没有网络安全，
就没有国家安全！

第2章 密码学基础

授课人：翟健宏

主要内容

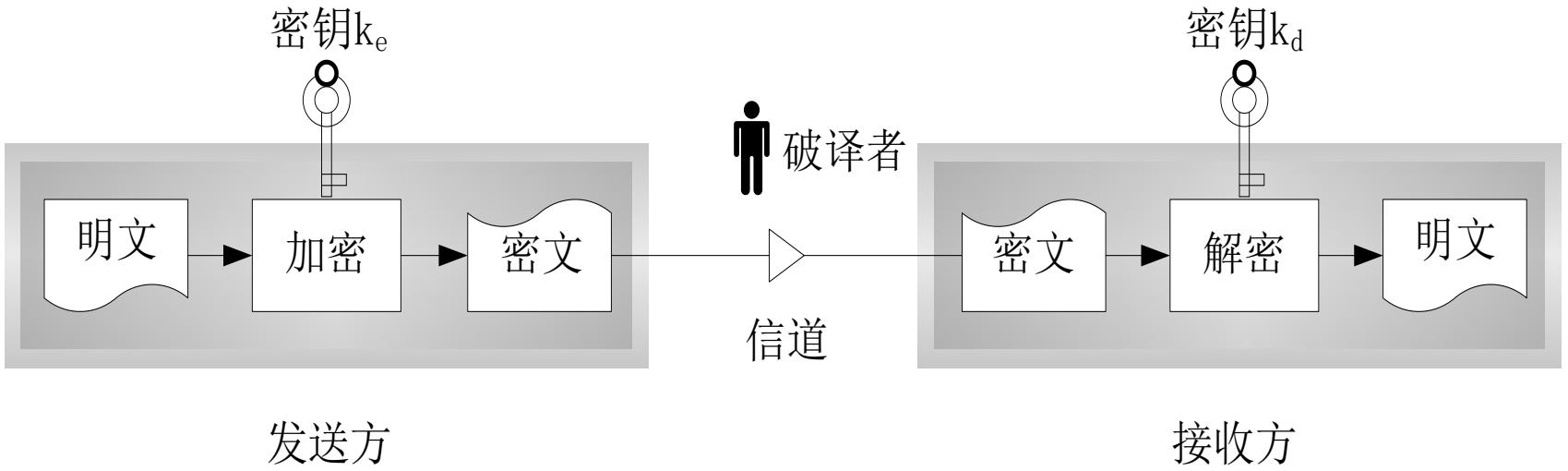
2.1 密码学基础知识

2.1.1 引言

- 解决数据的机密性、完整性、不可否认性以及身份识别等问题均需要以密码为基础
  - 密码技术是保障信息安全的核心基础。
- 密码学(Cryptography)包括密码编码学和密码分析学两部分。
  - 将密码变化的客观规律应用于编制密码用来保守通信秘密的，称为密码编码学；
  - 研究密码变化客观规律中的固有缺陷，并应用于破译密码以获取通信情报的，称为密码分析学。
- 历史
  - 宋代的曾公亮、丁度等编撰《武经总要》
  - 卡西斯基所著《密码和破译技术》
  - 1949年香农发表了《秘密体制的通信理论》

2.1.2 密码体制

- 消息在密码学中被称为明文（Plain Text）。
- 伪装消息以隐藏它的内容的过程称为加密(Encrypt)
- 被加密的消息称为密文(Cipher Text)
- 把密文转变为明文的过程称为解密(Decrypt)。



加密通信模型

2.1.2 密码体制

- 完整密码体制要包括如下五个要素
  - M是可能明文的有限集称为明文空间；
  - C是可能密文的有限集称为密文空间；
  - K是一切可能密钥构成的有限集称为密钥空间；
  - E为加密算法，对于任一密钥， 都能够有效地计算；
  - D为解密算法，对于任一密钥，都能够有效地计算。

- 密码体系必须满足如下特性：
  - 加密算法(E_k： M->C)和解密算法(D_k： C->M)满足:
    - $\mathbf{D_k(E_k(x))=x}$, 这里x∈M；
  - 破译者不能在有效的时间内破解出密钥k或明文x。

2.1.3 密码的分类

- 依据密码体制的特点以及出现的时间分类：
  - 古典替换密码、对称密钥密码、公开密钥密码
- 依据处理数据的类型
  - 分组密码(block cipher)、序列密码(stream cipher)

- 密码分析也称为密码攻击，密码分析攻击主要包括：
  - 唯密文攻击、已知明文攻击、选择明文攻击、自适应选择明文攻击、选择密文攻击、选择密钥攻击

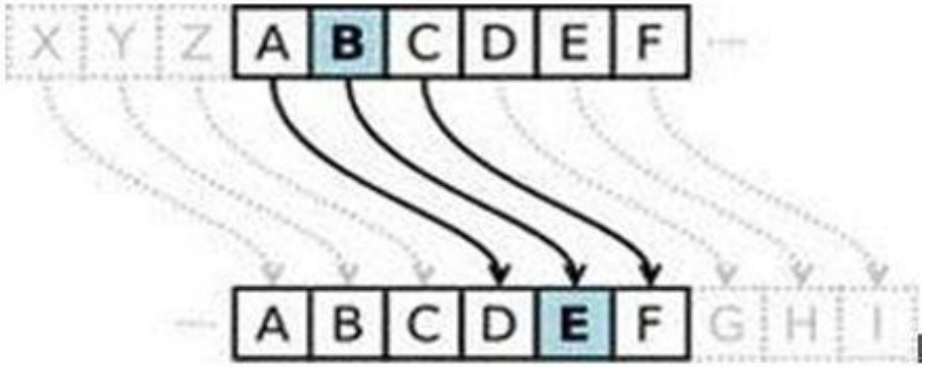
2.2 古典替换密码

2.2.1 简单代替密码

- 简单代替密码
  - 指将明文字母表M中的每个字母用密文字母表C中的相应字母来代替
  - 例如：移位密码、乘数密码、仿射密码等。
- 移位密码
  - 具体算法是将字母表的字母右移k个位置，并对字母表长度作模运算。
    - 每一个字母具有两个属性，本身代表的含义，可计算的位置序列值：
    - 加密函数：$\mathbf{E_k(m) = (m + k) \bmod q}$；
    - 解密函数：$\mathbf{D_k(c) = (c – k) \bmod q}$；

凯撒Caesar密码

- 凯撒密码体系的数学表示：
  - M=C={有序字母表}，q = 26，k = 3。
    - 其中q 为有序字母表的元素个数，本例采用英文字母表，q = 26



  - 使用凯撒密码对明文字符串逐位加密结果如下：
    - 明文信息M = meet me after the toga party
    - 密文信息C = phhw ph diwho wkh wrjd sduwb

乘数密码

- 乘数密码
  - 将明文字母串逐位乘以密钥k并进行模运算。
  - 数学表达式:$E_k(m)=k * m \bmod q$, $\gcd(k, q) = 1$。
    - gcd(k,q)=1表示k与q的最大公因子为1。
- 算法描述：
  - M=C=Z/(26)，明文空间和密文空间同为英文字母表空间，包含26个元素；q=26；
  - K={k∈整数集 | 0<k<26，gcd(k,26)=1}，密钥为大于0小于26，与26互素的正整数；
  - $E_k(m) = k\ m \bmod q$。
  - $D_k^{-1}(c)=k^{-1}c \bmod q$，其中$k^{-1}$为k在模q下的乘法逆元。

密钥取值与乘法逆元

- 乘数密码的密钥k与26互素时，加密变换才是一一映射的，
  - k的选择有12种：

  1、3、5、7、9、11、15、17、19、21、23、25。

  K取1时没有意义，故k的有效值为11种。

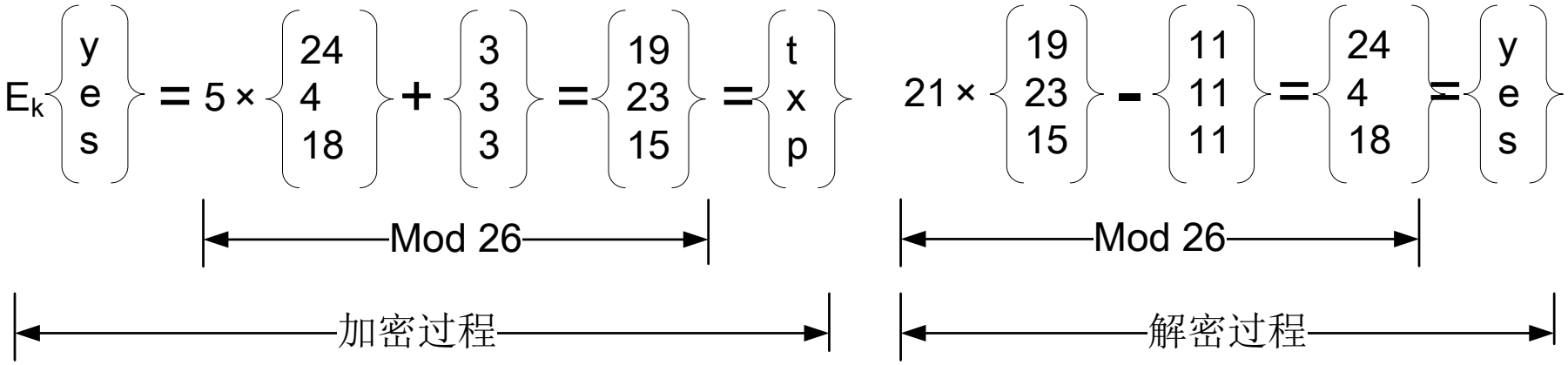
- k^{-1}为k在模q下的乘法逆元，
  - 其定义为$k^{-1} * k \bmod q = 1$，
  - 可采用扩展的欧几里德算法。欧几里德算法又称辗转相除法，用于计算两个整数a和b的最大公约数。

仿射密码

- 仿射变换：线性变换 + 平移
- 仿射密码
  - 可以看作是移位密码和乘数密码的结合。
- 密码体制描述如下：
  - M=C=Z/(26)；q=26；
  - K={ $k_1,k_2 \in Z \mid 0< k_1,k_2<26$，$gcd(k_1,26)=1$}；
  - $E_k(m)=(k_1m+k_2) \bmod q$；
  - $D_k(c)= k_1^{-1}(c - k_2) \bmod q$，其中$k_1^{-1}$为$k_1$在模q下的乘法逆元。
- 密钥情况，k_1和k_2？

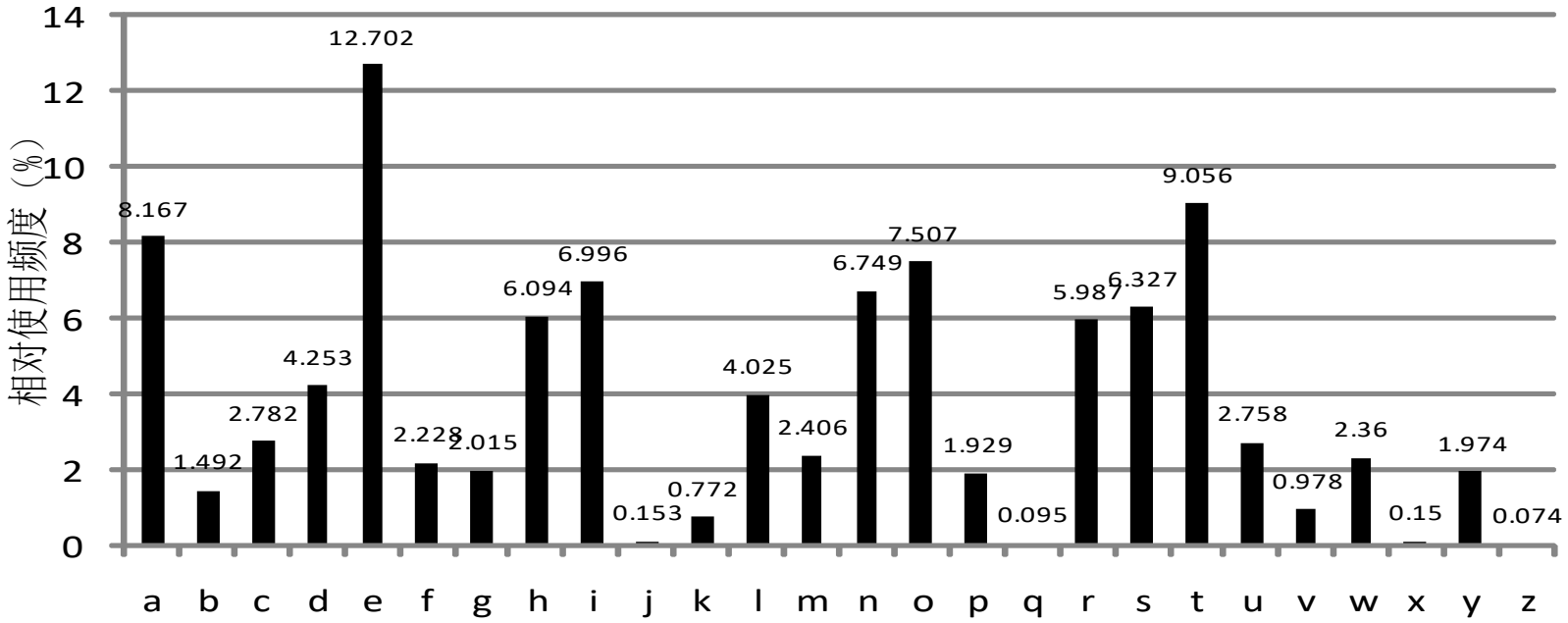
仿射密码事例

- 设k = （5，3），注意到5^{-1} mod 26=21，
- 加密函数：
  - $E_k(x)=5x+3$ (mod 26)，
- 解密函数：
  - $D_k(y)=21(y-3)$ mod 26 $=21y-11$ (mod 26)。
- 加密明文“yes”的加密与解密过程如下：



