

音响
系列
丛书



唱机原理 与维修

陈顺 编著
刘宪坤 审校



人民邮电出版社



音响系列丛书

CD 唱机原理与维修

陈 顺 编著
刘宪坤 审校

人民邮电出版社

内 容 提 要

该书介绍了 CD 数字音频系统;CD 唱机的原理、结构与调试;CD 唱机的维修。最后介绍了 CD 唱机常用集成电路(包括三菱、日立、飞利浦、索尼、三洋等公司的半导体集成电路)及附有 PHILIP-SAK696、CD624 型 CD 唱机电路原理图和印刷电路板图。

该书内容丰富,简明扼要,维修方法实用。

音响系列丛书

CD 唱机原理与维修

CD chang ji yuan li yu wei xiu

陈 顺 编著

责任编辑 孙中臣

*

人民邮电出版社出版发行

北京朝内南竹杆胡同 111 号

中国铁道出版社印刷厂印刷

新华书店总店北京发行所经销

*

开本:787×1092 1/16 1996 年 2 月第 1 版

印张:23.25 1996 年 11 月北京第 2 次印刷

字数:578 千字 插页:10 印数:11 001—15 000 册

ISBN7-115-05785-0/TN·936

定价:28.00 元

前 言

随着数字音响技术的发展,CD 唱机在我国已开始普及。CD 唱机是集机、光、电为一体的全数字化声音重放装置。它不论从半导体激光拾音头的轻巧灵活,还是从高集成度的解码和信号处理 IC 及 CD 唱机优美的音质,都体现了它在音响产品中的优势。

目前,CD 唱机的年销售量已超过几千万台,为了满足广大用户和维修专业人员的需要,我们编写了《CD 唱机原理与维修》一书。该书在编辑过程中,由电子工业部三所刘宪坤高工审校全部书稿;毕月洁、丁小兵等绘制、审核书中插图,在此一并表示感谢。

编者

1995 年 5 月

目 录

第一章 CD(激光)数字音频系统	1
一、数字音频系统概述	1
二、光学读出基本原理	3
三、CD 系统的纠错原理	5
四、CD 的编码格式	11
五、CD 唱片	33
第二章 CD 唱机原理	39
一、CD 唱机的结构	39
二、CD 唱机的伺服系统	54
三、CD 唱机的信号处理及控制系统	66
第三章 CD 唱机的调试	110
一、调试注意事项	110
二、CD 唱机的调试原理	112
三、CD 唱机的调试实例	120
第四章 CD 唱机的维修	195
一、概述	195
二、CD 唱机原理回顾	196
三、CD 唱机维修要点	202
四、CD 唱机维修注意事项	204
五、CD 唱机常见故障的维修	207
六、CD 唱机检修流程实例	210
第五章 CD 唱机常用集成电路	224
一、日本三菱半导体(MITSUBISHI)	224
二、日立公司(HITACHI)	241
三、荷兰飞利浦公司(PHILIPS)	264
四、日本索尼公司(SONY)	291
五、日本三洋公司(SANYO)	342
附录	361
(一)PHILIPS AK696CD 唱机电路原理和印刷电路板图	361
(二)PHILIPS CD624CD 唱机电路原理和印刷电路板图	363

第一章 CD(激光)数字音频系统

一、数字音频系统概述

尽管声音的记录和再现方法的历史不过 100 多年,然而,在这短短的一个多世纪中,人们经过不断的努力,使声音的存储和再现技术不断更新和完善。从 19 世纪爱迪生的留声机到 20 世纪初的模拟密纹唱片(LP),无不展现了人们对完美音质的不懈追求。后来又出现了盒式磁带,其轻便可靠和可反复录音的特点,使之和 LP 唱片一起,成为 20 世纪声音记录媒介的两大支柱。尽管磁记录 and 再现方法已不断完善,但由于其模拟记录方式和在重放时采用的机械接触式拾音头,因而不可避免地存在诸如唱片和拾音头的磨损、信噪比难以提高、通道串扰和抖晃等问题。60 年代初,人们就音频信号的数字化处理进行了大量的研究,终于在 70 年代出现了专业用的 PCM 处理器和 PCM 录音机,但这些系统还是摆脱不了机械接触式拾音头的缺点。1979 年 9 月,由荷兰飞利浦公司和日本索尼公司共同推出了 CD 数字音频系统,并于 1983 年达成最终的 CD 标准格式——“SONY CORP. & N. V PHILIPS CD FORMAT”,并于 1985 年被列为 IEC 标准。CD 数字音频系统从如下几个方面对传统的模拟系统进行了彻底的革命:

(1)采用激光拾音头,用激光反射原理读出唱片的信息,从而拾音头和唱片之间不存在机械接触,避免了磨损问题;

(2)唱片的信息层被一层透明的塑料覆盖,一般的划伤和污迹不能直接破坏记录的信息;

(3)采用 CIRC 编码纠错技术,使唱片表面的损伤等因素造成的信息出错和失落能以数字方式予以补偿和纠正,从而消除唱片受损后引起的噪声;

(4)16 比特的数字化处理,使信号处理系统引入的噪声降至极低,信噪比大于 95dB;

(5)数字化音频信号很容易通过时钟选择,将左、右数字音频信号声道分别进行 DAC,从根本上抑制通道串扰问题;

(6)CD 重放系统的读入信号和输出信号流相对独立、尽管读入信息流由于 CD 伺服系统的影响而发生传输速率的变化,但在 CD 唱机中,经过 RAM 缓冲处理,使得输出信息流以晶振的稳定度送出,故音频信号的抖晃率可忽略不计。

图 1—1 是 CD 数字音频系统流程。模拟音频信号首先经过 20kHz 低通滤波器(LPF),抑制音频通带外的噪声,接下来进行 ADC 将音频信号数字化,经纠错编码处理和调制后,录制在 CD 唱片上。重放系统通过光学非接触方式读出 CD 唱片上预录的数字信号,经解调和解码纠错处理后,送 DAC 还原成模拟信号,经 LPF 输出模拟音频信号。整个系统的信号记录和处理全部实现数字化。存储于 CD 唱片上的声音信息是:“0”、“1”数据流,信号的检拾采用光学方式。

由于采用了数字化和编码处理技术,并采用光学读出,使 CD 系统解决了人们一百多年面对模拟系统所产生的问题。表 1—1 列出了 CD 系统与 LP 唱片系统、卡式带系统的主要指标比较。表 1—2 为 CD 系统的规格参数。

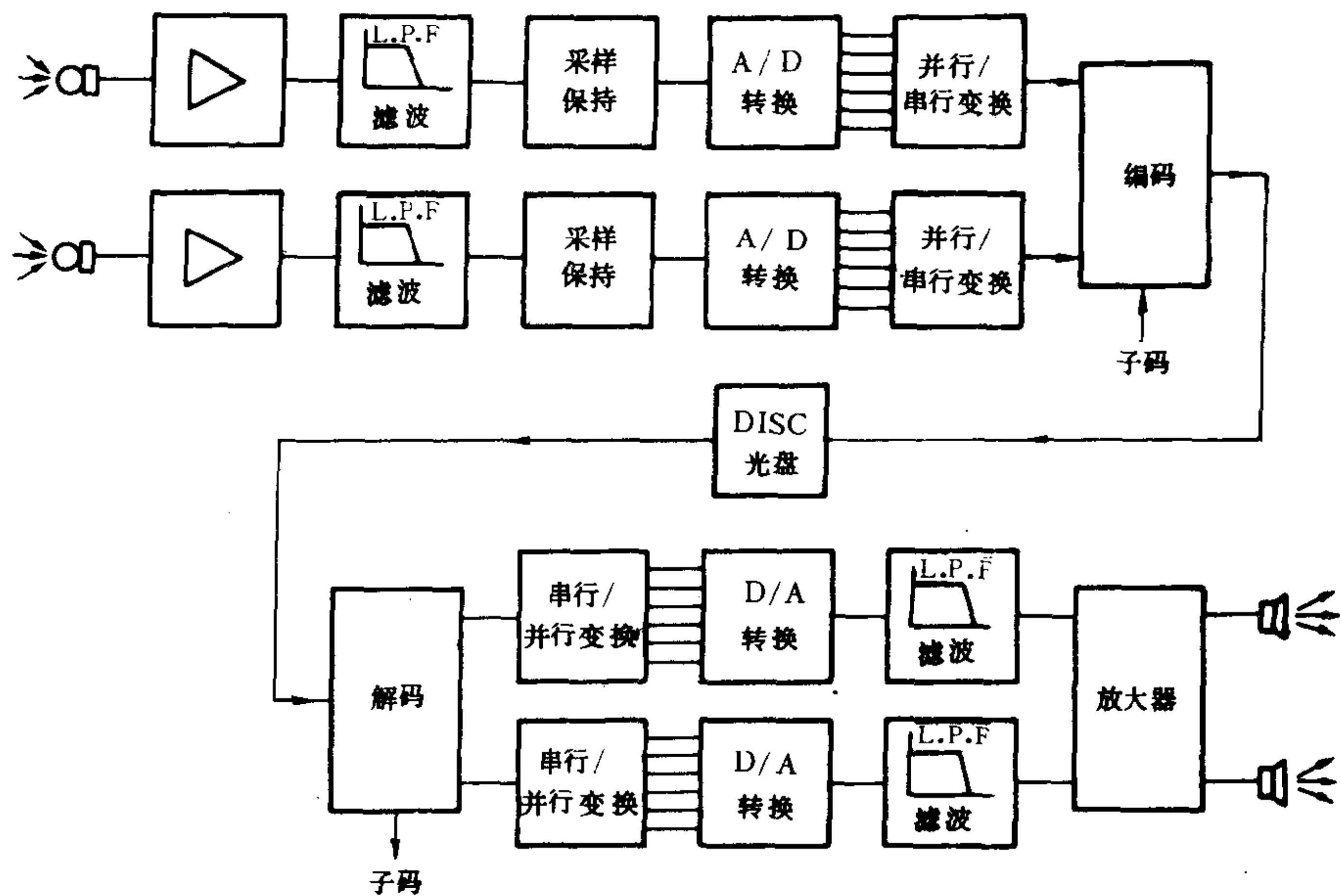


图 1—1 CD 数字音频系统框图

表 1—1

CD 系统与传统模拟系统的比较

项目	CD 系统	LP 唱片系统	卡式磁带系统
频率范围	20Hz~20kHz(±0.5dB)	30Hz~20kHz±5dB	50Hz~16kHz(±3dB)
声道数	2ch	2ch	2ch
动态范围	>90dB	78dB(50Hz~5kHz)	70dB
信噪比	>90dB	70dB	70dB
声道隔离	>90dB	30dB(50Hz~5kHz)	50dB
THD·+N	<0.005%	0.3%	—
抖晃率	石英振荡精度	0.02%最小	0.01%最小
记忆存储	一般 20 首曲目	无	一般 10 首(快进/退搜索)
随机读取	一般 5 秒内	无	无

