量的各种不同类型的计算机网互连起来，故将其网络层称为网际层。
- TCP/IP中的网络接口层对应OSI中的最低两层。但是，严格讲此层并不是一层，仅仅是一个接口而已。
- ◆ 无论是OSI还是TCP/IP体系结构，其中各层分别都有自己的协议，而且每层的协议不止有一种。特别是高层协议与网络的性质和用途关系很大，协议的种类也很多。下面仅就数据链路层的一种主要协议(HDLC)为例作详细介绍。

第11章 通信网

11.3.4 高级数据链路控制规程(HDLC)

- ◆ 在HDLC中将一个分组称为一帧。HDLC规定的帧结构示于下图中。



- ◆ 由图可见，HDLC的一帧分为6个字段，下面分别给出其功能：



第11章 通信网

□ 标志字段F:

- 标志字段F标明一帧的边界，它由“01111110”组成，共8比特。
- 为了使一帧的头尾两个标志F之间不会出现6个连“1”，避免和标志F混淆，HDLC规程规定发送端分组时若在两个F之间发现有5个连“1”，则立即插入一个“0”。
- 接收端则在发现5个连“1”后，即将其后继的“0”删除。当有两帧连续传输时，前一帧的结束标志字段F就可以兼作后一帧的起始标志字段。



第11章 通信网

□ 地址字段A:

- 地址字段表示此帧发送的目的地址，它规定共有8 b (1字节)。
- 全“1”地址是广播地址，全“0”地址是无效地址。故有效地址共有254个。
- 对于一般情况，此地址数目是足够的。在有效地址仍嫌不够的情况下，容许将地址字段的长度扩展。
- 扩展的方法是事先规定用第1比特表示“扩展”，其余7比特为地址位。当地址字段中某个字节的第1比特为“0”时，表示下一字节的后7比特仍为地址位；当第1比特为“1”时，表示此字节已是地址字段的最后一个字节了。

第11章 通信网

□ 控制字段C:

- 控制字段用于信令、应答和管理等。它的长度也规定为8b，其具体功能示于下图中。

比特	1	2	3	4	5	6	7	8
信息帧I	0	N(S)			P/F	N(R)		
监督帧S	1	0	S		P/F	N(R)		
无编号帧U	1	1	M		P/F	N(R)		

- 由图可见，它规定了本帧的性质并给出控制信息。按照其第1比特或第1和2比特的取值不同，它将HDLC帧分为3类：信息帧I、监督帧S和无编号帧U。
- 当C的第1比特是“0”时，表示本帧是信息帧I，携带有用用户信息。当第1比特是“1”时，本帧的功能由第2比特决定。此时，若第2比特为“0”，则本帧是监督帧S；若第2比特为“1”，则本帧是无编号帧U。



第11章 通信网

- 控制字段第5比特为查询/终止(P/F)比特。在主站发出的命令帧中若将其置为“1”，则表示要求对方立即发送应答。在对方的应答帧中若将其置为“1”，则表示数据已经发送完毕。控制字段的其他比特的功能将在后面另行介绍。
- 在信息帧I中，控制字段的第2至4位表示当前发送的信息帧的序号 $N(S)$ ，第6至8位表示期望收到的帧在对方发送序列中的序号 $N(R)$ 。 $N(S)$ 和 $N(R)$ 都是按模8运算的数字，即只能取值0至7。 $N(R)$ 还含有确认信息，表示序号为 $[N(R) - 1(\text{mod } 8)]$ 的帧和更前的帧都已经正确接收到了。这里模8运算的意思就是使序号的取值达到7后又回到0，这样继续循环计数。

第11章 通信网

- 在监督帧S中，控制字段的第3和4位的功能示于下表中，它给出接收状态。

S	名称	功能
00	RR – 准备好接收	表示准备好接收下一帧 $N(R)$ ，并确认已收妥序号为 $N(R) - 1$ 和其前的各帧。
10	RNR – 未准备好接收	表示未准备好接收下一帧，并确认已收妥序号为 $N(R) - 1$ 和其前的各帧。
01	REJ – 拒绝	表示从 $N(R)$ 起的所有帧的接收有差错，但确认已收妥序号为 $N(R) - 1$ 和其前的各帧。
11	SREJ – 选择性拒绝	只序号为 $N(R)$ 的帧接收有差错。

- 无编号帧本身不带编号，即不带 $N(R)$ 。它用控制字段的第3、4、6、7、8比特表示对网络控制的各种信令。这5比特的排列可以得出32种控制信令。

第11章 通信网

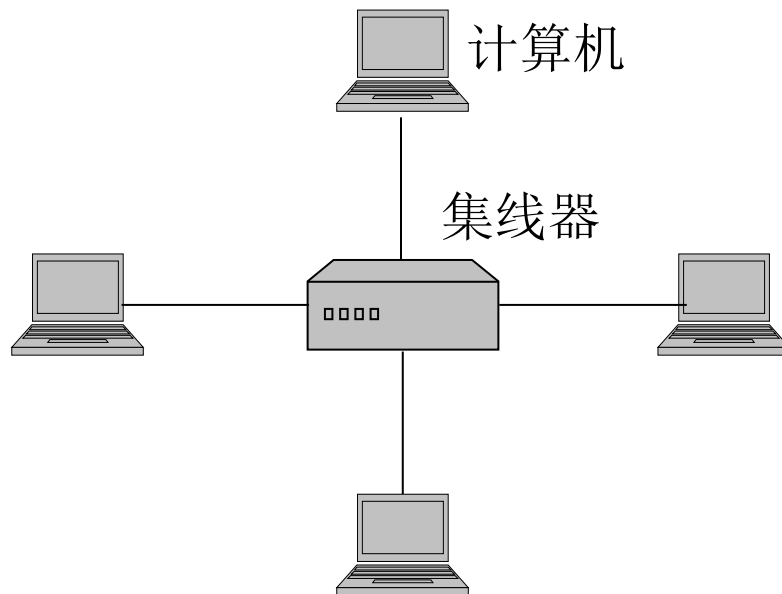
- 信息字段I：信息字段I的长度可以任意规定，但是其中定义的每个字符的比特数必须是固定的。
- 帧校验序列FCS：它用于监督本帧中的误码，但是标志F不在监督范围内。FCS规定采用循环冗余校验(CRC)法。所用的循环码生成多项式规定为 $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$ 。
-

第11章 通信网

11.3.5 局域网—以太网

◆ 以太网的结构

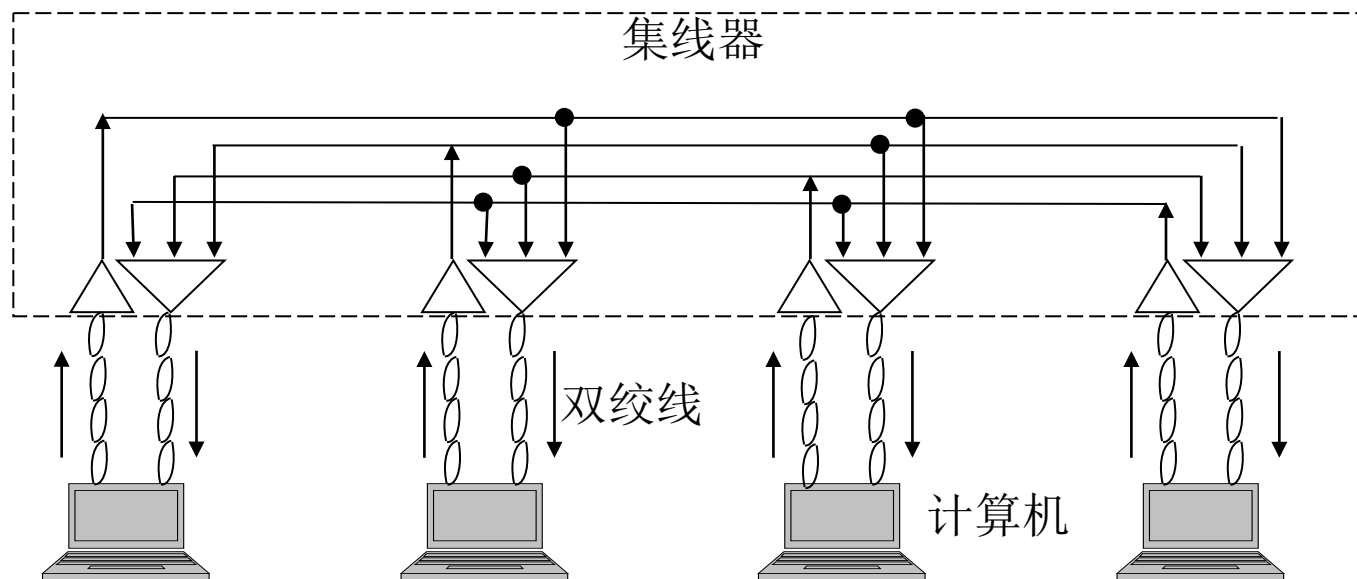
- 目前广泛应用的以太网多采用带集线器的星形网结构，见下图。



- 图中画出4个计算机通过线路和集线器相连。集线器有多个端口，每个端口接一个计算机。集线器的功能是将每个计算机发出的信号通过线路转送给其他各计算机⁴²

第11章 通信网

- 集线器和计算机间的线路是两对双绞线（见下图），分别用于发送和接收信号，其长度不超过100 m。



- 由以太网的线路连接关系可见，一个计算机发出的信号可以送到其他各个计算机。但是，一般情况都是只希望将信号发送给一个指定的计算机。因此，在发送信号中需要带有地址信息，只有此地址的计算机才能接收到此信号。



第11章 通信网

- 此外，这种网络中同时只允许有一个发送信号在线路中存在。若同时有多个发送信号，势必造成互相干扰。为了解决上述这些问题，需要制定一个通信协议，为各计算机遵守。在以太网中采用的协议称为**载波监听多点接入/碰撞检测 (CSMA/CD)**协议。下面就将介绍这个协议。

第11章 通信网

◆ CSMA/CD协议的数据格式

- 假定：一个计算机在发送信号之前处于监听网络的状态。只有当监听到线路上没有“载波”时，才能向线路上发送信号。这里的“载波”一词是指线路中其他计算机发出的任何电信号，不必须是正弦载波。
- 在以太网中数据是分组传输的，其数据格式如下图所示。

前同步码 8 B	目的地址 6 B	源地址 6 B	类型 2 B	数据 46 ~1500 B	帧校验 4 B
报 头					

- 上图中显示每组数据共分6个字段，其中5个字段共26个字节是用于网络开销，只有一个字段是用户数据。下面给出这种数据格式的详细规定：
 - 每个分组的最大长度为1526字节，最小长度为72字节。每个字节含8比特。



第11章 通信网

- 每个分组分为6个字段：前同步码8字节，报头14字节，数据46至1500字节，校验位4字节。
- 分组间最小间隔为9.6 μs 。
- 前同步码包含8字节的“1/0”交替码，但是最后以两个比特“11”结束，即前同步码为(101010...101011)。具体说，前同步码的前7个字节是“1/0”交替码，它用于建立比特同步，因为在一个计算机开始接收分组数据时比特同步尚未建立；最后1个字节是“10101011”，它表示在这个字节后面就是报头的开始。
- 报头包括：48比特目的地址码，48比特源地址码，16比特类型码。
- 接收站需检查报头中的目的地址，看该组是否应当接收。其中第1个比特指示地址类型（0表示单地址，1表示群地址）；地址码若为全“1”表示是向所有站广播。

第11章 通信网

- 源地址码是发送站的地址码。
- 类型码决定数据域中的数据如何解释。例如，用于表示数据的编码方法、密码、消息优先级等。
- 数据字段中字节数目必须为整数。当用户数据长度不足46字节时，需要用整数字节的字段填充。
- 帧校验字段中校验码的生成多项式如下：

$$X^{32} + X^{26} + X^{23} + X^{22} + X^{16} + X^{12} + X^{11} + X^{10} + X^8 + X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1$$

- 帧校验序列的校验范围不包括前同步码。
- 最后指出，上述数据格式中的报头、数据和帧校验序列属于OSI参考模型中数据链路层的协议，而前同步码则属于物理层的协议。

第11章 通信网

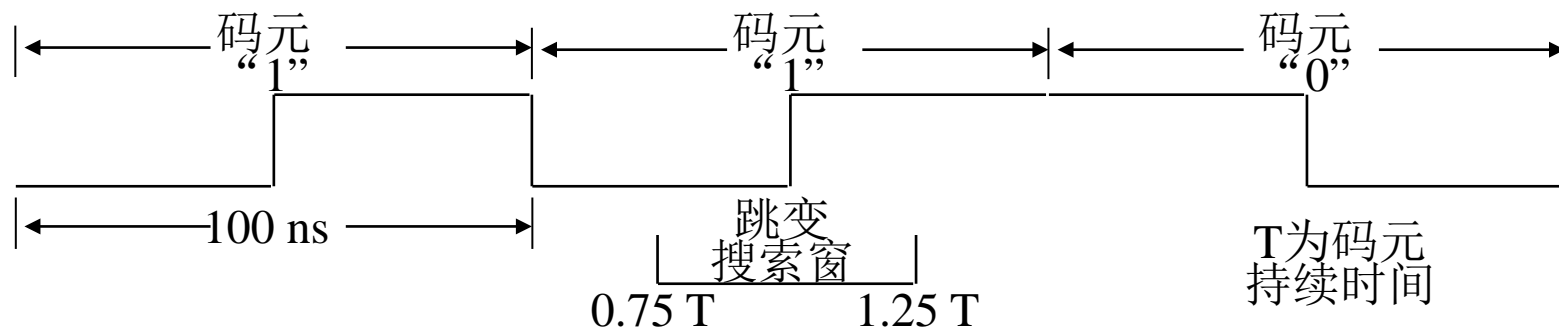
◆ CSMA/CD协议的工作

当一个计算机要发送数据时，它的可能状态如下：

- **延缓**：当线路中存在载波时，或在最小分组间隔时间(9.6 μs)内，不能发送。
- **发送**：若不在延缓期，用户可以发送直到分组结束或直到检测有碰撞。
- **中断**：若检测到碰撞，用户必须终止传输，并发送一个短的人为干扰信号，以确保所有碰撞方注意到此碰撞。
- **重新发送**：用户必须等待一个随机延迟时间，再试图重新发送。这样做的目的是使碰撞各方的延迟时间不同，以避免再次同时发送而引起碰撞。
- **退避**：延迟重新发送称为退避。第 n 次重发之前的延迟时间等于一个随机数乘以基本延迟时间。此随机数在 $0 \sim (2n - 1)$ 间均匀分布($0 < n \leq 10$)。对于 $n > 10$ ，此区间仍为 $0 \sim 1023$ 。重发的基本延迟时间是 $51.2 \mu\text{s}$ ，它对于 10Mb/s 速率的以太网相当于 512 b （ 64 B ）的持续时间。

第11章 通信网

- ◆ 例：下图为以太网采用双相码以10 Mb/s速率传输的数据格式。



- 这时，每个码元中都包含一次跳变。码元“1”中的跳变是从低电平到高电平；而码元“0”的跳变是从高电平到低电平。所以，存在跳变就是向所有监听者表明网上有载波存在。若从最后一次跳变开始在 $0.75 \sim 1.25$ 个码元时间内看不到跳变，就表明载波没有了，即表示一组的终结。

第11章 通信网

◆ 高速以太网

- 上面介绍的以太网一般称为10BASE-T，其中的“10”表示工作在10Mb/s速率，“BASE”表示传输的是基带信号，“T”表示双绞线。这种以太网至今仍在使用。不过，从1994年开始出现了100 Mb/s速率的以太网，称为100BASE-T。它仍使用CSMA/CD协议，但是集线器等硬件的工作速度提高了，并使用不同规格的双绞线或光纤。
- 现在将速率达到和超过100Mb/s以太网称为高速以太网。除了100BASE-T以太网外，到1996年又出现了能工作在1Gb/s速率的吉比特以太网。在2002年IEEE又完成了10吉比特以太网标准的制定。



第11章 通信网

11.3.6 ALOHA网

◆ 什么是ALOHA网？

- 它通过卫星的一个公共信道，采用随机接入协议，把几个地方的计算机连接起来。ALOHA系统采用分组传输方式，分组的长度是一定的。早期ALOHA系统的工作协议很简单，工作效率不高。因此，ALOHA系统的工作协议不断改进，出现了时隙ALOHA系统和预约ALOHA系统，并将早期的ALOHA系统称为纯ALOHA系统。

第11章 通信网

◆ 纯ALOHA系统：

□ 工作模式：

- **发送模式**：用户需要在发送数据时可以随时发送。发送的分组具有纠错能力。
- **收听模式**：在发送后，该用户收听来自接收端的“确认(ACK)”消息。当有几个用户同时发送信号时，由于信号间的重叠会造成接收数据中出现误码。我们称这种现象为碰撞。这时发送端将收到接收端送回的“否认(NAK)”消息。
- **重发模式**：当发送端收到“NAK”后，将重发原来的数据分组。当然，若碰撞对方也立即重发，将再次发生碰撞。所以，要经过一段随机延迟时间后再重发。
- **超时模式**：若发送后在规定时间内既没有收到ACK，也没有收到NAK，则重发此数据分组。

第11章 通信网

□ 系统性能分析

➤ 归一化通过量和归一化总业务量

设每个数据分组的长度为 b 比特，由用户送入系统的总业务到达率为每秒 λ_t 个分组，其中成功接收率为每秒 λ 个分组，拒收（发生碰撞）率为每秒 λ_r 个分组，则有

$$\lambda_t = \lambda + \lambda_r \quad (\text{分组/秒})$$

于是可以将系统的平均成功传输量（或称通过量、吞吐量）定义为

$$p' = b\lambda \quad (b/s)$$

将系统的总业务量定义为

$$P' = b\lambda_t \quad (b/s)$$

若系统容量（最大传输速率）为 R (b/s)，则定义归一化通过量为

$$p = b\lambda / R$$

定义归一化总业务量为 $P = b\lambda_t / R$



第11章 通信网

由于平均通过量 p' 不可能大于系统的容量 R ，所以归一化通过量 p 不可能大于1。总业务量 P' 决定于用户的需求，它可能很大，所以归一化总业务量 P 可以大于1。

一般说来，可以写成 $0 \leq P \leq \infty$ 。

这样，一个分组的（最小）传输时间应该等于

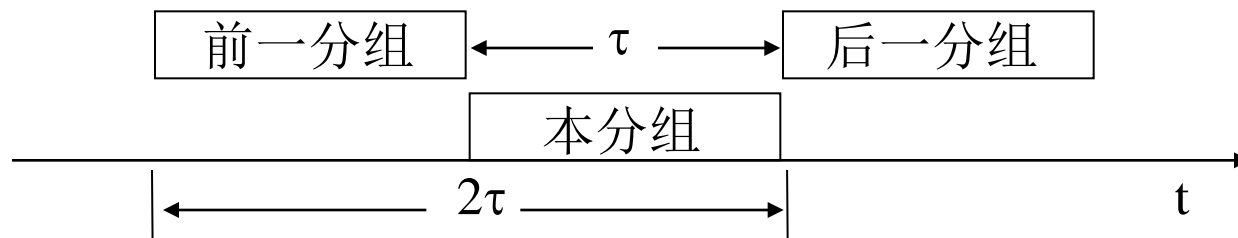
$$\tau = b / R \quad (\text{s/pkt})$$

将上式代入式中，得到前两式中，得到

$$p = \lambda \tau \quad \text{及} \quad P = \lambda_t \tau$$

第11章 通信网

避免碰撞的最小间隔时间



由上图可以看出，为了避免碰撞，一个分组至少需要 2τ 的空闲时间。因为若在本分组发送前 τ 秒内有另一个用户在发送，则会和前一分组的后部碰撞；若在本分组开始发送的 τ 秒内有另一分组发送，则会和后一分组的前部碰撞。换句话说，成功发送一个分组的条件是在相邻两个 τ 的时间间隔内没有其他的消息到达。

第11章 通信网

- 归一化通过量 p 和归一化总业务量 P 之间的关系

若有大量不相关的用户向一个通信系统发送消息，则此通信系统中消息到达的统计特性通常用泊松分布表示。这就是说，在 τ 秒时间间隔内有 K 个新消息到达的概率可以表示为泊松分布：

$$P(K) = \frac{(\lambda\tau)^K e^{-\lambda\tau}}{K!} \quad K \geq 0$$

式中， λ 为消息的平均到达率

将上式中的 λ 用总业务到达率 λ_t 代替， K 用0代替，就表示在一个 τ 的时间间隔内没有消息到达的概率：

$$P(0) = \frac{(\lambda_t\tau)^0 e^{-\lambda_t\tau}}{0!} = e^{-\lambda_t\tau}$$



第11章 通信网

因此，在ALOHA系统中一个消息成功传输的概率 P_s 应该是相邻两个 τ 内都没有消息到达。故有：

$$P_s = P(0) \cdot P(0) = e^{-2\tau\lambda_t}$$

由于总业务到达率 λ_t 等于平均成功接收率 λ 和平均拒收率 λ_r 之和。所以根据概率的定义可知， λ 和 λ_t 之比就是成功传输的概率，即

$$P_s = \lambda / \lambda_t$$

由上两式可以求出

$$\lambda = \lambda_t e^{-2\tau\lambda_t}$$

将上式代入 $p = \lambda\tau$

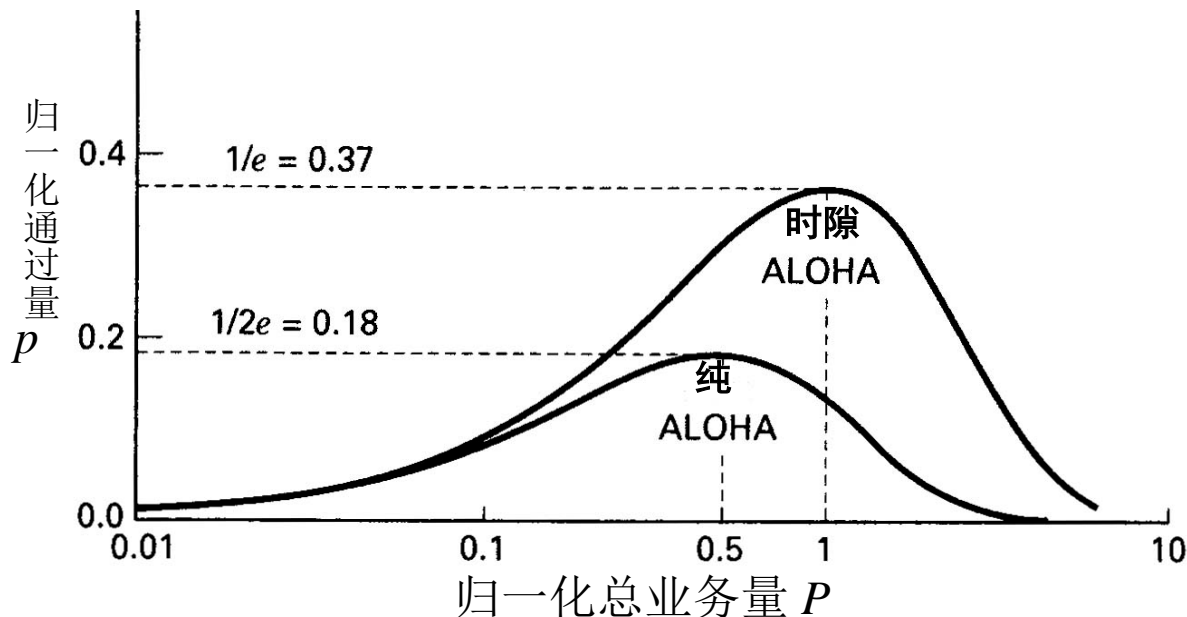
并且考虑到 $P = \lambda_t\tau$

得到归一化通过量 $p = P e^{-2P}$

上式就是要求的归一化通过量 p 和归一化总业务量 P 的关系₅₇

第11章 通信网

性能曲线:



在上图中标记为“纯ALOHA”的曲线就是按上式画出的。由图可见，随着 P 增大， p 也逐渐增大，直至某一点后由于碰撞大量增加而开始下降。 p 的最大值等于 $1/2e = 0.18$ ，它发生在 P 等于0.5时。即“纯ALOHA系统”的信道容量利用率只有18%。