基于统计的密码分析

- 简单代替密码的加密是从明文字母到密文字母的一一映射
- 攻击者统计密文中字母的使用频度，比较正常英文字母的使用频度，进行匹配分析。
- 如果密文信息足够长，很容易对单表代替密码进行破译。

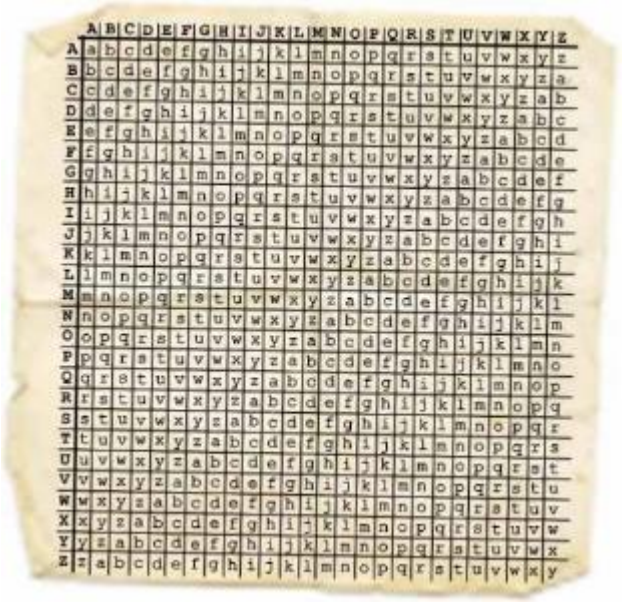


2.2.2多表代替密码

- 多表代替密码是以一系列代替表依次对明文消息的字母进行代替的加密方法。
- 多表代替密码使用从明文字母到密文字母的多个映射来隐藏单字母出现的频率分布。
- 每个映射是简单代替密码中的一对一映射
  - 若映射系列是非周期的无限序列，则相应的密码称为非周期多表代替密码。
- 非周期多表代替密码
  - 对每个明文字母都采用不同的代替表(或密钥)进行加密，称作一次一密密码。

维吉尼亚Vigenère密码

- 经典的多表代换密码有：
  - Vigenère、Beaufort、Running Key、Vernam和轮转机等密码。
- 维吉尼亚Vigenère密码
  - 是以移位代替为基础的周期多表代替密码。
  - 加密时每一个密钥被用来加密一个明文字母，当所有密钥使用完后，密钥又重新循环使用。
- 维吉尼亚Vigenère密码算法如下：
  - $E_k(m)=C_1\ C_2 \ldots C_n$，其中$C_i=（m_i + k_i）\bmod 26$；
  - 密钥K可以通过周期性反复使用以至无穷。

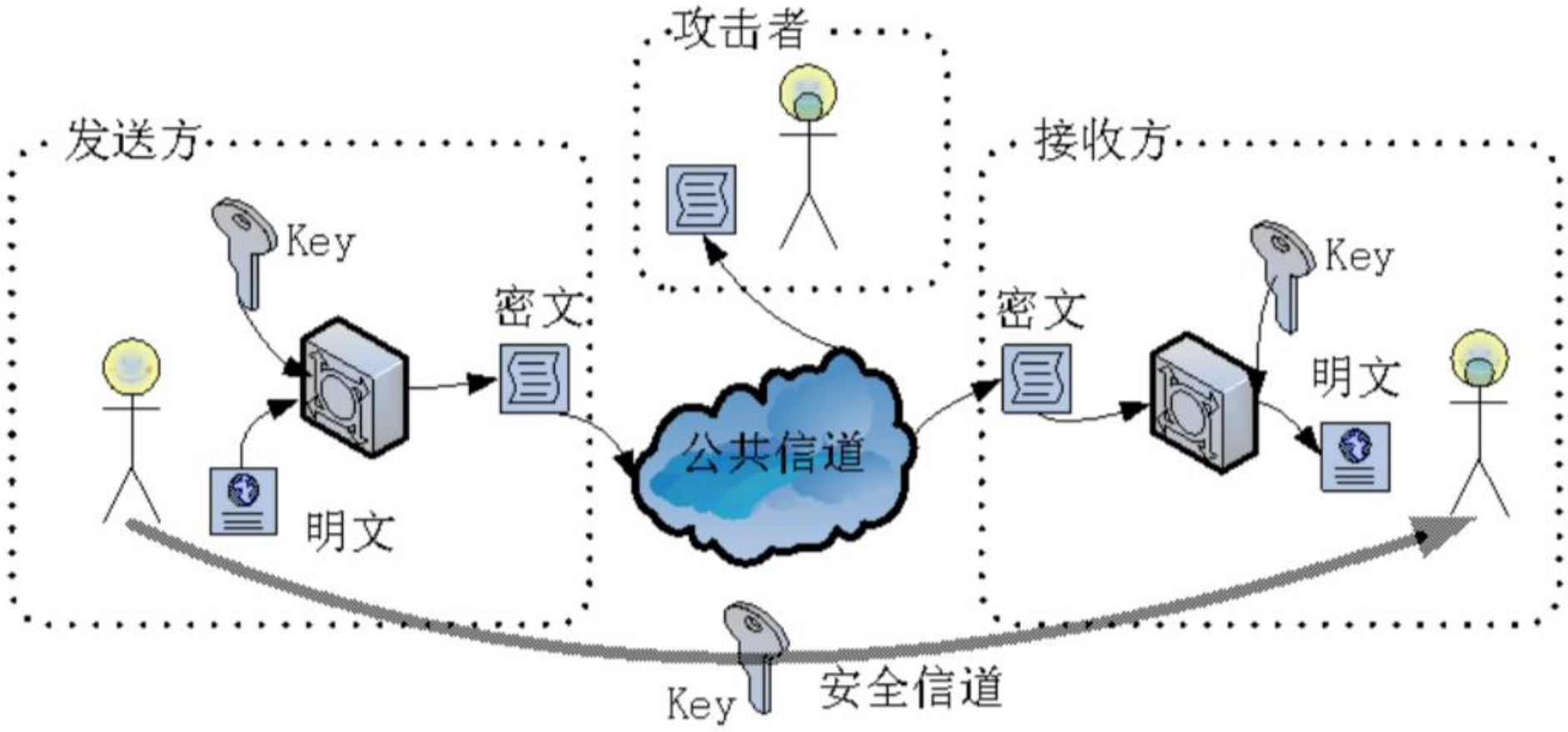


课堂问题

- 密码系统的基本要素有哪些?

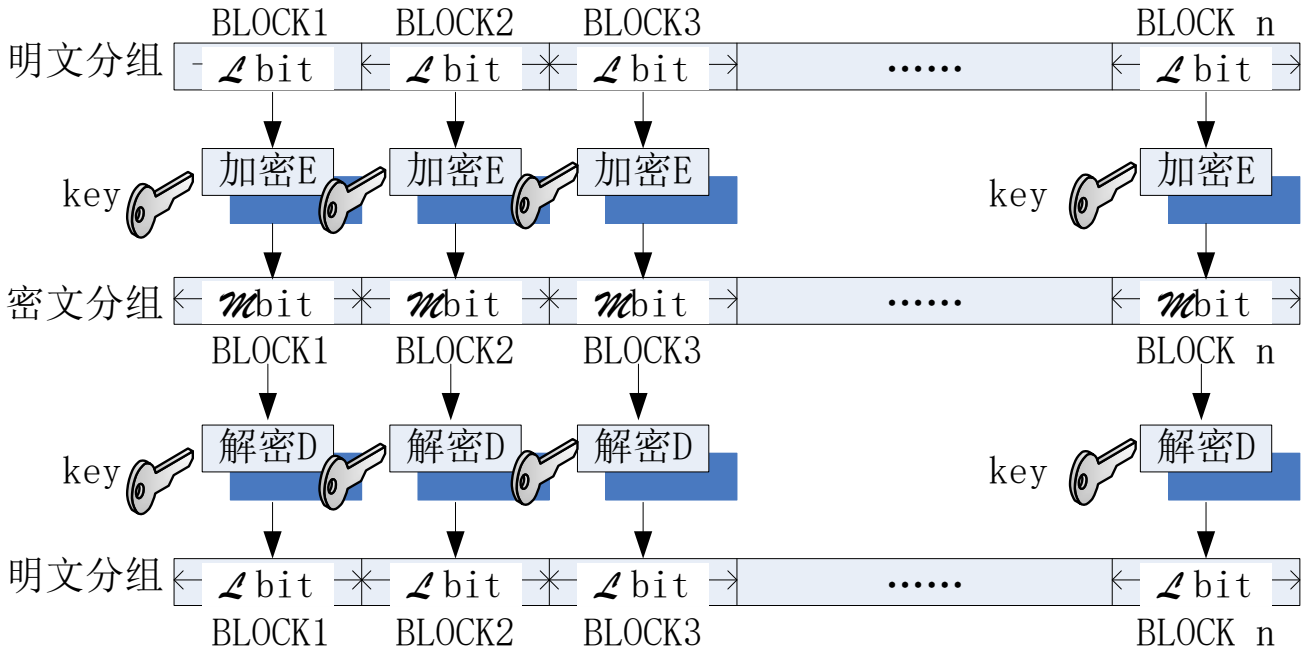
A. 明文空间
B. 密文空间
C. 规则空间
D. 密钥空间
E. 加密算法
F. 解密算法

2.3 对称密钥密码



2.3.1 对称密钥密码加密模式

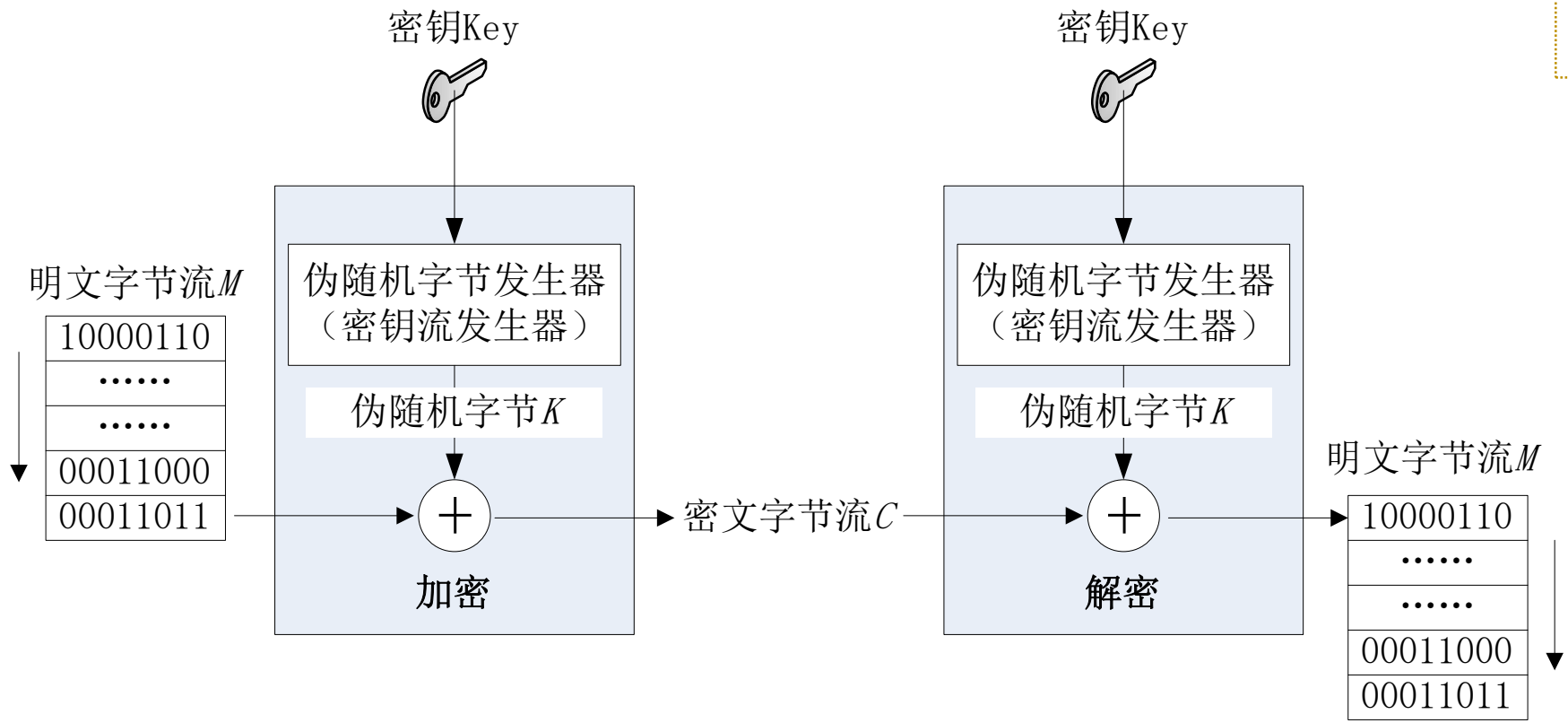
- 对称密码加密系统从工作方式上可分为：
  - 分组密码、序列密码
- 分组密码原理：
  - 明文消息分成若干固定长度的组，进行加密；解密亦然。



分组密码工作原理示意图

序列密码（流密码）

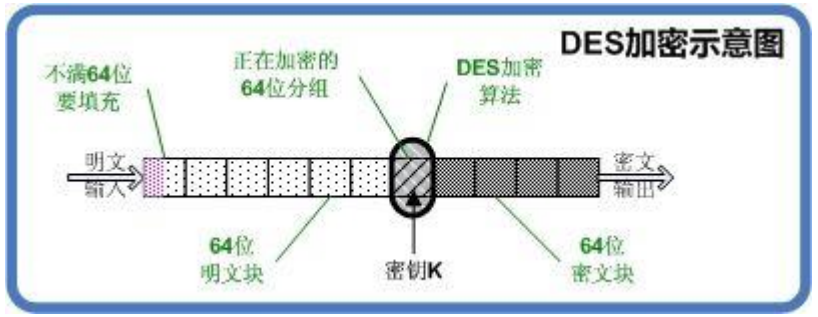
- 通过伪随机数发生器产生性能优良的伪随机序列(密钥流)，用该序列加密明文消息流，得到密文序列；解密亦然。