表 1—2

CD 系统的规格参数

项目名称	规格参数
(1)信号格式	
取样频率	44.1kHz
量化级数	16 比特线性量化/通道
声音比特率	1.4112Mb/s
误码纠错	交叉交织里德—索罗门码(CIRC)
调制方式	EFM 调制
声道比特率	4.3218MHz/s
预加重	没有/或 50/15μs 预加重
(2)帧格式	
2×6 个取样周期	8bits 的 24 个声音讯符
控制显示信息	8bits 的 1 个 CZ 讯符
纠错校验码	8bits 的 4 个 P 和 4 个 Q 校验讯符
调制前帧格式	8bits 的 33 个讯符
EFM 调制后帧	14bits 的 33 个讯符(462 个通道比特)
边界抑制比特	每 14bits 的讯符间加入 3 个比特的边界位(99 通道比特)

续表

项目名称	规格参数
帧同步比特	27bits(含 3 个边界比特)
整帧比特数	588 通道比特(462+99+27)
(3)光学读出系统	
激光器	半导体激光器 AlGaAs
波长	0.78 μ m
量化光圈	0.45
光斑直径	1.00 μ m(约)

二、光学读出基本原理

CD 系统采用激光光学原理作为其信息读出的基础。激光(Laser)在 CD 系统中起了非凡的作用。因此,CD 唱机也被称为激光唱机,或音译为镭射唱机。激光是一种特别的光源,具有高度集中的能量,在要求极其精确的光圈场合得以广泛的应用。CD 系统中采用的激光是一种小型、低功耗半导体 AlGaAs 激光,其波长为 780nm,光功率一般在 5mw 上下。

CD 唱机的光路由激光器、分束器、物镜和光电接收管等所构成,见图 1—2 所示。激光器产生的激光束通过物镜聚焦在 CD 唱片表面,其反射光经分束器反射到光电接收管上变为电信号,这样 CD 唱机便能够非接触地读出 CD 唱片表面的音乐信号。

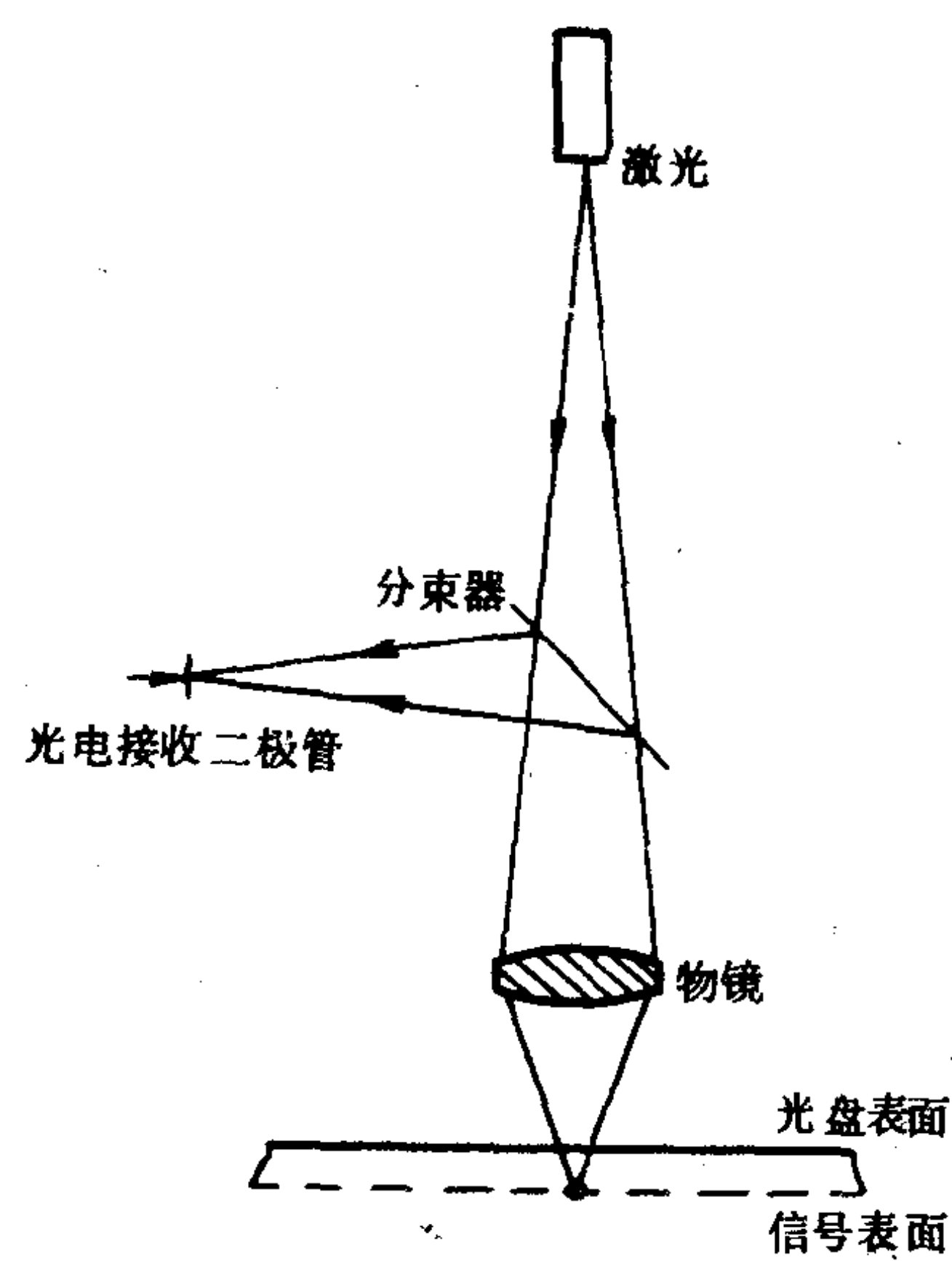


图 1—2 基本光路

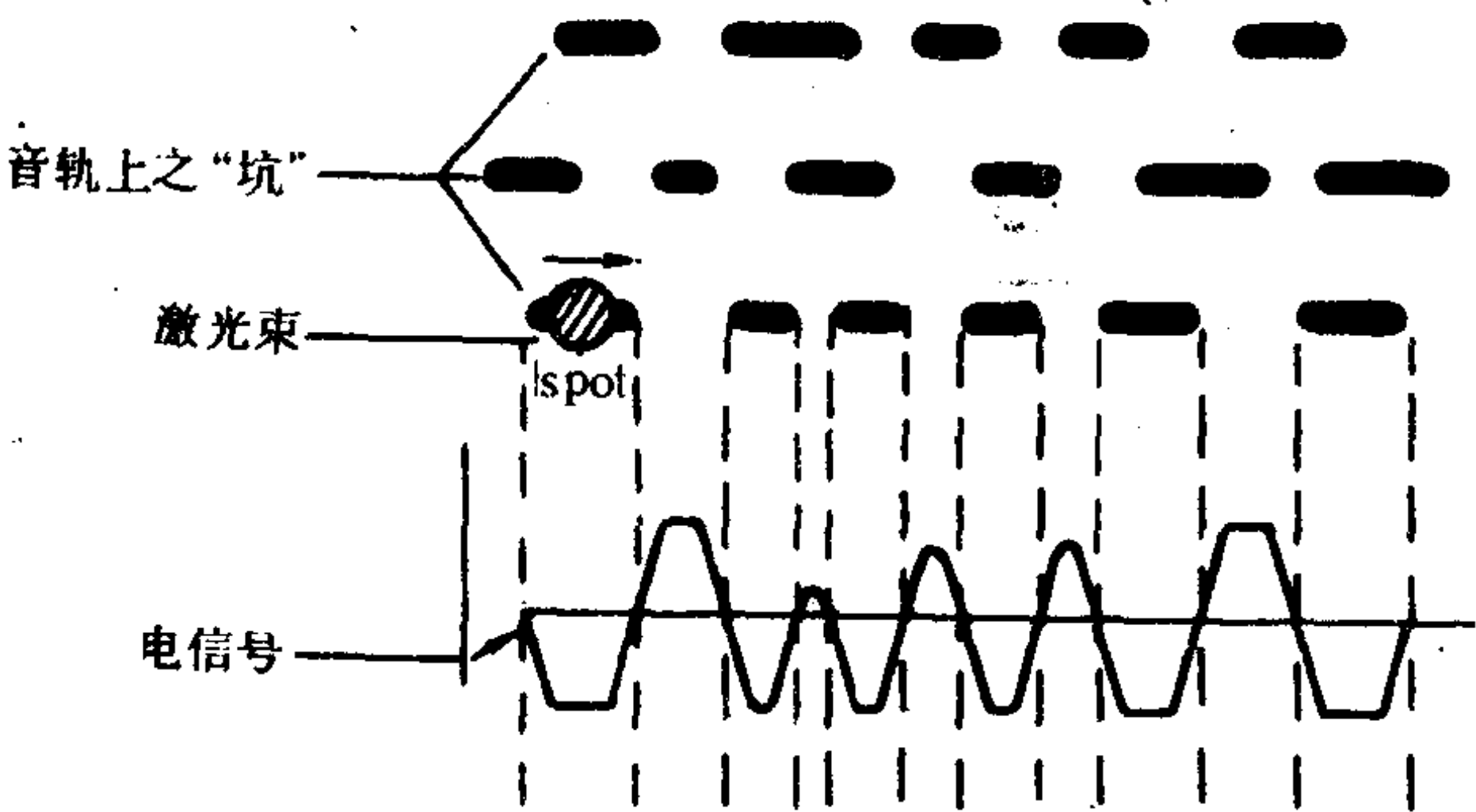


图 1—3 光电信号转换

如图 1—3 所示,当激光束射在 CD 唱片表面的平坦部分(“岛”)时,它几乎全部被反射回来,由光电接收二极管接收;而当它射在唱片上的“坑”位置时,大部分的光将会散射,仅有极弱的反射光被光电管接收。这样,当光束沿音轨移动时,在光电二极管上将产生图 1—3 所示的电信号。