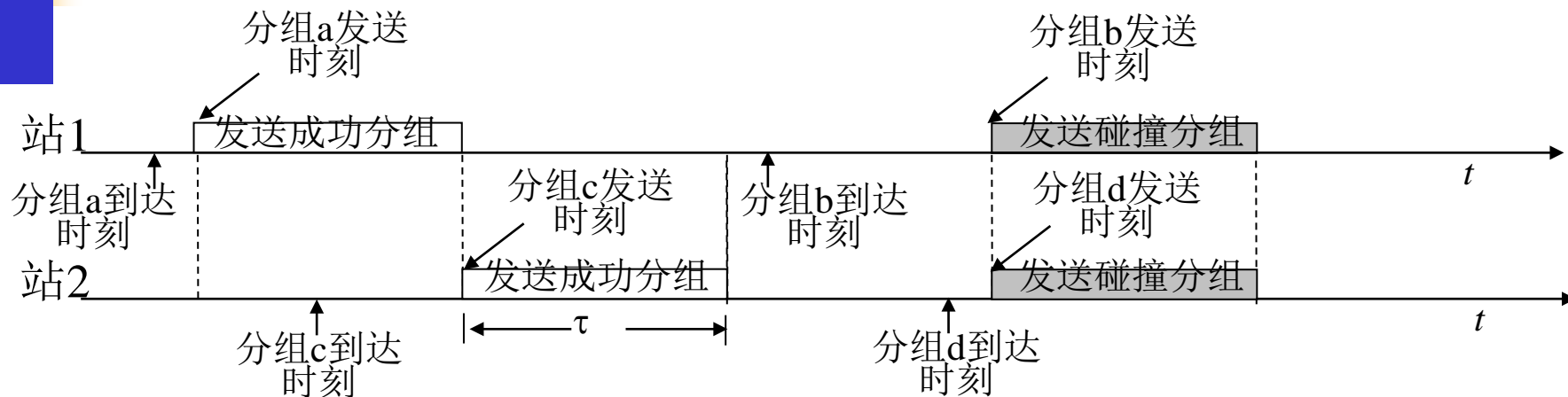
第11章 通信网

◆ 时隙ALOHA系统（S-ALOHA系统）

- 改进之处：卫星向所有站发送一同步脉冲序列，将时间划分为等于分组长度的时隙 τ 。在这种系统中，分组的长度 τ 仍然是固定的，但是规定分组开始发送的时间必须在时隙 τ 的起点。这样的一种简单规定就能使碰撞率减少一半，因为只有在同一时隙中发送的消息才可能发生碰撞。

第11章 通信网

□ 工作原理



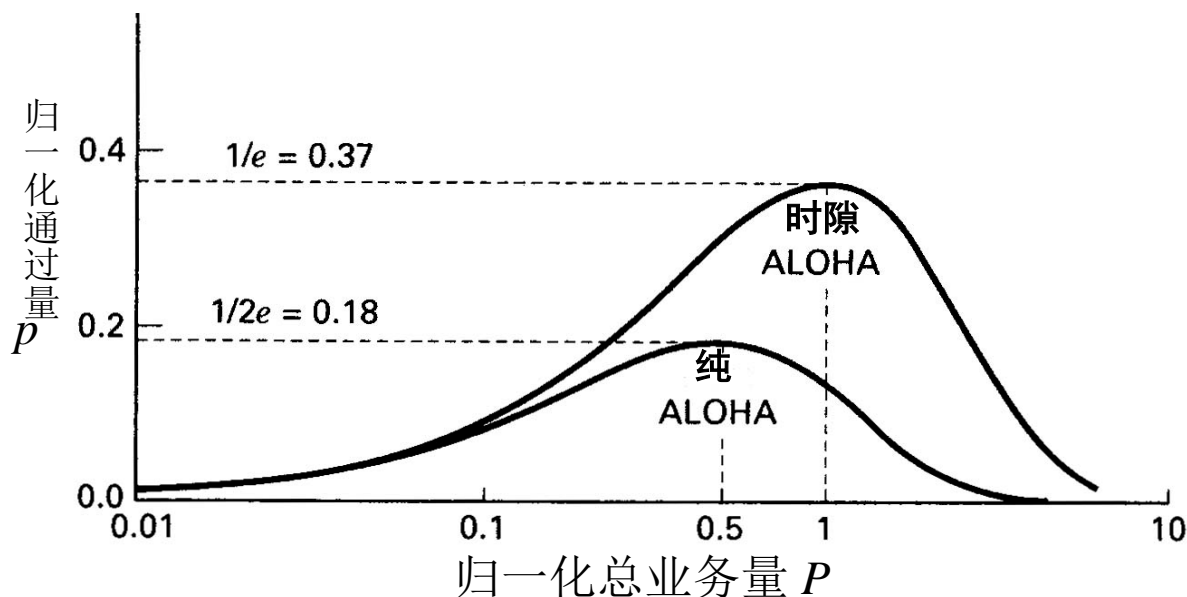
图中仅显示出两个站。站1的分组a和站2的分组c的到达时刻不在同一时隙中，所以它们都能成功地发送。站1的分组b和站2的分组d的到达时刻在同一时隙内，所以会发生碰撞。这样就将对分组到达时间间隔的要求从纯ALOHA系统的 2τ 减小为 τ ，使碰撞率减少一半。

这时的归一化通过量 p 和归一化总业务量 P 的关系式变为

$$p = Pe^{-P}$$

第11章 通信网

- 按上式画出的曲线示于下图中。此曲线的最大值等于 $1/e = 0.37$ ，它是纯ALOHA系统的两倍。



- 在重发模式下，S-ALOHA系统的重发必须延迟时隙的整数倍时间。这一点稍有别于纯ALOHA系统。这个整数倍时隙的延迟时间决定于各站的随机数产生器。当然，两个随机数产生器产生的随机数可能相同，但是这种情况发生的概率极小；一旦发生，会发生再次碰撞。若出现这种情况，则使用另一个随机数再次重发。

第11章 通信网

◆ 预约ALOHA系统（R-ALOHA系统）

- 基本模式：未预约模式和预约模式

- 未预约模式（静止状态）下：

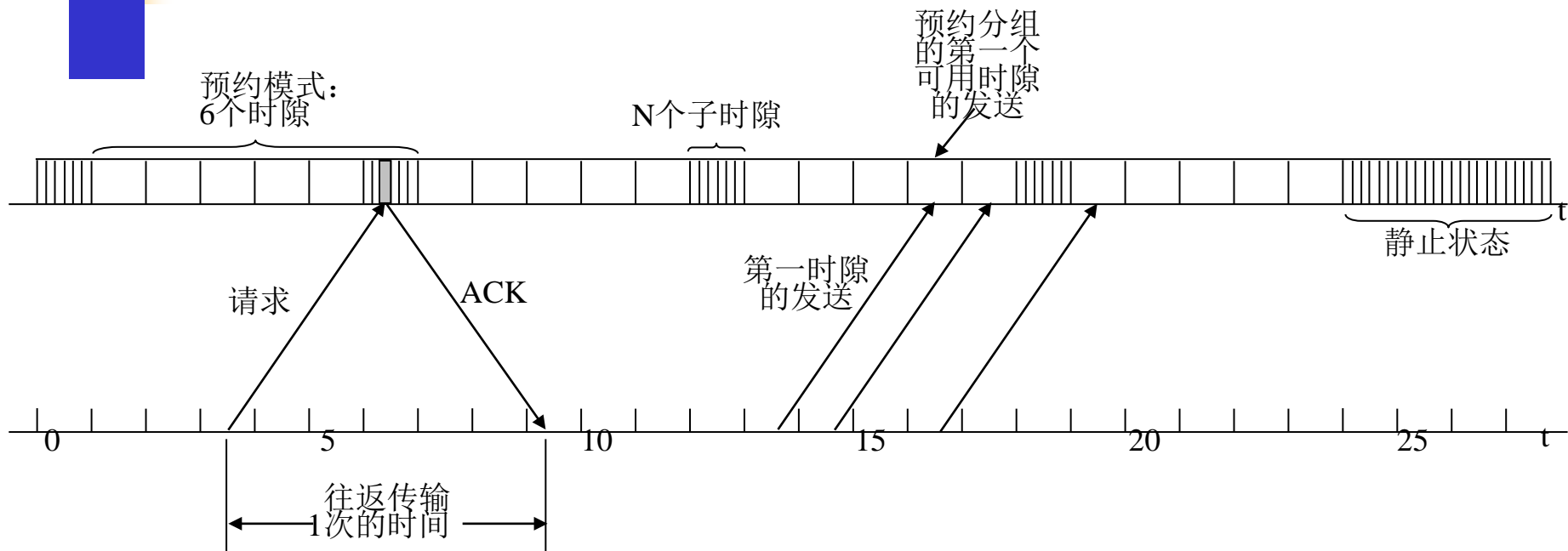
- 将时间分为若干小的子时隙。
- 用户使用这些子时隙来预约消息时隙。
- 在发出预约请求后，用户等待收听确认和时隙分配的信息。

- 预约模式下：

- 一旦有了预约，时间将被分成帧，每帧又分成 $M+1$ 个时隙。
- 前 M 个时隙用于消息传输。
- 最后一个时隙再分成 N 个子时隙，用于请求和分配预约。
- 用户只能在 M 个时隙中分配给他的时隙内发送消息分组。

第11章 通信网

例：有不同的实现方案。在下图中画出一个例子：



- 在静止状态时（图中最右端），没有预约，故时间被分成短的子时隙，用于进行预约。
- 一旦有了预约，系统将时间分成帧。每帧有6个时隙 ($M=5$)，其中最后一个时隙又分为6个子时隙 ($N=6$)。
- 在第3时隙有一个站发出请求，要求预约3个消息时隙。

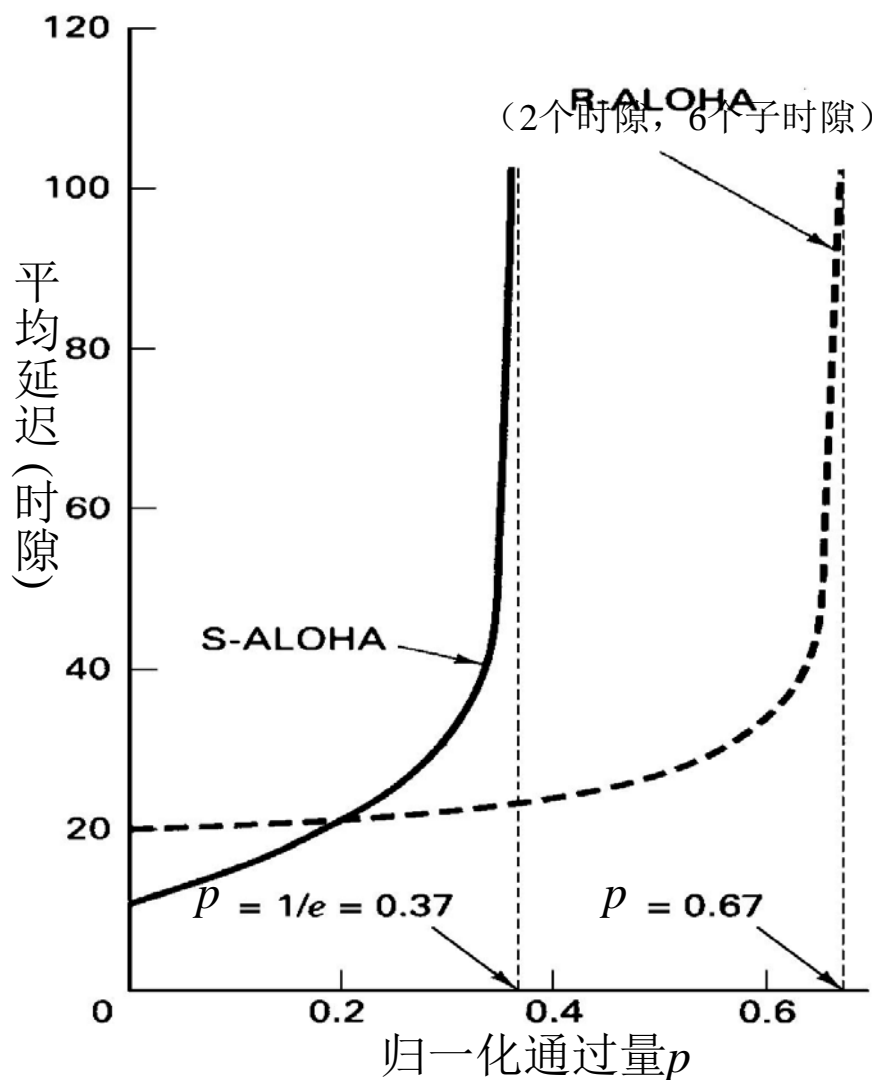


第11章 通信网

- 在第9个时隙该站收到确认和分配给它的发送第1个分组的位置。
- 该站在发送第1个分组之后，继续在下一个时隙发送第2个分组。但是，该站知道再后一个时隙是用于预约的，它被分成6个子时隙。所以，在这个预约时隙之后才发送第3个分组。
- 因为这种体制是分散控制的，所有各站都能收到卫星发送的下行信号中包含的预约时隙格式和分配，故只需指定分配的第1个分组的位置就够了。
- 在传输完预约分组后，若再没有发送请求，则系统返回静止状态的子时隙格式，并通过下行信道向各站发送同步脉冲。

第11章 通信网

◆ S-ALOHA系统和R-ALOHA系统的性能比较



第11章 通信网

11.4 综合业务数字网(ISDN)

11.4.1 窄带综合业务数字网(N-ISDN)

◆ N-ISDN的信道类型

- **B信道**：传输速率64 kb/s。可以用于传输数字语音或数据等用户数字信息。
- **D信道**：传输速率为16或64 kb/s，用于传输电路交换的信令，还可以传输遥控信息和分组数据等。
- **H信道**：它有3种不同的传输速率，即
 - **H0信道** — 传输速率为384 kb/s，
 - **H1信道**：又分两种速率
 - H11信道** — 传输速率为1536 kb/s，（主要用于北美、日本和韩国等）
 - H12信道** — 传输速率为1920 kb/s，（主要用于欧洲和中国大陆）

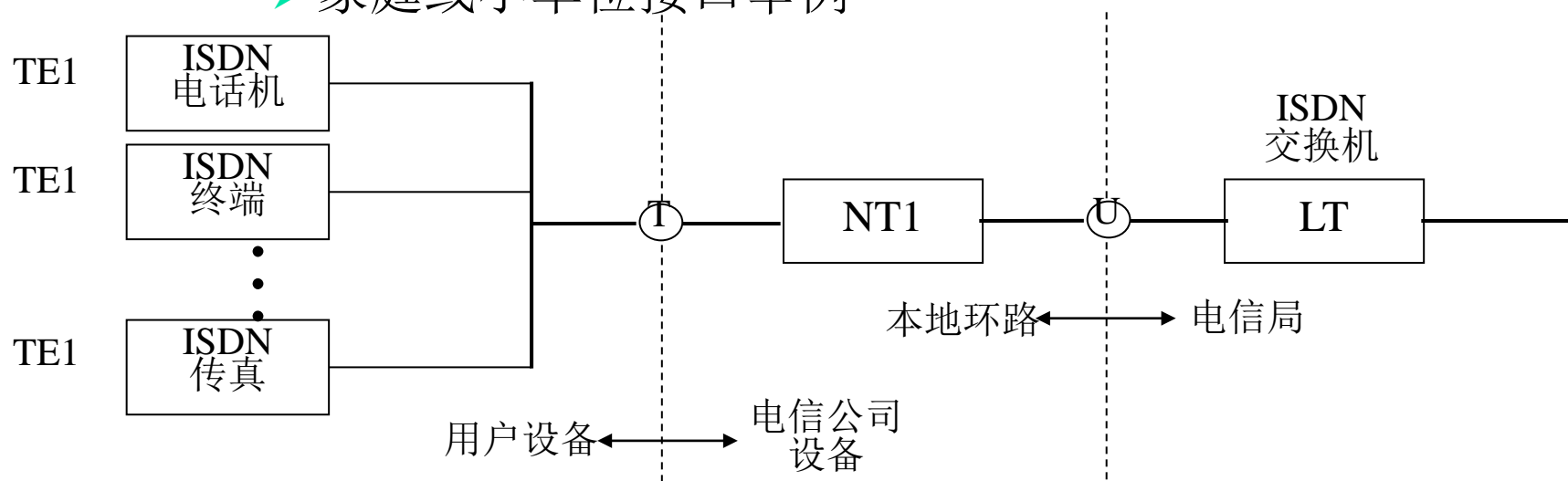
H信道用于传输用户信息。

第11章 通信网

◆ N-ISDN的接口

□ 基本结构图

➤ 家庭或小单位接口举例



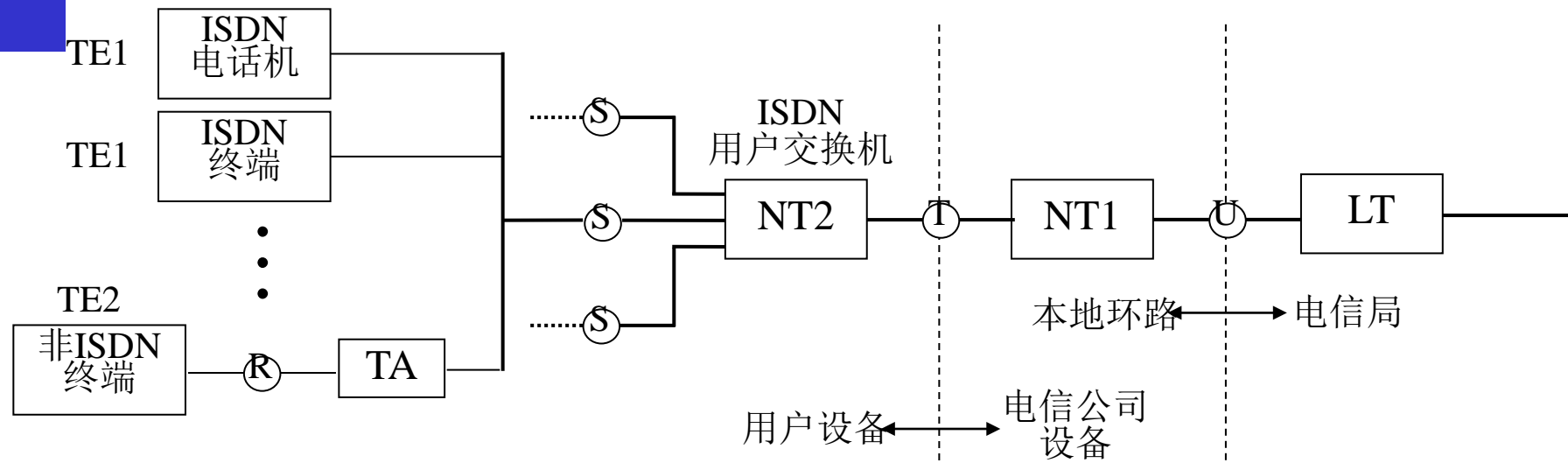
用户的各种ISDN终端设备(第1类终端设备TE1)多至8个,可以同时接到第1种网络终端(NT1)的连接器上。

网络终端NT1和终端设备的接口位于图中参考点T,而NT1和ISDN的接口参考点是U。

NT1具有OSI第1层的功能。

第11章 通信网

大单位的终端接口举例



用户的各种ISDN终端设备接到第2种网络终端NT2的连接点上。此接口位于图中参考点S。

NT2是有智能的，并且可能有集中和交换功能，即相当于具有OSI第3层的功能。它可以有多个连接参考点S。



第11章 通信网

图中还示出非ISDN终端设备(第2类终端设备TE2), 它可以通过终端适配器TA接到参考点S。非ISDN终端和TA的接口参考点是R。

适配器TA能将用户数据变换成ISDN的数据格式, 并在需要时加入附加的信令。它还可以将输入的模拟语音和传真信号数字化, 变成ISDN格式, 再送入网络。

第11章 通信网

□ 网络-用户物理接口的标准结构

➤ 基本速率接口BRI:

由两个B信道和一个D信道($2B+D$)组成。在这种接口中，D信道的速率是16 kb/s；两个B信道可以独立地使用，即可以分别连接不同终端；其中一个B信道用于数字电话，另一个B信道可以用于传输数据、可视图文或PCM电话等。

在BRI接口上，除了传输($2B+D$)信号外，还有传输同步信息等其他开销，所以总传输速率是192 kb/s。

➤ 基群速率接口PRI:

它由若干B信道和一个D信道组成，D信道的比特率为64 kb/s。这种接口适合用于需要更大传输容量的用户。

在欧洲和中国大陆，PRI使用30个64 kb/s的B信道和1个64 kb/s的D信道，合成的比特率是2048 kb/s



第11章 通信网

在北美、日本和韩国，PRI使用23个64 kb/s的D信道和一个64 kb/s的D信道(23B+D)，合成的比特率是1,544 kb/s。

- 除了上述两种B信道接口外，还有H信道接口，例如，由(5H0 + D)组成2048 kb/s的基群接口，由4H0或(3H0 + D)组成1544 kb/s的基群接口，以及由B信道和H信道组成的混合接口等。

第11章 通信网

11.4.2 宽带综合业务数字网(B-ISDN)

信道速率高于2 Mb/s的ISDN，称为宽带综合业务数字网。

ITU-T建议在B-ISDN中采用异步传递方式(ATM)作为B-ISDN中的信息传递方式。

◆ B-ISDN的协议参考模型

- 物理层和OSI参考模型中的第1层功能基本相同。ATM属于面向连接的网络类型。
- ATM层负责连接和复用。
- ATM适配层(AAL)在ATM层之上，其功能是提供各种业务、进行信元的装配和拆卸、解决传输抖动、进行流量控制和差错控制等。
- 更高层是用户层，其功能还有待研究。

4	更高层
3	ATM适配层
2	ATM层
1	物理层



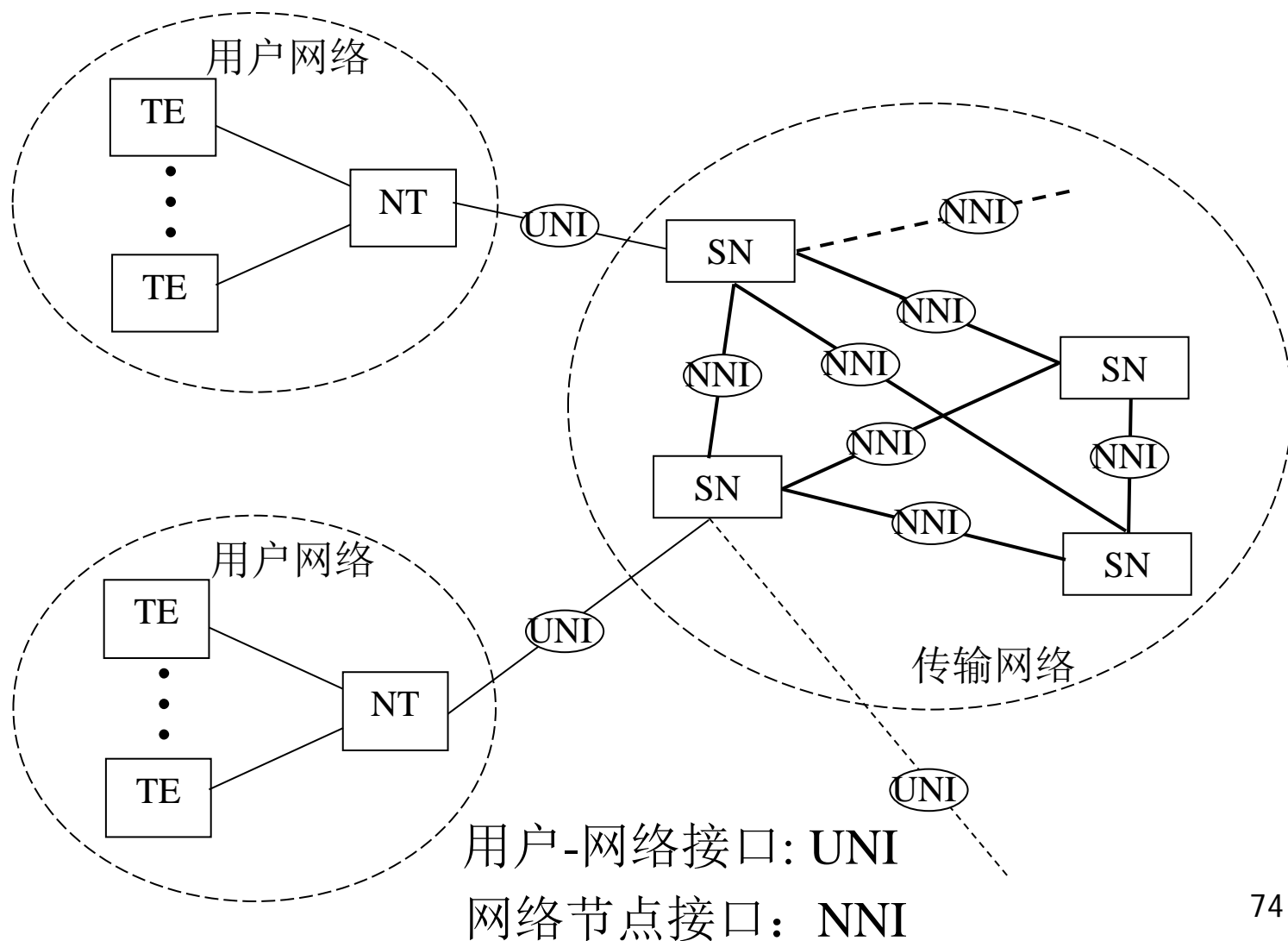
第11章 通信网

◆ ATM网络的结构

- ATM网络的组成：包括ATM用户网络和ATM传输网络。
 - ATM用户网络：由用户终端设备TE、网络终端NT 和传输链路组成。
 - ATM传输网络：由ATM交换节点SN和传输链路组成。
- ATM网络示意图：