序列密码工作原理示意图

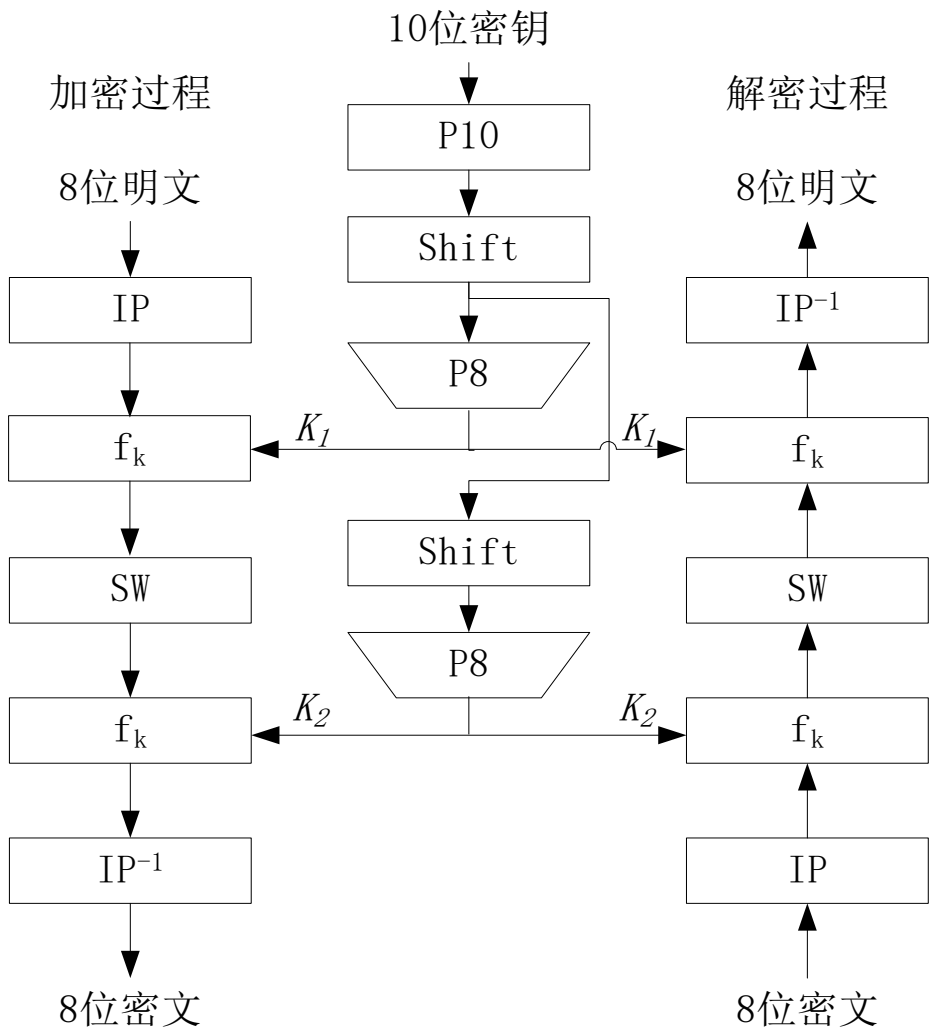
2.3.2 数据加密标准DES

- 1973年美国国家标准局NBS公开征集国家密码标准方案；
  ① 算法必须提供高度的安全性；
  ② 算法必须有详细的说明，并易于理解；
  ③ 算法的安全性取决于密钥，不依赖于算法；
  ④ 算法适用于所有用户；
  ⑤ 算法适用于不同应用场合；
  ⑥ 算法必须高效、经济；
  ⑦ 算法必须能被证实有效；
  ⑧ 算法必须是可出口的。
- 1974年NBS开始第二次征集时，IBM公司提交了算法LUCIFER。
  - 1977年LUCIFER被美国国家标准局NBS作为“数据加密标准 FIPS PUB 46”发布，简称为DES



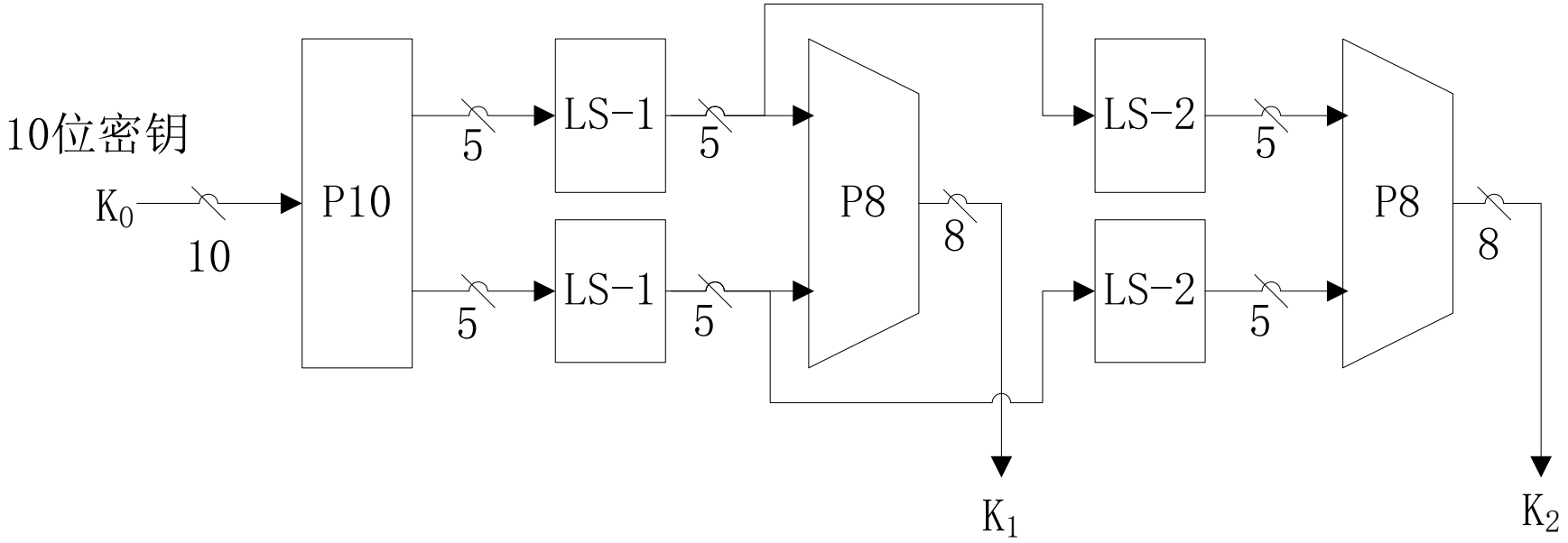
S-DES

- S-DES是由美国圣达卡拉大学的Edward Schaeffer教授提出的，主要用于教学，其设计思想和性质与DES一致，有关函数变换相对简化，具体参数要小得多。
- 输入：
  - 一个8位的二进制明文组
  - 一个10位的二进制密钥
- 输出：
  - 一个8位二进制密文组
- 解密与加密基本一致。
  - 加密:$IP^{-1}(f_{k2}(SW(f_{k1}(IP(明文)))))$
  - 解密: $IP^{-1}(f_{k1}(SW(f_{k2}(IP(密文)))))$



S-DES的体制

S-DES的密钥产生

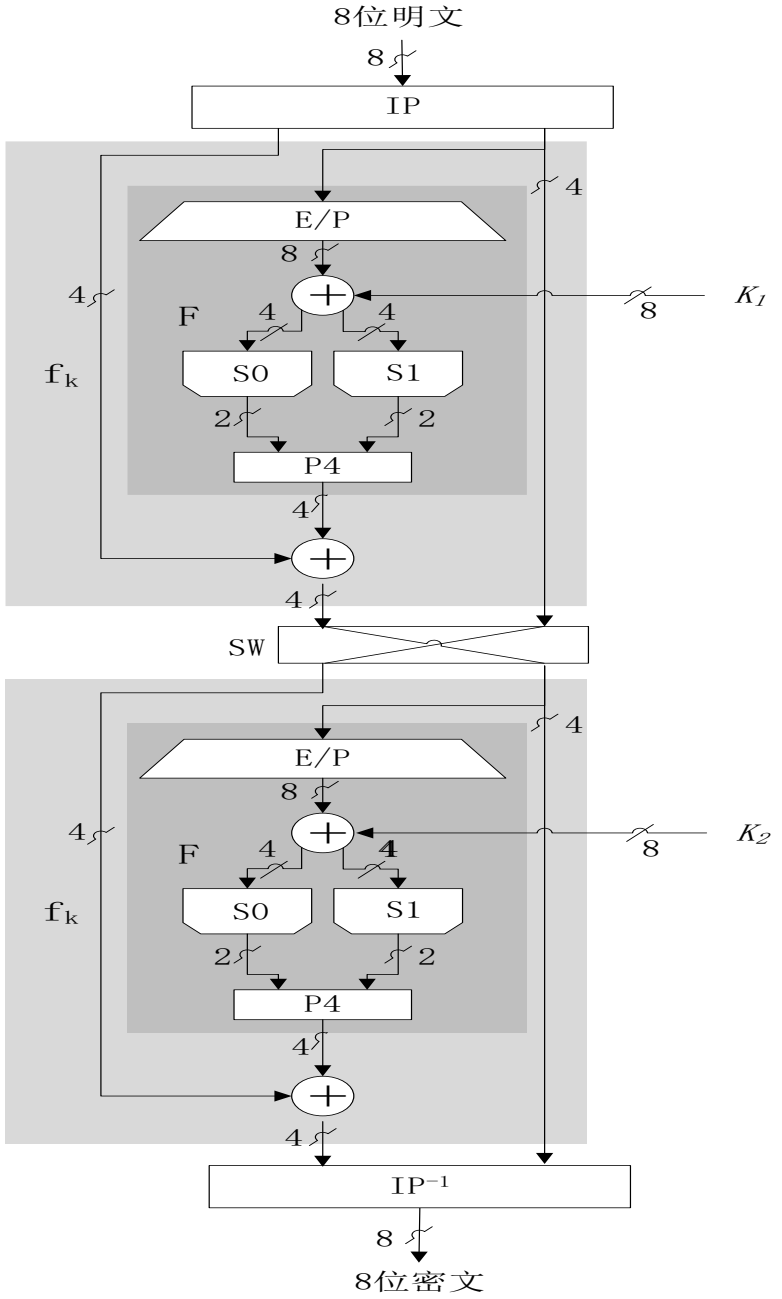


S-DES的密钥产生

- P10=(3,5,2,7,4,10,1,9,8,6)
- 循环左移函数LS
- P8=(6,3,7,4,8,5,10,9)

S-DES的加密变换过程

- IP=(2,6,3,1,4,8,5,7);
- IP^{-1}=(4,1,3,5,7,2,8,6)
- E/P= （4,1,2,3,2,3,4,1）
- “⊕”:按位异或运算;
- P4= （2,4,3,1）
- S盒函数
  - S0和S1为两个盒子函数，将输入作为索引查表，得到相应的系数作为输出。
- SW:将左4位和右4位交换。



S-DES的加密过程

S盒函数

S0=

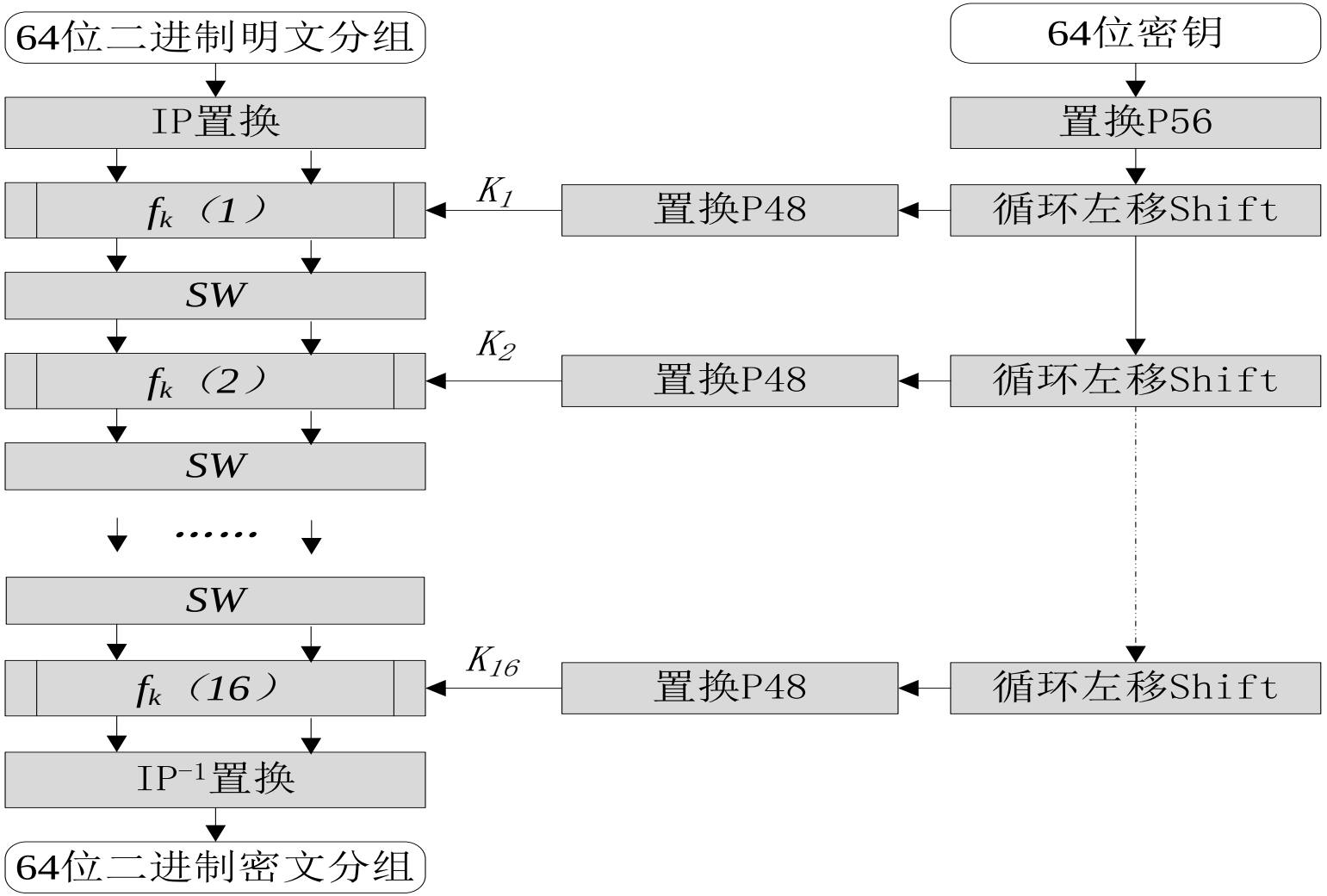
	0	1	2	3
0	1	0	3	2
1	3	2	1	0
2	0	2	1	3
3	3	1	3	2