很明显,为了使“岛”和“坑”上的反射信号有最大的区别(即波面相位差为 $\frac{\pi}{2}$),必须选择合适的激光波长和“坑”深。参看图 1—4。根据光的衍射理论,当波长为 λ 的光束射在平坦表面和深度为 d 的“坑”上时,其反射光相位差为 $\frac{2\pi d}{\lambda}$ 。因此,波长与“坑”深之间的关系可用下式表示:

$$\frac{2\pi d}{\lambda} = \frac{\pi}{2}$$

则:

$$d = \frac{\lambda}{4}$$

如考虑到光的反射系数 n ,则实际“坑”深为:

$$d = \frac{\lambda}{4 \cdot n} \quad (n \text{ 一般为 } 1.5)$$

在 CD 唱机中,半导体激光的波长一般为 780nm,所以,CD 唱片的“坑”深为:

波长: 780nm
坑深: 130nm
反射系数: $n = 1.5$
轨距: 1.6 μm

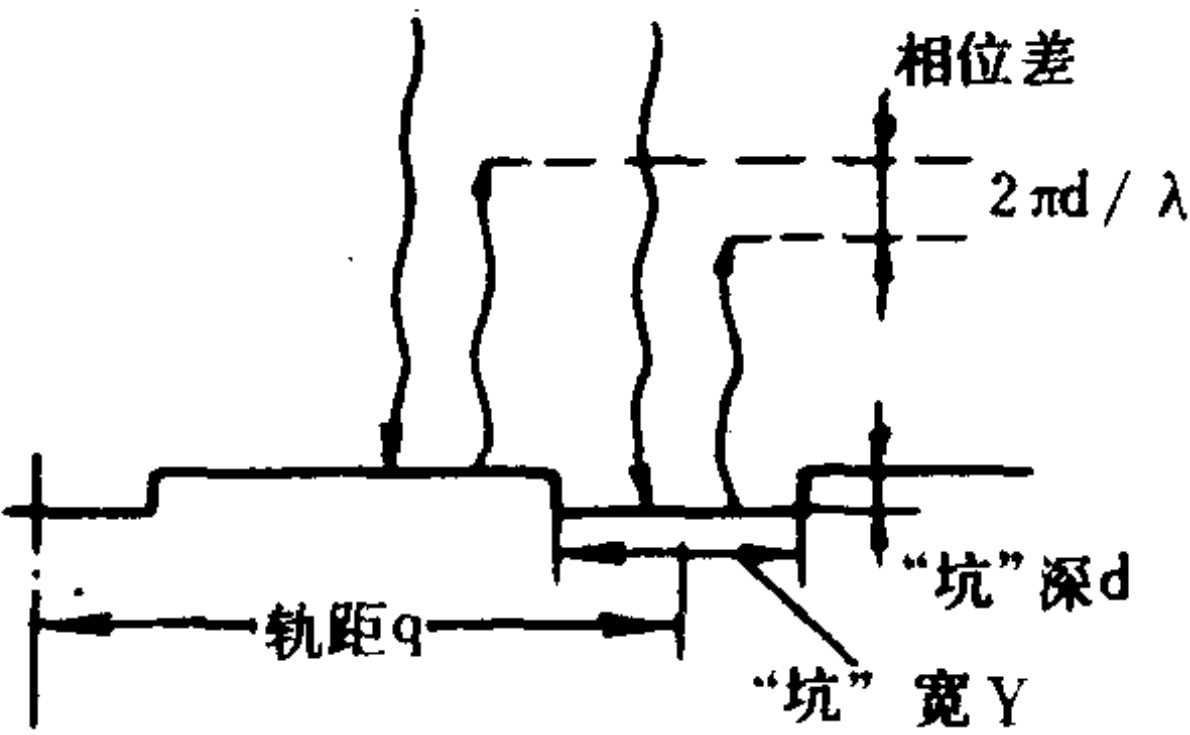


图 1—4 光的衍射和“坑”深

$$d = \frac{\lambda}{4 \cdot n} = \frac{780\text{nm}}{4 \times 1.5} = 0.13\mu\text{m}$$

图 1—5 示出了 CD 唱片表面“坑”与“轨”的尺寸。给定 780nm 波长的激光通过 0.45 量化光圈(数值孔径 NA)的镜头(物镜),将会产生半功率强度落于半径为 1 μm 的同心圆激光强度函数。中心圆激光直径约为 1.2 μm ,第一个暗环将出现于半径约 1.9 μm 处。两轨间容许的反光串扰(CROSSTALK)决定两轨的距离。中心圆外第一个暗环约占有总激光能量的 7%(图 1—6)。这是产生串扰的主要因素。因此,两轨的距离选择应使得在光束聚焦稍有偏差或者轨迹跟踪稍有偏差时,中心激光所引起的串扰不大于 7%激光能量。CD 唱片中;选择 1.6 μm 的轨距,保证了以上的要求得到满足。因物镜的偏差会影响激光点的尺寸从而产生串扰,故 CD 唱机中的激光头部件之物镜制作要求是非常高的。