第11章 通信网

□ ATM网络示意图:

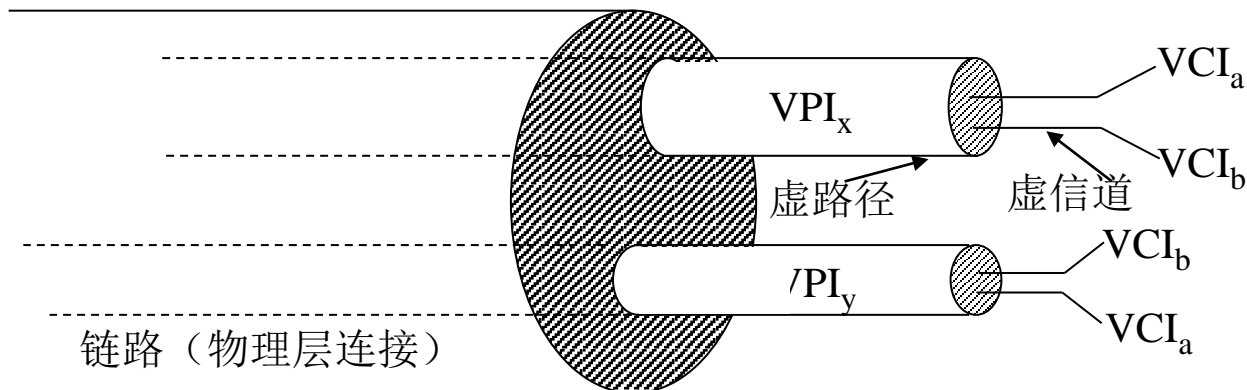


第11章 通信网

◆ ATM层

□ ATM层的连接功能：

- ATM连接由一些ATM层链路串联组成，为接入点之间提供端-端传递能力。
- 在给定接口处和给定方向上，同一物理层连接在ATM层被若干虚路径VP 所复用；这些虚路径用虚路径标识符VPI 来区别。
- 在一段虚路径连接VPC 中又有若干虚信道VC ；这些虚信道用虚信道标识符VCI 来区别。



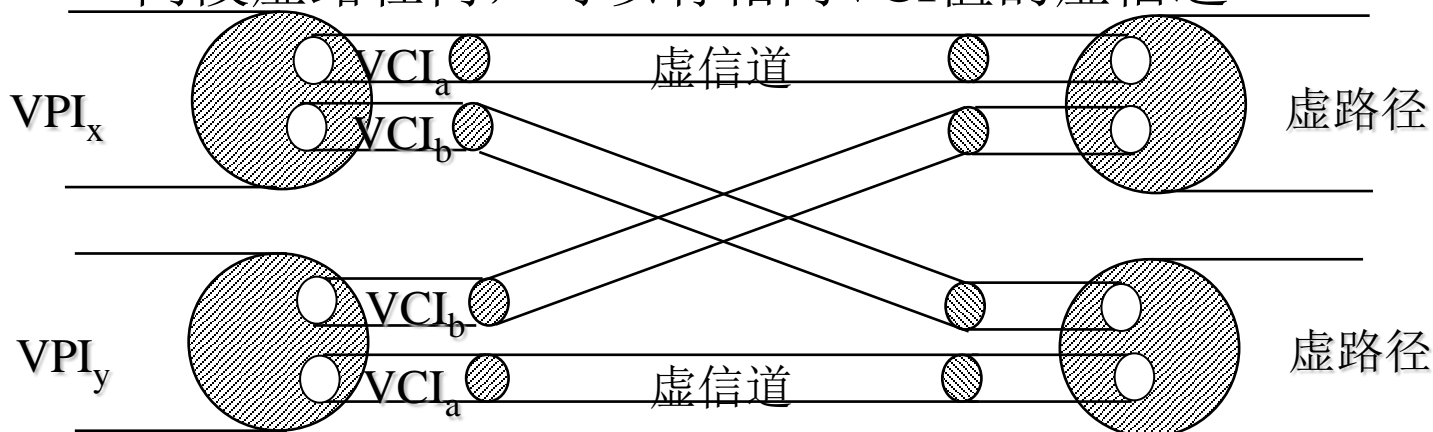
第11章 通信网

➤ VPI和VCI的关系

在一个给定的接口上，分别属于两段不同VP的两段VC可以具有相同的VCI值。所以，一段VC在一个接口上需要由VPI和VCI两个值才能被完全识别。

若一段虚信道连接VCC是在交换线路上，则VCI的一个特定值没有端-端意义，因为当VP终结（例如，经过交换机或交叉连接）时，VPI可能改变。

VCI仅在VC链路终结处才能改变。所以，VCI值只在一段虚路径连接VPC内保持不变。下图示出，不同VPI值的两段虚路径内，可以有相同VCI值的虚信道

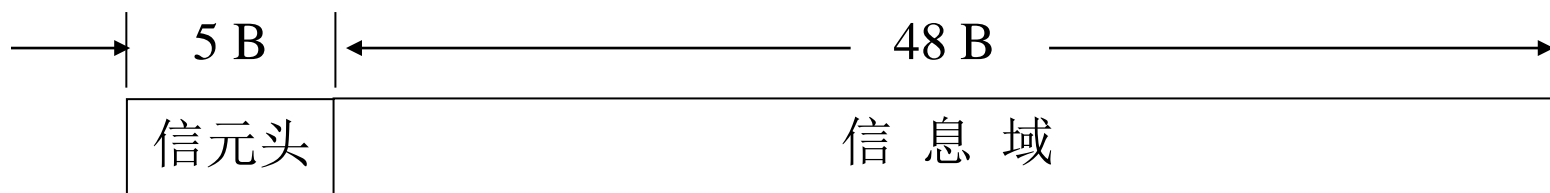


第11章 通信网

- ATM层的连接功能中还包含交换和交叉连接。交换设备和一般数字交换机的基本原理相同。交叉连接设备在ATM网中完成VP交换，不需要进行信令处理，从而能实现极高速率的交换。

■ ATM层的复用功能：

- ATM使用异步时分复用技术和面向分组的传递方式。
- 复用的信息流由给定长度的分组构成，这种分组称为信元。这些信元可以来自不同的用户。
- 信元由一个信息域和一个信元头组成。信元头的长度规定为5 B，信息域的长度规定为48 B：





第11章 通信网

- 信元头的功能：
识别属于同一虚信道(VC)的信元。
- 信元头中包含的信息：

虚信道标识符(VCI)

虚路径标识符(VPI)

一般流量控制(GFC)

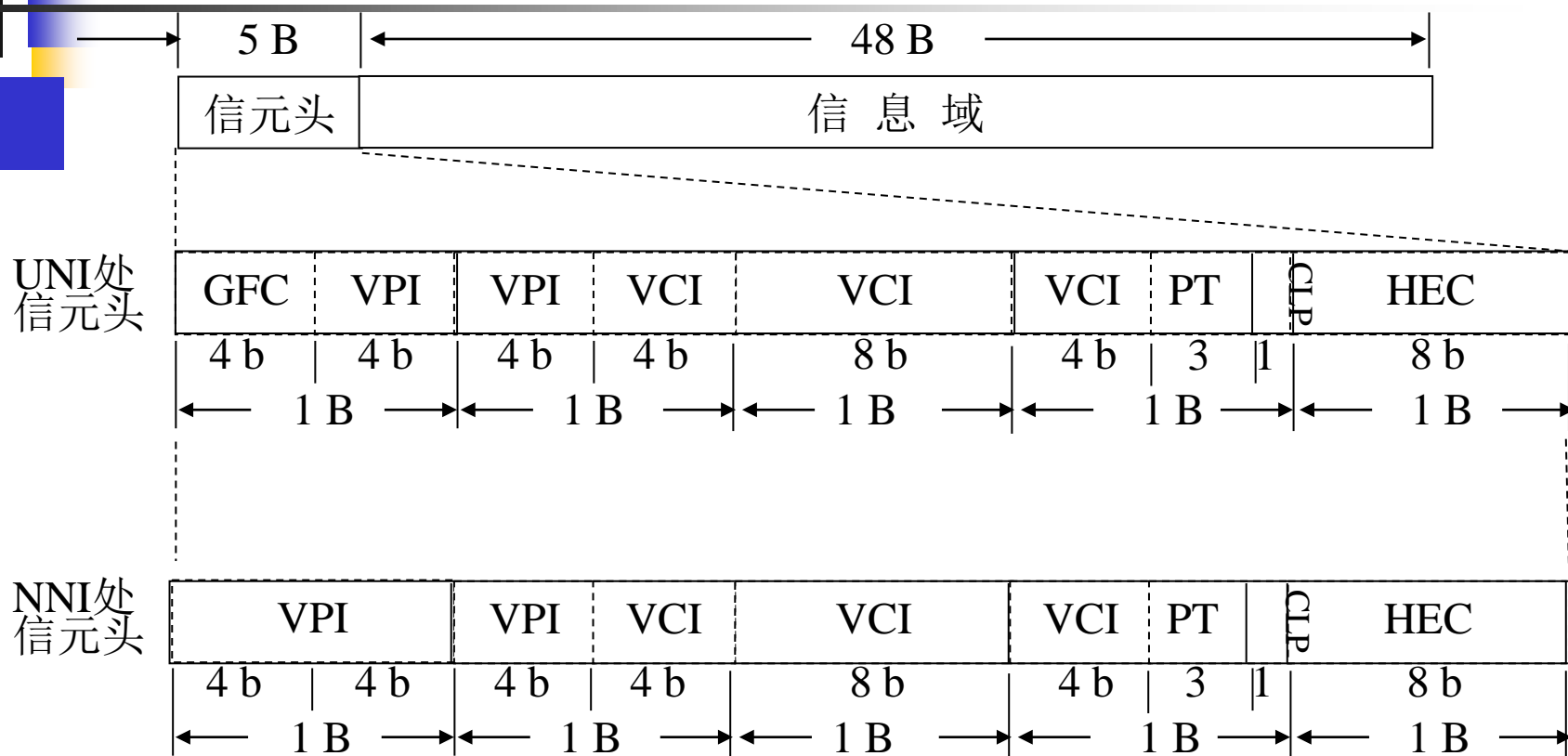
信元丢失优先等级(CLP)

有用负荷类型(PT)

信元头差错控制(HEC)

在不同的接口UNI和NNI上，信元头的格式略有不同，如下图所示：

第11章 通信网



- 由于在NNI处不需要规定一般流量控制GFC，所以可以用于标识符VPI和VCI的比特数达28 b，比UNI处多4 b。



第11章 通信网

- 每个用户的传递容量根据用户的要求和系统能提供的容量用协商的办法分配。由于ATM是一种面向连接的技术，当需要时将连接标识符分配给连接的每一链路，当不再需要时即释放。通常，信令 and 用户信息是分开在不同的ATM连接上传输的。



第11章 通信网

◆ ATM适配层（AAL）

□ AAL的功能：

- 它在B-ISDN参考模型中位于ATM层和更高层之间，将更高层的协议数据单元PDU映射到ATM信元中的信息域，或反之，从而将更高层和ATM层的特性隔开。具体讲，无论更高层送来的数据是语音、图像，还是报文，在AAL中都将其划分成一些48 B的分组，装入信元的信息域中。
- AAL支持多种应用业务，包括固定和可变比特率，面向连接和无连接，以及有定时关系和无定时关系等类型的业务。此外，AAL的功能决定于更高层的要求，主要有处理传输差错、处理信元丢失和信元错位，以及流量控制和定时控制等。



第11章 通信网

• 11.5 移动通信网

■ 11.5.1 概述

◆ 移动通信分类

- 按照移动通信类型区分：移动电话、移动数据（包括电报）、移动多媒体通信、无线寻呼(paging)等。
- 按照移动通信工作方式区分：单工、半双工、双工通信等。
- 按照组网方式区分：专线（对讲）、广播网、集群网、自组织（无中心）网、蜂窝网(Cellular Network)等。

在本节中我们将以目前广泛应用的蜂窝电话网为例，作重点介绍。



第11章 通信网

◆ 蜂窝网的发展

- 第一代蜂窝网：模拟调制、电话通信
- 第二代蜂窝网：数字调制、电话通信为主
(第2.5代蜂窝网：增加数据通信功能)
- 第三代蜂窝网：数字调制、多媒体通信

第11章 通信网

11.5.2 蜂窝网的小区划分和频率规划

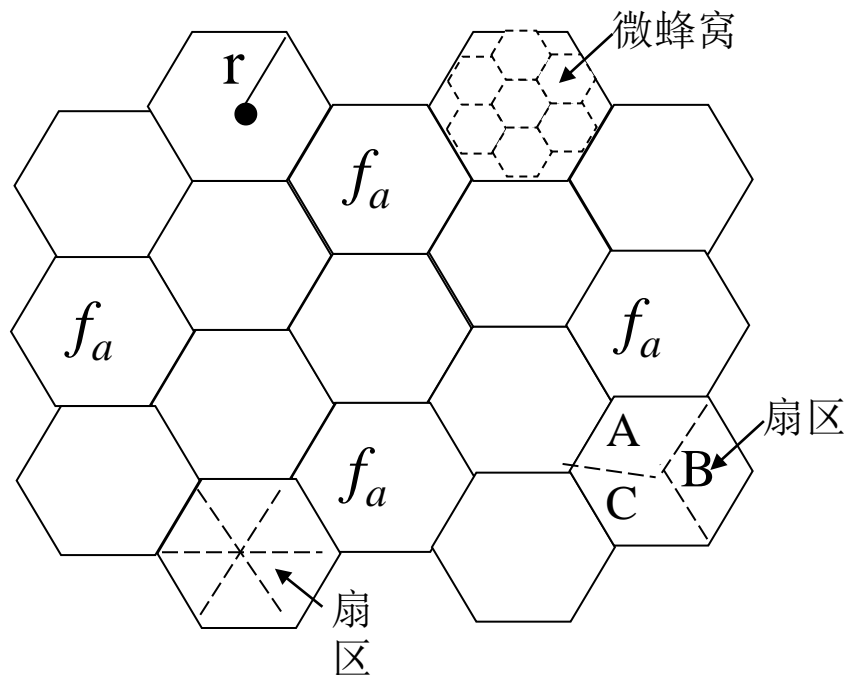
- ◆ 划分小区的目的：

- 解决无线频率资源不足，在不同地区重复使用相同频率。

- ◆ 划分小区的方法：

- 将地面按正6边形划分成蜂窝状，将每个正6边形称为一个小区，小区的半径 r 一般在10至30km左右。
 - 在一个小区内使用的频率经过一定距离后在另一小区可以重复使用，如下图所示：

第11章 通信网



- 图中频率 f_a 不得在相邻小区重复使用。采用正6边形的原因是，在能够无缝隙地覆盖地面的正多边形中它是最接近圆形的一个，从而使小区间信号的互相干扰最小。



第11章 通信网

- 为了在用户非常密集的地区进一步增大用户容量，以解决频率资源仍然满足不了需求的问题，还可以采用如下两种办法。
 - 小区分裂方法：将小区再次划分成微蜂窝，如上图中右上方虚线所示。在微蜂窝中，基站的天线高度和发射功率等可以降低，从而使微蜂窝基站的服务半径减小，在原来小区范围内可以再次重复使用频率，增大了用户容量。
 - 扇区方法：即在小区基站上采用几个定向天线分别覆盖不同方向，形成几个扇区。在上图中右下角示出一个小区被分为3个扇区A、B和C；同一频段在这3个扇区中可以重复使用，这相当于此小区内可用频率数量增至3倍。扇区的数目可以设计得更多，在图的下方还示出了分为6个扇区的小区。

第11章 通信网

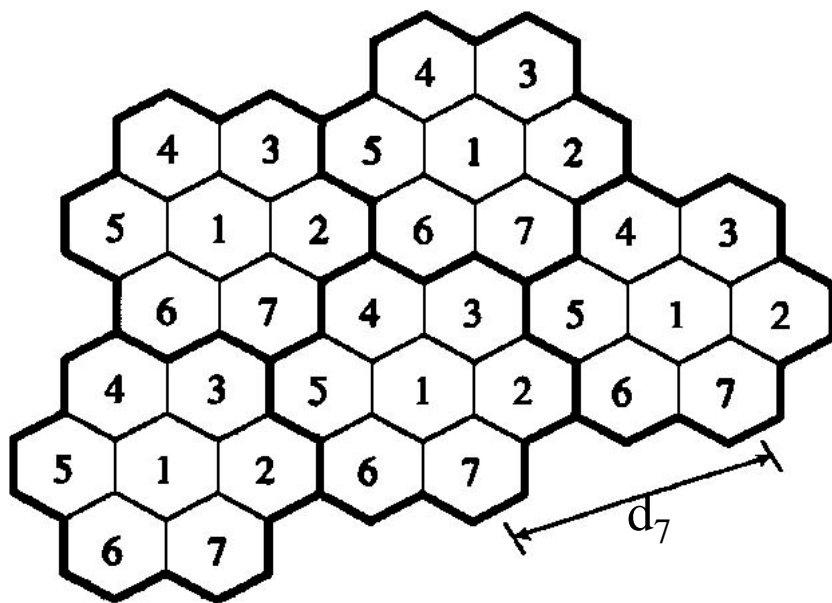
◆ 蜂窝网中频率划分的方案

- 方案A: 4组频率重复使用

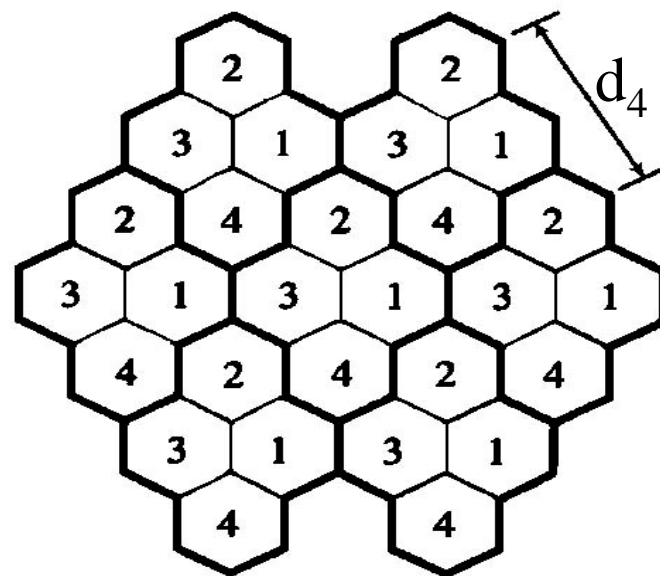
$$d_4 = 2\sqrt{3}r = 3.46r$$

- 方案B: 7组频率重复使用

$$d_7 = 4.5r$$



N=7



N=4

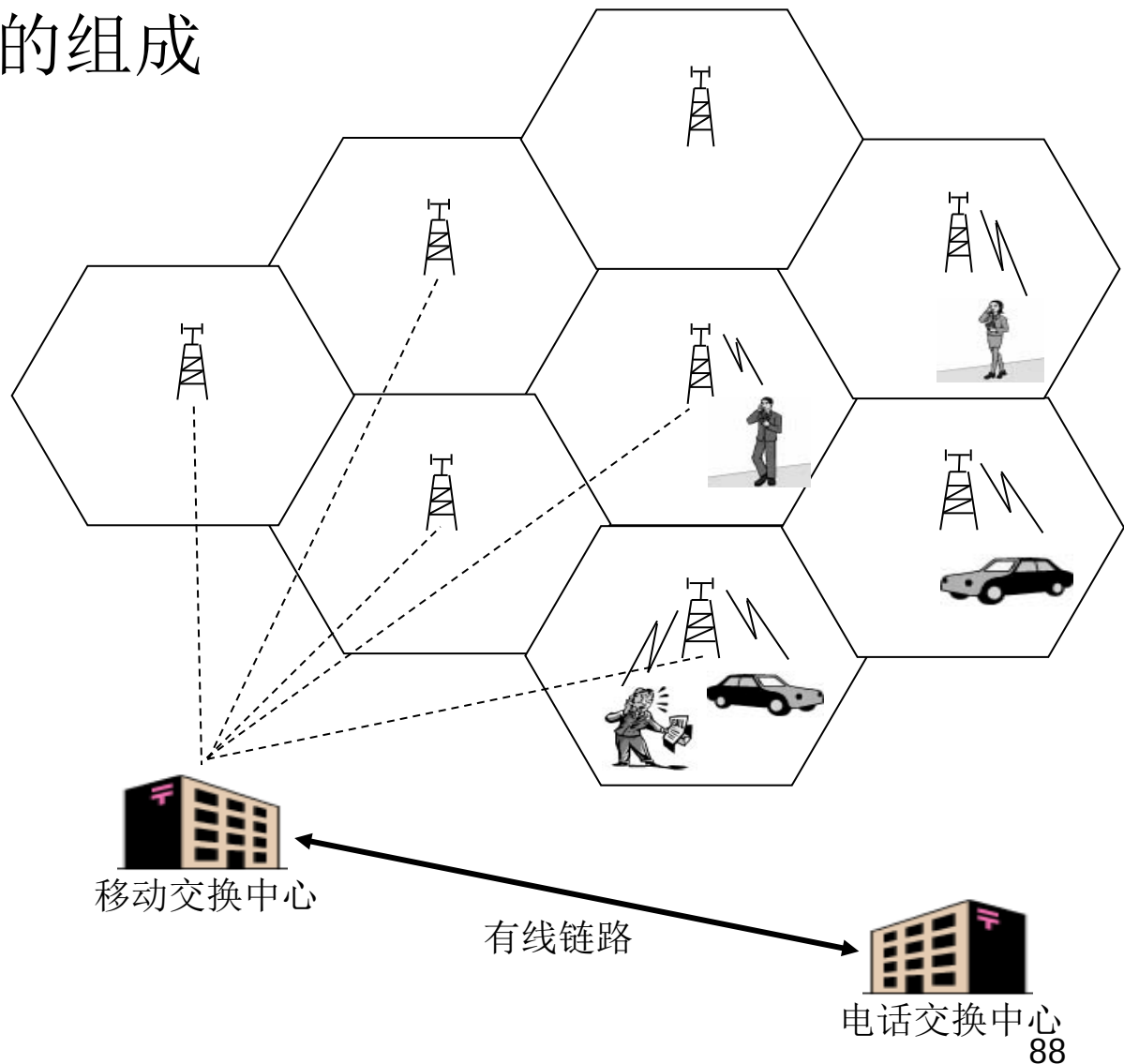
$$d_4 < d_7$$

方案A中每个小区可用频率的数量比方案B多。

第11章 通信网

11.5.3 蜂窝网的组成

- ◆ 基站
- ◆ 移动台
- ◆ 切换
 - 硬切换
 - 软切换
- ◆ 漫游





第11章 通信网

11.5.4 第二代蜂窝网的体制

重点介绍GSM体制。

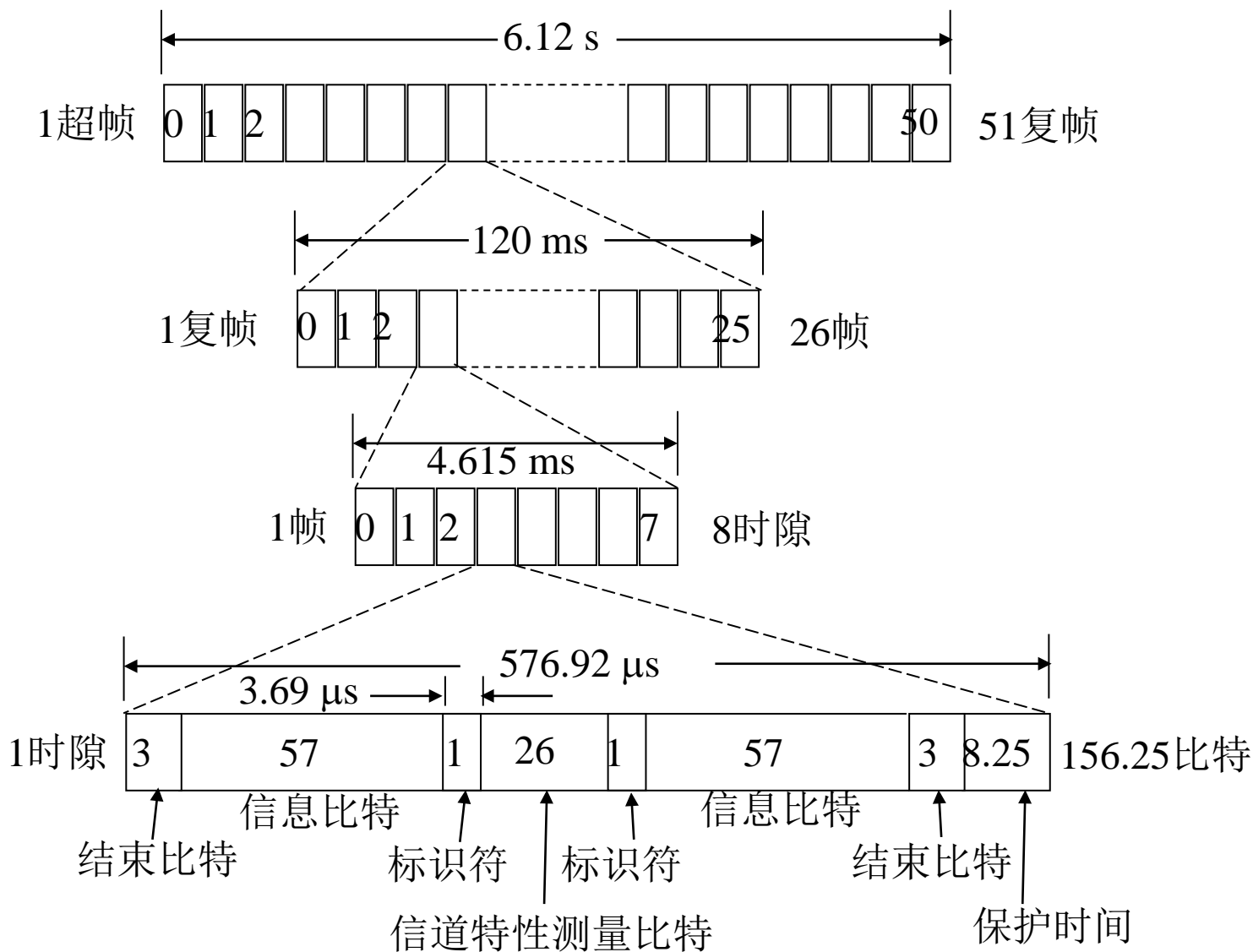
- ◆ GSM的工作频段：每个信道占用200MHz带宽
 - 900MHz频段：共有174个双向信道
 - 上行信道：880 MHz ~ 915 MHz频段
 - 下行信道：925 MHz ~ 960 MHz频段
 - 1800MHz频段：共有374个双向信道
 - 上行信道：1710 MHz ~ 1785MHz频段
 - 下行信道：1805 MHz ~ 1880 MHz频段