S1=

	0	1	2	3
0	0	1	2	3
1	2	0	1	3
2	3	0	1	0
3	2	1	0	3

- S盒函数按下述规则运算：
  - 输入的第1位和第4位二进制数合并为一个两位二进制数，作为S盒的行号索引i;
  - 将第2位和第3位同样合并为一个两位二进制数，作为S盒的列号索引j,
  - 确定S盒矩阵中的一个系数（i，j）。
  - 此系数以两位二进制数形式作为S盒的输出。
  - 例如：
    - $L' = (I_0,I_1,I_2,I_3) = (0, 1, 0, 0)$，　$(i, j) = (0,2)$
    - 在S0中确定系数3，则S0的输出为11B。

DES算法



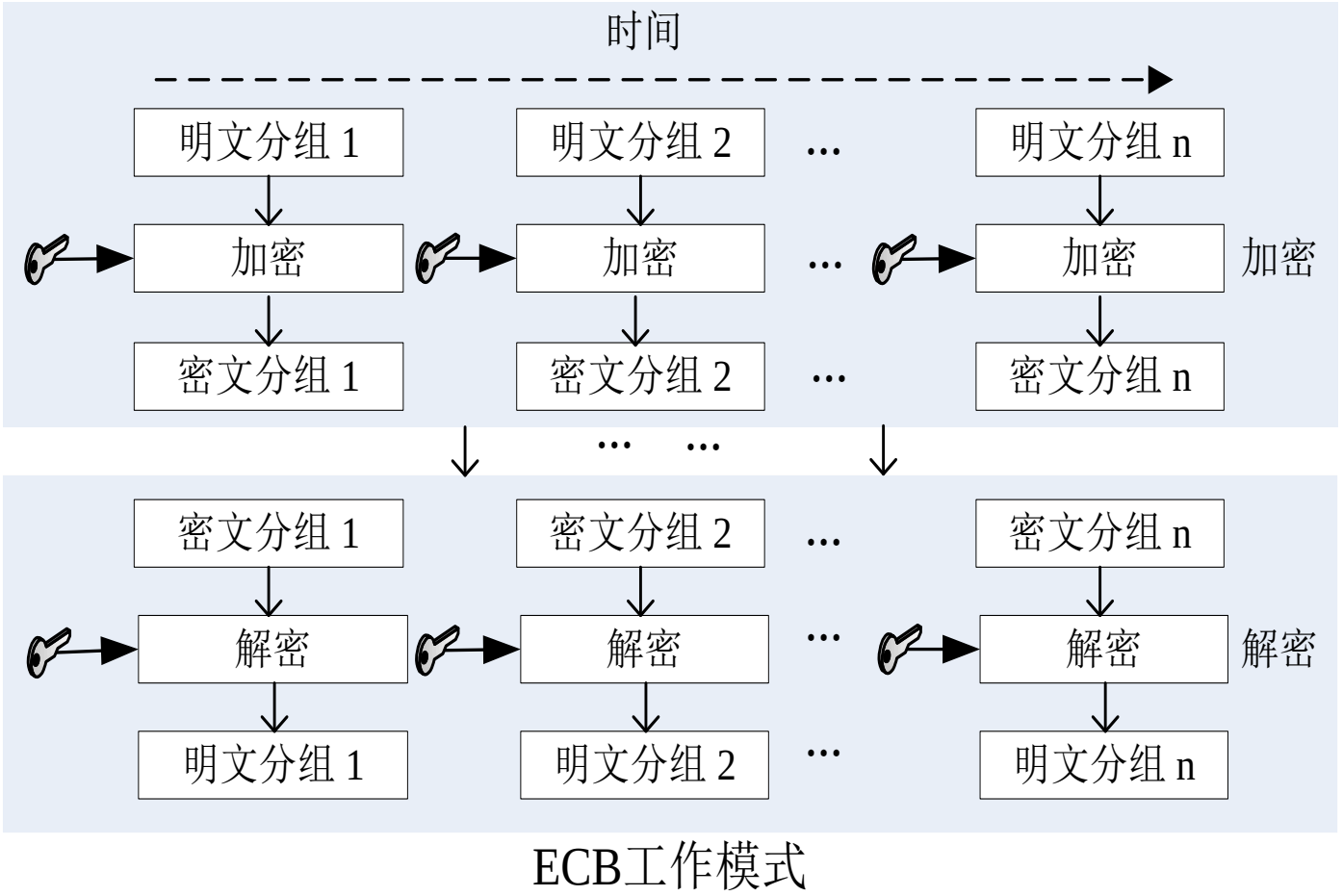
DES算法框图

DES的安全问题

- 1977年，耗资两千万美元建成一个专门计算机用于DES的破译，需要12个小时的破解才能得到结果。
- 1994年世界密码大会，M.Matsui提出线性分析方法，利用243个已知明文，成功破译DES。
- 1997年首届“向DES挑战”的竞技赛。罗克·维瑟用了96天时间破解了用DES加密的一段信息。
- 2000年1月19日，电子边疆基金会组织25万美元的DES解密机以22.5小时成功破解DES加密算法。
- DES的最近一次评估是在1994年，同时决定1998年12月以后，DES将不再作为联邦加密标准。