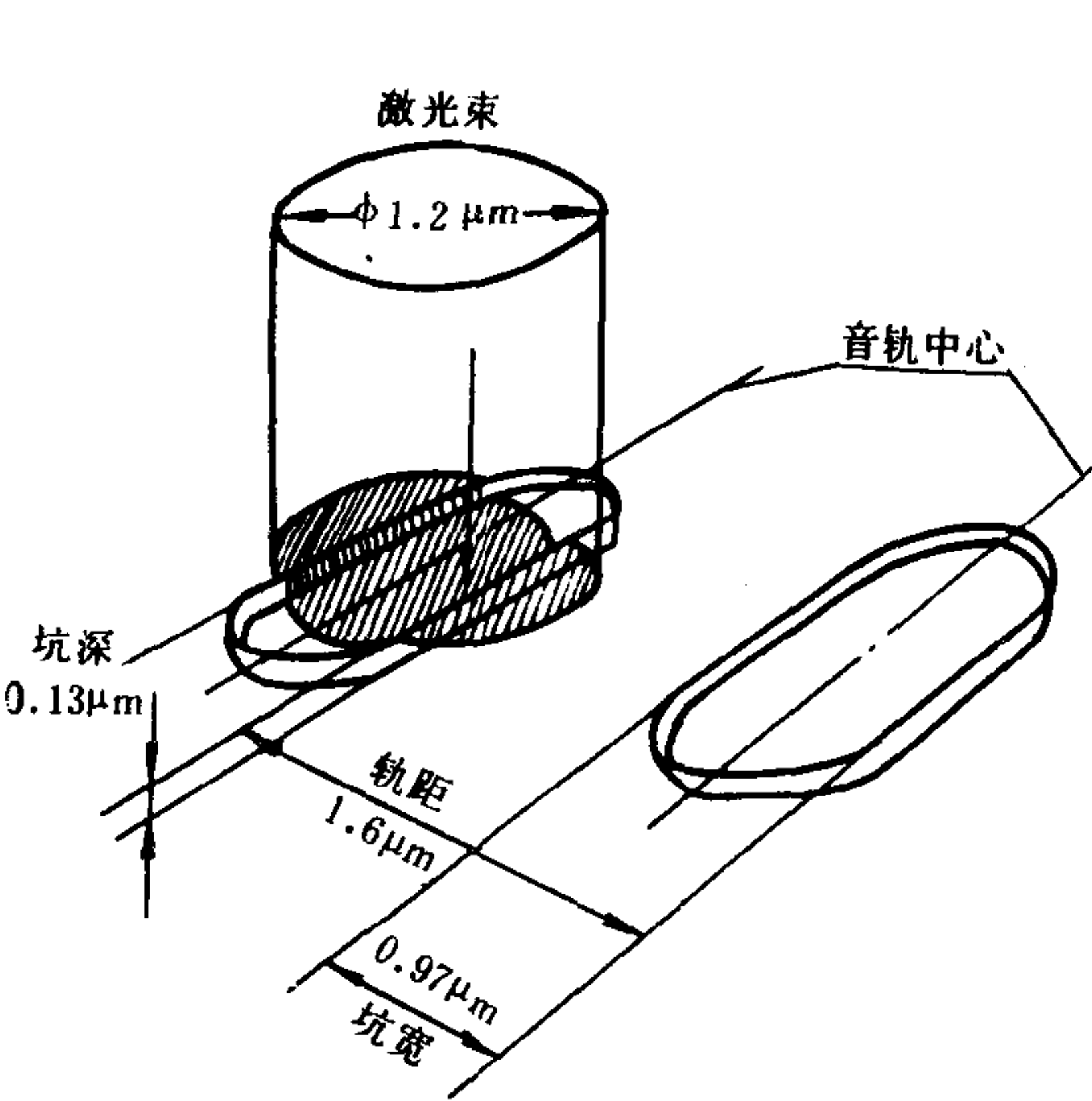


图 1—5 CD 唱片表面“坑”尺寸

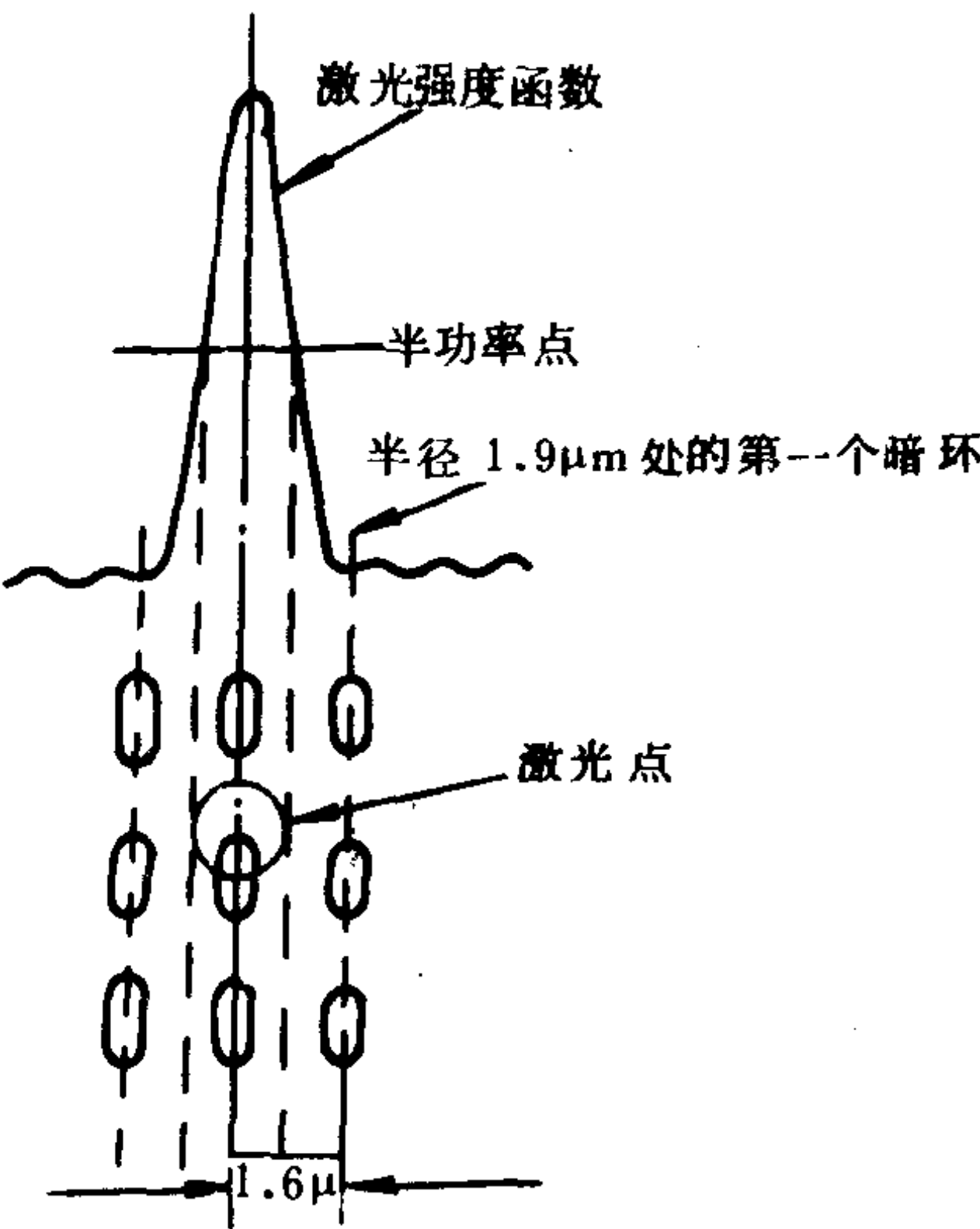


图 1—6 激光头光强度函数

图 1—7 示出了激光头的工作频率响应特性。根据理论计算,激光头工作截止频率为:

$$2 \times v \times NA / \lambda$$

其中: v 为光束循迹线速;

NA 为物镜光圈;

λ 为激光波长。

CD 系统中, $v=1.2\text{m/s}$

$NA=0.45$

$\lambda=780\text{nm}$

故激光头的工作截止频率为:

$$f_c = 2 \times 1.2 \times 0.45 / 780 \times 10^{-9} = 1.6\text{MHz}$$

从图可见,激光头的输出光强度随频率的增加而降低。图中之虚线为实际测量情况,比理论值(实线)稍差。为了改善杂音和串扰,有必要将最大工作频率限制为其截止频率的一半,即约为 800kHz。实际应用中,CD 系统选择最大工作频率为 720kHz(即位时钟速率为 1.44Mbits/s),以大大提高 CD 信息“坑”读出的可靠性。

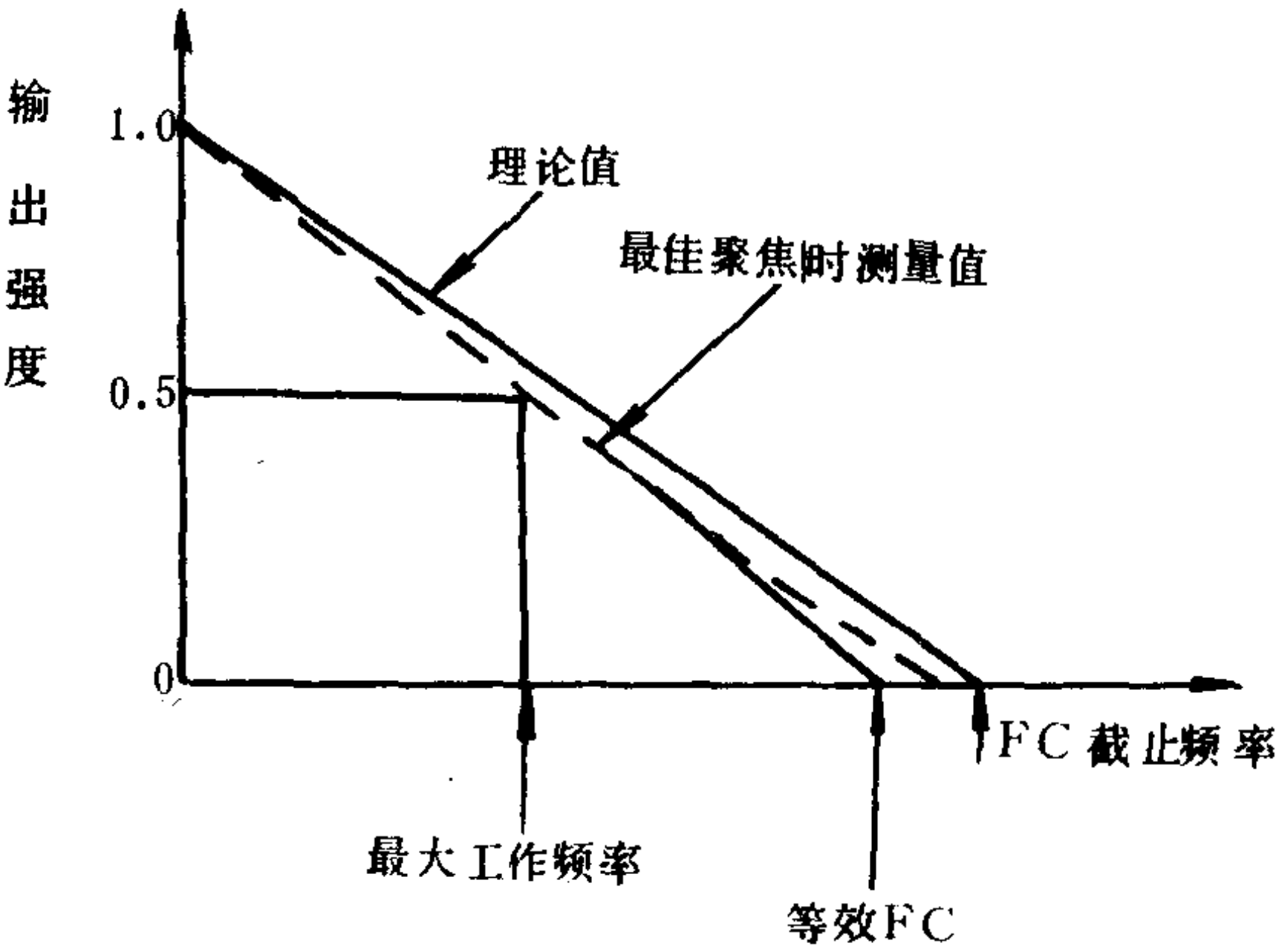


图 1—7 激光头的工作频率响应

三、CD 系统的纠错原理

(一) 错误检测和纠正

几乎任何数字系统的纠错原理均采用冗余(REDUNDANCY)技术。其原理是,在传输的信息中,额外增加一些冗余数据,而这些数据的计算又是通过信息本身的某种组合运算(编码)得出。这样,信息的传输伴随着冗余数据,系统在接收端通过冗余数据可以将错误检测出来并予以纠正。

图 1—8(a)所表示的 4 组数据,排成 2×2 阵列形式。在编码时,每行和数据之和作为附加冗余数据。以 x_{13} 、 x_{23} 、 x_{31} 、 x_{32} 表示。右下角的数据 x_{33} 为矩阵之数据总和。这样编码后的信息块如图 1—8(b)所示。这种编码方式为检验和方法。