第11章 通信网

◆ GSM的体制

- TDMA/FDM多址接入
- 频分双工(FDD)
- GMSK调制($BT = 0.3$)
- 的比特率: 270.833 kb/s
- 每个频分信道可以容纳8个时分用户
- GSM的帧结构示于下图中:

第11章 通信网





第11章 通信网

- 超帧长度：6.12 s，其中包含51个复帧。
- 复帧长度：120 ms，其中包含26个帧。
- 每帧分为8个时隙。
- 时隙长度：4.615 ms。
- 8个时隙分配给8个用户使用。
- 在一个时隙中可以传输114 b的用户信息，其他为开销。
- 语音编码：规则脉冲激励长时预测(RPE-LTP)编码。此方案先将语音经过模/数变换后，分成20 ms长的帧，然后再进行压缩编码，压缩后每帧长260 b，相当于速率13 kb/s。
- 纠错编码：卷积码。卷积码的码率等于1/2，约束长度为5。编码后的码元再和未编码的其他码元进行交织，以增强抗衰落能力。
- 发射载频：用伪随机码控制跳频。跳频速率为217跳/秒。



第11章 通信网

◆ 第2.5代GSM的改进

- 通用分组无线业务(**GPRS**)：用户信息改按分组交换的原理传输。大大提高了系统传输效率。对用户改为按流量计费，而不是按时间计费。用户的移动台可以长时间地处于“在线”状态，不必担心因此而须大量付费。
- 高速电路交换数据(**HSCSD**)：它仍然采用电路交换技术，但是将多个时隙同时给一个用户使用，以提高传输速率。例如，假设原来每个时隙的信息传输速率（不含纠错码）为16 kb/s，则在将4个时隙分给一个用户使用，传输速率可以达到64 kb/s。
- 增高数据速率(**EDGE**)：采用8PSK代替GMSK调制。例如，若原来每个时隙的信息传输速率为16 kb/s，则现在每个时隙的数据率可以达到48 kb/s；若再将8个时隙合并给一个用户使用，则每个用户的传输速率可以达到384 kb/s。
- 增加多种数据接口，例如USB、红外IrDA、蓝牙等。



第11章 通信网

11.5.5 第三代蜂窝网

◆ 目标:

- **全球化**: 能无缝隙地覆盖全球, 并统一体制实现在全球的国际漫游。
- **个人化**: 系统具有大的用户容量、高的通信质量和极强的保密性。
- **综合化**: 能实现综合业务传输和多媒体通信。

◆ 对传输速率的要求:

- **室内环境**: 不小于 2 Mb/s
- **低速运动**: 不小于 384 kb/s
- **高速运动**: 不小于 144 kb/s
- **卫星信道**: 不小于 9.6 kb/s
- **实现按需分配的可变速率**, 和实现上、下行速率不对称传输以适应连接到因特网时的传输特点。



第11章 通信网

- ◆ 主要方案:

- W-CDMA: 欧洲提出的
- CDMA2000: 美国提出的
- TD-SCDMA: 我国提出的。

它们的共同特点是都采用了码分多址CDMA技术。



第11章 通信网

11.5.6 卫星移动通信网

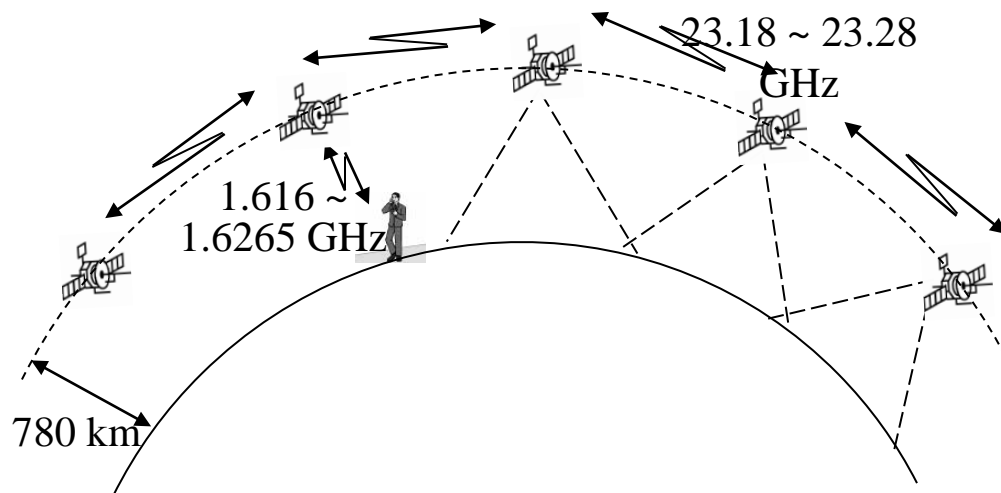
- ◆ 卫星移动通信网的优点：

- 不需要地面基站
- 卫星移动通信网是将基站建在卫星上。

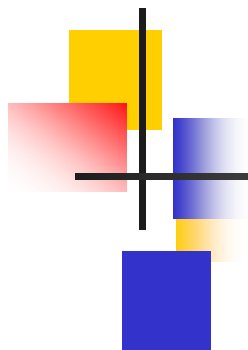
- ◆ 典型卫星移动通信系统：“铱”系统。

- 在“铱”系统中，共用66颗低轨道（轨道高度780 km）卫星分布在6个轨道平面上。每个卫星上设置一个基站，地面移动台直接和某个卫星上的基站建立无线链路，如下图所示。

第11章 通信网



- 用户至卫星基站链路的频段：1.616 GHz ~ 1.6265 GHz。
- 卫星基站间链路的频段：23.18 GHz ~ 23.38 GHz。
- 链路采用QPSK调制和FDMA/TDMA体制。
- 每个卫星覆盖地面一个小区，在小区之间有少许重叠，以保证无缝隙覆盖。



通信原理基础

同步原理



第10章 同步原理

10.1 概述

数字通信系统中的同步种类：载波同步、码元同步、群同步和网同步。

载波同步：又称载波恢复。

- ◆ 目的：在接收设备中产生一个和接收信号的载波**同频、同相**的本地振荡，用于相干解调。

- ◆ 方法：

接收信号中有载频分量时：需要调整其相位。

接收信号中无载频分量时：需从信号中提取载波，或插入辅助同步信息。



第10章 同步原理

码元同步：又称时钟同步或时钟恢复。

对于二进制信号，又称**位同步**。

- ◆ 目的：得知每个接收码元准确的起止时刻，以便决定积分和判决时刻。
- ◆ 方法：从接收信号中获取同步信息，由其产生一时钟脉冲序列，使后者和接收码元起止时刻保持正确关系。或插入辅助同步信息。

群同步：又称帧同步。

- ◆ 目的：将接收码元正确分组。
- ◆ 方法：通常需要在发送信号中周期性地插入一个同步码元，标示出分组位置。

网同步：使通信网中各站点时钟之间保持同步。

第10章 同步原理

10.2 载波同步

10.2.1 有辅助导频时的载频提取

- 用于不包含载频分量的信号。
- 在发送信号中另外加入一个或几个导频信号。
- 多采用锁相环（PLL）提取载波。
- 锁相环原理方框图：

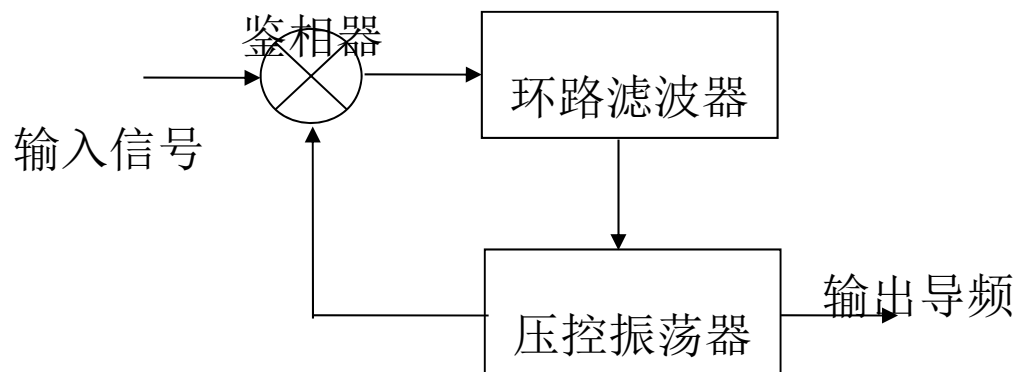


图10-1 锁相环原理方框图



第10章 同步原理

- 对环路滤波器的要求：通带越窄，能够通过的噪声越少，但是对导频相位漂移的限制越大。
- 数字化接收机中锁相环的实现方法：
 - 窄带滤波器：改用数字滤波器
 - 压控振荡器：用只读存储器代替
 - 鉴相器：可以是一组匹配滤波器

第10章 同步原理

◆ 10.2.2 无辅助导频时的载波提取

□ **平方环**：以2PSK信号为例进行讨论。设信号

$$s(t) = m(t) \cos(\omega_c t + \theta)$$

式中， $m(t) = \pm 1$

当 $m(t)$ 取+1和-1的概率相等时，此信号的频谱中无角频率 ω_c 的离散分量。将上式平方，得到

$$s^2(t) = m^2(t) \cos^2(\omega_c t + \theta) = \frac{1}{2}[1 + \cos 2(\omega_c t + \theta)]$$

由上式可见，其中包含2倍载频的频率分量。将此2倍频分量用窄带滤波器滤出后再作2分频，即可得出所需载频。方框图如下：

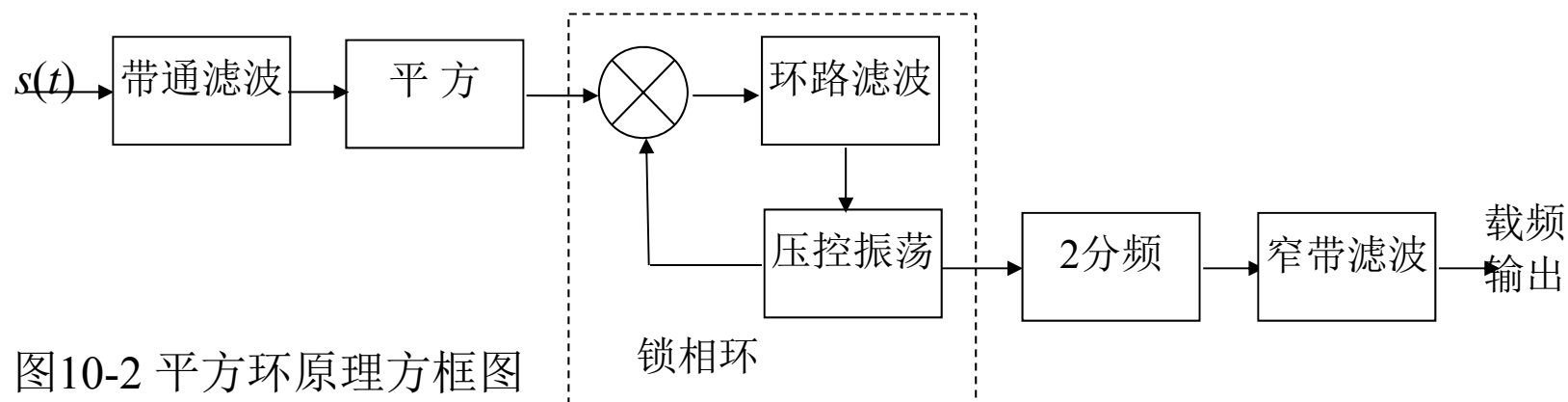


图10-2 平方环原理方框图



第10章 同步原理

此方案的缺点：

- 1、**相位含糊性**：2分频器的输出电压有相差 180° 的两种可能相位，即其输出电压的相位决定于分频器的随机初始状态。采用2DPSK体制可以避免此缺点的影响。
- 2、**错误锁定**：平方后的接收电压中有可能存在其他的离散频率分量，使锁相环锁定在错误的频率上。解决这个问题的办法是降低环路滤波器的带宽。

第10章 同步原理

□ 科斯塔斯环法：又称同相正交环法或边环法。

➤ 原理方框图：

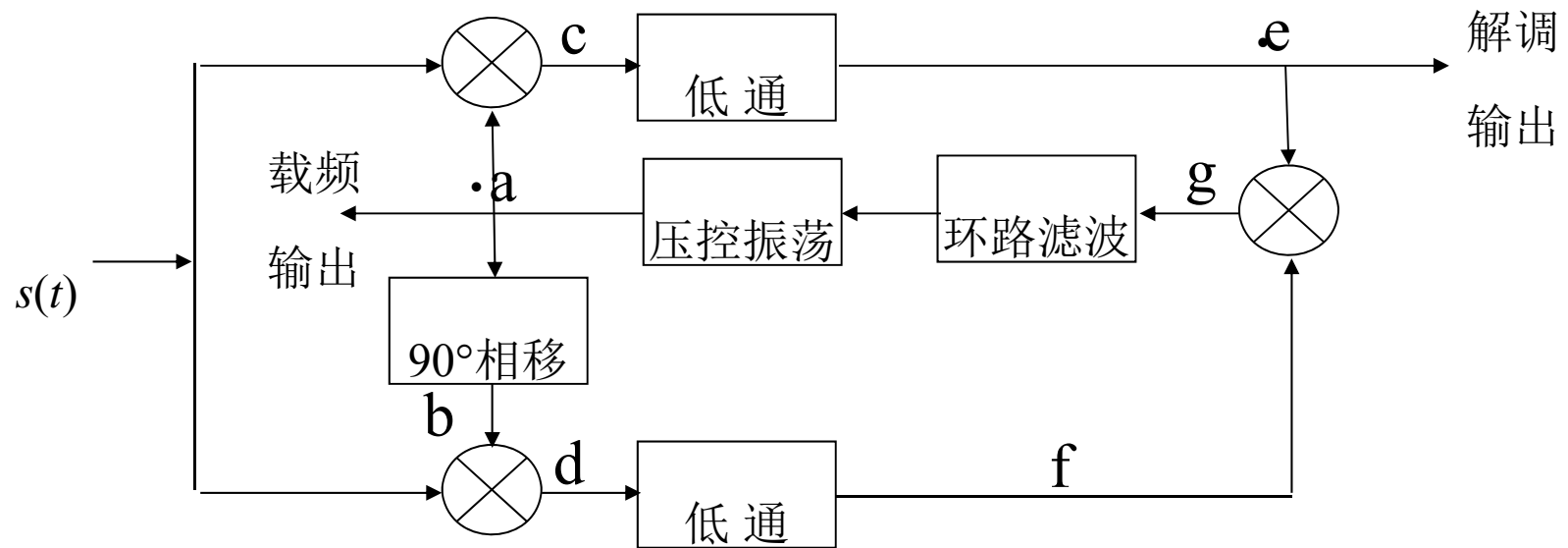


图10-3 科斯塔斯环法原理方框图



第10章 同步原理

➤ 工作原理

a点的压控振荡电压为: $v_a = \cos(\omega_c t + \varphi)$

b点的压控振荡电压为: $v_b = \sin(\omega_c t + \varphi)$

c点的电压:

$$v_c = m(t) \cos(\omega_c t + \theta) \cos(\omega_c t + \varphi) = \frac{1}{2} m(t) [\cos(\varphi - \theta) + \cos(2\omega_c t + \varphi + \theta)]$$

d点的电压:

$$v_d = m(t) \cos(\omega_c t + \theta) \sin(\omega_c t + \varphi) = \frac{1}{2} m(t) [\sin(\varphi - \theta) + \sin(2\omega_c t + \varphi + \theta)]$$

e点的电压: $v_e = \frac{1}{2} m(t) \cos(\varphi - \theta)$

f点的电压: $v_f = \frac{1}{2} m(t) \sin(\varphi - \theta)$

g点的电压: $v_g = v_e v_f = \frac{1}{8} m^2(t) \sin 2(\varphi - \theta)$

上式中的 $(\varphi - \theta)$ 是压控振荡电压和接收载波相位之差。



第10章 同步原理

$$v_g = v_e v_f = \frac{1}{8} m^2(t) \sin 2(\varphi - \theta)$$

将 $m(t) = \pm 1$ 代入上式，并考虑到当 $(\varphi - \theta)$ 很小时，
 $\sin(\varphi - \theta) \approx (\varphi - \theta)$ ，则上式变为

$$v_g \approx \frac{1}{4}(\varphi - \theta)$$

电压 v_g 通过环路滤波器，控制压控振荡器的振荡频率。

这个电压控制压控振荡器的输出电压相位，使 $(\varphi - \theta)$ 尽可能地小。当 $\varphi = \theta$ 时， $v_g = 0$ 。

压控振荡器的输出电压 v_a 就是科斯塔斯环提取出的载波。



第10章 同步原理

$$v_e = \frac{1}{2} m(t) \cos(\varphi - \theta)$$

由上式可见，当 $(\varphi - \theta)$ 很小时，除了差一个常数因子外，电压 v_e 就近似等于解调输出电压 $m(t)$ 。所以科斯塔斯环本身就同时兼有提取相干载波和相干解调的功能。

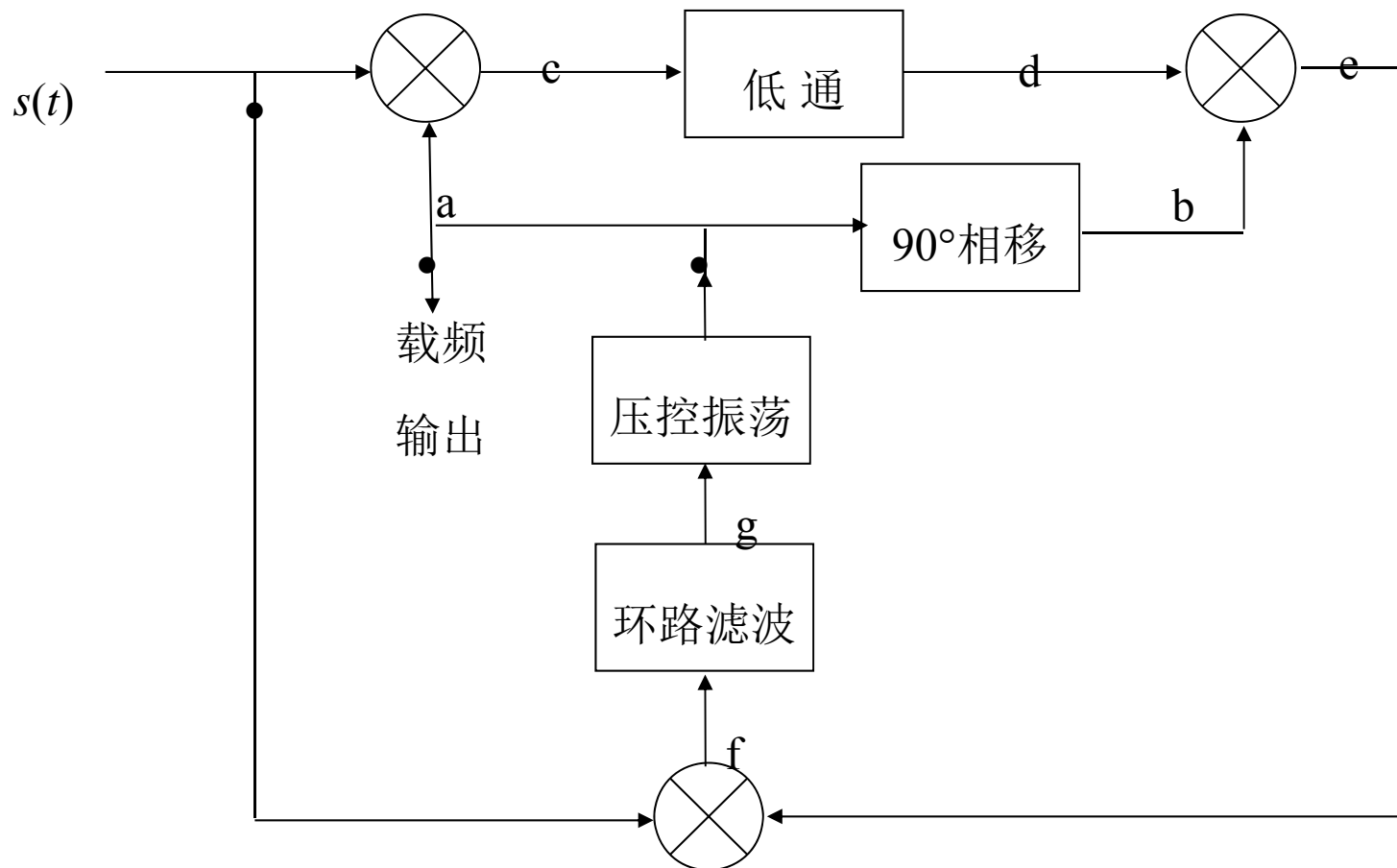
➤ 优缺点：

- 1、不需要对接收信号作平方运算，工作频率较低。
- 2、为了得到科斯塔斯环法在理论上给出的性能，要求两路低通滤波器的性能完全相同。
- 3、由锁相环原理可知，锁相环在 $(\varphi - \theta)$ 值接近0的稳定点有两个，在 $(\varphi - \theta)$ 等于0和 π 处。所以，科斯塔斯环法提取出的载频也存在相位含糊性。

第10章 同步原理

■ 再调制器 — 第3种提取相干载波的方法

➤ 原理方框图



第10章 同步原理

➤ 工作原理

接收信号和 a 点振荡电压相乘后得到的 c 点电压

$$v_c = m(t)\cos(\omega_c t + \theta)\cos(\omega_c t + \varphi) = \frac{1}{2}m(t)[\cos(\varphi - \theta) + \cos(2\omega_c t + \varphi + \theta)]$$

它经过低通滤波后，在 d 点的电压为

$$v_d = \frac{1}{2}m(t)\cos(\varphi - \theta)$$

v_d 实际上就是解调电压，它受 b 点的振荡电压在相乘器中再调制后，得出的 e 点电压等于

$$v_e = \frac{1}{2}m(t)\cos(\varphi - \theta)\sin(\omega_c t + \varphi) = \frac{1}{4}m(t)[\sin(\omega_c t + \theta) + \sin(\omega_c t + 2\varphi - \theta)]$$