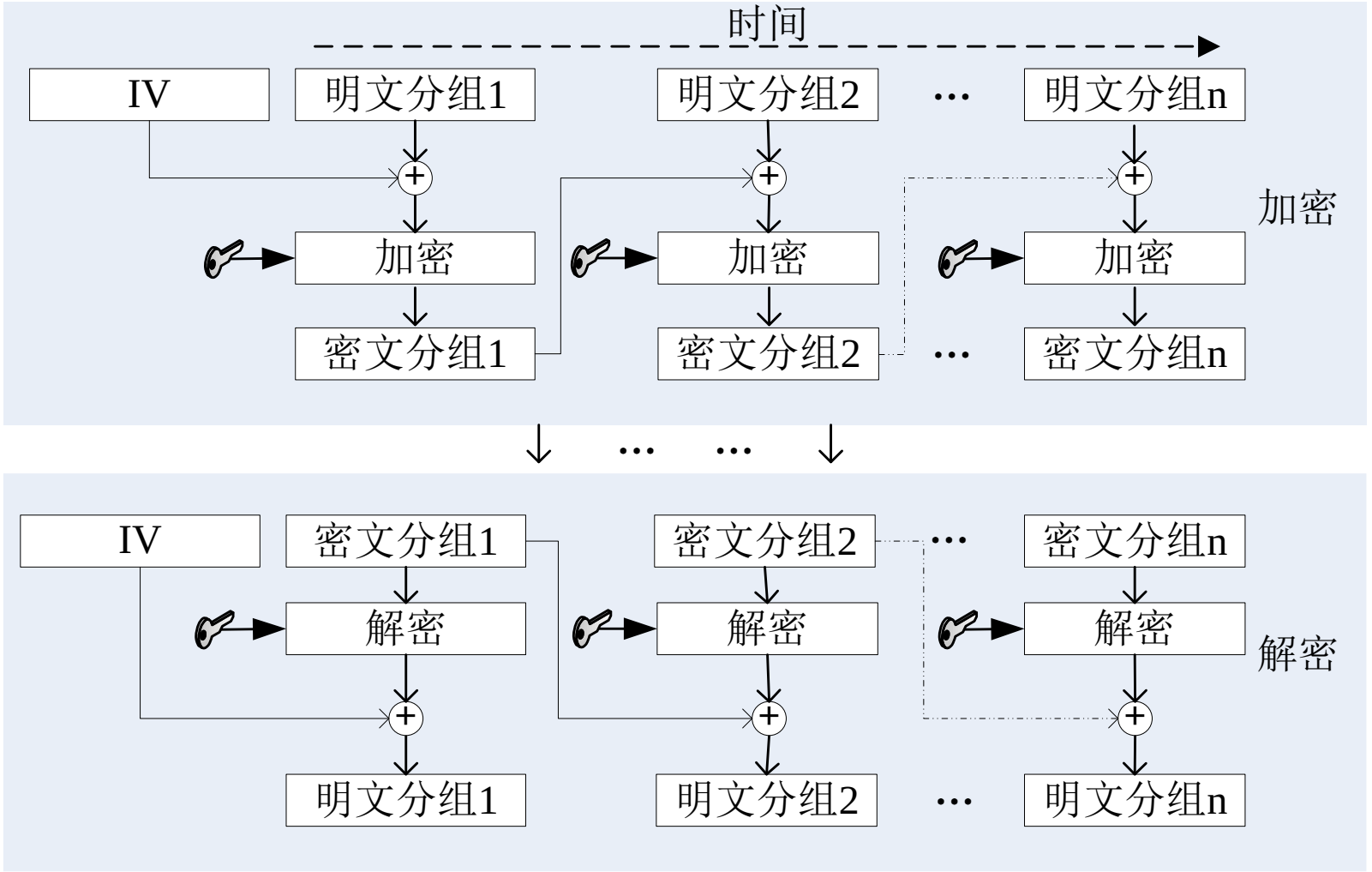
2.3.3 分组密码的工作模式

- 电子编码本模式（ECB）



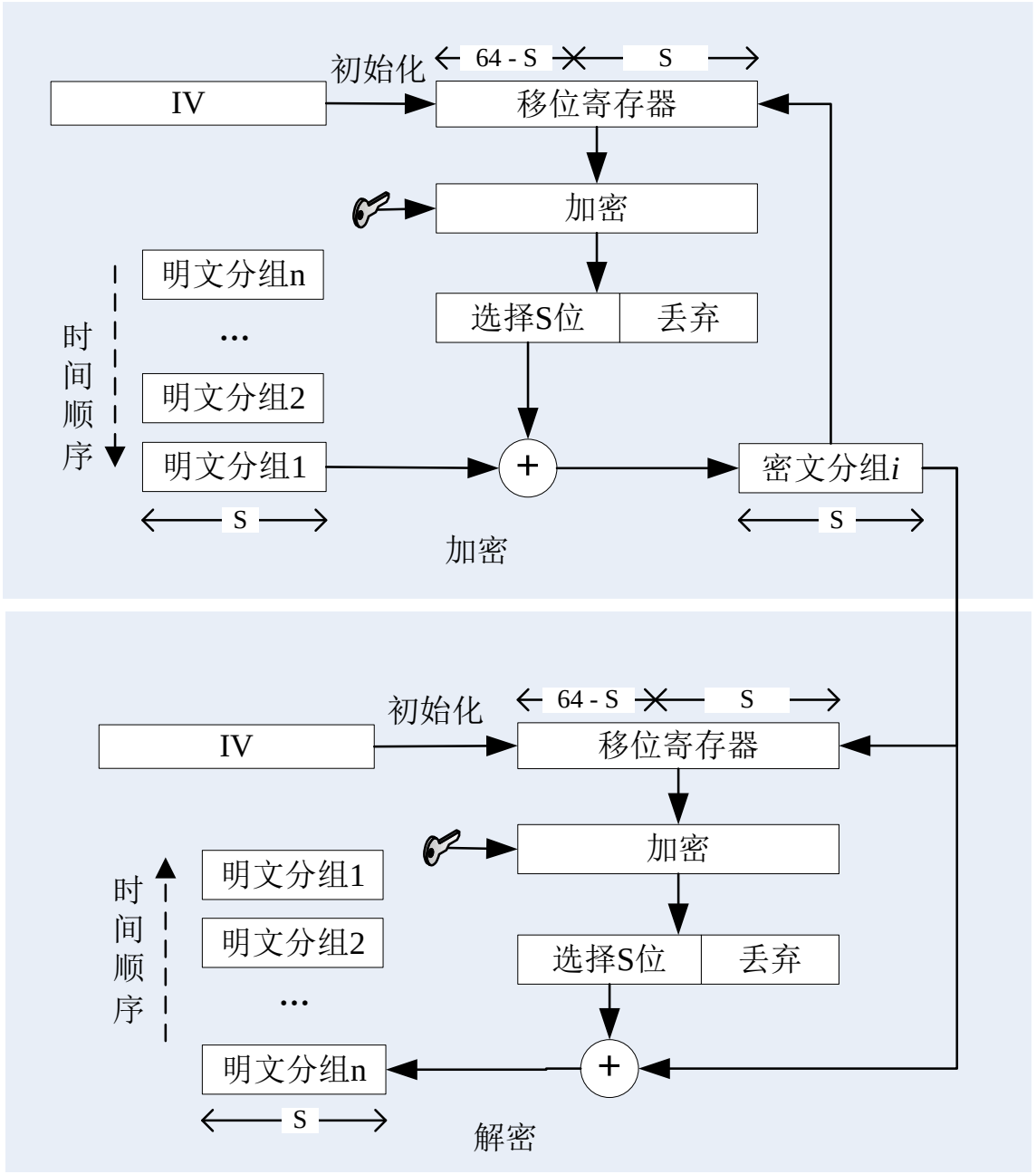
ECB工作模式

密码分组链接模式（CBC）



CBC工作模式

密码反馈模式（CFB）



CFB 工作模式

输出反馈模式（OFB）

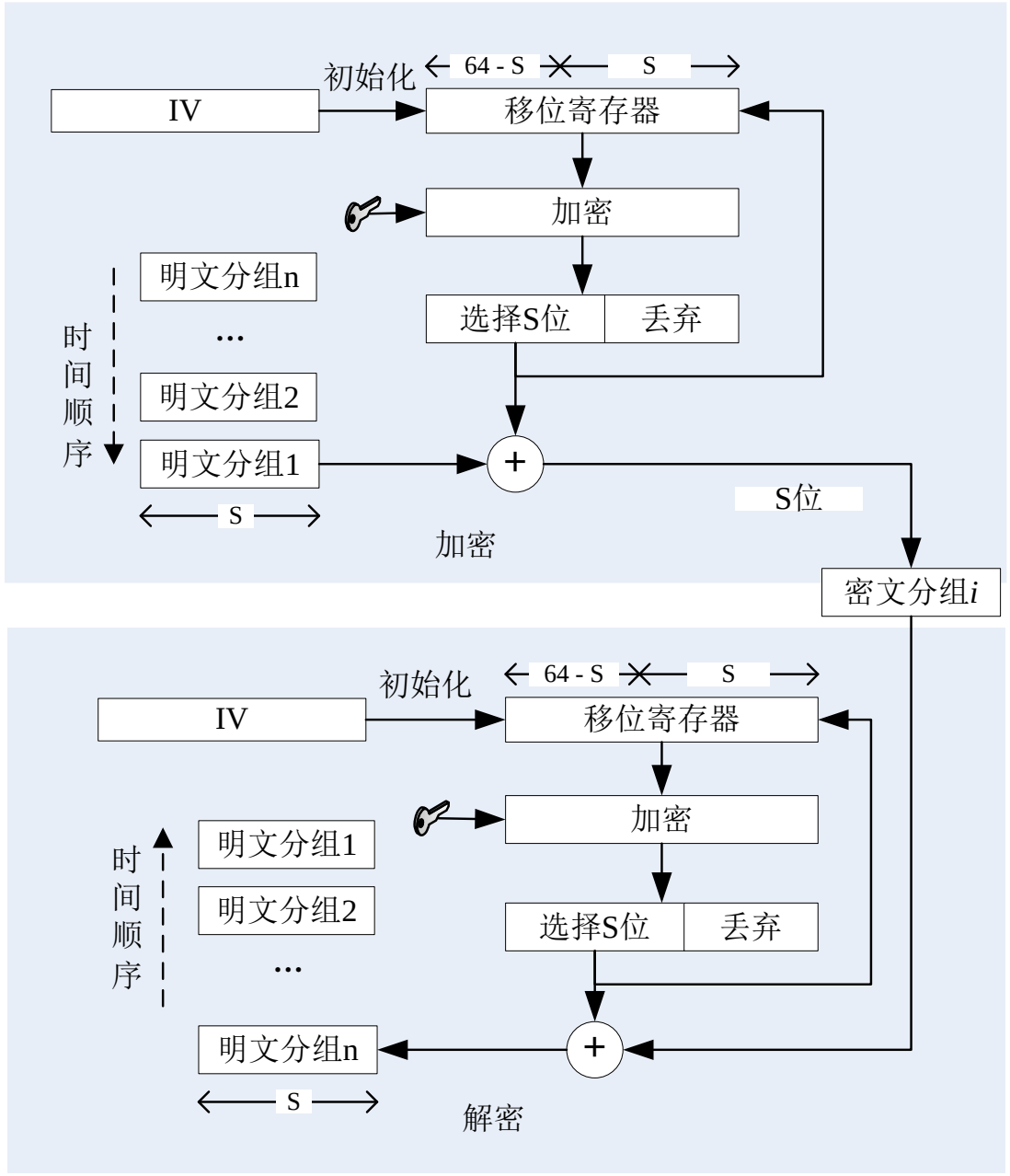
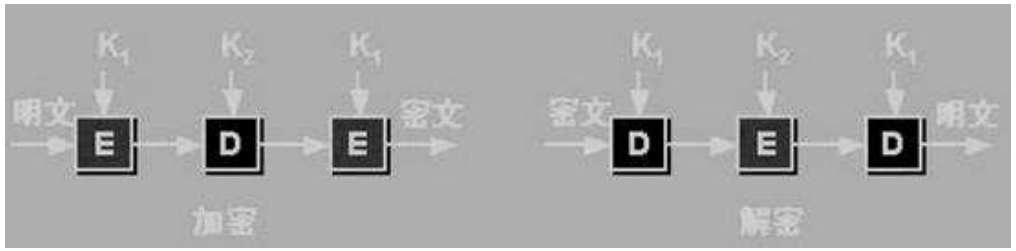


图 2.14 OFB 工作模式

2.3.4其他对称密码简介



- 三重DES
- RC5
- IDEA
- AES算法

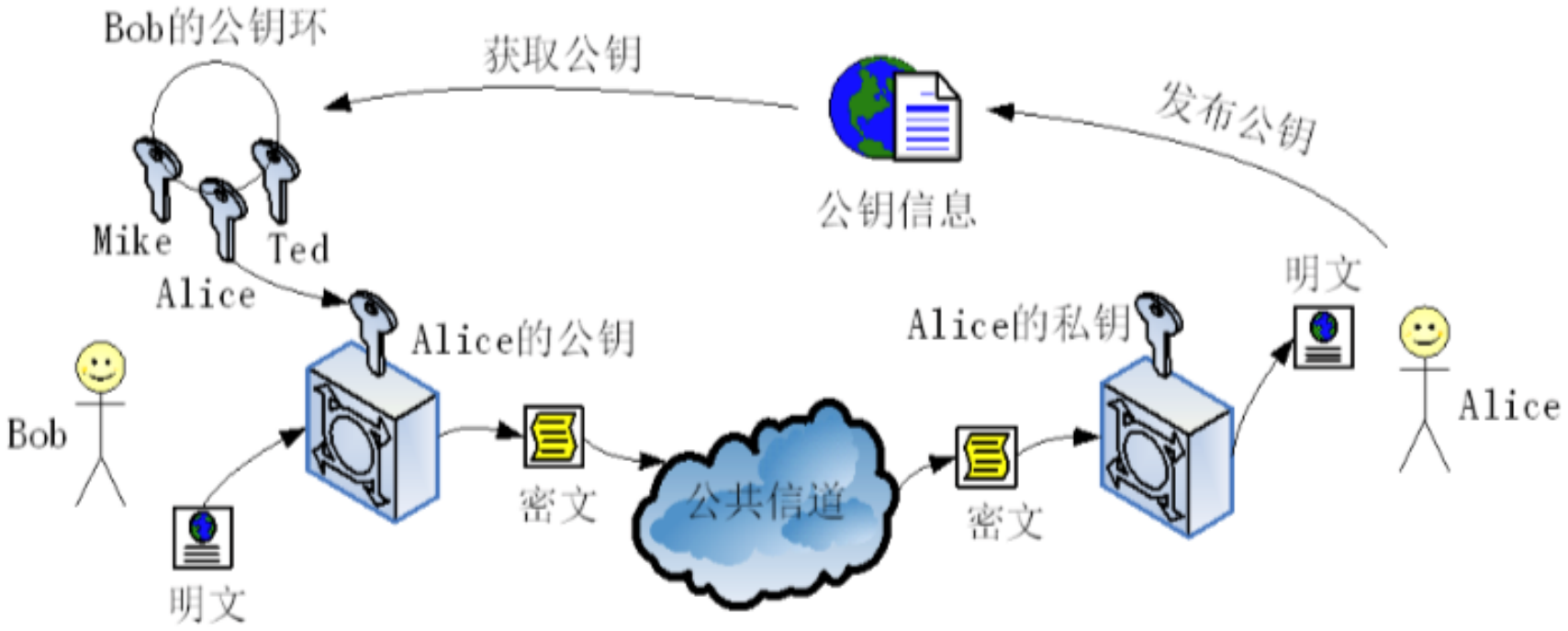
课堂问题

- DES密码使用了哪些运算?

A. 排列
B. 移位
C. 乘法
D. 异或
E. 查表
F. 交换

2.4公开密钥密码

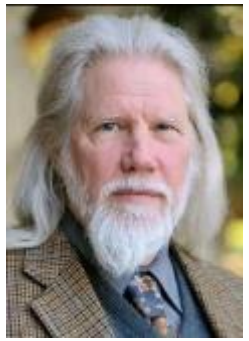
- 公开密钥密码又称非对称密钥密码或双密钥密码
  - 加密密钥和解密密钥为两个独立密钥。
  - 公开密钥密码的通信安全性取决于私钥的保密性。



2.4.1 公开密钥理论基础

公开密钥密码的核心思想

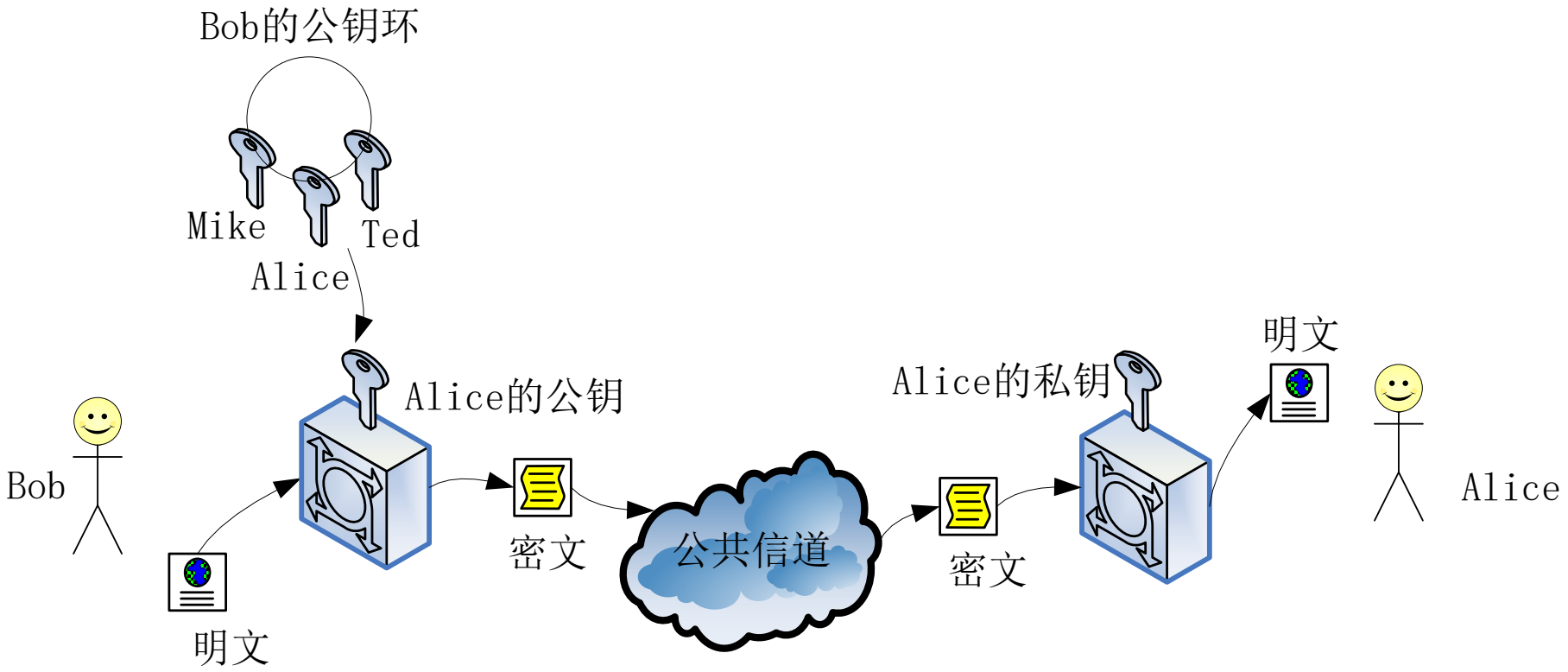
- 公开密钥密码是1976年由Whitfield Diffie和Martin Hellman提出的。
- 单向陷门函数f(x)，必须满足以下三个条件。
  - ① 给定x，计算y=f(x)是容易的；
  - ② 给定y, 计算x使y=f(x)是困难的（所谓计算$x=f^{-1}(y)$困难是指计算上相当复杂已无实际意义）；
  - ③ 存在δ，已知δ时对给定的任何y，若相应的x存在，则计算x使y=f(x)是容易的。