假设数据传输过程中出现

x_{12} 错误,如图 1—8(c)所示。则在接收端,解码器会通过检查和方法,将会发现 $x_{11} + x_{12} = 15$, 而不等于 x_{13} (24), 同时 $x_{12} + x_{22} = 22$, 而不等于代码块中之 x_{32} (31)。这样,解码器会检出 x_{12} 出现错误。更进一步,解码器会通过 $x_{13} - (x_{11} + x_{12}) = 24 - 15 = 9$ (或 $x_{32} - (x_{12} + x_{22}) = 9$) 来得出 x_{12}

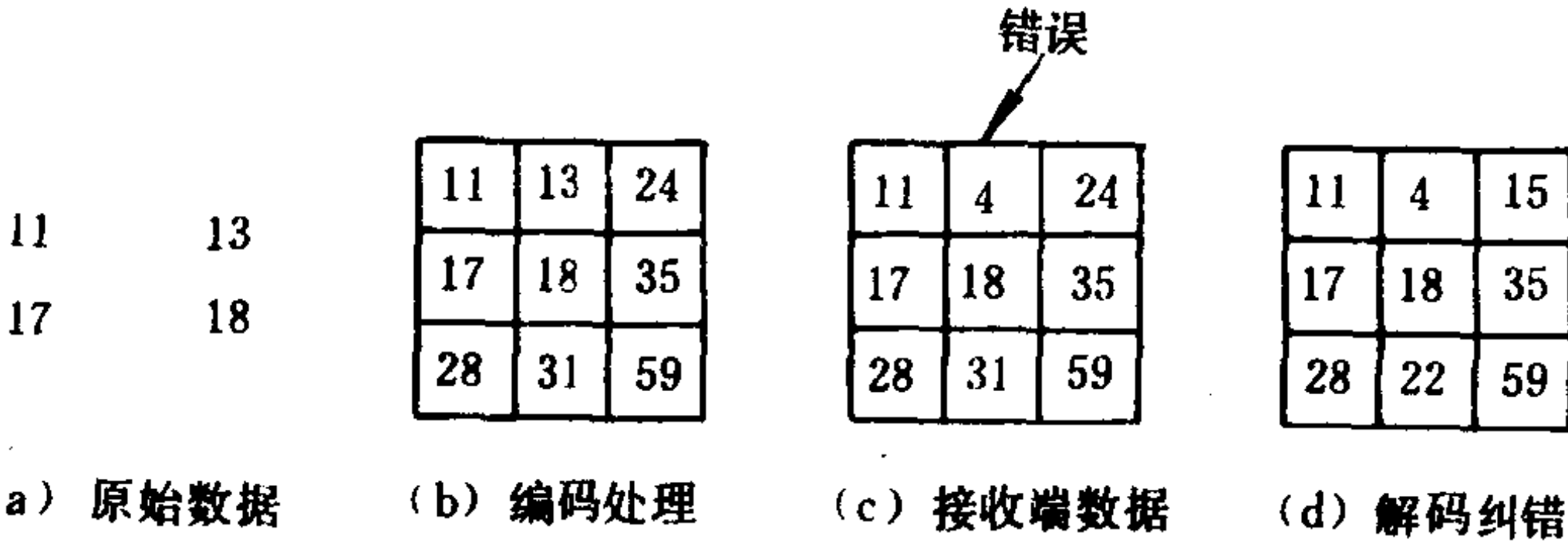


图 1—8 错误纠正原理

出错偏差值 9, 然后用 $x_{12} + 9 = 24$ 将错误的 x_{12} 取代。

以上提及的纠错原理, 也可以应用到二进制数代码中。如图 1—9 所示, 假设传输 3 个 4 比特的讯符(固定比特的信息)时, 通过编码方法在其每一行和每一列上加上一个额外的冗余比特 x_{15} 、

x_{25} 、 x_{35} 、 x_{41} 、 x_{42} 、 x_{43} 、 x_{44} 和 x_{45} 。

其方法是计算每一行和列

(讯符)中之“1”的个数, 为偶数时, 该比特为“0”, 为奇数时, 该比特为“1”。故称奇偶比特。 x_{45} 则由 3 个讯符中之全部“1”的个数的奇偶性决定。奇数为“1”, 偶数为“0”, 如图 1—9(b)所示。在数据传输过程中, 假设 x_{22} 由“1”变为“0”, 如图 1—9(c)所示。在接收端, 解码器将会发现 x_{42} 和 x_{24} 的奇偶性不对。因此, 可以发现 x_{22} 出错。纠错时, 仅将之从“0”变为“1”即可。这种编码技术仅对某单一比特出错时有效。当信息传输过程中, 有 2 个或 2 个以上的比特错误时, 比如说, 一个讯符中二个“1”同时变为“0”时, 其奇偶性质将保持不变, 故通过每行 1 比特的额外冗余信息将无法进行错误检出和纠正。以上例子中, 为了检测和纠正 12 比特的信息中的 1 比特错误, 加上了 8 比特的冗余信息。这就是说, 数据的传输和处理, 必须对 20 比特数据进行。这种编码的字长 $n=20$, 仅含有 $k=12$ 比特的信息量, 而 $n-k=8$ 为纠错的冗余信息, 称 (20, 12) 编码, 代码率为 k/n 。可见以上例子的代码率是不高的。这意味着, 编码需要较大的冗余信息量而牺牲了信息的记录容量或传输速率。在 CD 系统中, 如直接采用这种方案, 则相应的唱片播放时间将大大缩短。

在实际应用中, 常常会遇到一个信息包中有多个比特的错误。例如 CD 唱片表面的划伤、污迹等将会使唱片在播放时产生脉冲串错误 (BURST ERROR), 从而导致读出信息的失落 (DROP OUT)。CD 系统的设计必须能够纠正这些多比特脉冲串错误。

(二) 多比特错误的检测

为了纠正多比特的错误, 首先必须判断接收到的讯符是否正确。假设某个讯符 $A(t)$ 在传输过程中, 出现了 2 个比特的错误变为 $A(e)$ 。那么, 在接收端得到的讯符将会与发射端讯符有 2 个位置的比特值不同:

$$A(t) = 00\ 01\ 11$$

$$A(e) = 01\ 01\ 01$$

(位置 2 和位置 5 不同)

这就是说, 任何一个错误的讯符 $A(e)$ 与 $A(t)$ 有 1 个或 2 个位置的区别。全部与 $A(t)$ 有 1 或 2 个位置差别的讯符集合 $A(E)$ 组成了错误讯符集。在接收端必须予以检出和纠正。为了达到此目的, 必须对有效讯符 $A(t)$ 施加一些限制: 即任何有效的讯符之间必须有 3 个位置的比特值不同, 例如:

$$A(t) = 00\ 01\ 11$$

$$B(t) = 00\ 10\ 10$$

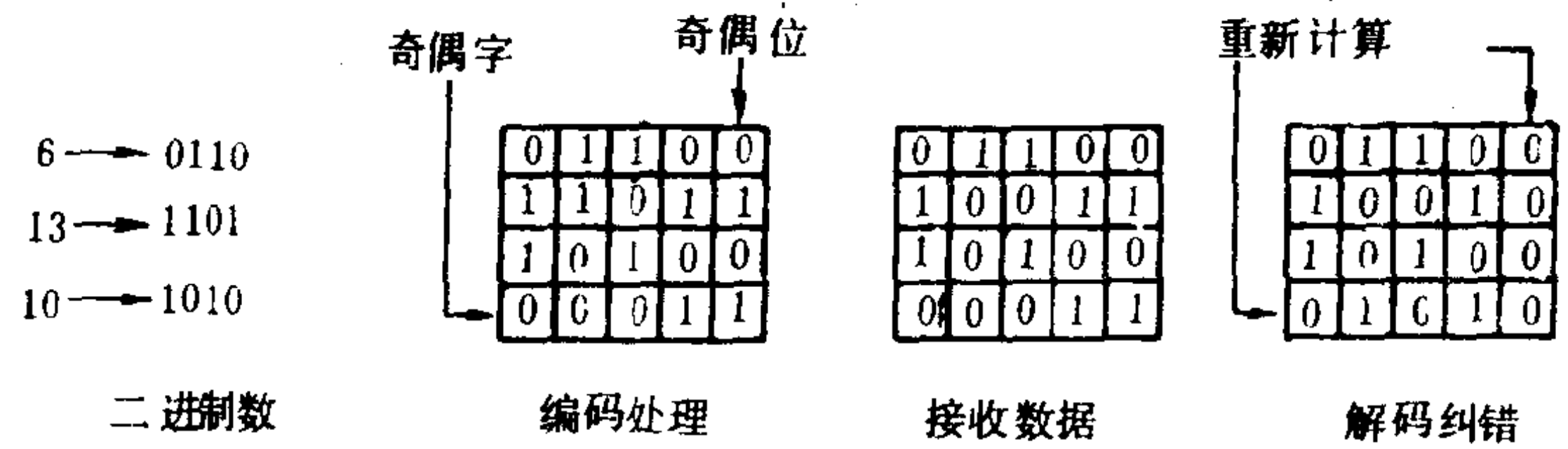


图 1—9 二进制代码的纠错

$$C(t) = 11\ 10\ 11$$

讯符 A、B、C 中任何二个之间均有三个位置不同。很显然,这必须通过对信息进行编码处理后才能得到。

在编码后的讯符传输过程中,如果没有错误发生,则接收端所收到的讯符之间也应具有三个位置不同。当接收到的某讯符 $A(e)$ 与 A、B、C 中任何一讯符仅有 2 个或 1 个相异的位置,则该讯符必然为出错讯符。解码器便会检出该错误讯符。但,当接收到的讯符 $A(e)$ 有 3 个位置发生错误时, $A(e)$ 将会变成另一个有效讯符,从而使解码器无法辨认。同理,假设全部有效代码中

均有 4 个位置比特值不同,则该代码系统可以检出讯符中任何 3 个以下比特的错误。换句话说,为了检测一个讯符(代码)中 3 个或以下的比特的错误,则全部有效讯符(代码)必须至少有 4 个位置的比特值不同。一般条件是:

为了检出讯符中 t 个错误,则所有有效讯符必须有 $t+1$ 个不同位置。

讯符间的不同值位置个数称为该讯符集的距离,以 d 表示。这些不同位置个数的最小值称为最小距离,以 d_m 表示。以上例子中, A、B、C 讯符集具有最小距离 $d_m=3$ 。引用上述一般条件,为了检出

代码中 t 个错误,代码集必须满足:

$$d_m = t + 1$$

代码集中代码间的距离 $d \geq d_m$, 但绝不能小于 d_m 。否则,错误的代码将被视为有效代码或反之。

下面列举一个例子说明解码器如何将 t 个错误的讯符检出。假如具有 $d_m=4$ 的讯符 A、B、C、D 如下:

$$A(t) = 00\ 01\ 11$$

$$B(t) = 01\ 10\ 01$$

$$C(t) = 10\ 10\ 10$$

$$D(t) = 11\ 01\ 00$$

根据上述理论,任何一个讯符有 3 个或以下的错误,均可以被检出。当 $A(t)$ 在传输过程中出现 3 个比特的错误时,则所有可能错误的组合 $A(e)$ 均与 $A(t)$ 、 $B(t)$ 、 $C(t)$ 、 $D(t)$ 有距离为 3。如图 1—10 所示。解码器预先知道全部有效讯符中的最小距离 $d_m=4$, 不可能有更小者,故 $A(e)$ 立即被确认为无效讯符。如果在解码器中,设置一个有效代码表。每当接收一个代码时,将它与有效代码表中全部代码比较距离 d , 当 $d \geq d_m$ 时,该接收代码有效,否则被认为是错误代码,送错误纠正部分进行纠错处理,如图 1—11 所示。

At: 000111
Bt: 011001
Ct: 101010
Dt: 110100

最小距离 $d_m > 4$

Ae 1: 111111	Ae 8: 100001	Ae 15: 010010
Ae 2: 110011	Ae 9: 100010	Ae 16: 010100
Ae 3: 110101	Ae 10: 100100	Ae 17: 001001
Ae 4: 110110	Ae 11: 011011	Ae 18: 001010
Ae 5: 101011	Ae 12: 011101	Ae 19: 001100
Ae 6: 101101	Ae 13: 011110	Ae 20: 000000
Ae 7: 101110	Ae 14: 010001	

黑字为错误比特

图 1—10 $A(e)$ 的出错组合

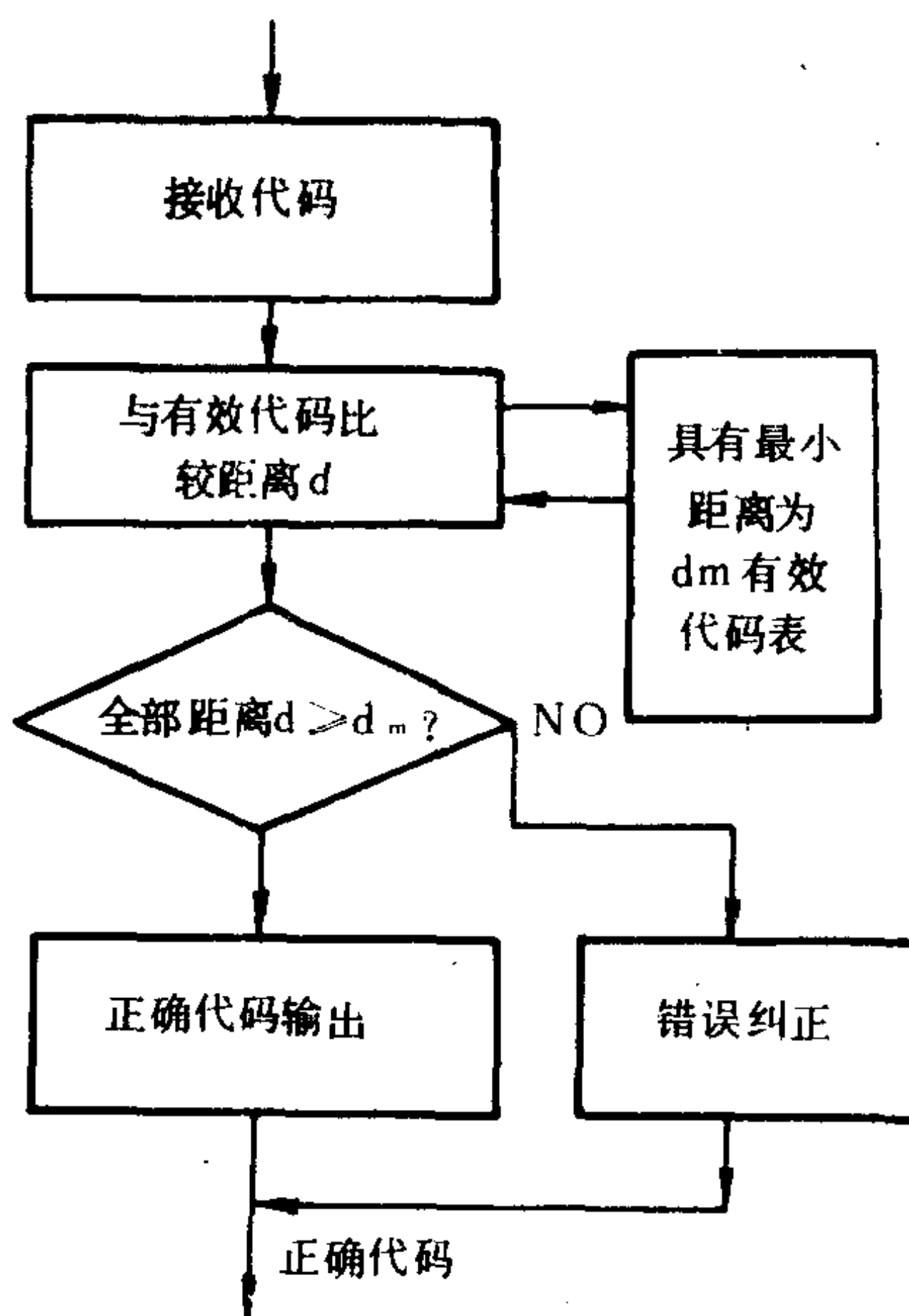


图 1—11 错误检出的查找表法

(三)多比特错误的纠正

一旦错误的代码被确认后,下一步就是如何纠正它了。CD 系统中采用的方案是不去理会错误代码中哪一个比特出错,而是从有效代码表中,找出合适的代码,将被确认为出错的代码取代。这种方案可以实现用最少的冗余信息达到最大的纠错能力。现在的问题是,有效代码表中,哪一个才是正确的取代代码。从上述的例子中,当有 3 个比特错误发生时,错误代码 $A(e)$ 与 $A(t)$ 、 $B(t)$ 、 $C(t)$ 、 $D(t)$ 均有相同的距离。故从 $A(t)$ 、 $B(t)$ 、 $C(t)$ 、 $D(t)$ 中找出一个能取代 $A(e)$ 的代码是不可能的。这是因为, $A(t)$ 的错误代码集 $A(e)$ 与 $B(t)$ 的错误代码集 $B(e)$ 有相同的可能。这样,解码器将无法确定 $A(e)$ 是由于 $A(t)$ 错误引起还是 $B(t)$ 、 $C(t)$ 或 $D(t)$ 错误引起的。这就要求 $A(t)$ 的所有可能错误代码 $A(e)$ 与 $B(t)$ 、 $C(t)$ 、 $D(t)$ 的所有可能错误代码 $B(e)$ 、 $C(e)$ 、 $D(e)$ 有区别。因此,为了纠正代码中 t 个错误,代码的距离为 $t+1$ 显然是不够的。图 1—12 是为了纠正代码中 1 个比特的错误,代码最小距离要求的例子。当代码 A 和 B 具有最小距离 $d_m=3$ 时,

$\left. \begin{array}{l} A: 000000 \\ B: 001101 \end{array} \right\} \text{最小距离 } d_m = 3$	
A: 000000	B: 001101
Ae 1: 000001	Be 1: 001100
Ae 2: 000010	Be 2: 001110
Ae 3: 000100	Be 3: 001001
Ae 4: 001000	Be 4: 000101
Ae 5: 010000	Be 5: 011101
Ae 6: 100000	Be 6: 101101

图 1—12 错误纠正的最小距离

就能保证 A 代码的所有 1 比特出错可能 Ae 与 B 代码中所有 1 比特出错可能 Be 之间最少有一个位置不同值。从图可见, Ae 与 A 代码的距离为 1, 而 Ae 与 B 代码的距离为 2, 同理 Be 与 B 代码距离为 1, Be 与 A 代码距离为 2。所以,解码器只要将收到的被确认为错误的代码与 A 和 B 有效代码比较,距离最小者所对应的有效代码便可以用来取代该出错代码。以上例子说明,为了纠正代码中 1 个比特的错误,则代码必须具有最小距离 3。一般条件是:

为了纠正代码中 t 个错误,代码必须具有最小距离 $2t+1$

图 1—13 示出了具有最小距离 $d_m=3$ 的代码,出现 1 比特错误的纠错情况:当 A 代码中,由于 Bit2 出现错误变为 Ae 时,解码器将它与有效代码比较距离,发现 $d < d_m$,则被确认为错误代码。进一步,将 Ae 与其他有效代码进行全部距离比较,发现具有最小距离 $d_m=1$ 者为 A 代码。错误

$\left. \begin{array}{l} A: 000000 \\ B: 001101 \\ C: 010110 \\ D: 011011 \\ E: 100111 \\ F: 101010 \\ G: 110001 \\ H: 111100 \end{array} \right\} \text{最小距离 } d_m = 3$	
A: 000000	E: 100111
Ae: 001000 $d=1$	Ae: 001000 $d=5$
B: 001101	F: 101010
Ae: 001000 $d=2$	Ae: 001000 $d=2$
C: 010110	G: 110001
Ae: 001000 $d=4$	Ae: 001000 $d=4$
D: 011011	H: 111100
Ae: 001000 $d=3$	Ae: 001000 $d=3$