上式的 v_e 和信号 $s(t)$ 再次相乘，得到在 f 点的电压



第10章 同步原理

$$\begin{aligned}v_f &= \frac{1}{4}m^2(t)\cos(\omega_c t + \theta)[\sin(\omega_c t + \theta) + \sin(\omega_c t + 2\varphi - \theta)] \\&= \frac{1}{4}m^2(t)[\cos(\omega_c t + \theta)\sin(\omega_c t + \theta) + \cos(\omega_c t + \theta)\sin(\omega_c t + 2\varphi - \theta)] \\&= \frac{1}{8}m^2(t)[\sin 2(\omega_c t + \theta) + \sin 2(\varphi - \theta) + \sin 2(\omega_c t + \varphi)]\end{aligned}$$

v_f 经过窄带低通滤波后，得到压控振荡器的控制电压

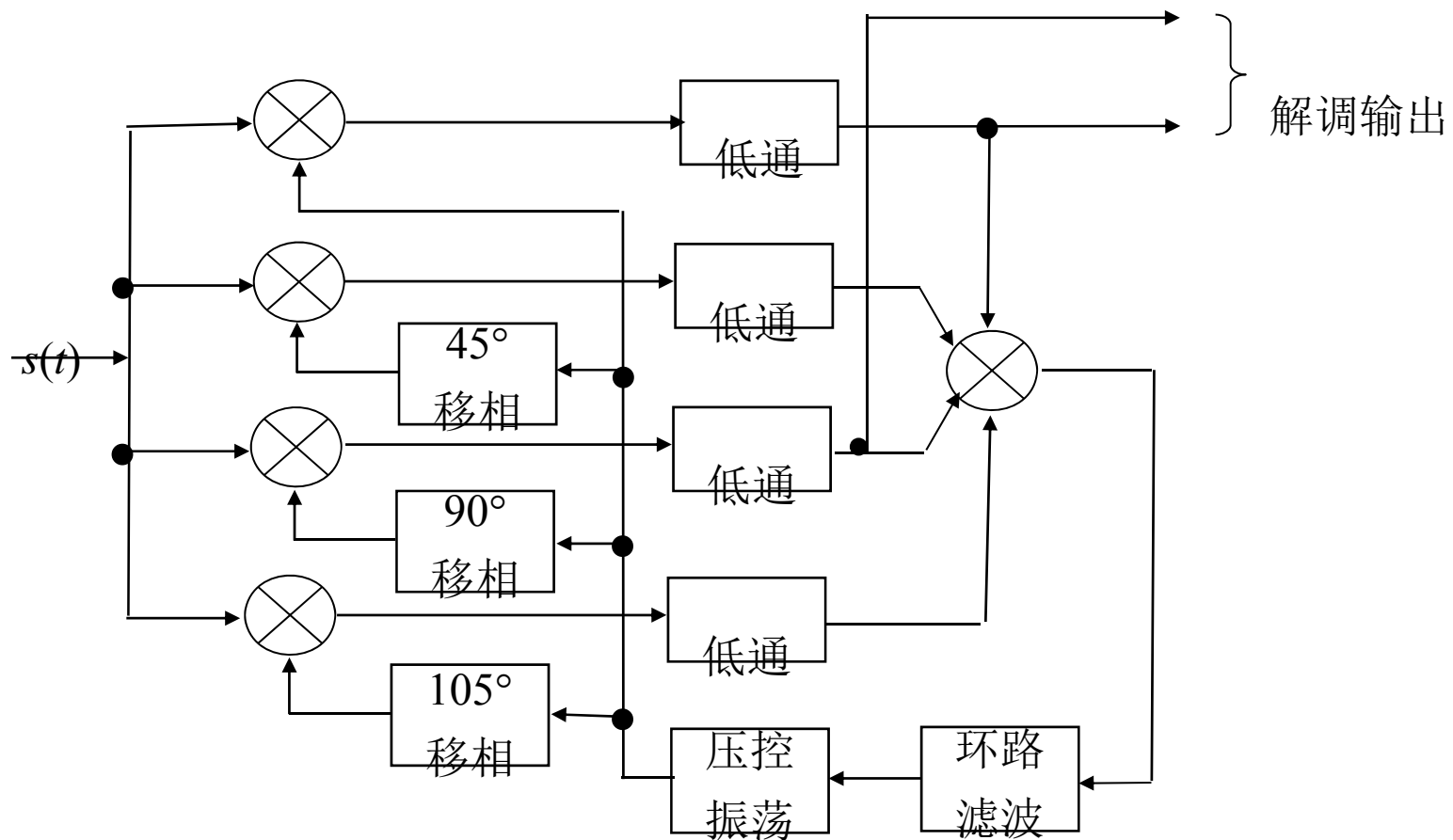
$$v_g = \frac{1}{8}m^2(t)\sin 2(\varphi - \theta)$$

将上式的控制电压和科斯塔斯环的控制电压式比较可见，这两个方案中的压控振荡器的控制电压相同。

第10章 同步原理

■ 多进制信号的载频恢复

例：QPSK信号提取载频的科斯塔斯环法原理方框图





第10章 同步原理

10.2.3 载波同步的性能

◆ 相位误差

□ 相位误差的种类

- 恒定误差：由电路参量引起的
- 随机误差：由噪声引起的

□ 恒定误差分析：

- 当提取载波电路中存在窄带滤波器时，若其中心频率 f_q 和载波频率 f_0 不相等，存在频率偏差 Δf ，则载波通过它时会有附加相移。设此窄带滤波器由一个单谐振电路组成，则由其引起的附加相移等于

$$\Delta\varphi \approx 2Q \frac{\Delta f}{f_q}$$

由上式可见，电路的 Q 值越大，附加相移也成比例地增大。



第10章 同步原理

- 当提取载频的电路中采用锁相环时，若锁相环工作在稳态，压控振荡电压的频率 f_0 应当和信号载频 f_c 相同，并且其相位误差应当很小。设锁相环压控振荡电压的稳态相位误差为 $\Delta\varphi$ ，则有

$$\Delta\varphi = \frac{\Delta f}{K_d}$$

式中， Δf 是 f_c 和 f_0 之差，而 K_d 为锁相环路直流增益。

为了减小误差 $\Delta\varphi$ ，由上式可见，应当尽量增大环路的增益 K_d 。

第10章 同步原理

■ 随机误差分析

设这种相位误差为 θ_n ，它是由窄带高斯噪声引起的，所以是一个随机量。当大信噪比时，此随机相位误差 θ_n 的概率密度函数近似为

$$f(\theta_n) \approx \sqrt{\frac{r}{\pi}} \cos \theta_n \cdot e^{-r \sin^2 \theta_n}, \quad 1 > \cos \theta_n > \frac{2.5}{\sqrt{r}}$$
$$f(\theta_n) \approx 0, \quad \frac{-2.5}{\sqrt{r}} > \cos \theta_n > -1$$

所以，在 $\theta_n = 0$ 附近，对于大的 r ， $f(\theta_n)$ 可以写为

$$f(\theta_n) \approx \sqrt{\frac{r}{\pi}} \cdot e^{-r \theta_n^2}$$

我们知道，均值为0的正态分布的概率密度函数表示式为



第10章 同步原理

$$f(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{x^2}{2\sigma^2}}$$

参照上式正态分布概率密度的形式， $f(\theta_n)$ 的公式可以改写为

$$f(\theta_n) = \frac{1}{\sqrt{2\pi} \cdot \sqrt{\frac{1}{2r}}} e^{-\frac{\theta_n^2}{2\left(\frac{1}{2r}\right)}}$$

故此随机相位误差 θ_n 的方差与信号噪声功率比 r 的关系为

$$\overline{\theta_n^2} = \frac{1}{2r}$$

所以，当大信噪比时，由窄带高斯噪声引起的随机相位误差的方差大小直接和信噪比成反比。我们常将此随机相位误差 θ_n 的标准偏差称为**相位抖动**，并记为 σ_φ 。



第10章 同步原理

- 在提取载频电路中的窄带滤波器对于信噪比有直接的影响。对于给定的噪声功率谱密度，窄带滤波器的通频带越窄，使通过的噪声功率越小，信噪比就越大，这样随机相位误差越小。另一方面，通频带越窄，要求滤波器的 Q 值越大，则恒定相位误差 $\Delta\phi$ 越大。所以，恒定相位误差和随机相位误差对于 Q 值的要求是矛盾的。



第10章 同步原理

- ◆ 同步建立时间和保持时间

- 同步建立时间：从开始接收到信号（或从系统失步状态）到提取出稳定的载频所需要的时间。

显然我们要求此时间越短越好。在同步建立时间内，由于相干载频的相位还没有调整稳定，所以不能正确接收码元。

- 同步保持时间：从开始失去信号到失去载频同步的时间。显然希望此时间越长越好。长的同步保持时间有可能使信号短暂丢失时，或接收断续信号时，不需要重新建立同步，保持连续提供稳定的本地载频。



第10章 同步原理

□ 同步建立时间和保持时间的关系

在同步电路中的低通滤波器和环路滤波器都是通频带很窄的电路。一个滤波器的通频带越窄，其惰性越大。当在其输入端加入一个正弦振荡时，它输出端振荡的建立时间越长；当输入振荡截止时，输出端振荡的保持时间也越长。显然，这个特性和我们对于同步性能的要求是相左的，即建立时间短和保持时间长是互相矛盾的要求。在设计同步系统时只能折中处理。



第10章 同步原理

◆ 载波同步误差对解调信号的影响

- 载波同步的相位误差：包括两部分恒定误差 $\Delta\varphi$ 和随机误差

（相位抖动） σ_φ ，现在将其写为： $\varepsilon = \Delta\varphi + \sigma_\varphi$

- 相位误差对于2PSK信号误码率的影响：

由科斯塔斯环的输出电压

$$v_e = \frac{1}{2}m(t)\cos(\varphi - \theta)$$

可知，其中 $(\varphi - \theta)$ 为相位误差， v_e 即解调输出电压，而 $\cos(\varphi - \theta)$ 就是由于相位误差引起的解调信号电压下降。因此信号噪声功率比 r 下降至 $\cos^2(\varphi - \theta)$ 倍。将它代入误码率公式，得到相位误差为 $(\varphi - \theta)$ 时的误码率等于

$$P_e = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{r} \cos(\varphi - \theta))$$

式中， r 为信号噪声功率比。



第10章 同步原理

- 相位误差对于单边带信号的影响

设有一单频基带信号

$$m(t) = \cos \Omega t$$

它对载波 $\cos \omega_c t$ 进行单边带调制后，取出上边带信号

$$s(t) = \frac{1}{2} \cos(\omega_c + \Omega)t$$

传输到接收端。若接收端的本地相干载波有相位误差 ε ，则两者相乘后得到

$$\frac{1}{2} \cos(\omega_c + \Omega)t \cdot \cos(\omega_c t + \varepsilon) = \frac{1}{4} [\cos(2\omega_c t + \Omega t + \varepsilon) + \cos(\Omega t - \varepsilon)]$$

经过低通滤波器滤出的低频分量为

$$\frac{1}{4} \cos(\Omega t - \varepsilon) = \frac{1}{4} \cos \Omega t \cdot \cos \varepsilon + \frac{1}{4} \sin \Omega t \cdot \sin \varepsilon$$

其中第1项是原调制基带信号，但是受到因子 $\cos \varepsilon$ 的衰减；第2项是和第1项正交的项，它使接收信号产生失真。



第10章 同步原理

• 10.3 码元同步

- ◆ 码元同步目的：准确的时刻对接收码元进行判决，以及对接收码元能量正确积分。
- ◆ 码元同步方法：从接收码元的起止时刻产生一个码元同步脉冲序列，或称定时脉冲序列。
- ◆ 码元同步方法分类：
 - 外同步法：它是一种利用辅助信息同步的方法，需要在信号中另外加入包含码元定时信息的导频或数据序列。
 - 自同步法，它不需要辅助同步信息，直接从信息码元中提取出码元定时信息。显然，这种方法要求在信息码元序列中含有码元定时信息。



第10章 同步原理

10.3.1 外同步法

- ◆ 常用的外同步法：于发送信号中插入频率为码元速率 ($1/T$) 或码元速率的倍数的同步信号。在接收端利用一个窄带滤波器，将其分离出来，并形成码元定时脉冲。
- ◆ 优缺点：优点是设备较简单；缺点是需要占用一定的频带带宽和发送功率。
- ◆ 插入码元同步信号的方法
 - 时域：
 - 连续插入
 - 增加“同步头”
 - 频域：
 - 在信息码元频谱之外占用一段频谱用于传输同步信息
 - 利用信息码元频谱中的“空隙”处，插入同步信息
- ◆ 外同步法目前采用不多。



第10章 同步原理

10.3.2 自同步法

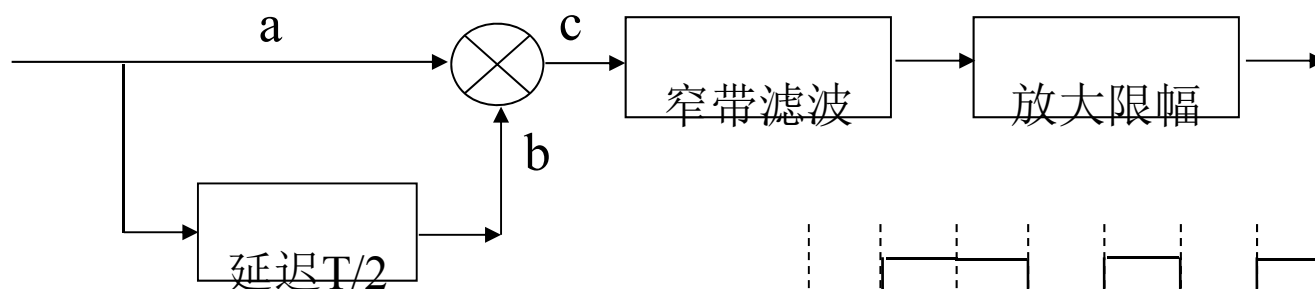
◆ 自同步法分类：

- 开环同步法：由于二进制等先验概率的不归零码元序列中没有离散的码元速率频谱分量，故需要在接收时对其进行某种非线性变换，才能使其频谱中含有离散的码元速率频谱分量，并从中提取码元定时信息。
- 闭环同步法：用比较本地时钟周期和输入信号码元周期的方法，将本地时钟锁定在输入信号上。

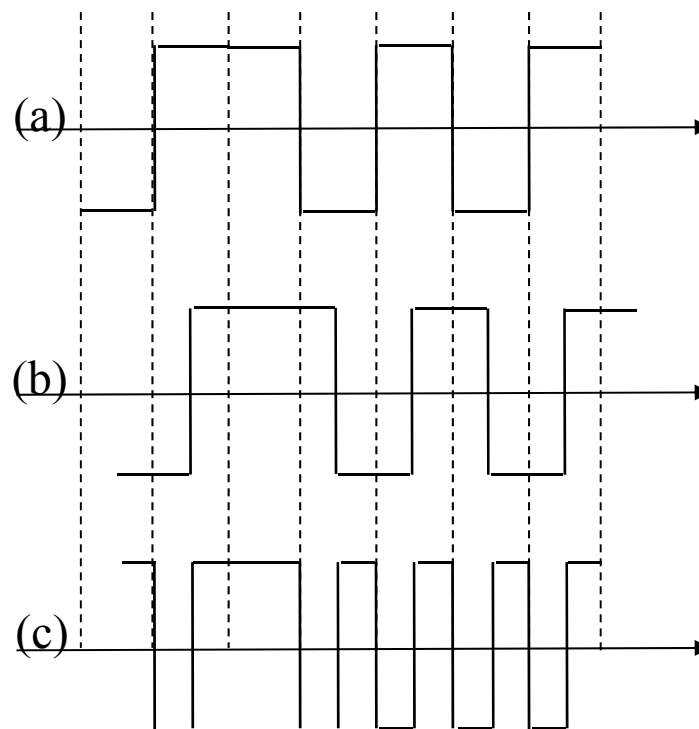
第10章 同步原理

◆ 开环码元同步法

□ 延迟相乘法原理方框图

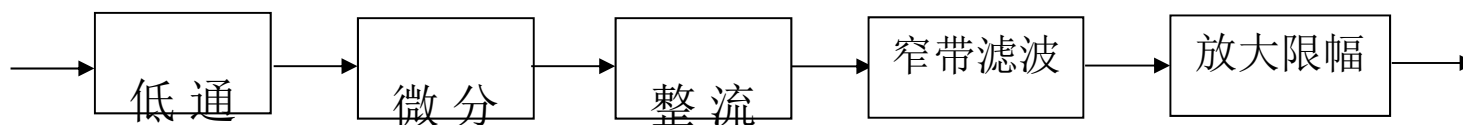


- 相乘器输入和输出的波形：
延迟相乘后码元波形的后半
半永远是正值；而前半则
当输入状态有改变时为负值。
因此，变换后的码元序列的
频谱中就产生了码元速率的
分量。
- 延迟时间等于码元时间一半
时，码元速率分量最强。



第10章 同步原理

□ 微分整流法原理



□ 同步误差

若窄带滤波器的带宽等于 $1/KT$ ，其中 K 为一个常数，则提取同步的时间误差比例为：

$$\frac{|\bar{\varepsilon}|}{T} = \frac{0.33}{\sqrt{KE_b/n_0}} \quad \frac{E_b}{n_0} > 5, \quad K \geq 18$$

式中， $\bar{\varepsilon}$ — 同步误差时间的均值；

T — 码元持续时间；

E_b — 码元能量；

n_0 — 单边噪声功率谱密度。

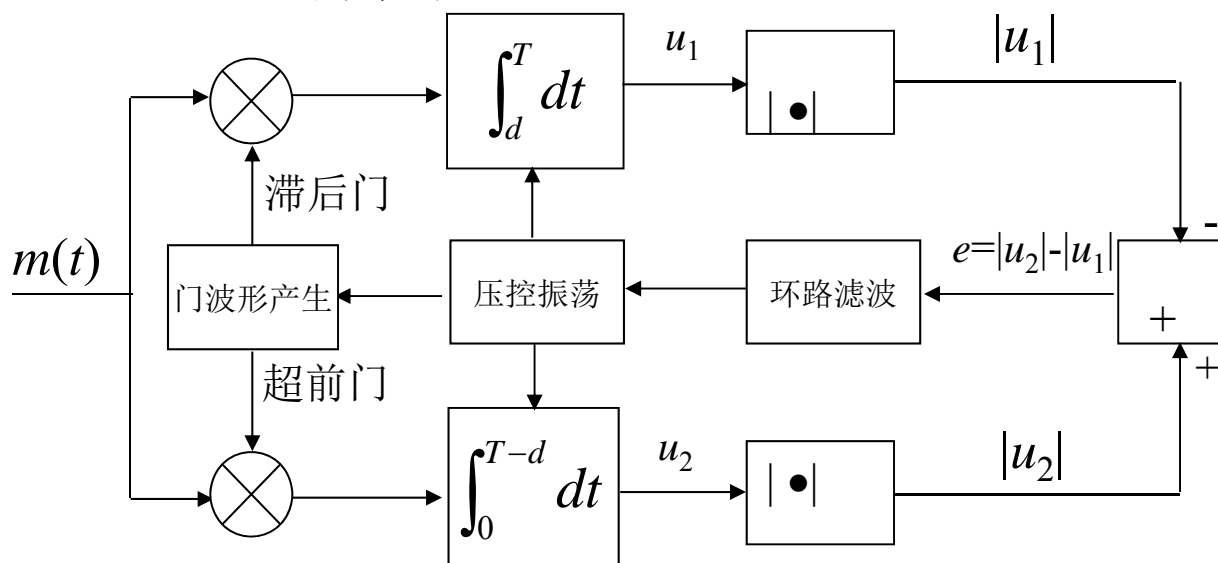
只要接收信噪比大，上述方案能保证足够准确的码元同步²⁹

第10章 同步原理

◆ 闭环码元同步法

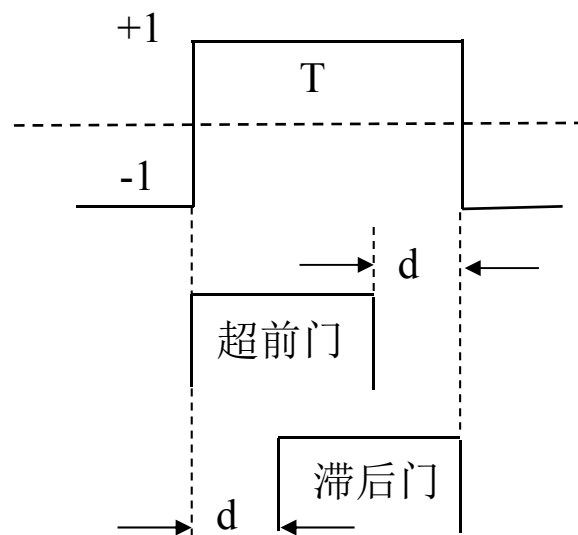
- 基本原理：将接收信号和本地产生的码元定时信号相比较，使本地产生的定时信号和接收码元波形的转变点保持同步。这种方法类似载频同步中的锁相环法。
- “超前/滞后门”同步器：

➤ 原理方框图

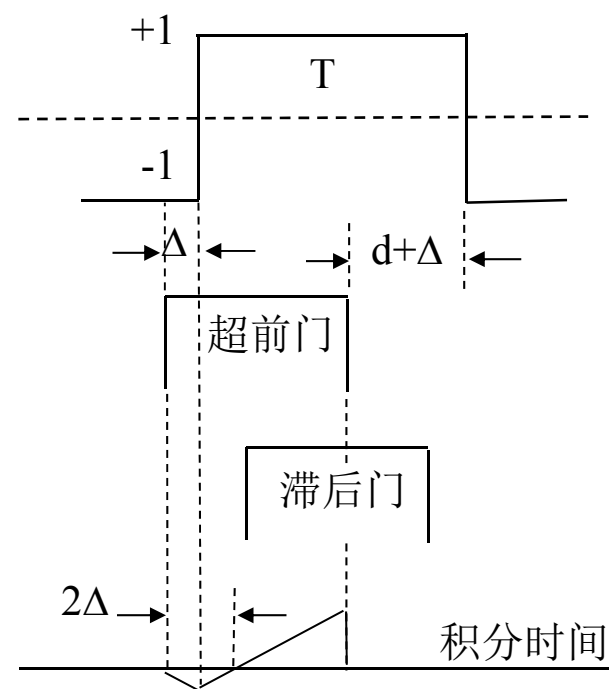


第10章 同步原理

工作原理



(a) 同步状态



(b) 超前状态



第10章 同步原理

□ 存在的问题和解决办法

- 在上面讨论中已经假定接收信号中的码元波形有突跳边沿。若它没有突跳边沿，则无论有无同步时间误差，超前门和滞后门的积分结果总是相等，这样就没有误差信号去控制压控振荡器，故不能使用此法取得同步。这个问题在所有自同步法的码元同步器中都存在，在设计时必须加以考虑。此外，由于两个支路积分器的性能也不可能做得完全一样。这样将使本来应该等于零的误差值产生偏差；当接收码元序列中较长时间没有突跳边沿时，此误差值偏差持续地加在压控振荡器上，使振荡频率持续偏移，从而会使系统失去同步。
- 为了使接收码元序列中不会长时间地没有突跳边沿，可以在发送时对基带码元的传输码型作某种变换，例如改用HDB3码，或用扰乱技术，使发送码元序列不会长时间地没有突跳边沿。



第10章 同步原理

10.3.3 码元同步误差对于误码率的影响

在用匹配滤波器或相关器接收码元时，其积分器的积分时间长短直接和信噪比 E_b/n_0 有关。若积分区间比码元持续时间短，则积分的码元能量 E_b 显然下降，而噪声功率谱密度 n_0 却不受影响。在相邻码元有突变边沿时，若码元同步时间误差为 Δ ，则积分时间将损失 2Δ ，积分得到的码元能量将减小为 $E_b(1-2\Delta/T)$ ；在相邻码元没有突变边沿时，则积分时间没有损失。对于等概率随机码元信号，有突变的边沿和无突变的边沿各占1/2。以等概率2PSK信号为例，其最佳误码率为：

$$P_e = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left(\sqrt{\frac{E_b}{n_0}} \right)$$

故在有相位误差时的平均误码率为

$$P_e = \frac{1}{4} \operatorname{erfc} \left(\sqrt{\frac{E_b}{n_0}} \right) + \frac{1}{4} \operatorname{erfc} \left[\sqrt{\frac{E_b}{n_0} \left(1 - \frac{2\Delta}{T} \right)} \right]$$