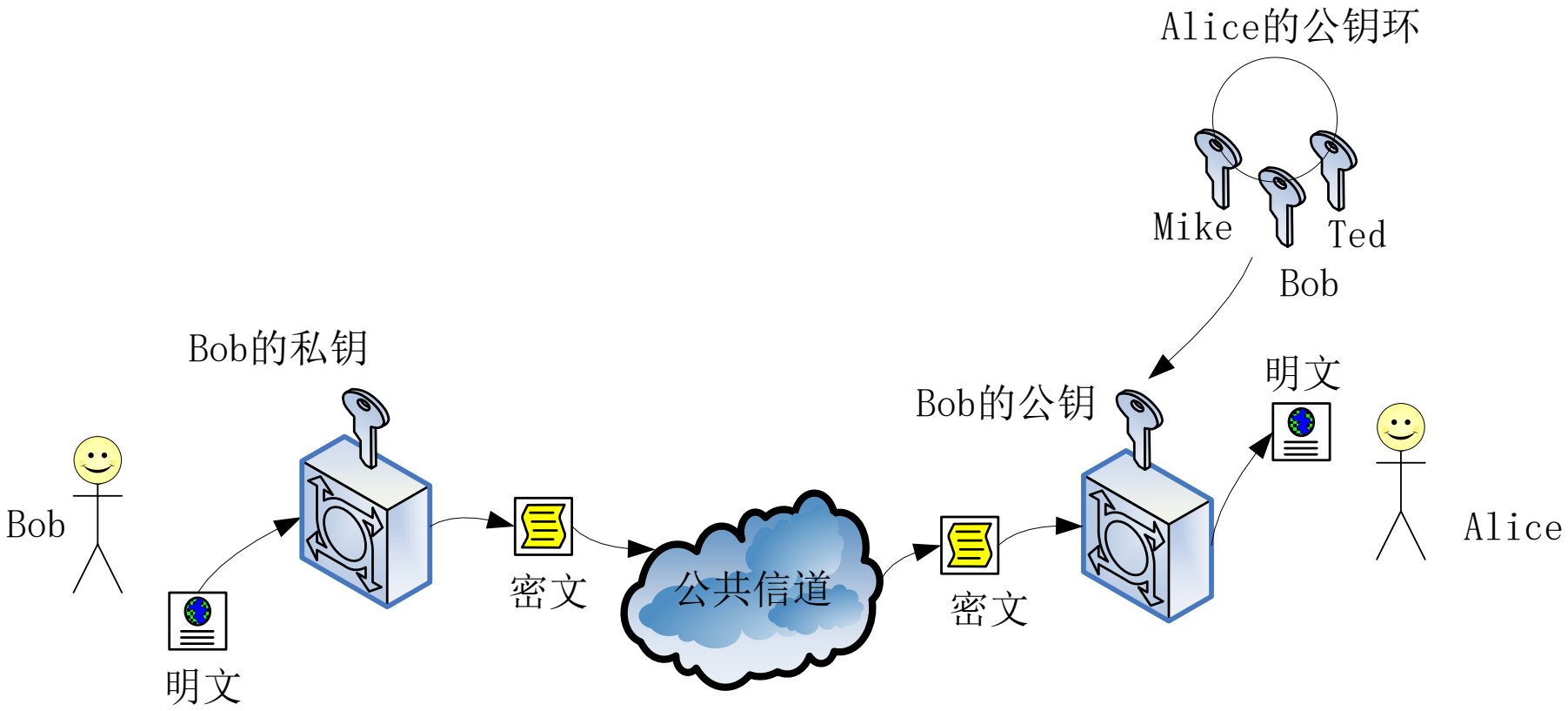

密码学新方向


New Directions in Cryptography

公开密钥的应用：加密模型



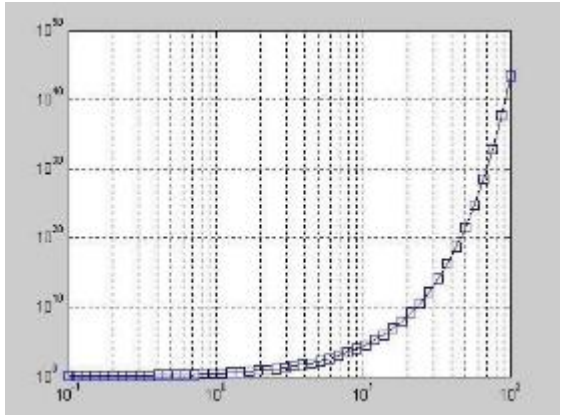
公开密钥的应用：认证模型



2.4.2 Diffie-Hellman密钥交换算法

- 数学知识

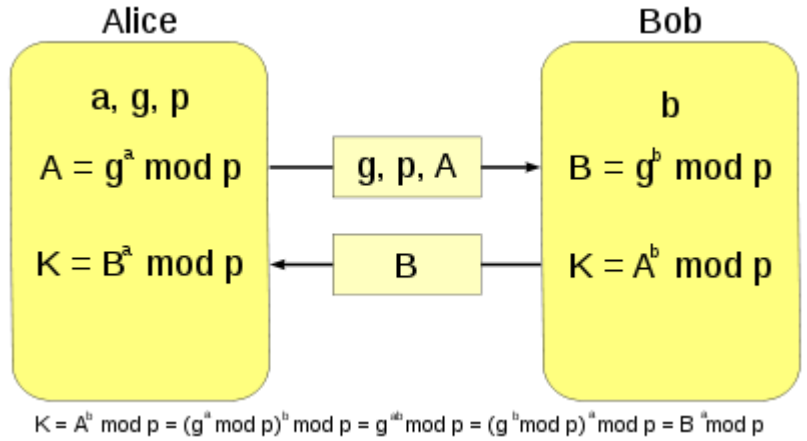
  - **原根**
  - 素数p的原根（primitive root）的定义：如果a是素数p的原根，则数$a \bmod p, a^2 \bmod p, \ldots, a^{p-1} \bmod p$是不同的并且包含从1到p-1之间的所有整数的某种排列。对任意的整数b，可以找到唯一的幂i，满足$b \equiv a^i \bmod p$，且$1 \le i \le p-1$。
  - 注：“$b \equiv a \bmod p$”等价于“$b \bmod p = a \bmod p$”，称为“b与a模p同余”。



- 离散对数
  - 若a是素数p的一个原根，
  - 则相对于任意整数b（b mod p≠0），
  - 必然存在唯一的整数i（1≤i≤p-1），
  - 使得$b \equiv a^i \bmod p$，i称为b的以a为基数且模p的幂指数，即离散对数。
- 求解离散对数
  - 对于函数$y \equiv g^x \bmod p$，其中，g为素数p的原根，y与x均为正整数，已知g、x、p，计算y是容易的；而已知y、g、p，计算x是困难的，即求解y的离散对数x。
    - 注：离散对数的求解为数学界公认的困难问题。

Diffie-Hellman密钥交换算法

- Alice和Bob协商好一个大素数p，和大的整数g，1<g<p，g是p的原根。p和g无须保密，为网络上的所有用户共享。
- 当Alice和Bob要进行保密通信时，他们可以按如下步骤来做：
  ① Alice选取大的随机数x<p，并计算$Y=g^x \pmod P$；
  ② Bob选取大的随机数x′<p，并计算$Y'=g^{x'} \pmod P$；
  ③ Alice将Y传送给Bob，Bob将Y′传送给Alice；
  ④ Alice计算$K=(Y')^X \pmod P$，
  Bob计算$K'=(Y)^{X'} \pmod P$
- 显而易见$K=K'=g^{xx'} \pmod P$，即Alice和Bob已获得了相同的秘密值K。



思考题

- 课前思考题： 调研一种应用软件，如淘宝、QQ等软件，数据传输时，如何保证不被监听，试着描述一下。

2.4.3 RSA公开密钥算法

- 欧拉定理
  - 欧拉函数是欧拉定理的核心概念，其表述：对于一个正整数n，由小于n且和n互素的正整数构成的集合为Z_n，这个集合被称为n的完全余数集合。Z_n包含的元素个数记做φ(n)，称为欧拉函数，其中φ(1)被定义为1，但是并没有任何实质的意义。
  - 如果两个素数p和q，且n = p×q ，则φ(n) =(p-1)(q-1)；
  - 欧拉定理的具体表述：正整数a与n互素，则$a^{\varphi(n)} \equiv 1 \bmod n$。
- 推论：
  - 给定两个素数p和q，以及两个整数m、n，使得n = p×q，且0<m<n，对于任意整数k下列关系成立

    $m^{k\varphi(n)+1} = m^{k(p-1)(q-1)+1} \equiv m \bmod n$。

大整数因子分解

- 大整数因子分解问题：
  - 已知p、q为两个大素数，则求N=p×q是容易的，只需要一次乘法运算；但已知N是两个大素数的乘积，要求将N分解，则在计算上是困难的，其运行时间复杂程度接近于不可行。
- 算法时间复杂性：
  - 如果输入规模为n时，一个算法的运行时间复杂度为O(n)，称此算法为线性的；
  - 运行时间复杂度为$O(n^k)$，其中k为常量，称此算法为多项式的；
  - 若有某常量t和多项式h(n)，使算法的运行时间复杂度为$O(t^{h(n)})$，则称此算法为指数的。
- 一般说来，
  - 在线性时间和多项式时间内被认为是可解决的，比多项式时间更坏的，尤其是指数时间被认为是不可解决的。
  - 注：如果输入规模太小，即使很复杂的算法也会变得可行的。

RSA密码算法

- RSA密码体制：
  - 明文和密文均是0到n之间的整数，n通常为 1024位二进制数或309位十进制数，
  - 明文空间P=密文空间C={x∈Z|0<x< n,Z为整数集合}。
- RSA密码的密钥生成具体步骤如下：
  ① 选择互异的素数p和q，计算n=pq，$\varphi(n) = (p - 1)(q - 1)$；
  ② 选择整数e，使$\gcd(\varphi(n),e) = 1$，且$1 < e < \varphi(n)$；
  ③ 计算d，$d \equiv e^{-1} \bmod \varphi(n)$，即d为模φ(n)下e的乘法逆元；
- 公钥$P_k = \{ e, n \}$，私钥$S_k = \{ d, n, p, q \}$
- 加密：$c = m^e \bmod n$；解密：$m = c^d \bmod n$。

RSA SECURITY

RSA例

① p=101，q＝113，n=11413，φ(n)=100×112＝11200。

② e = 3533，求得$d \equiv e^{-1} \bmod 11200 \equiv 6597 \bmod 11200$，d = 6597。

③ 公开n=11413和e=3533，

④ 明文9726，计算$9726^{3533} \bmod 11413 = 5761$，发送密文5761。

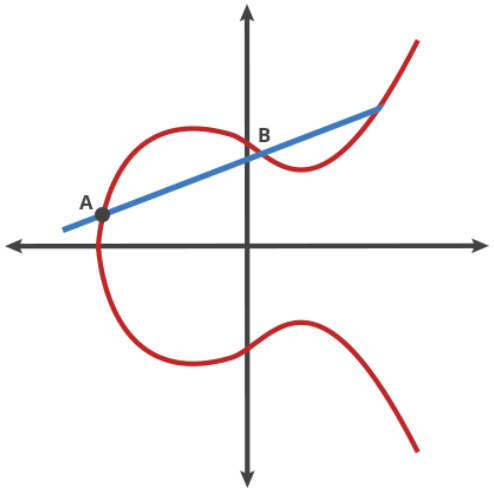
⑤ 密文5761时，用d＝6597进行解密，计算$5761^{6597} \pmod{11413} = 9726$。

RSA的安全性

- RSA是基于单向函数$e_k(x)=x^e(\mod n)$，求逆计算不可行。
- 解密的关键是了解陷门信息，即能够分解n=pq，知道$\varphi(n)=(p-1)(q-1)$，从而解出解密私钥d。
- 如果要求RSA是安全的，p与q必为足够大的素数;
  - 使分析者没有办法在多项式时间内将n分解出来。
- 模n的求幂运算
  - 著名的“平方-和-乘法”方法将计算$x^c \mod n$的模乘法的次数缩小到至多为2/，/是指数c二进制表示的位数。

2.4.4 其他公开密钥密码简介

- 基于大整数因子分解问题:
  - RSA密码、Rabin密码
- 基于有限域上的离散对数问题:
  - Diffie-Hellman公钥交换体制、ElGamal密码
- 基于椭圆曲线上的离散对数问题:
  - Diffie-Hellman公钥交换体制、ElGamal密码。



课堂问题

#1 使用私钥加密数据传输，能够很好地保证数据的机密性。

A. 正确
B. 错误
C. 不好说

课堂问题

#2 RSA密钥算法，与DH密钥算法不同，无法实现密钥交换。

A. 正确
B. 错误
C. 不好说

2.5 消息认证

2.5.1概述

- 威胁信息完整性的行为主要包括：
  - 伪造：假冒他人的信息源向网络中发布消息；
  - 内容修改：对消息的内容进行插入、删除、变换和修改；
  - 顺序修改：对消息进行插入、删除或重组消息序列；
  - 时间修改：针对网络中的消息，实施延迟或重放；
  - 否认：接受者否认收到消息，发送者否认发送过消息。
- 消息认证是保证信息完整性的重要措施
  - 其目的主要包括：
    - 证明：消息的信源和信宿的真实性；
    - 证明：消息内容是否曾受到偶然或有意的篡改，
    - 证明：消息的序号和时间性是否正确。

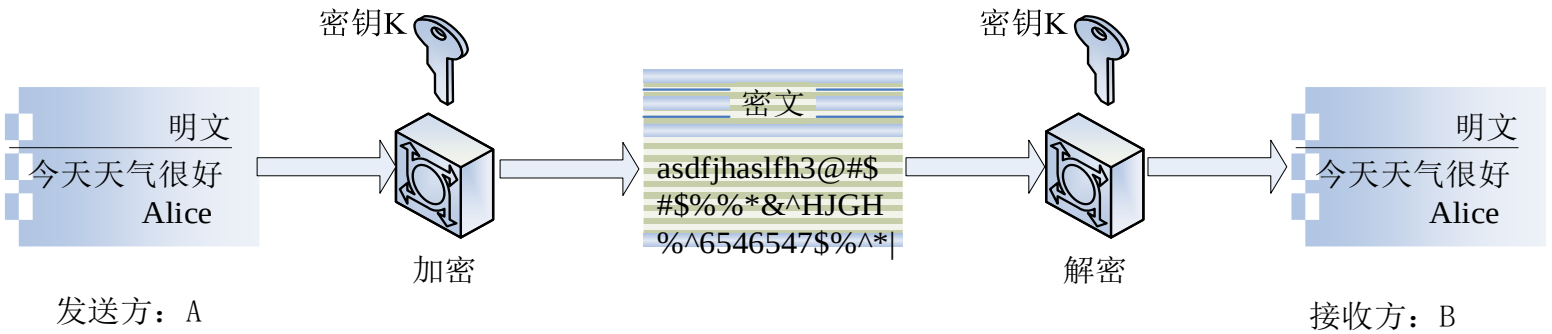
- 消息认证 由具有认证功能的函数来实现的
  - 消息加密，用消息的完整密文作为消息的认证符；
  - 消息认证码MAC（Message Authentication Code），也称密码校验和，使用密码对消息加密，生成固定长度的认证符；
  - 消息编码，是针对信源消息的编码函数，使用编码抵抗针对消息的攻击。

