奇偶校验 + 循环冗余校验

引入

在计算机通行的过程中，我们常常使用 0 或者 1 来表示数据，而在实际传输的过程中，我们可以用实体线或者无线传输

但不可避免的是， 传输过程中必然会产生干扰，干扰较少无伤大雅，但是如果导致数据错误就是个严重问题了

由于干扰，我们可能错误的识别信号，将 0 识别为 1 , 将 1 识别为 0 , 或者根本无法识别

所以我们必须想办法来判断是否产生了错误

下面我们将介绍两种解决方法

奇偶校验

假设现在通信双方约定好使用奇校验来进行差错检验，现在假设传输的数据为 111001010110

因为使用**奇校验**，所以 **传输的数据 + 校验码** 中所包含奇数个 1 ,

值得注意的是，校验码只有一位，可能是 0 或者 1 ， 用来平衡后面数据 1 的个数

所以上面我们提到的数据就变成了 0111001010110 , 如果原数据中 1 的个数为偶数， 那么校验码就是 1

如果使用**偶校验**， 那么**传输的数据 + 校验码** 中所包含偶数个 1

具体的操作与奇校验类似

> 分析奇偶校验的效率

当只发生了一位错乱的时候 ， 即： $0111001010110 \Longrightarrow 0111000010110$

这个时候奇偶校验可以成功的

当发生了不止一位错乱的时候，就可能出现以下情况 $0111001010110 \Longrightarrow 0110000010110$

这个时候奇偶校验就会失效，也就会做出错误的判断

可以发现，奇偶校验的效率以及成功率并不高， 所以一般不采用这种方式

循环冗余校验CRC

循环冗余校验 CRC (**C**yclic **R**edundancy **C**heck)

大致的过程如下图所示：

- 收发双方约定好一个**生成多项式** $G(x)$
- 发送方基于 $G(x)$ 来计算出差错校验码（**冗余码**）， 并添加到传输数据后面一起传输
- 接收方通过 $G(x)$ 来判断是否出现误码

PS： 所有的 $G(x)$ 的最后一项都必须是 $+1$

常见的生成多项式：

$$\begin{cases} CRC-16 = x^{16}+x^{15}+x^2+1 \\ CRC-CCITT = x^{16}+x^{12}+x^5+1 \\ CRC-32 = x^{32}+x^{26}+x^{23}+x^{22}+x^{16}+x^{12}+x^{11}+x^{10}+x^8+x^7+x^5+x^4+x^2+x+1 \end{cases}$$

为了方便演示，我们演示时使用的 $G(x)=x^4+x^2+x+1$

我们将 $G(x)$ 的完整形式写出： $G(x)=1\cdot x^4+0\cdot x^3+1\cdot x^2+1\cdot x^1+1\cdot x^0$

完整形式的系数所构成的 01 串是我们计算的关键， 这里是 10111

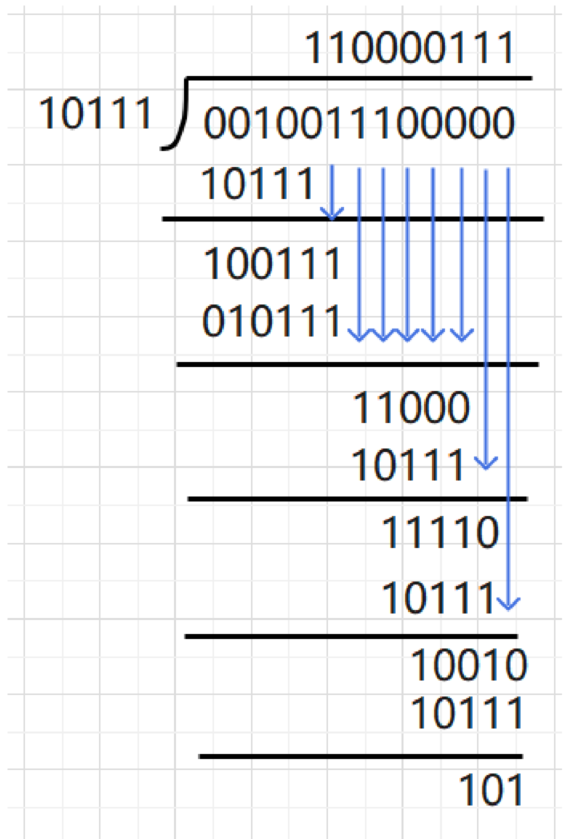
计算的过程如下图所示：

- 构造被除数， 在要发送的信息后面添加上 $G(x)$ 最高次数个 0
- 完整形式的系数所构成的 01 串作为除数
- 作 "除法" （实际上是异或运算）
- 检查余数， 余数的位数应该与 $G(x)$ 的最高次数相同，不足在前面补零

> 发送端生成冗余码

现在我们逐步演示计算的过程， 假设我们发送的信息为 001001110 , $G(x)=x^4+x^2+x+1$

1. $G(x)$ 的最高次数为 4 ， 所以在数字后面加上 4 个 0 ， 变成 0010011100000
2. 除数上面演示过，为 10111
3. 做 "除法" [每一位做异或操作]

> 
>
>
> 值得注意的是：
>
> 运算过程实际是对每一位进行异或运算，如果当前位数不够， 就往后接着补

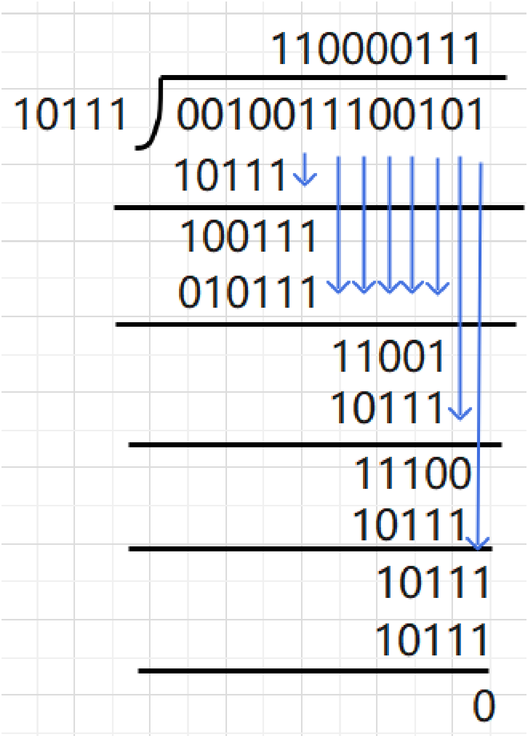
> 最后我们得到的结果就是： 101

4. 补零得 0101

之后将这个冗余码添加到最后即可发送了， 即我们发送得数据为： 0010011100101

> 接收端检验冗余码

实际上操作与发送端生成的过程是一样的， 不过这个时候如果最后的余数不为 0， 则说明发生错误



这样我们就实现了对信息正确性的判断，并且这个时候的成功率是非常高的

不过我们只能识别错误，但是不能够纠错，如果希望纠错，就需要使用冗余信息更多的冗余码

但是开销大，在计算机网络中一般不使用