

现在我们回到发送方怎样计算  $R$  这个关键问题上来。前面讲过，我们要求出  $R$  使得对于  $n$  有：

$$D \cdot 2^r \text{ XOR } R = nG$$

也就是说，我们要选择  $R$  使得  $G$  能够除以  $D \times 2^r \text{ XOR } R$  而没有余数。如果我们对上述等式的两边都用  $R$  异或（即用模 2 加，而没有进位），我们得到

$$D \cdot 2^r = nG \text{ XOR } R$$

这个等式告诉我们，如果我们用  $G$  来除  $D \cdot 2^r$ ，余数值刚好是  $R$ 。换句话说，我们可以这样计算  $R$ ：

$$R = \text{remainder} \frac{D \cdot 2^r}{G}$$

图 5-7 举例说明了在  $D = 101110$ ， $d = 6$ ， $G = 1001$  和  $r = 3$  的情况下的计算过程。在这种情况下传输的 9 个比特是 101110011。你应该自行检查一下这些计算，并核对一下  $D \cdot 2^r = 101011 \cdot G \text{ XOR } R$  的确成立。

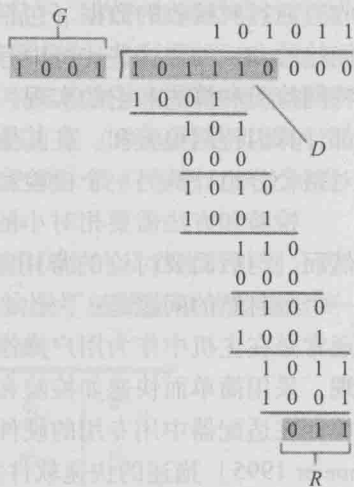


图 5-7 一个简单的 CRC 计算

国际标准已经定义了 8、12、16 和 32 比特生成多项式  $G$ 。CRC-32 32 比特的标准被多链路级 IEEE 协议采用，使用的一个生成多项式是：

$$G_{\text{CRC-32}} = 100000100110000010001110110110111$$

每个 CRC 标准都能检测小于  $r + 1$  比特的突发差错。（这意味着所有连续的  $r$  比特或者更少的差错都可以检测到。）此外，在适当的假设下，长度大于  $r + 1$  比特的突发差错以概率  $1 - 0.5^r$  被检测到。每个 CRC 标准也都能检测任何奇数个比特差错。有关 CRC 检测实现的讨论可参见 [Williams 1993]。CRC 编码甚至更强的编码所依据的理论超出了本书的范围。教科书 [Schwartz 1980] 对这个主题提供了很好的介绍。

### 5.3 多路访问链路和协议

在本章概述中，我们提到了有两种类型的网络链路：点对点链路和广播链路。点对点链路（point-to-point link）由链路一端的单个发送方和链路另一端的单个接收方组成。许多链路层协议都是为点对点链路设计的，如点对点协议（point-to-point protocol, PPP）和高级数据链路控制（high-level data link control, HDLC）就是两种这样的协议，我们将在本章后面涉及它们。第二种类型的链路是广播链路（broadcast link），它能够让多个发送和接收结点都连接到相同的、单一的、共享的广播信道上。这里使用术语“广播”是因为当任何一个结点传输一个帧时，信道广播该帧，每个其他结点都收到一个副本。以太网和无线局域网是广播链路层技术的例子。在本节，我们暂缓讨论特定的链路层协议，而先研究一个对链路层很重要的问题：如何协调多个发送和接收结点对一个共享广播信道的访问，这就是多路访问问题（multiple access problem）。广播信道通常用于局域网中，局域网是一个地理上集中在一座建筑物中（或者在一个公司，或者在大学校园）的网络。因此我们还将在本节后面考察一下多路访问信道是如何在局域网中使用的。

我们都很熟悉广播的概念，因为自电视发明以来就使用了这种通信方式。但是传统的电视是一种一个方向的广播（即一个固定的结点向许多接收结点传输），而计算机网络广