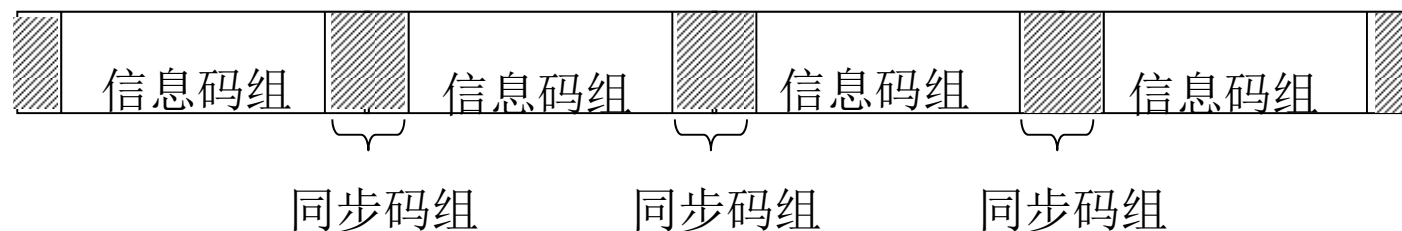
第10章 同步原理

• 10.4 群同步

■ 10.4.1 概述

◆ 群同步码的种类：

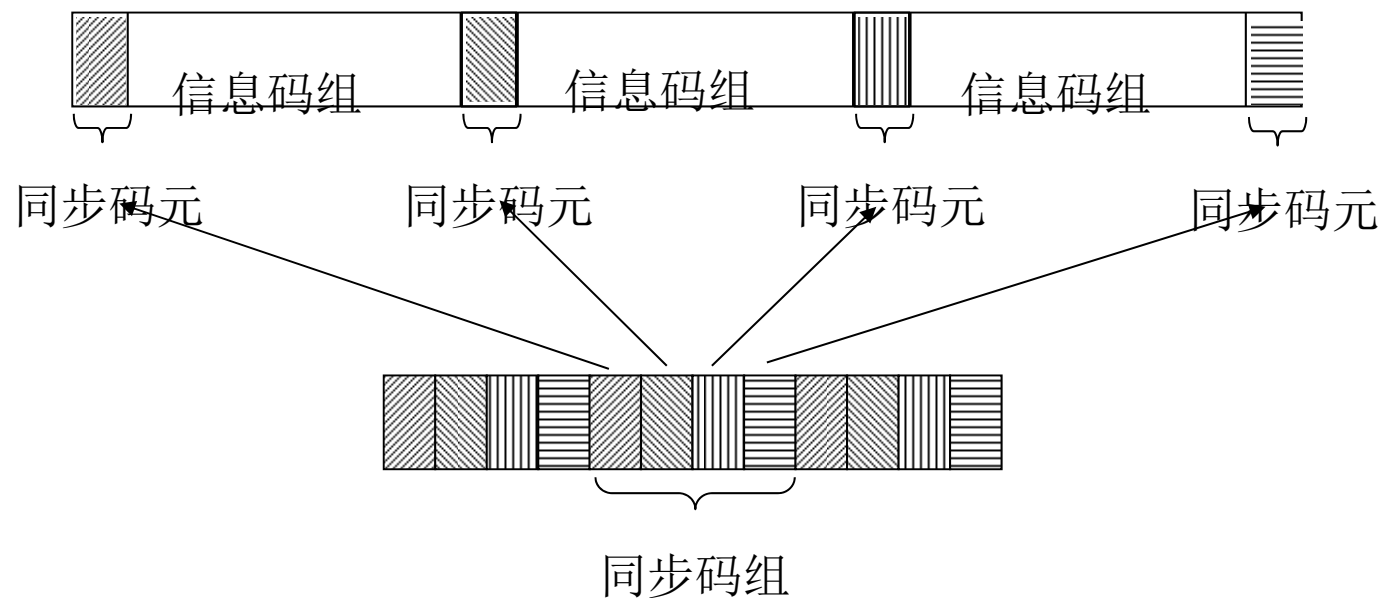
□ 集中插入



适用于要求快速建立同步的地方，或间断传输信息并且每次传输时间很短的场合。

第10章 同步原理

分散插入



适用于连续传输信息之处，例如数字电话系统中。



第10章 同步原理

◆ 同步电路的状态：

- 捕捉态：在捕捉态时，确认搜索到群同步码的条件必须规定得很高，以防发生假同步。
- 保持态：一旦确认达到同步状态后，系统转入保持态。在保持态下，仍须不断监视同步码的位置是否正确。但是，这时为了防止因为噪声引起的个别错误导致认为失去同步，应该降低判断同步的条件，以使系统稳定工作。



第10章 同步原理

10.4.2 集中插入法：又称连贯式插入法。

- ◆ 原理：。采用特殊的群同步码组，集中插入在信息码组的前头，使得接收时能够容易地立即捕获它。因此，要求群同步码的自相关特性曲线具有尖锐的单峰，以便容易地从接收码元序列中识别出来。
- ◆ 局部自相关函数定义：设有一个码组，它包含 N 个码元，则其局部自相关函数等于

$$R(j) = \sum_{i=1}^{N-j} x_i x_{i+j} \quad (1 \leq i \leq N) \quad (j = \text{整数})$$

式中， N 为码组中的码元数目；

$$\begin{aligned} x_i &= +1 \text{ 或 } -1, \quad \text{当 } 1 \leq i \leq N; \\ x_i &= 0, \quad \text{当 } 1 > i \text{ 和 } i > N. \end{aligned}$$



第10章 同步原理

显然可见，当 $j = 0$ 时， $R(0) = \sum_{i=1}^N x_i x_i = \sum_{i=1}^N x_i^2 = N$

若一个码组的自相关函数仅在 $R(0)$ 处出现峰值，其他处的 $R(j)$ 值均很小，则可以用求自相关函数的方法寻找峰值，从而发现此码组并确定其位置。

◆ 巴克码：常用的一种群同步码。

□ 定义：设一个 N 位的巴克码组为 $\{x_1, x_2, \dots, x_N\}$ ，则其自相关函数可以用下式表示：

$$R(j) = \sum_{i=1}^{N-j} x_i x_{i+j} = \begin{cases} N, & j = 0 \\ 0 \text{ 或 } \pm 1, & 0 < j < N \\ 0, & j \geq N \end{cases}$$

上式表明，巴克码的 $R(0) = N$ ，而在其他处的自相关函数 $R(j)$ 的绝对值均不大于1。这就是说，凡是满足上式的码组，就称为巴克码。



第10章 同步原理

□ 巴克码组列表：

N	巴克码
1	+
2	++, +-
3	++-
4	++++-, +++-
5	++++-
7	++++--+-
11	++++-----+---+-
10	+++++---++-+-+

表中各码组的反码（即正负号相反的码）和反序码（即时间顺序相反的码）也是巴克码。



第10章 同步原理

□ 例： $N=5$ 的巴克码。

在 $j=0$ 至 4 的范围内，求其自相关函数值：

$$\text{当 } j=0 \text{ 时, } R(0) = \sum_{i=1}^5 x_i^2 = 1+1+1+1+1=5$$

$$\text{当 } j=1 \text{ 时, } R(1) = \sum_{i=1}^4 x_i x_{i+1} = 1+1-1-1=0$$

$$\text{当 } j=2 \text{ 时, } R(2) = \sum_{i=1}^3 x_i x_{i+2} = 1-1+1=1$$

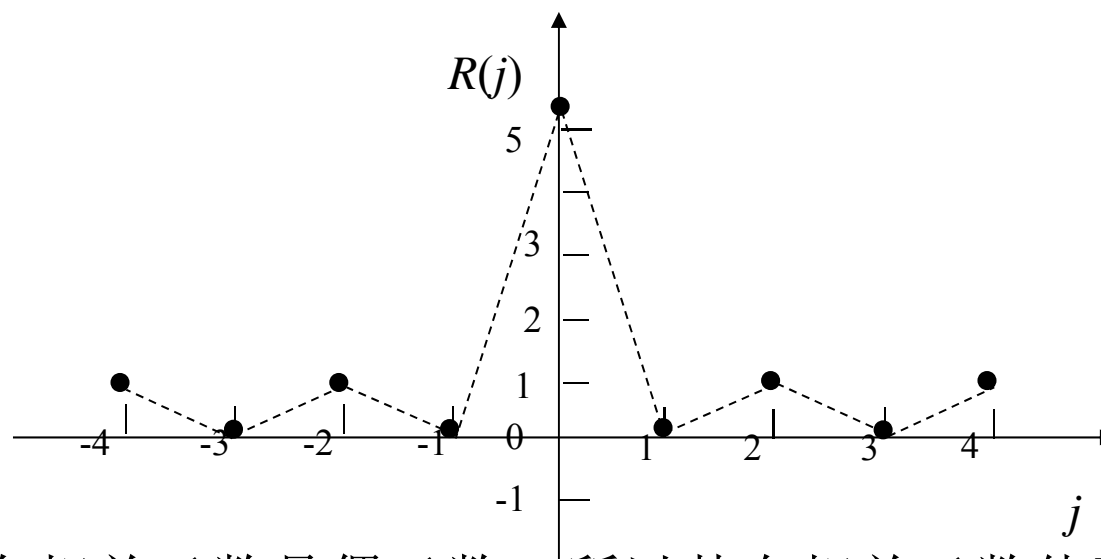
$$\text{当 } j=3 \text{ 时, } R(3) = \sum_{i=1}^2 x_i x_{i+3} = -1+1=0$$

$$\text{当 } j=4 \text{ 时, } R(4) = \sum_{i=1}^1 x_i x_{i+4} = 1$$

由以上计算结果可见，其自相关函数绝对值除 $R(0)$ 外，均不大于 1。

第10章 同步原理

□ 巴克码的自相关函数值曲线

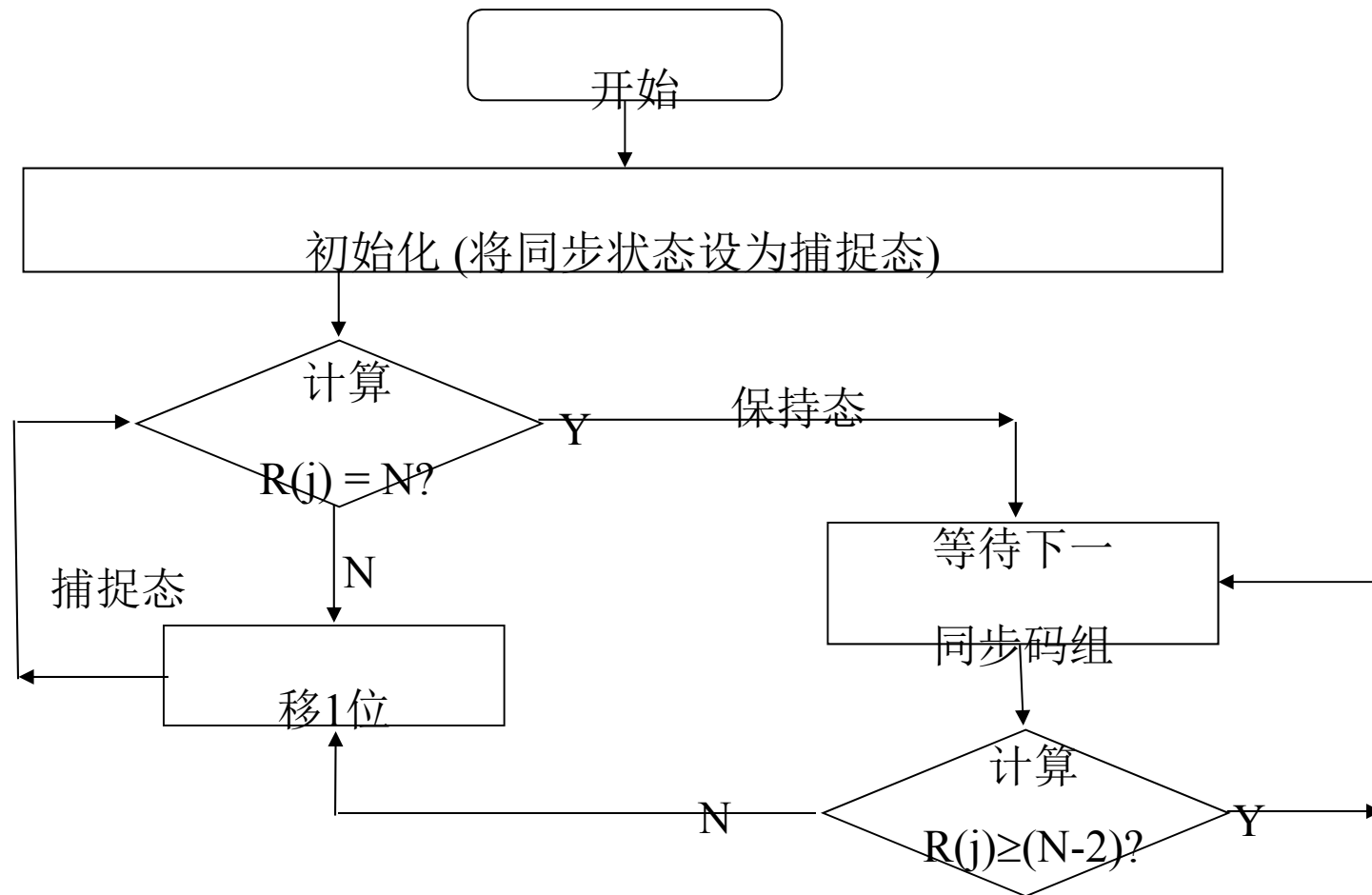


自相关函数是偶函数，所以其自相关函数值画成曲线 如上图所示。将 $j=0$ 时的 $R(j)$ 值称为主瓣，其他处的值称为旁瓣。

实际通信情况中，在巴克码前后有其他码元存在。但是，若假设信号码元的出现是等概率的，则相当于在巴克码前后的码元取值平均为0。所以平均而言，计算巴克码的局部自相关函数的结果，近似地符合在实际通信情况中计算全部自相关函数的结果。

第10章 同步原理

◆ 集中插入法群同步码检测流程

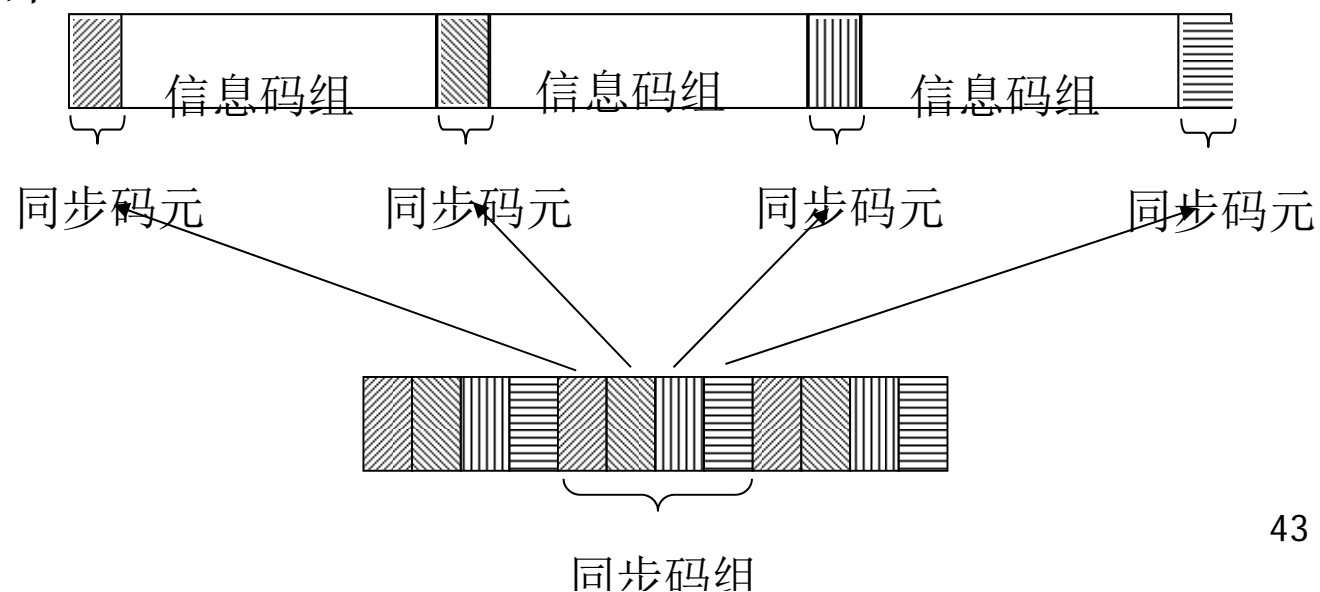


第10章 同步原理

10.4.3 分散插入法:

- ◆ 原理: 通常, 分散插入法的群同步码都很短。例如, 在数字电话系统中常采用“10”交替码, 即在下图所示的同步码元位置上轮流发送二进制数字“1”和“0”。

这种有规律的周期性地出现的“10”交替码, 在信息码元序列中极少可能出现。因此在接收端有可能将同步码的位置检测出来。





第10章 同步原理

在接收端，为了找到群同步码的位置，需要按照其出现周期搜索若干个周期。若在规定数目的搜索周期内，在同步码的位置上，都满足“1”和“0”交替出现的规律，则认为该位置就是群同步码元的位置。至于具体的搜索方法，由于计算技术的发展，目前多采用软件的方法，不再采用硬件逻辑电路实现。



第10章 同步原理

◆ 软件搜索方法

□ 移位搜索法

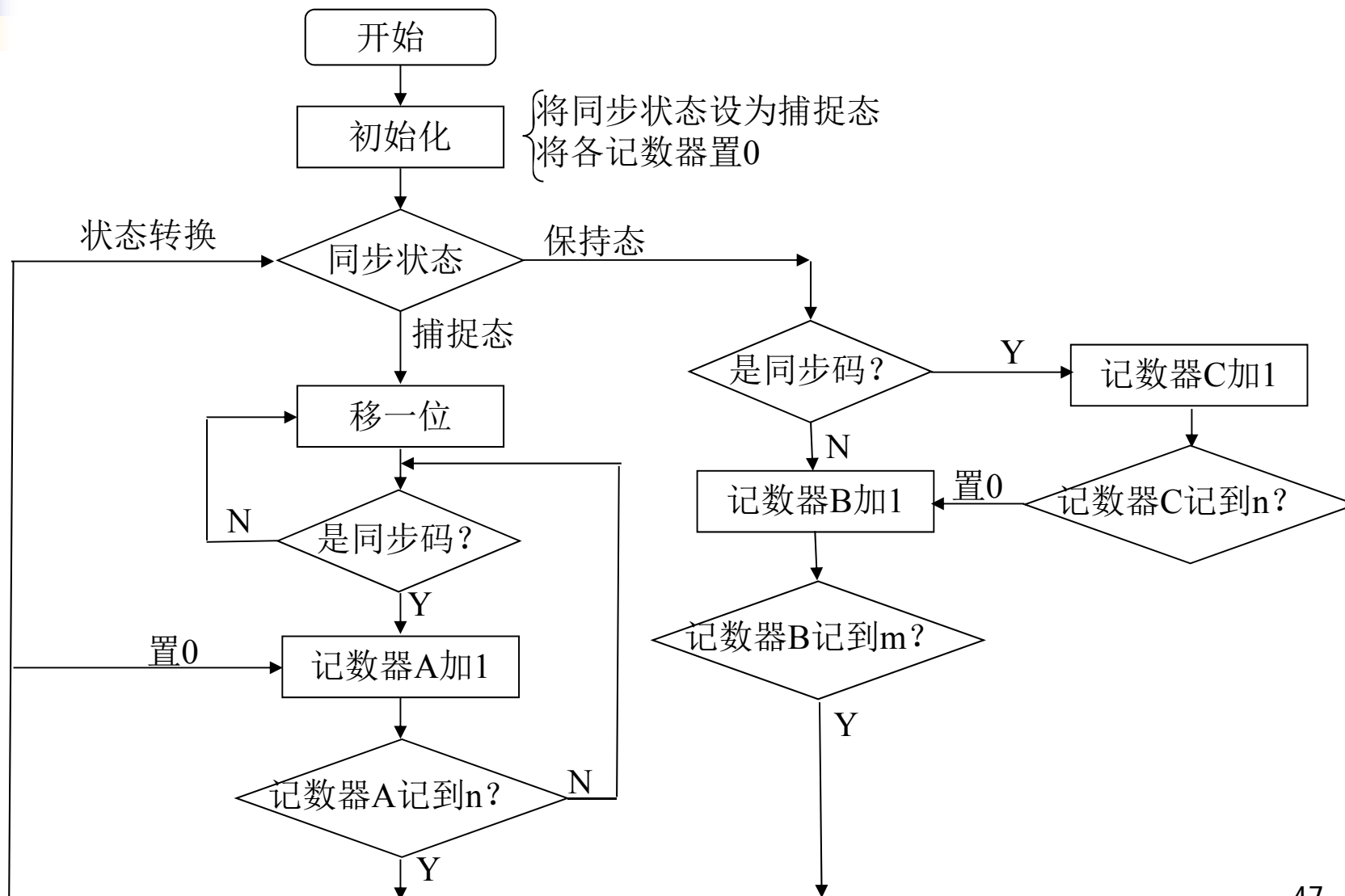
- 系统开始处于捕捉态。
- 对接收码元逐个考察，若考察的第一个接收码元就发现它符合群同步码元的要求，则暂时假定它就是群同步码元；
- 在等待一个周期后，再考察下一个预期位置上的码元是否还符合要求。若连续 n 个周期都符合要求，就认为捕捉到了群同步码。
- 若第一个接收码元不符合要求或在 n 个周期内出现一次被考察的码元不符合要求，则推迟一位考察下一个接收码元。直至找到符合要求的码元并保持连续 n 个周期都符合为止；这时捕捉态转为保持态。



第10章 同步原理

- 在保持态，同步电路仍然要不断考察同步码是否正确，但是为了防止考察时因噪声偶然发生一次错误而导致错认为失去同步，一般可以规定在连续 n 个周期内发生 m 次($m < n$)考察错误才认为是失去同步。这种措施称为同步保护。在下图中画出了上述方法的流程图。

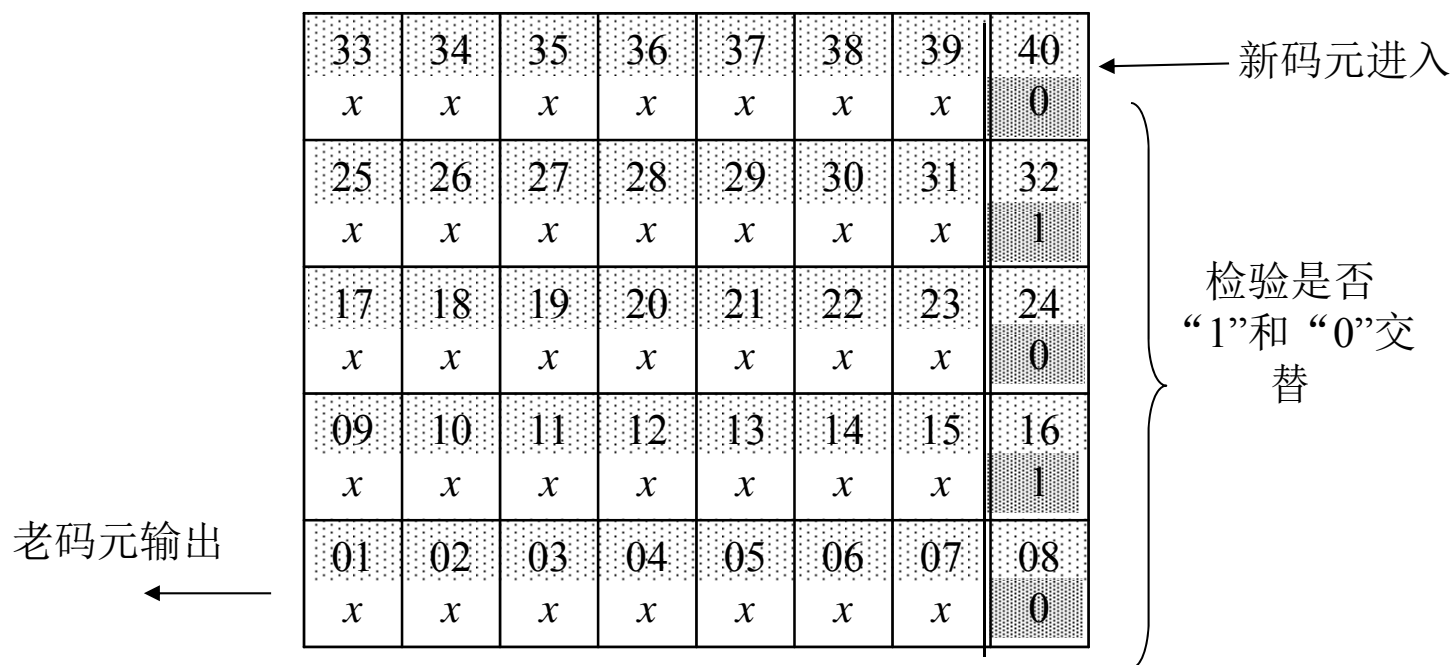
第10章 同步原理



第10章 同步原理

□ 存储检测法。

- 先将接收码元序列存在计算机的RAM中，再进行检验。
下图画出了一个RAM的示意图，它按先进先出(FIFO)的原理工作：





第10章 同步原理

- 图中画出的存储容量为40 b，相当于5帧信息码元长度，每帧长8 b，其中包括1 b同步码。
- 在每个方格中，上部阴影区内的数字是码元的编号，下部的数字是码元的取值“1”或“0”，而“x”代表任意值。编号为“01”的码元最先进入RAM，编号“40”的码元为当前进入RAM的码元。
- 每当进入1比特时，立即检验最右列存储位置中的码元是否符合同步序列的规律（例如，“10”交替）。按照图示，相当只连续检验了5个周期。
- 若它们都符合同步序列的规律，则判定新进入的码元为同步码元。若不完全符合，则在下1比特进入时继续检验。