(d = 距离)

黑字表示不同比特

图 1—13 1 比特错误纠正

纠正电路便将 A 取代 Ae,完成错误纠正功能。

(四)代码块的错误检测和纠正

通常在数据传输过程中,数据往往以块为单位进行处理,称为一个信息帧。每帧的信息中,

含有 K 个讯符,而每个讯符都又具有相同的 S 比特,讯符是代码块错误检测和纠正的最小单位。为了使错误能被纠正,在 K 个讯符的信息上附上 $N-K$ 个讯符的冗余讯符,编码成一帧 N 个讯符的代码字,称 (N,K) 代码。如图 1—14 所示。如果代码字中的最小距离设计为冗余讯符个数加 1,即:

$$d_m = (N - K) + 1$$

则,根据上述错误检测和纠正原理,推广到代码块的情形;

能检测出错误讯符数 $t_1 = d_m - 1 = N$

$-K$;

能纠正出错误讯符数 $t_2 = \frac{1}{2} (d_m - 1) = \frac{1}{2} (N - K)$ 。

在 CD 系统中,1 帧数字音频信号由 24 个 8 比特的讯符组成。经 C_1 、 C_2 编码处理后,一共加上了 8 个讯符的冗余信息,组成 32 个讯符的代码块。在这里,首先经 C_2 编码处理:(详见第四节) $K_2 = 24, N_2 = 28$ 。 $d_{m2} = N_2 - K_2 + 1 = 5$, 所以,

C_2 编码可纠正错误讯符:2 个

C_2 编码可检测错误讯符:4 个。

再次, C_1 编码器将 28 个讯符的 C_2 代码再加上 4 个讯符的冗余信息,这样有:

$K_1 = 28, N_1 = 32$ 。 $d_{m1} = N_1 - K_1 + 1 = 5$, 所以,

C_1 编码器可纠正错误讯符:2 个;

C_1 编码器可检测错误讯符:4 个。

CD 系统的这二次编码采用了 Reed-Solomon (RS) 编码方法故分别称 RS(24, 28) 和 RS(32, 28) 码。CD 系统在 RS 码上采用了交叉交织技术 (CROSS & Inter-Leaving), 组成 CIRC 码, 使其纠错能力大大增强。

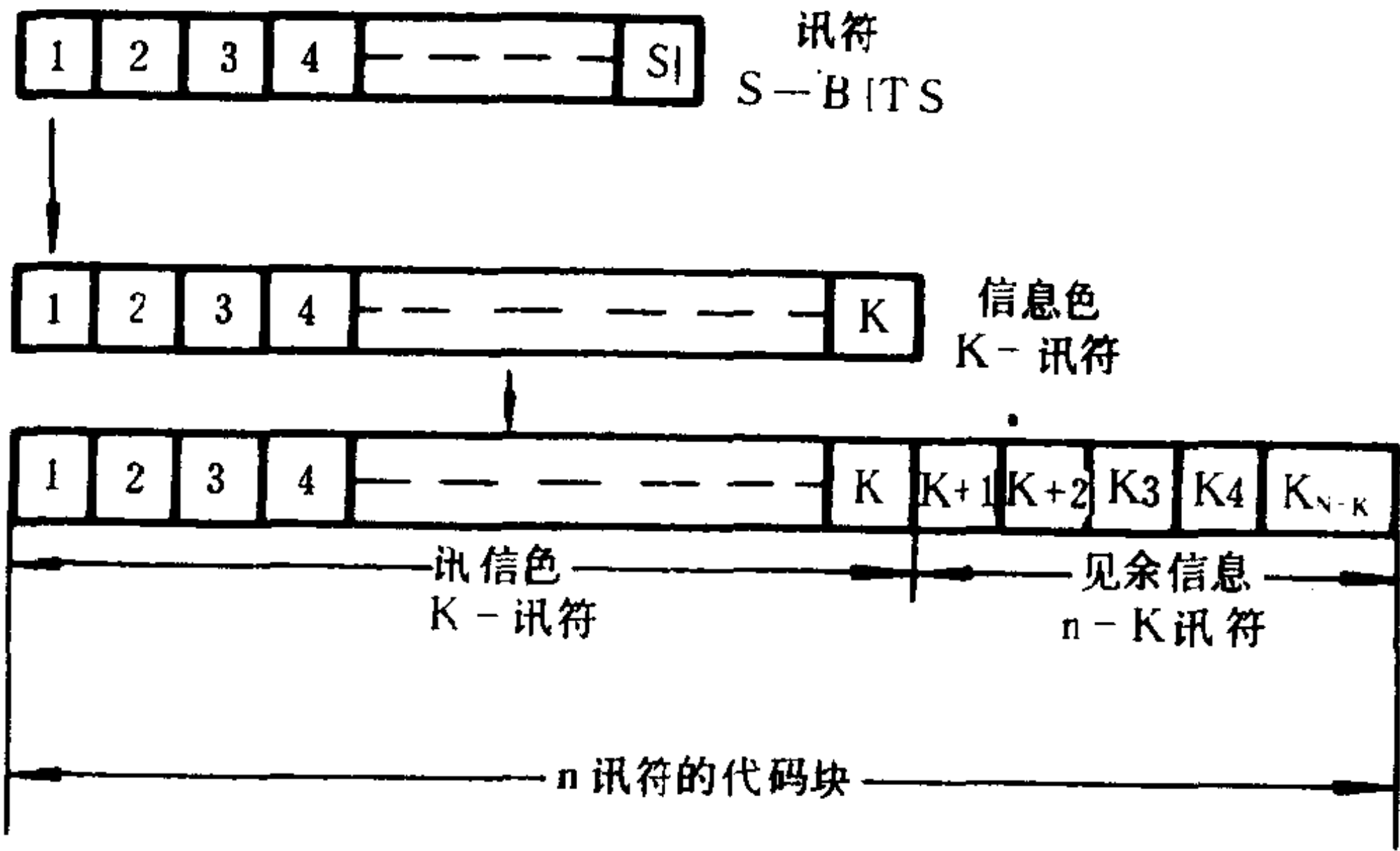


图 1—14 代码块的结构

(五) 雷德——索罗门码

过去的几十年中,随着数字通讯和处理技术的飞跃发展,人们发明了许多不同种类的错误纠正码。其中大多数都被应用于降低某种储存媒体的读写误码率。这些错误纠正码往往都是以发明人来命名的。如 Hamming 码、Fire 码、Golay 码、Bose-Chauchuri-Hocquenghem (BCH) 码、Reed-Solomon (RS) 码、Gappa 码等。这些码都是二进制数的组合,共有 n 比特(讯符)的字长,其中仅 K 比特(讯符)为信息,而 $n-K$ 比特(讯符)则为纠错用之冗余信息。这些代码中,有些是属于数据块代码。例如 RS 码就是 m -比特讯符的数据块代码。表 1—3 列出了几种常见的错误纠正码。这里仅介绍 CD 数字音频系统所采用的 RS 码。RS 码是 Irving S. Reed 和 Gustave-Solomon 于 1960 年在麻省理工学院的林肯实验室发明出来的。这种码采用讯符为最小单位的纠错方法,对于脉冲串错误的纠正特别有效。RS 码将 m -比特的信息视为一独立的讯符,代码

的字长由 n ，而且规定 $n \leq 2^m - 1$ 。其中仅有 K 个讯符的信息。称为 $RS(n, k)$ 码。一般采用的 RS 码，将 8 比特信息视为一个讯符，故其字长 $n \leq 2^8 - 1$ 个讯符。假设需设计为纠正 t 个错误的话，则代码的最小距离 $d_m = 2t + 1$ ，或者说，必须加上 $n - k = 2t$ 的冗余讯符。举例来说，如果我们想在每个代码字中校正 5 个或比 5 个少的错误讯符，当字长 $n = 2^8 - 1 = 255$ 个讯符 (2040 比特)，其中要求 $2t$ 的冗余信息 $r = 2 \times 5 = 10$ 讯符 (80 比特)，而 $K = n - r = 245$ 讯符 (1960 比特)。可见 RS 码的效能是很高的。 RS 编码的算法是通过所谓 $GF(2^8)$ 的多项式函数算出冗余讯符的。 RS 码的解码逻辑能够有效地利用 $GF(2^8)$ 代数结构计算出可能错误的“症状”，其为一种离散的富里叶系数。然后利用这些系数产生两个多项式：一个叫错误定位多项式，其解为错误讯符的位置；另一个叫错误校正多项式，用来校正错误的讯符。本文不打算在这方面作更深入的探讨，只试图给出 RS 码的运作效能。