2.5.2 认证函数

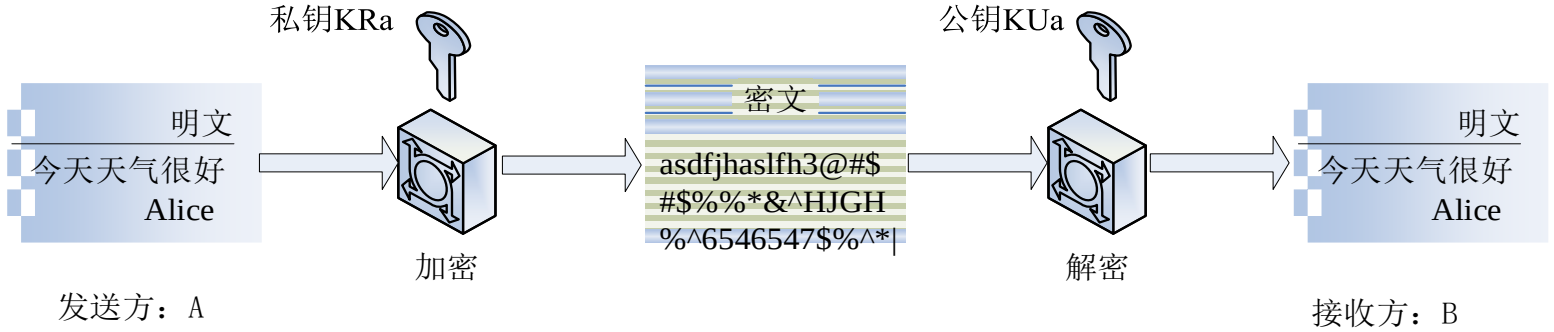
- 认证技术在功能上可以分为两层
  - 下层包含一个产生认证符的函数，认证符是一个用来认证消息的值；
  - 上层是以认证函数为原语，接收方可以通过认证函数来验证消息的真伪。

一、消息加密函数

- 对称密钥密码对消息加密，不仅具有机密性，同时也具有一定的可认证性;
- 公开密钥密码本身就提供认证功能，其具有的私钥加密、公钥解密以及反之亦然的特性;



（a）对称密钥密码：加密和认证



（b）公开密钥密码：认证

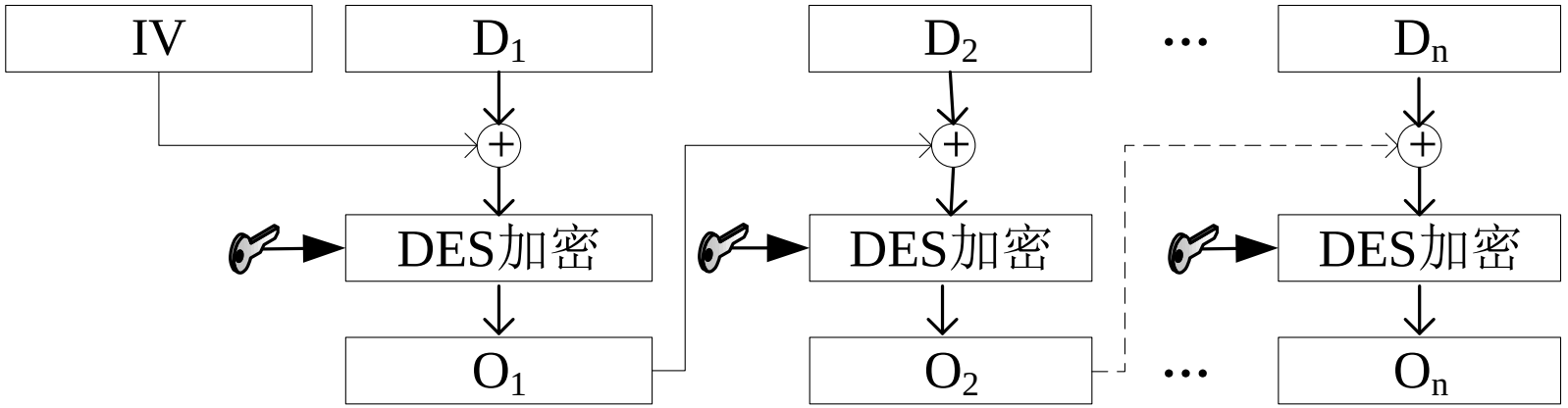
二、消息认证码

消息认证码MAC的基本思想：

- 利用事先约定的密码，加密生成一个固定长度的短数据块MAC，并将MAC附加到消息之后，一起发送给接收者；
- 接收者使用相同密码对消息原文进行加密得到新的MAC，比较新的MAC和随消息一同发来的MAC，如果相同则未受到篡改。

生成消息认证码的方法：

- 基于加密函数的认证码和消息摘要（在散列函数中讨论）。
- 消息认证符可以是整个64位的O_n，也可以是O_n最左边的M位



三、消息编码

- 消息编码认证的基本思想：
  - 引入冗余度，使通过信道传送的可能序列集M（编码集）大于消息集S（信源集）。
  - 发送方从M中选出用来代表消息的许用序列L_i，即对信息进行编码；
  - 接收方根据编码规则，进行解码，还原出发送方按此规则向他传来的消息。
  - 窜扰者不知道被选定的编码规则，因而所伪造的假码字多是M中的禁用序列，接收方将以很高的概率将其检测出来，并拒绝通过认证。
- 消息编码认证
  - 如果决定采用L_0，则以发送消息“00”代表信源“0”，发送消息“10”代表信源“1”。
  - 在子规则L_0下，消息“00”和“10”是合法的
  - 消息“01”和“11”在L_0之下不合法，收方将拒收这两个消息。

信源S / 法则L 编码	0	1	禁用序列
L_0	00	10	01，11
L_1	00	11	01，10
L_2	01	10	00，11
L_3	01	11	00，10

2.5.3 散列函数

- **散列函数（Hash Function）的目的**
  - 将任意长的消息映射成一个固定长度的散列值（hash值），也称为消息摘要。消息摘要可以作为认证符，完成消息认证。
- **散列函数的健壮性**
  - **弱无碰撞特性**
    - 散列函数h被称为是弱无碰撞的，是指在消息特定的明文空间X中，给定消息x∈X，在计算上几乎找不到不同于x的x'，x'∈X，使得h(x)=h(x')。
  - **强无碰撞特性**
    - 散列函数h被称为是强无碰撞的，是指在计算上难以找到与x相异的x'，满足h(x)=h(x')，x'可以不属于X。
  - **单向性**
    - 散列函数h被称为单向的，是指通过h的逆函数h^{-1}来求得散列值h(x)的消息原文x，在计算上不可行。

散列值的安全长度

生日悖论

- 如果一个房间里有23个或23个以上的人，那么至少有两个人的生日相同的概率要大于50%。对于60或者更多的人，这种概率要大于99%。
- 不计特殊的闰年，计算房间里所有人的生日都不相同的概率，

① 第一个人不发生生日冲突的概率是 $\frac{365}{365}$ ，

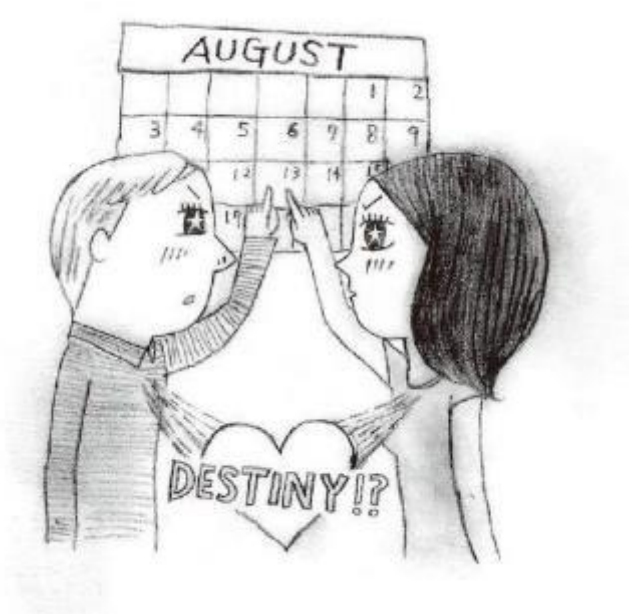
② 第二个人不发生生日冲突的概率是 $1-\frac{1}{365}$ ，…，

③ 第n个人是 $1-\frac{n-1}{365}$ ，

④ 所有人生日都不冲突的概率是：

① $E=1\times(1-\frac{1}{365})\times\ldots\times(1-\frac{n-2}{365})\times(1-\frac{n-1}{365})$，

⑤ 而发生冲突的概率P=1-E，当n=23时，P≈0.507；n=100时，P≈0.9999996。



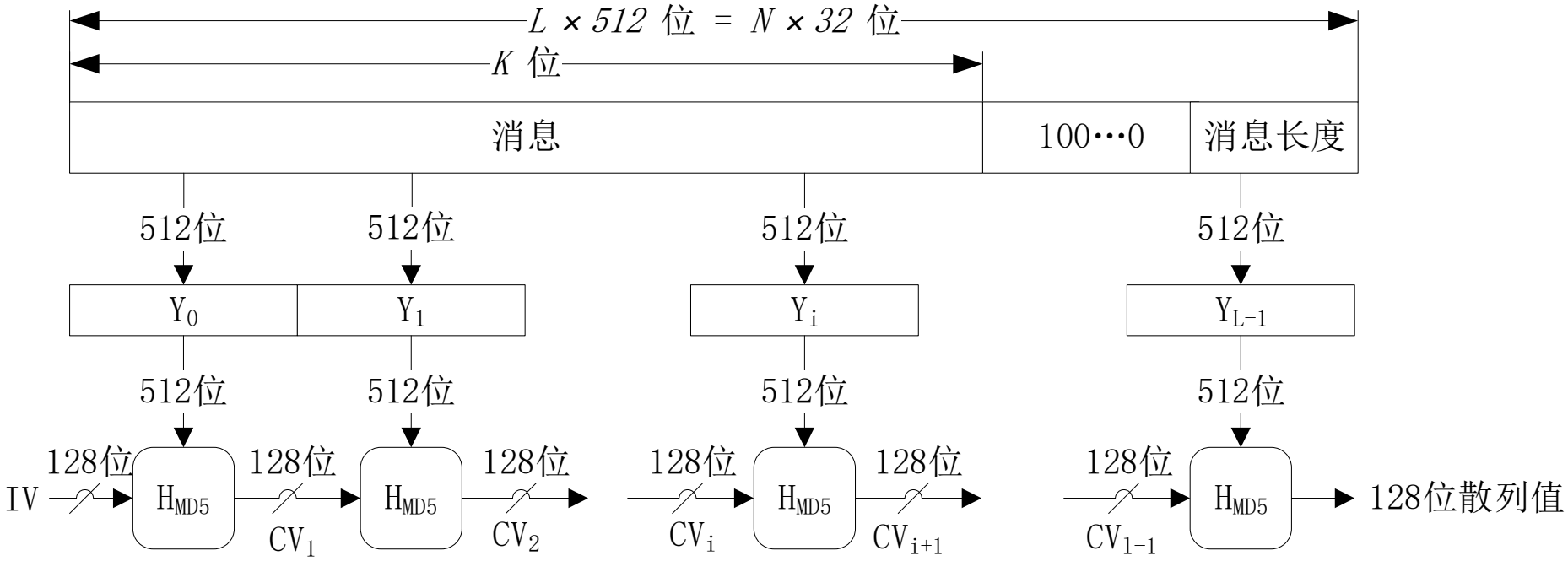
散列值的安全长度

生日悖论对于散列函数的意义

- n位长度的散列值，可能发生一次碰撞的测试次数不是2^n次，而是大约$2^{n/2}$次。
- 一个40位的散列值将是不安全的，因为大约100万个随机散列值中将找到一个碰撞的概率为50%，
- 消息摘要的长度不低于为128位。