第10章 同步原理

- 实际应用的方案中，这种方案需要连续检验的帧数和时间可能较长。例如在单路数字电话系统中，每帧长度可能有50多比特，而检验帧数可能有数十帧。这种方法也需要加用同步保护措施。它的原理与第一种方法中的类似。



第10章 同步原理

10.4.4 群同步性能

◆ 主要性能指标:

- 假同步概率 P_f : 当捕捉时同步系统将错误的同步位置当作正确的同步位置捕捉到。产生假同步的主要原因是由于噪声的影响使信息码元错成同步码元。
- 漏同步概率 P_l : 同步系统将正确的同步位置漏过而没有捕捉到。漏同步的主要原因是噪声的影响, 使正确的同步码元变成错误的码元。



第10章 同步原理

- ◆ 计算漏同步概率：设接收码元错误概率为 p ，需检验的同步码元数为 n ，检验时容许错误的最大码元数为 m ，则未漏判定为同步码的概率等于

$$P_u = \sum_{r=0}^m C_n^r p^r (1-p)^{n-r}$$

式中， C_n^r 为 n 中取 r 的组合数。

所以，漏同步概率等于

$$P_l = 1 - \sum_{r=0}^m C_n^r p^r (1-p)^{n-r}$$

当不允许有错误时，即设定 $m = 0$ 时，则上式变为

$$P_l = 1 - (1-p)^n$$

上式就是不允许有错同步码时漏同步的概率。



第10章 同步原理

◆ 计算假同步概率

假设信息码元是等概率的，即其中“1”和“0”的先验概率相等；并且假设假同步完全是由于某个信息码组被误认为是同步码组造成的。同步码组长度为 n ，所以 n 位的信息码组有 2^n 种排列。它被错当成同步码组的概率和容许错误码元数 m 有关。若不容许有错码，即 $m = 0$ ，则只有一种可能，即信息码组中的每个码元恰好都和同步码元相同。若 $m = 1$ ，则有 C_n^1 种可能将信息码组误认为是同步码组。因此假同步的总概率为

$$P_f = \frac{\sum_{r=0}^m C_n^r}{2^n}$$

式中，分母 2^n 是全部可能出现的信息码组数。

第10章 同步原理

◆ 比较

- 比较漏同步和假同步公式可见，当判定条件放宽时，即 m 增大时，漏同步概率减小，但假同步概率增大。设计时需折中考虑。

◆ 平均建立时间：

- 从开始捕捉转变到保持态所需的时间。
- 现以集中插入法为例进行计算。

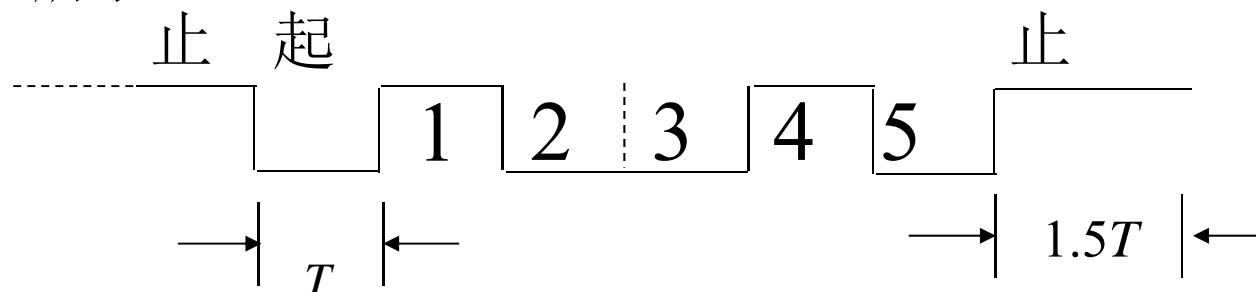
假设漏同步和假同步都不发生，则由于在一个群同步周期内一定会有一次同步码组出现。所以按照上流程图捕捉同步码组时，最长需要等待一个周期的时间，最短则不需等待，立即捕到。平均而言，需要等待半个周期的时间。设 N 为每群的码元数目，其中群同步码元数目为 n ， T 为码元持续时间，则一群的时间为 NT ，它就是捕捉到同步码组需要的最长时间；而平均捕捉时间为 $NT/2$ 。若考虑到出现一次漏同步或假同步大约需要多用 NT 的时间才能捕获到同步码组，故这时的群同步平均建立时间约为

$$t_e \approx NT(1/2 + P_f + P_l)$$

第10章 同步原理

10.4.5 起止式同步

- ◆ 起止式同步法用途：它主要适用于电传打字机中。
- ◆ 电传打字机中起止式同步法原理：
 - 一个字符由5个二进制码元组成，每个码元的长度相等
 - 键盘输入的每个字符之间的时间间隔不等。
 - 在无字符输入时，电传打字机的输出电压一直处于高电平状态。
 - 在输入一个字符时，于5个信息码元之前加入一个低电平的“起脉冲”，其宽度为一个码元的宽度 T ，如下图所示





第10章 同步原理

- ❑ 为了保持字符间的间隔，又规定在“起脉冲”前的高电平宽度至少为 $1.5T$ ，并称它为“止脉冲”。
- ❑ 所以通常将起止式同步的一个字符的长度定义为 $7.5T$ 。
- ❑ 在手工操作输入字符时，“止脉冲”的长度是随机的，但是至少为 $1.5T$ 。
- ❑ 由于每个字符的长度很短，所以本地时钟不需要很精确就能在这5个码元的周期内保持足够的准确。
- ❑ 起止式同步的码组中，字符的数目不必须是5个，例如也可能采用7位的ASCII码。
- ❑ 起止式同步有时也称为异步式通信，因为在其输出码元序列中码元的间隔不等。



第10章 同步原理

10.4.6 自群同步

◆ 唯一可译码

- 假设现共有4种天气状态需要传输，将其用二进制编码表示，如下表所示：

晴	云	阴	雨
0	101	110	111

- 当接收端收到的数字序列为“1110110110...”时，它将唯一地可以译为“雨晴阴阴...”。
- 保证唯一可译的充分条件是在编码中任何一个码字都不能是其他码字的前缀。
- 满足这个条件的编码又称为**瞬时可译码**。

第10章 同步原理

◆ 瞬时可译码

- 其码字的边界可以由当前码字的末尾确定，而不必等待下一个码字的开头。
- 例如，下表中的编码是唯一可译码，但是不是瞬时可译码：

晴	阴	雨
1	10	100

- 例如，在收到“10”后，必须等待下一个符号是“0”还是“1”，才能确定译为“雨”还是“阴”。在这种编码中，“晴(1)”是“阴(10)”的词头，并且“阴(10)”是“雨(100)”的词头。



第10章 同步原理

- ◆ 唯一可译码的唯一可译性是有条件的，即必须正确接收到开头的第一个或前几个码元。

- 例如，在下表的例子中

晴	云	阴	雨
0	101	110	111

当发送序列是“1110110110...”时，若接收时丢失了第一个符号，则接收序列将变成“110110110...”。这样它将被译为“阴阴阴...”。

- 从这个例子可以看出，为了能正确接收丢失开头码元的信息序列，要求该编码不仅应该是唯一可译的，而且是可同步的。

第10章 同步原理

◆ 可同步编码

- 由其构成的序列在接收时若丢失了开头的一个或几个码元，则将变成是不可译的或是经过对开头几个码元错译后，能够自动获得正确同步及正确译码。

- 例如，按照下表编码发送天气状态：

晴	云	阴	雨
01	100	101	1101

- 当发送的天气状态是“云雨阴晴...”时，发送码元序列为“100110110101...”。若第一个码元丢失，则收到的序列将为“00110110101...”。由于前两个码元为“00”，它无法译出，故得知同步有误，译码器将从第二个码元开始译码，即对“0110110101...”译码，并译为“晴阴阴晴...”。可以看出，这时前两个码字错译了，但是从第3个码字开始已自动恢复正确的同步。若前两个码元都丢失了，则收到的序列将是“01101101...”。这时也是从第3个码字开始恢复正确的同步。



第10章 同步原理

◆ 无逗号码:

- 可同步码中的一种码组长度均相等的码。
- 例如，在下表中给出了一种三进制的码长等于3的无逗号码：

A	B	C	D	F	G	H	I
100	101	102	200	201	202	211	212

- 可以验证，这8个码字中任何两个码字的拼合所形成的码长等于3的码字都和这8个码字不同。例如“AB”的编码为“100101”，从其中拼合出的3位码字有“001”、“010”，它们都不是表中的码字。所以这种编码能够自动正确地区分每个接收码字。
- 目前无逗号码尚无一般的构造方法。



第10章 同步原理

■ 10.4.7 扩谱通信系统的同步

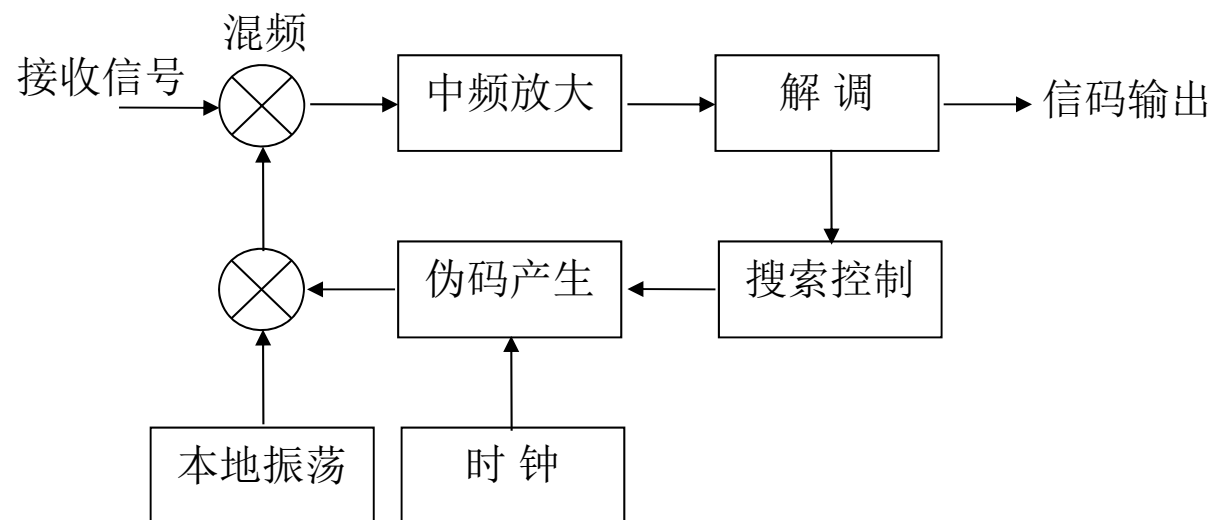
- ◆ 在扩谱通信系统中，接收端使本地伪随机码和收到的伪随机码同步的方法分为两步：
 - 第一步是**捕获**，即达到两者粗略同步，相位误差小于一个码元。
 - 第二步是**跟踪**，即将相位误差减少到最小，并保持下去。

第10章 同步原理

- ◆ 捕获：捕获有不同的方法。下面以直接序列扩谱系统为例介绍几种方法。

- 串行搜索法

- 原理方框图





第10章 同步原理

➤ 工作过程

- 初始状态：没有捕获到伪码时，接收高频扩谱信号在混频器中和扩谱的本地振荡电压相乘，得出类似噪声状的宽带的中频信号，它通过窄带中频放大器和解调器后，电压很小。因此，搜索控制器的输入电压很小，它控制伪码产生器，使其产生的伪码的相位不断地移动半个码片。

当伪码产生器产生的伪码相位和接收信号的伪码相位相差不到一个码片时，混频器输出一个窄带中频信号，它经过中放和解调后，送给搜索控制器一个大的电压，它使伪码产生器停止相位调整。于是系统捕获到伪码相位，并进入跟踪状态。

- 优缺点：上述串行搜索法的电路和运算较简单，但是当伪码的长度很长时，需要搜索的时间也随之增长。

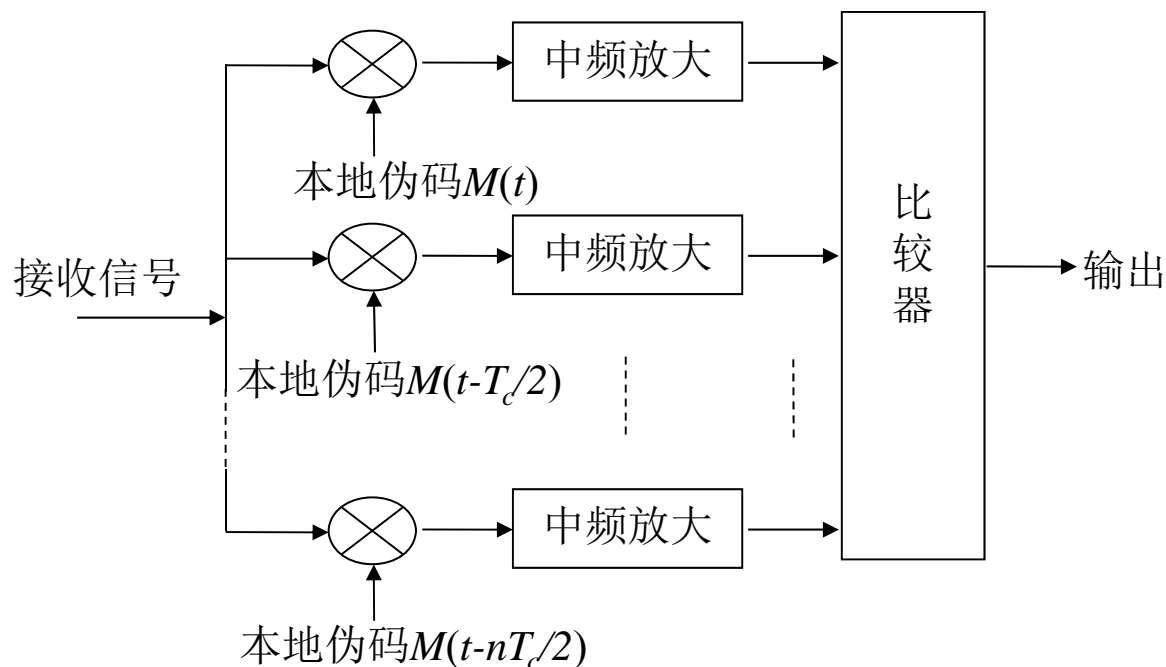
第10章 同步原理

□ 并行搜索法

- 工作原理：在并行搜索法中，将相位相隔半个码片时间 $T_c/2$ 的伪码序列同时在许多并行支路中和接收信号作相关运算。然后在比较器中比较各路的电压大小。选择电压最大的一路作为捕捉到的伪码相位。

- 原理方框图：

- 缺点：当 N 很大时，电路和运算相当复杂。





第10章 同步原理

□ 前置同步码法

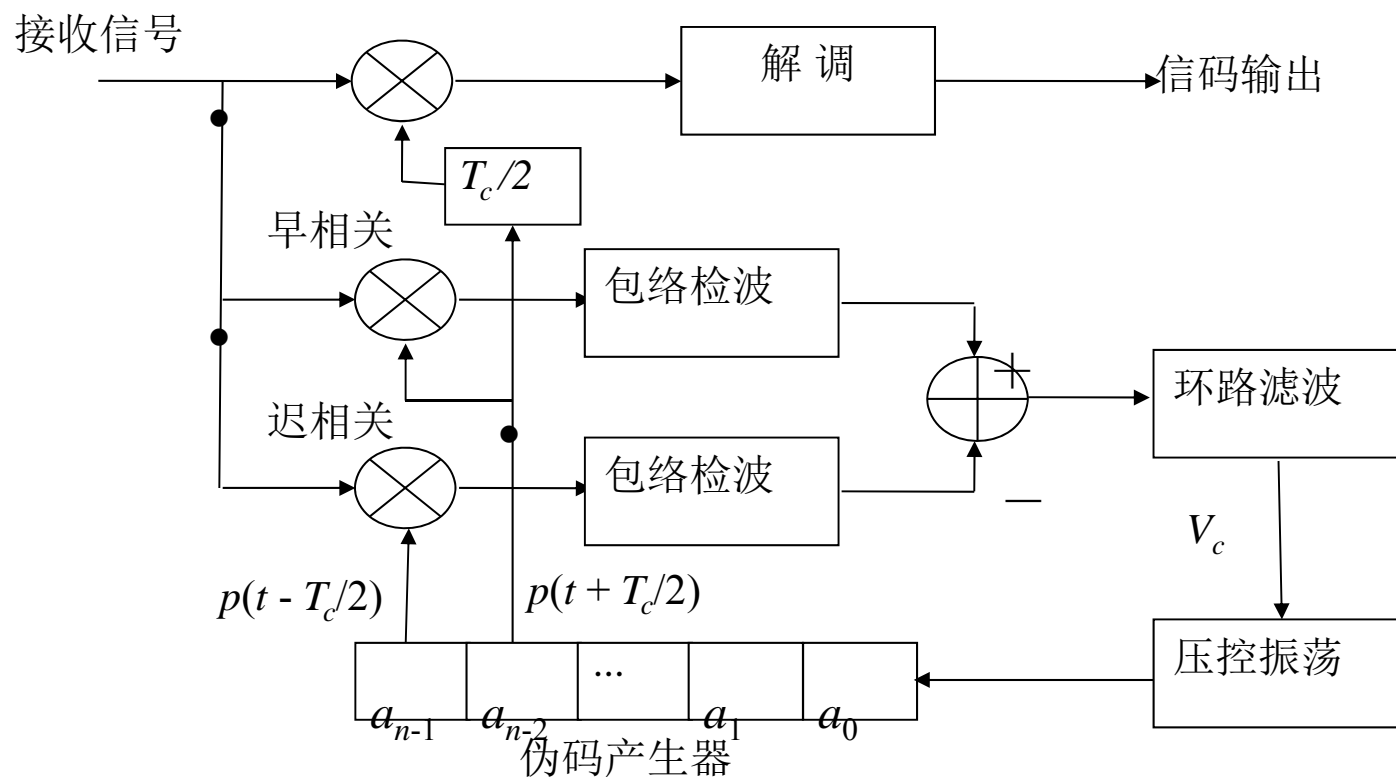
- 在上面介绍的扩谱码同步方案中，当伪码的长度很长时，搜索时间也因之很长。为了缩短搜索时间，可以前置一个较短的同步码组，以缩短搜索时间。
- 同步码组缩短后，搜索时间虽然短了，但是错误捕获的概率会增大。
- 典型的前置同步码组的长度在几百至几千码元，决定于系统的要求。

第10章 同步原理

◆ 跟踪

□ 延迟锁定跟踪环

➤ 原理方框图





第10章 同步原理

- 工作原理：图中接收机的伪码产生器将两个相差1码片时间(T_c)的本地伪码输出到两个相关器，分别和接收信号作相关运算。送到早相关器的伪码是 $p(t + T_c/2)$ ，送到迟相关器的伪码是 $p(t - T_c/2)$ ，而送入两相关器的接收信号则是

$$s(t) = Ag(t)p(t + \tau)\cos(\omega_c t + \theta)$$

式中 A — 接收信号振幅； $g(t) = \pm 1$ — 基带数字信号；
 $p(t + \tau)$ — 伪码； ω_c — 载波角频率； θ — 载波相位。

接收信号和两个本地伪码相乘后，经过包络检波。检波器输出为： $E\{|Ag(t)p(t + \tau) \cdot p(t \pm T_c/2)|\}$ ，其中 $E\{\bullet\}$ 表示求平均值。



第10章 同步原理

忽略常数因子A，并且考虑到 $|g(t)| = 1$ ，则上式就是接收伪码和本地伪码的相关函数的绝对值：

$$\text{迟相关器支路: } |R(\tau + T_c/2)| = E\{|p(t + \tau) \cdot p(t - T_c/2)|\}$$

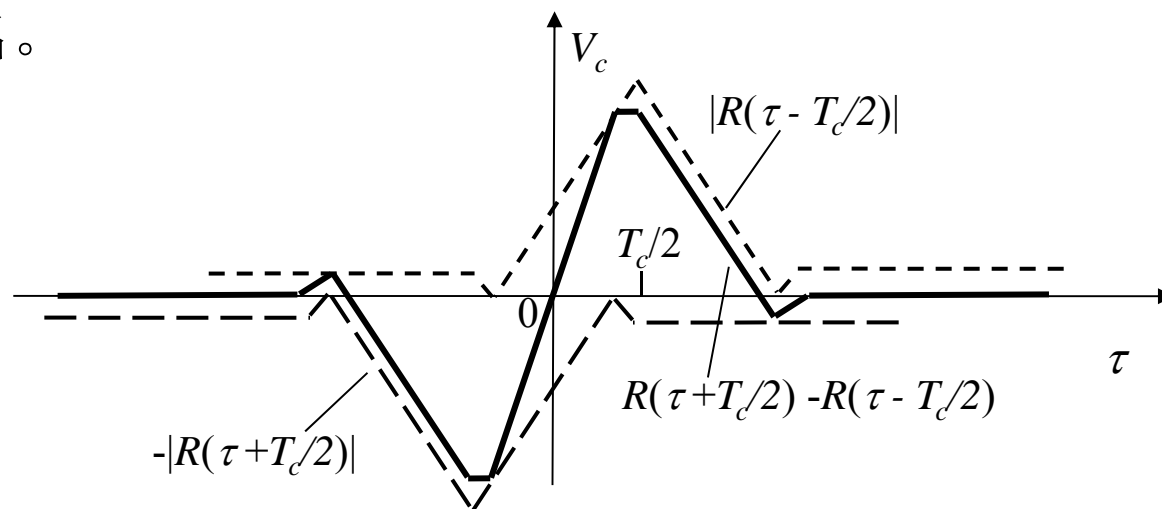
$$\text{早相关器支路: } |R(\tau - T_c/2)| = E\{|p(t + \tau) \cdot p(t + T_c/2)|\}$$

由于接收伪码和本地伪码的结构相同，只是相位不同，所以上式中求的相关函数是自相关函数。这就是说，包络检波器的输出就是伪码的自相关函数的绝对值。这两个值在加法器中相减，得到的输出电压经过环路滤波后送给压控振荡器作为控制电压 V_c ，控制其振荡频率。

第10章 同步原理

➤ 控制电压 V_c 的特性:

此控制电压是两个自相关函数的绝对值之差，它在下图中用粗实线画出。



在理想跟踪状态下， $\tau = 0$ 。此时，在控制电压特性曲线上应该工作在原点上。若 $\tau > 0$ ，即接收伪码相位超前，则控制电压 V_c 为正值，使压控振荡器的振荡频率上升；若 $\tau < 0$ ，即接收伪码相位滞后，则控制电压 V_c 为负值，使压控振荡器的振荡频率下降。这样就使跟踪环路锁定在接收伪码的相位上。