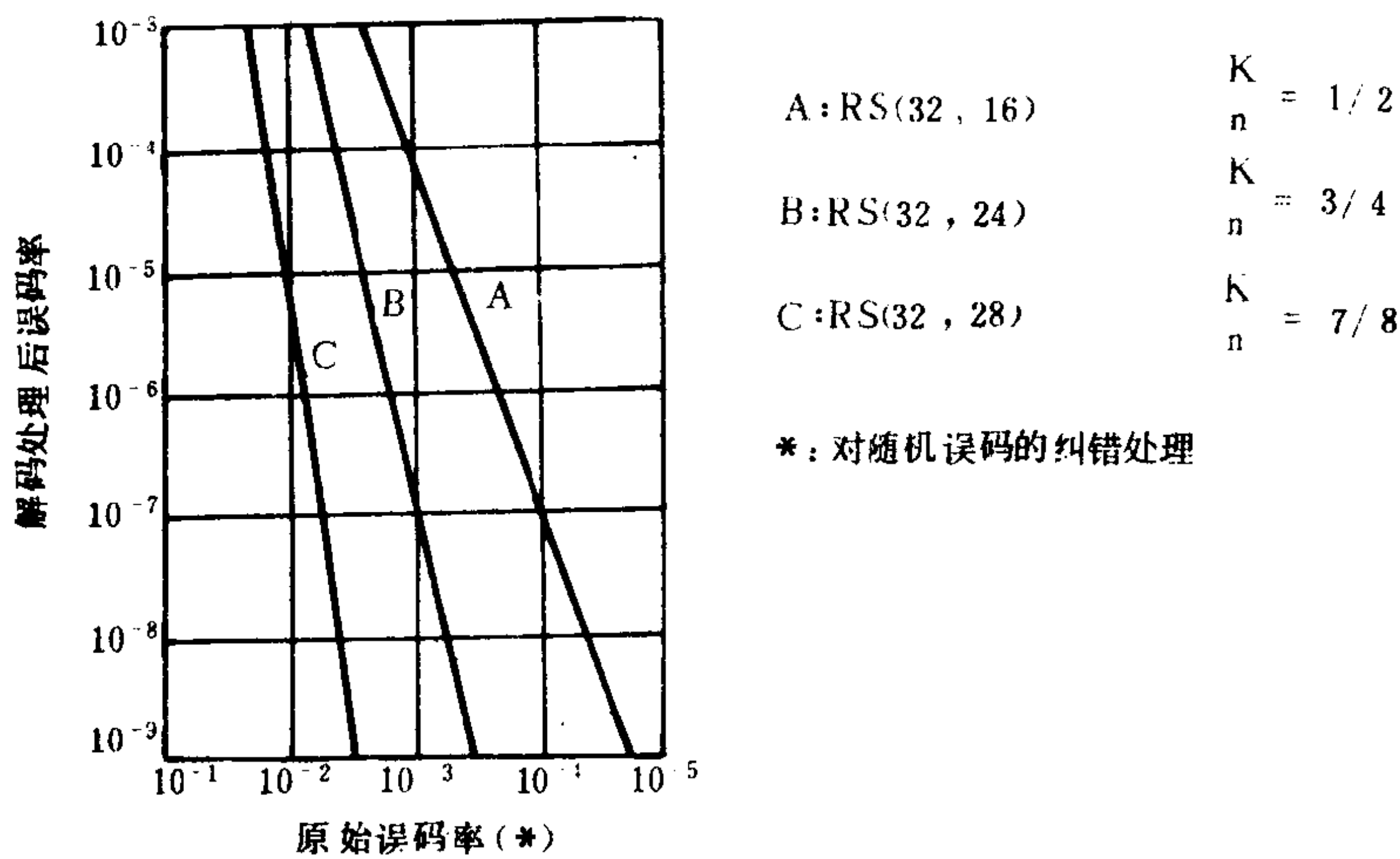


图 1—15 几种 RS 码的运作效能

图 1—15 示出了几种 RS 码的运作效能曲线。图 1—15(A)所示的 $RS(220, 204)$ 码能将原始误码率为 10^{-3} 的信息变为 10^{-7} 的误码水平。而代码中仅需增加 $220 - 204 = 16$ 讯符的冗余讯符。可见 RS 码的效能之高。图 1—15(B)所示的三种 RS 码可看到， RS 码的代码随着其代码率的增加而降低。

表 1—3 几种常见的错误纠正代码

代码名称和发明者	代码参数	纠错能力	存储系统应用	通信系统应用	特点
海明码 Robert W. Hamming 1950 年	$q = 2$ (二进制码) $n = 2^t - 1$ (比特) $k = 2^t - t - 1$ (比特) $r = t$ (比特)	仅能纠正代码字中 单个比特的错误	大部分半导体存储 系统如 RAM, ROM	部分携带式收音机	这是最容易被理解的代码
菲勒码 Philip Fire 1959 年	$q = 2$ $n = k + r$ (比特) $k = 75000$ 至 150000 (比特) $r = 48$ (比特)	能纠正代码字中 单个脉冲串错误	部分磁带和磁盘 系统	—	这是最简单的 脉冲串纠错代 码

续表

代码名称和发明者	代码参数	纠错能力	存储系统应用	通信系统应用	特点
格雷码 Marcel J. E. Golay 1949 年	$q=2$ $n=23$ (比特) $k=12$ (比特) $r=11$ (比特)	能纠正代码字中任何小于等于 3 个比特的错误组合	—	部分海军通信电传系统	是很有效的纠错代码,但不流行
BCH 码 R. C. Bose & D. K. Ray-Chaudhuri 1960 年 A. Hocquenghem 1959 年	$q=2$ $n=2^r-1$ (比特) $k=2^r-er-1$ (比特) $r=et$ (比特)	能纠正代码字中任何小于等于 e 个比特的错误组合	模拟磁盘的大规模半导体存储器	部分便携式收音机	海明码的推广用于纠正代码中多个错误
雷德-索罗门(RS)码 Irving S. Reed & Gustave Solomon 1960 年	$q=2^m$ (m —比特讯符) $n=2^m-1$ (讯符) $k=2^m-2t-1$ (讯符) $r=2t$ (讯符)	能纠正代码字中任何小于等于 t 个讯符的错误组合	磁带和光盘存储系统	卫星通讯网 太空通讯和部 分全球性通讯网	将 BCH 码的推广成讯符模式广泛应用于代码块纠错
古帕码 V. D. Goppa 1970 年	q, n, k, r 可大范围选择	同 RS 码	—	—	RS 码的推广

注: q : 代码形式 n : 代码字长 k : 信息字长 r : 冗余字长 t : 可纠错误数

四、CD 的编码格式

CD 数字音频系统之所以在音质方面优于普通模拟音频系统,在极大程度上归功于它巧妙地编码方式。这里,只要在音频信息上,附加最少的冗余信息,就可以达到满意地纠错效果。这种“防患于未然”的作法是模拟音频系统所无法比拟的。图 1—16 是整个 CD 数字音频系统的

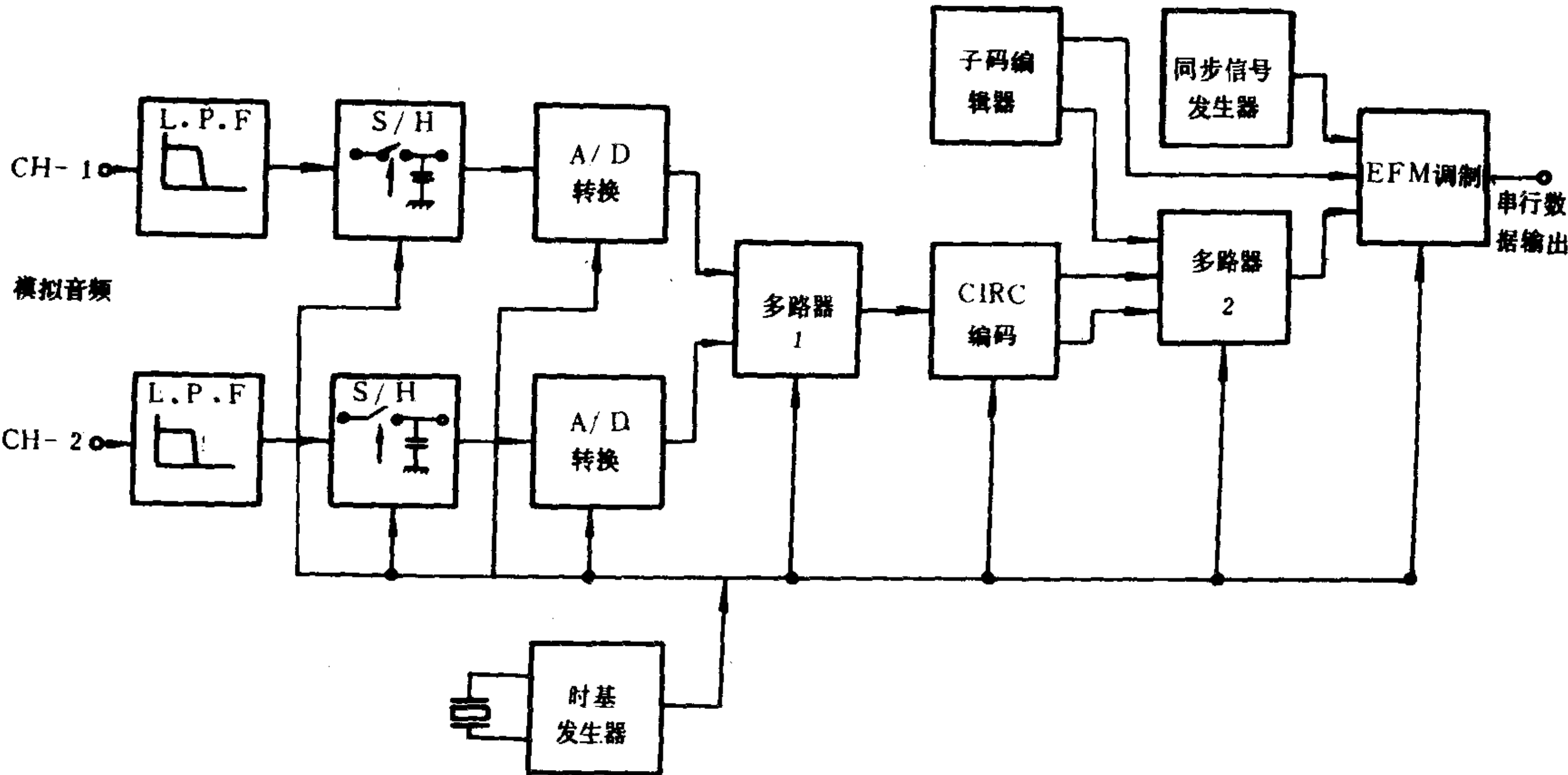


图 1—16 CD 数字音频系统的编码流程