第10章 同步原理

- 接收信号的解扩：

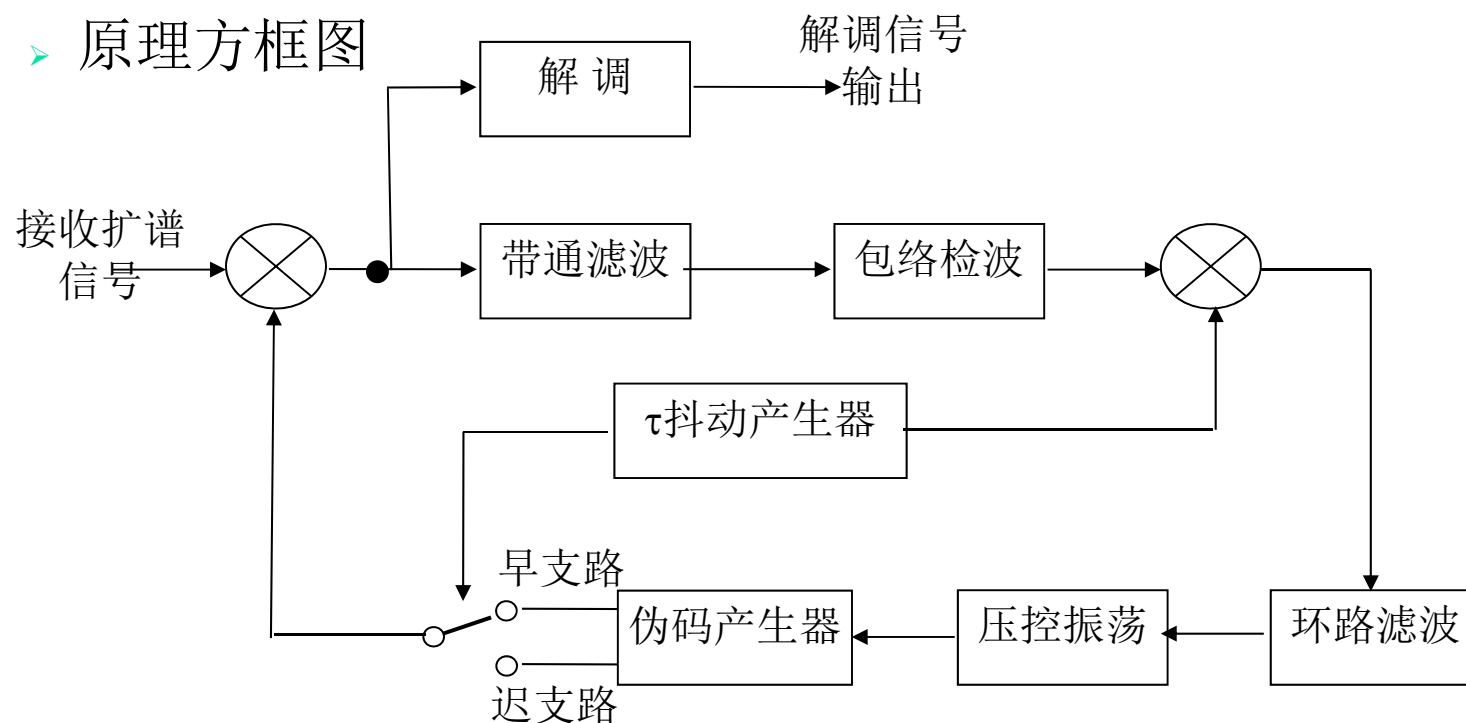
在原理方框图中还示出，为了对接收信号解扩，用早相关器的本地伪码，加以延迟半个码片时间 $T_c/2$ ，使之和接收伪码同相，然后送到第三个相乘器，和接收信号相乘，进行解扩。

- 缺点：延迟锁定跟踪环的两个支路特性必须精确相同，否则合成的控制电压特性曲线可能偏移，使跟踪误差(τ)为0时，控制电压 V_c 不为0。此外，当跟踪准确使控制电压值长时间为0时，跟踪环路有可能发生不稳定现象，特别是在有自动调整环路增益的一些较复杂的跟踪环路中。下面将介绍的 τ 抖动跟踪环克服了这些缺点。

第10章 同步原理

□ τ 抖动跟踪环

➤ 原理方框图



- 在这种方案中，只有一个跟踪环路。它采用时分制的方法，使早相关和迟相关共用这个环路，从而避免了两个支路的特性不一致的问题。



第10章 同步原理

- 此外，为了避免压控振荡器的控制电压长时间为0，它在跟踪过程中，由 τ 抖动产生器使伪码产生器的时钟相位发生少许抖动，因而故意地产生少许误码，使跟踪误差 τ 值和控制电压 V_c 值在0附近抖动，而不会长时间为0。由于抖动很小，对跟踪性能的影响可以忽略。



第10章 同步原理

• 10.5 网同步

■ 10.5.1 概述

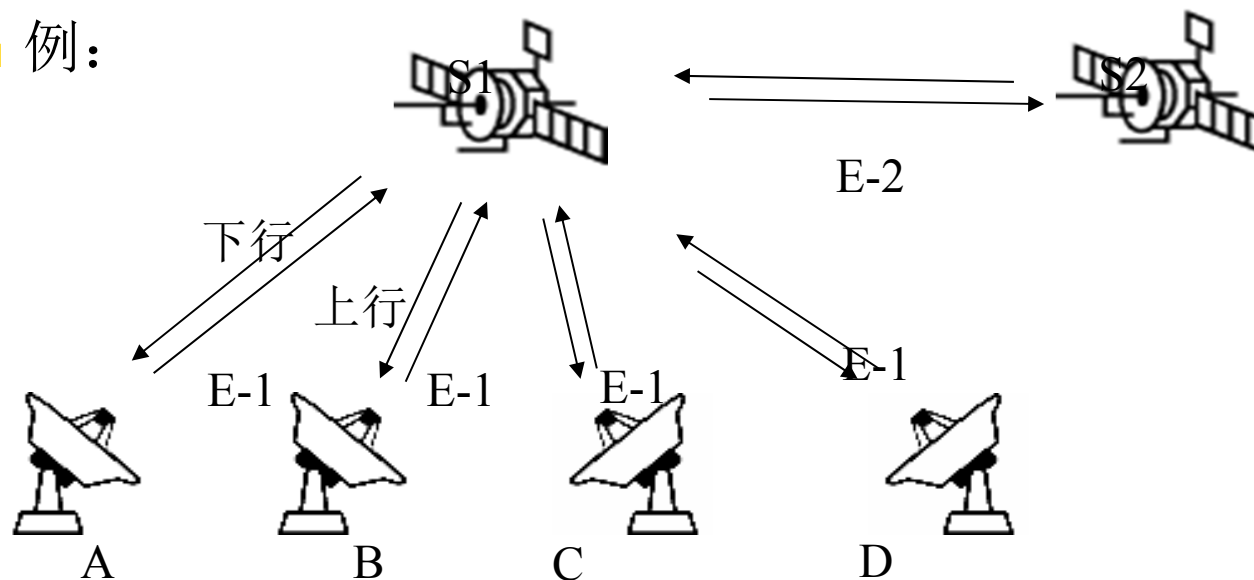
- ◆ 网同步目的：使全网各站能够互连互通，正确地接收信息码元。
- ◆ 网同步方法分类：
 - 单向通信系统：一般由接收设备调整自己的时钟，使之和发送设备的时钟同步。
 - 双向通信系统：
 - 同步网：全网各站具有统一时间标准
 - 异步网或准同步网：容许各站的时钟有误差，但是通过调整码元速率的办法使全网能够协调工作

第10章 同步原理

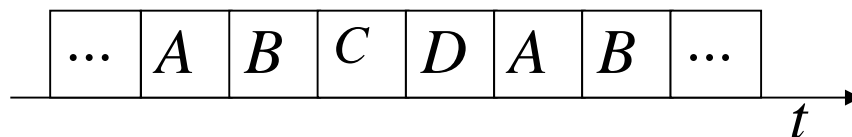
◆ 同步网的同步方法

□ 可能由接收设备负责解决，也可能需要收发双方共同解决。

□ 例：



一个卫星通信网中有4个地球（终端）站，在卫星（中心站）S1上接收地球站的TDMA信号，其时隙安排示于下图中：





第10章 同步原理

因为每个地球站只允许在给定的一段时隙中发送信号，故地球站的发射机必须保证其发送的上行信号到达卫星上时，恰好是卫星上中心站准备接收其信号的时间。由于各个地球站和卫星的距离不等，各个地球站的上行发送信号的时钟也需要不同，所以不可能采用调整卫星上中心站接收机时钟的办法达到和所有地球站上行信号同步的目的。这时，需要各地球站按照和卫星的距离远近，将发射信号的时钟调整到和卫星上中心站接收机的时钟一致；由于延迟时间不同，各个地球站发射信号的时钟之间实际上是有误差的。这称为发射机同步方法。



第10章 同步原理

□ 发射机同步方法的分类：

- 开环法：开环方法不需依靠中心站上接收信号到达时间的任何信息。终端站根据它所存储的关于链路长度等信息可以预先校正其发送时间。终端站所存储的这些信息是从有关单位提供的，但是还可以按照从中心站送回的信号加以修正。开环方法依靠的是准确预测的链路长度等参量信息。当链路的路径是确定的，这种方法很好。但是当链路的路径不是确定的，或终端站只是断续地接入时，这种方法就难于有效地使用。

开环法的主要优点是捕捉快、不需要反向链路也能工作和实时运算量小。其缺点是需要外部有关单位提供所需的链路参量数据，并且缺乏灵活性。



第10章 同步原理

- 闭环法：在闭环法中，中心站需要测量来自终端站的信号的同步准确度，并将测量结果通过反向信道送给终端站。因此，闭环法需要一条反向信道传送此测量结果，并且终端站需要有根据此反馈信息适当调整其时钟的能力。

闭环法的优点：不需要预先得知链路参量的数据。并且可以很容易地利用反向链路来及时适应路径和链路情况的变化。

闭环法的缺点：终端站需要有较高的实时处理能力，并且每个终端站和中心站之间要有双向链路。此外，捕捉同步也需要较长的时间。



第10章 同步原理

- ◆ 异步网或准同步网的同步方法：
 - 典型例子是准同步数字体系(PDH)中采用的码速调整法。
 - 仍以上面的卫星通信网为例：若这时4个地球站的上行信号都是一次群E-1信号，它们在卫星S1上接收到后，合并成二次群E-2信号，再发送给卫星S2。这时由于4个地球站的时钟间存在误差，虽然其码元标称速率都是2048 kb/s，但是实际速率不同。在S1上合成的E-2群码元速率为8448 kb/s，这个速率是以卫星S1上的复接设备时钟为准的。将8448 kb/s平均分配到每个E-1群的码元速率为2112 kb/s，它高于2048 kb/s。所以，尽管各地球站的时钟有误差，但是在卫星上的复接设备中合路时，平均将各路输入信号的码元速率都提高到以地球站时钟为准的2112 kb/s上，而不去管各路输入信号的码元速率存在误差。



第10章 同步原理

10.5.2 开环法

◆ 开环法分类：

- 需要利用反向链路提供的信息。
- 不需要利用反向链路提供的信息。

它由于没有反馈信息需要处理，所以对处理能力没有要求，但是其通信性能显然受链路特性稳定性的影响。

- ◆ 开环法举例：一个卫星通信系统，中心站在卫星上，终端站在地面。所有地面发射机的同步系统都需要预先校正信号的定时和频率，以求信号用预定的频率在预定的时间到达卫星接收机。



第10章 同步原理

- 预先校正时间：发射机需要计算信号的传输时间，即用电磁波的传播速率去除发射机和接收机间的距离，并将发射时间按计算结果适当提前。这样，信号到达中心站的时间为

$$T_a = T_t + \frac{d}{c}$$

式中， T_t — 实际发送开始时间；

d — 传输距离；

c — 光速。

- 预先校正发送频率：发射机需要考虑由于地面发射机和卫星接收机间相对运动产生的多谱勒频移。为了能够正确接收，发送频率应该等于

$$f \approx \left(1 - \frac{V}{c}\right) f_0$$

式中， V — 相对速度（距离缩短时为正）；

f_0 — 标称发射频率。



第10章 同步原理

- 时间预测的误差:

$$T_e = \frac{r_e}{c} + \Delta t$$

式中, r_e — 距离估值的误差;

Δt — 发射机处和接收机处参考时间之差。

- 频率预测误差:

$$f_e = \frac{V_e f_0}{c} + \Delta f$$

式中, V_e — 发射机和接收机间相对速度的测量值误差或预测值的误差;

Δf — 发射机和接收机参考频率间的误差。



第10章 同步原理

□ 参考时间和参考频率的关系：

预测时间误差 Δt 和预测频率误差 Δf 通常是由于参考频率的随机起伏引起的。发射机或接收机的参考时间通常来自参考频率的周期，故参考时间和参考频率的准确性有关。参考频率的起伏很难用统计方法表述，通常规定一个每天最大容许误差

$$\delta = \frac{\Delta f}{f_0} \quad (\text{Hz} / \text{Hz} / \text{day})$$

δ 值的典型范围：

- 廉价的晶体振荡器 — 10^{-5} 至 10^{-6}
- 高质量的晶体振荡器 — 10^{-9} 至 10^{-11}
- 铷原子钟 — 10^{-12}
- 铯原子钟 — 10^{-13}



第10章 同步原理

在规定每天最大容许误差的情况下，若无外界干预，则频率偏移可能随时间线性地增大：

$$\Delta f(T) = f_0 \int_0^T \delta dt + \Delta f(0) = f_0 \delta \cdot T + \Delta f(0) \quad (\text{Hz})$$

式中， $\Delta f(T)$ — 在时间 T 内增大的频率偏移

$\Delta f(0)$ — 初始（ $t=0$ 时）频率偏移

T — 时间（天）

然而，若参考时间是按计算周期得到的，则积累的时间偏差 $\Delta t(T)$ 和参考频率的积累相位误差有关：

$$\begin{aligned} \Delta t(T) &= \int_0^T \frac{\Delta f(t)}{f_0} dt + \Delta t(0) = \int_0^T \delta \cdot t dt + \int_0^T \frac{\Delta f(0)}{f_0} dt + \Delta t(0) \\ &= \frac{1}{2} \delta \cdot T^2 + \frac{\Delta f(0)T}{f_0} + \Delta t(0) \end{aligned}$$

由上式可以看出，若没有外界干预，参考时间误差可以随时间按平方律增长。



第10章 同步原理

对于发射机开环同步系统：

- 这个不断增长的时间误差限定了外部有关单位在多长时间必须给予一次校正；
- 或者更新终端站内的关于中心站接收机的定时数据；
- 或重新将中心站接收机和地球站发射机的参考时间设置到标称时间。
- 若发射机没有来自反向链路的信息，系统设计者能用 T_e 和 $\Delta t(T)$ 的公式作为模型得出的时间和频率偏离，决定两次校正之间的最大时间间隔。

◆ **准闭环发射机同步法：**终端站能够利用对反向链路信号测量进行同步的方法。准闭环法显然比纯开环法更适应通信系统的变动性。



第10章 同步原理

■ 10.5.3 闭环法

◆ 原理：

- 闭环法需要终端站发送特殊的同步信号，用以决定信号的时间和频率误差。

◆ 种类：

- 中心站有处理能力：中心站可以进行实际的误差测量。这种测量可以是给出偏离的量和方向，也可以是只给出方向。这个信息用反向链路送回给终端站发射机。
- 中心站没有处理能力：此时将特殊同步信号直接由反向链路送回终端站发射机。由终端站发射机自己解读返回信号。



第10章 同步原理

◆ 优缺点:

□ 在中心站处理的优点:

- 在反向链路上传送的误差测量结果可以是一个短的数字序列。当一条反向链路为大量终端站所时分复用时，这样有效地利用返回链路是非常重要的。
- 在中心站上的误差测量手段能够被所有联到中心站的终端站共享。这相当于大量节省了系统的处理能力。

□ 在终端站处理的优点:

- 中心站不需要易于接入，并且中心站可以设计得较简单以提高可靠性。
- 响应更快，因为没有在中心站处理带来的延迟。若链路的参量变化很快，这一点是很重要的。



第10章 同步原理

- 在终端站处理的缺点：

- 反向信道的使用效率不高
- 返回信号可能难于解读 — 这种情况发生在中心站不仅是简单地转发信号，而且还对码元作判决，再在反向链路上发送此判决结果。

例：设一个终端站采用2FSK向中心站发送信号，中心站采用非相干解调。这时的判决将决定于信号的能量。中心站接收的信号可以用下式表示：

$$s(t) = \begin{cases} \sin[(\omega_0 + \omega_s + \Delta\omega)t + \theta] & 0 \leq t \leq \Delta t \\ \sin[(\omega_0 + \Delta\omega)t + \theta] & \Delta t < t \leq T \end{cases}$$

式中 $\Delta\omega$ — 中心站接收信号的角频率误差；

Δt — 中心站接收信号到达时间误差；

第10章 同步原理

现在，若中心站解调器的两个正交分量输出为：

$$x = \frac{1}{T} \int_0^T s(t) \cos \omega_0 t dt \quad y = \frac{1}{T} \int_0^T s(t) \sin \omega_0 t dt$$

则解调信号的能量为

$$z^2 = x^2 + y^2 = \left(\frac{\sin[(\omega_s + \Delta\omega)\Delta t / 2]}{(\omega_s + \Delta\omega)T} \right)^2 + \left(\frac{\sin[\Delta\omega(T - \Delta t) / 2]}{\Delta\omega T} \right)^2 \\ + \frac{\cos(\Delta\omega\Delta t) + \cos[\Delta\omega T - (\omega_s + \Delta\omega)\Delta t] - \cos(\Delta\omega T) - \cos(\omega_s \Delta t)}{2\Delta\omega(\omega_s + \Delta\omega)T^2}$$

对于时间误差 Δt 为0的特殊情况，上式变为

$$z^2 = \left[\frac{\sin(\Delta\omega T / 2)}{\Delta\omega T} \right]^2$$

对于频率误差为0的特殊情况，上式变为

$$z^2 = \left(\frac{T - \Delta t}{2T} \right)^2 + \left[\frac{\sin(\omega_s \Delta t / 2)}{\omega_s T} \right]^2$$



第10章 同步原理

从上述公式看出，存在任何时间误差、频率误差或者两者都存在，将使码元的位置偏离解调器正确积分的位置，造成在2FSK信号积分的两个积分器中，正确信号积分器得到的信号能量下降，部分能量移到另一个积分器中，误码率因而增大

□ 预先校正频率法：

在上面的2FSK系统例子中，由终端站发送一个连续的正弦波，其频率等于2FSK信号两个频率的平均值；然后中心站将收到的这个信号检测后转发回终端站。由于这时在中心站接收机中的判决应是“1”和“0”出现概率相等的码元，故将其转发回终端站时，将在反向链路中产生一个随机二进制序列。若原发送的连续正弦波没有频率误差，则终端站收到的序列中的两种符号概率相等。利用这种原理就能找到中心频率，从而在终端站上准确地预先校正频率。



第10章 同步原理

一旦找到正确的频率，终端站发射机再交替发送“1”和“0”，以寻找正确的定时。这时，在半个码元时间内改变发送的定时，发射机就能找到给出最坏误码性能的时间。因为在中心站收到的码元位置和正确位置相差半个码元时，中心站2FSK接收机的两个检波器给出相等的能量，判决结果是随机的，故在反向链路上发回的二进制序列也将是随机的。终端站发射机可以用这种原理计算正确的定时。

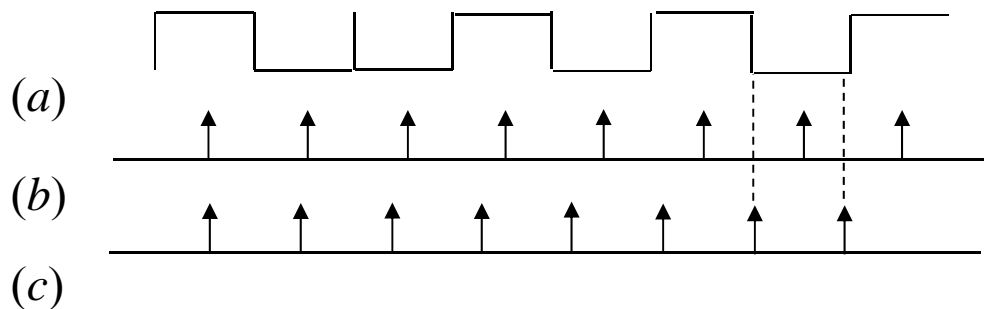
这种方法比用寻找误码性能最佳点更好。因为在任何设计良好的系统中，码元能量大得足够容许存在少许定时误差，所以即使定时不准，反向信号也可能没有误码。

第10章 同步原理

10.5.4 准同步传输系统复接的码速调整法

- ◆ 码速调整方案：正码速调整法、负码速调整法、正/负码速调整法、正/零/负码速调整法等。下面将以二次群的正码速调整方案为例，介绍其基本原理。
- ◆ PDH系统二次群的正码速调整法

- 基本原理：复接设备对各支路输入低次群码元抽样时采用的抽样速率比各路码元速率略高。这样，经过一段时间积累后，若不进行调整，则必将发生错误抽样，即将出现一个输入码元被抽样两次的情况，如下图所示：

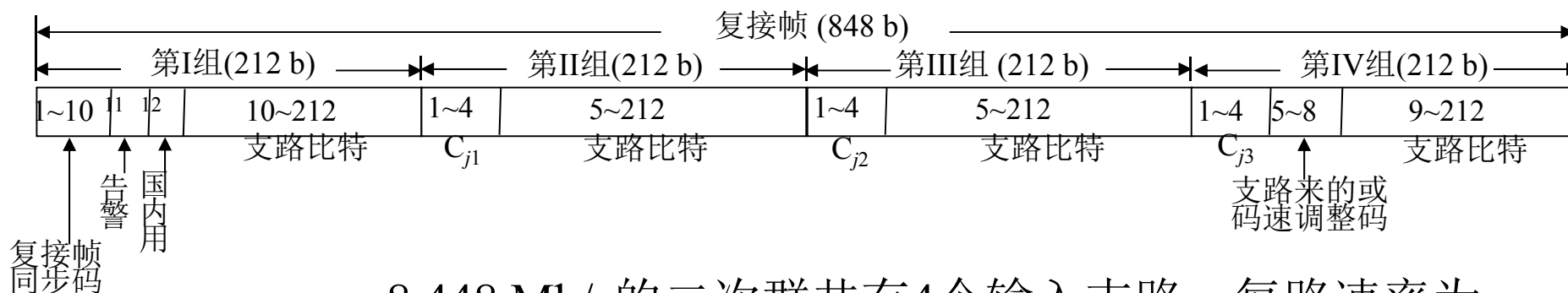


(a) 输入码元波形 (b) 无误差抽样时刻 (c) 速率略高的抽样时刻 92

第10章 同步原理

出现重复抽样时，需减少一次抽样，或将所抽样值舍去。

按照这种思路得出的二次群正码速调整方案(ITU建议)如下



- 8.448 Mb/s的二次群共有4个输入支路，每路速率为2.048Mb/s，复接帧长为848比特，每帧分成4组，每组212比特。
- 在第I组中，第1至10比特是复接帧同步码“1111010000”若连续4帧在此位置上没有收到正确的帧同步码，就认为失去了帧同步。在失步后，若连续3帧在此位置上又正确地收到帧同步码，则认为恢复了同步。



第10章 同步原理

- 第11比特用于向远端发送出故障告警信号；在发出告警信号时其状态由“0”变为“1”。
- 第12比特为国内通信用；在跨国链路上它置为“1”。
- 码速调整控制码 C_{ji} ($i=1, 2, 3$)分布在第II、III和IV组中，共计12个比特，每路3比特。当某支路无需码速调整时，该支路的3个比特为“000”；当需要进行码速调整时，为“111”。并且当该支路的这3个比特不同时，建议对这3个比特采用多数判决。
- 在第IV组中的第5至8比特是用于码速调整的比特，它们分别为4个支路服务。当某支路无需码速调整时，该支路的这个比特将用于传输该支路输入的信息码；当某支路需要码速调整时，该支路的这个比特将用于插入调整比特，此比特在送到远端分接后将作为无用比特删除。



第10章 同步原理

- 按照上述方案，在每个复接帧的848比特中可以有824比特用于传输支路输入信息码元，其他24比特为开销，故平均每支路有效负荷为206比特。
- 因此，在以8.448Mb/s速率传输二次群信号时，用于传输有效信号负荷的传输速率分到每条支路约为2052.226 kb/s，它略高于一次群的标称速率2048 kb/s。所以可以用正码速调整的方法进行调整。
- 由于复接帧的重复速率为：

$$\frac{8448 \text{ kb/s}}{848 \text{ b}} \approx 9962 \text{ 帧/s}$$

且每个复接帧中至多能够为每条支路插入一个调整比特，所以支路的最大码速调整速率约为10 kb/s。



第10章 同步原理

- 在二次群中，以2052.226 kb/s的速率传输比特率为2048kb/s的支路输入。所以，需要在每支路输入的码元序列中插入4.226 kb/s的码速调整比特。
- 由于最高可能的插入速率是9.962 kb/s，所以将比值

$$\frac{4.226}{9.962} = 0.424$$

称为标称码速调整比。它表示平均有42.4%的码速调整比特位置需要插入调整比特，而剩余的57.6%位置上可以传输支路输入比特。

- 在上述码速调整法中，虽然没有使全网的时钟统一，但是用码速调整的方法也能够解决网同步的问题。这种方法所付出的代价是码速的额外开销。