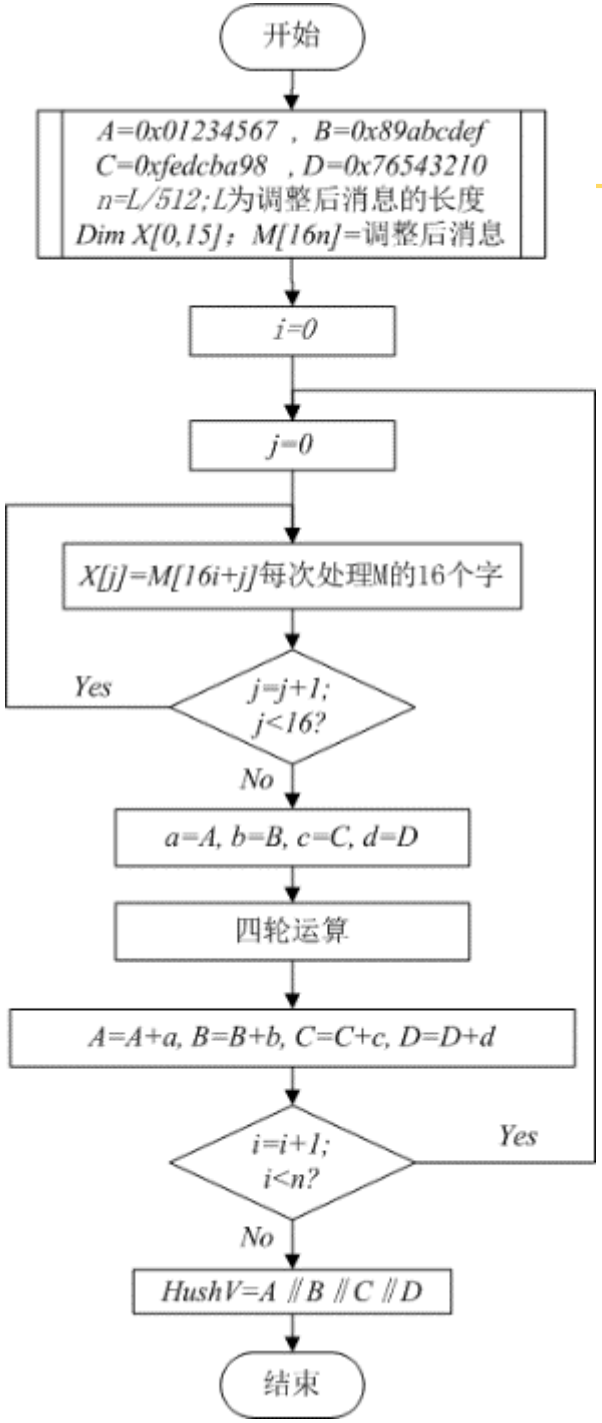
MD5

- 1991年Rivest对MD4的进行改进升级，提出了MD5（Message Digest Algorithm 5）。
- MD5具有更高的安全性，目前被广泛使用。



MD5

- 四轮运算涉及四个函数：
  - E（X，Y，Z）=（X ∧ Y）∨（（¬X）∧ Z）
  - F（X，Y，Z）=（X ∧ Z）∨（Y ∧（¬Z））
  - G（X，Y，Z）= X ⊕ Y ⊕ Z
  - H（X，Y，Z）= Y ⊕（X ∨（¬Z））
- 四轮运算：
  - EE(a,b,c,d,M_j,s,t_i)：a=b + ((a+(E(b,c,d)+M_j+t_i)<<s);
  - FF(a,b,c,d,M_j,s,t_i)：a=b + ((a+(F(b,c,d)+ M_j + t_i)<<s);
  - GG(a,b,c,d,M_j,s,t_i)：a=b + ((a+(G(b,c,d)+ M_j + t_i)<<s);
  - HH(a,b,c,d, M_j,s,t_i)：a=b + ((a+(H(b,c,d)+ M_j+t_i)<<s);
- 得到常数t_i的计算方法是：
  - 整个四轮操作总共分为64步，在第i步中t_i是2^{32}×abs(sin(i))的整数部分，i的单位是弧度



第一轮

- EE(a,b,c,d,M_j,s,t_i)： a = b + ((a+(E(b,c,d)+M_j+t_i)<<s);

(1) EE(a,b,c,d,M_0,7,0xd76aa478) -》 a = b + ((a+(E(b,c,d)+M_0+0xd76aa478)<<7);
(2) EE(d,a,b,c,M_1,12,0xe8c7b756)
(3) EE(c,d,a,b,M_2,17,0x242070db)
(4) EE(b,c,d,a,M_3,22,0xc1bdceee)
(5) EE(a,b,c,d,M_4,7,0xf57c0faf)
(6) EE(d,a,b,c,M_5,12,0x4787c62a)
(7) EE(c,d,a,b,M_6,17,0xa8304613)
(8) EE(b,c,d,a,M_7,22,0xfd469501)
(9) EE(a,b,c,d,M_8,7,0x698098d8)
(10)EE(d,a,b,c,M_9,12,0x8b44f7af)
(11)EE(c,d,a,b,M_{10},17,0xffff5bb1)
(12)EE(b,c,d,a,M_{11},22,0x895cd7be)
(13)EE(a,b,c,d,M_{12},7,0x6b901122)
(14)EE(d,a,b,c,M_{13},12,0xfd987193)
(15)EE(c,d,a,b,M_{14},17,0xa679438e)
(16)EE(b,c,d,a,M_{15},22,0x49b40821)

第二轮

- FF(a,b,c,d,M_j,s,t_i)： a = b + ((a+(F(b,c,d)+ M_j + t_i)<<s)

(1) FF(a,b,c,d,M_1,5,0xf61e2562) -》 a = b + ((a+(F(b,c,d)+M_1+0xf61e2562)<<5);
(2) FF(d,a,b,c,M_6,9,0xc040b340)
(3) FF(c,d,a,b,M_{11},14,0x265e5a51)
(4) FF(b,c,d,a,M_0,20,0xe9b6c7aa)
(5) FF(a,b,c,d,M_5,5,0xd62f105d)
(6) FF(d,a,b,c,M_{10},9,0x02441453)
(7) FF(c,d,a,b,M_{15},14,0xd8a1e681)
(8) FF(b,c,d,a,M_4,20,0xe7d3fbc8)
(9) FF(a,b,c,d,M_9,5,0x21e1cde6)
(10)FF(d,a,b,c,M_{14},9,0xc33707d6)
(11)FF(c,d,a,b,M_3,14,0xf4d50d87)
(12)FF(b,c,d,a,M_8,20,0x455a14ed)
(13)FF(a,b,c,d,M_{13},5,0xa9e3e905)
(14)FF(d,a,b,c,M_2,9,0xfcefa3f8)
(15)FF(c,d,a,b,M_7,14,0x676f02d9)
(16)FF(b,c,d,a,M_{12},20,0x8d2a4c8a))

第三轮

- GG(a,b,c,d,M_j,s,t_i)： a = b + ((a+(G(b,c,d)+ M_j + t_i)<<s);

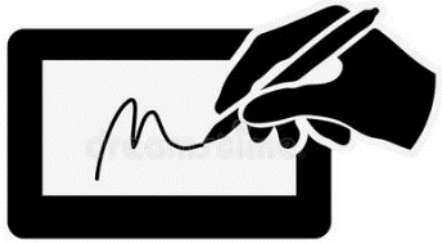
(1) GG(a,b,c,d,M_5,4,0xEEfa3942) -》 a = b + ((a+(G(b,c,d)+M_5+0xEEfa3942)<<4);
(2) GG(d,a,b,c,M_8,11,0x8771f681)
(3) GG(c,d,a,b,M_{11},16,0x6d9d6122)
(4) GG(b,c,d,a,M_{14},23,0xfde5380c)
(5) GG(a,b,c,d,M_1,4,0xa4beea44)
(6) GG(d,a,b,c,M_4,11,0x4bdecfa9)
(7) GG(c,d,a,b,M_7,16,0xf6bb4b60)
(8) GG(b,c,d,a,M_{10},23,0xbebfbc70)
(9) GG(a,b,c,d,M_{13},4,0x289b7ec6)
(10)GG(d,a,b,c,M_0,11,0xeaa127fa)
(11)GG(c,d,a,b,M_3,16,0xd4ef3085)
(12)GG(b,c,d,a,M_6,23,0x04881d05)
(13)GG(a,b,c,d,M_9,4,0xd9d4d039)
(14)GG(d,a,b,c,M_{12},11,0xe6db99e5)
(15)GG(c,d,a,b,M_{15},16,0x1fa27cf8)
(16)GG(b,c,d,a,M_2,23,0xc4ac5665)

第四轮

- HH(a,b,c,d, M_j,s,t_i)： a = b + ((a+(H(b,c,d)+ M_j + t_i)<<s);

(1) HH(a,b,c,d,M_0,6,0xf4292244) -》 a = b + ((a+(H(b,c,d)+M_0+0xf4292244)<<6);
(2) HH(d,a,b,c,M_7,10,0x432aEE97)
(3) HH(c,d,a,b,M_{14},15,0xab9423a7)
(4) HH(b,c,d,a,M_5,21,0xfc93a039)
(5) HH(a,b,c,d,M_{12},6,0x655b59c3)
(6) HH(d,a,b,c,M_3,10,0x8f0ccc92)
(7) HH(c,d,a,b,M_{10},15,0xEEeEE47d)
(8) HH(b,c,d,a,M_1,21,0x85845dd1)
(9) HH(a,b,c,d,M_8,6,0x6fa87e4f)
(10)HH(d,a,b,c,M_{15},10,0xfe2ce6e0)
(11)HH(c,d,a,b,M_6,15,0xa3014314)
(12)HH(b,c,d,a,M_{13},21,0x4e0811a1)
(13)HH(a,b,c,d,M_4,6,0xf7537e82)
(14)HH(d,a,b,c,M_{11},10,0xbd3af235)
(15)HH(c,d,a,b,M_2,15,0x2ad7d2bb)
(16)HH(b,c,d,a,M_9,21,0xeb86d391)

2.5.4 数字签名



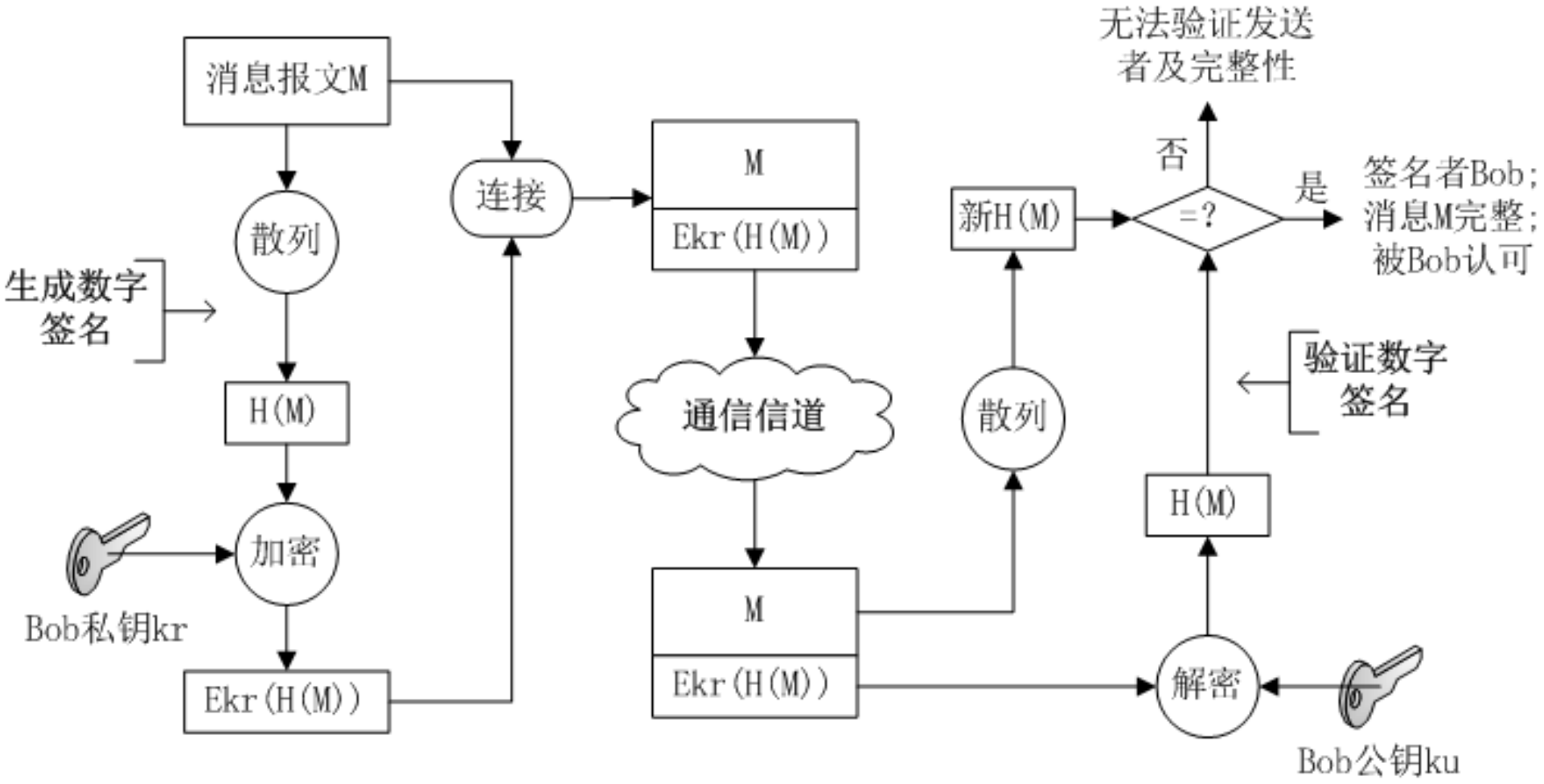
数字签名：Digital Signature

- 在ISO7498-2标准定义为
  - “附加在数据单元上的一些数据或是对数据单元所作的密码变换，这种数据或变换可以被数据单元的接收者用来确认数据单元来源和数据单元的完整性，并保护数据不会被人（例如接收者）伪造”。
- 美国电子签名标准对数字签名作了如下解释：
  - “数字签名是利用一套规则和一个参数对数据进行计算所得的结果，用此结果能够确认签名者的身份和数据的完整性”
- 一般来说，数字签名可以被理解为：
  - 通过某种密码运算生成一系列符号及代码，构成可以用来进行数据来源验证的数字信息。

- 从签名形式上分，数字签名有两种
  - 一种是对整个消息的签名，
  - 一种是对压缩消息的签名，
  - 它们都是附加在被签名消息之后或在某一特定位置上的一段数据信息。
- 数字签名主要目的
  - 保证收方能够确认或验证发方的签名，但不能伪造；发方发出签名消息后，不能否认所签发的消息。

- 设计数字签名必须满足下列条件:
  - ① 签名必须基于一个待签名信息的位串模板;
  - ② 签名必须使用某些对发送方来说是唯一的信息，以防止双方的伪造与否认;
  - ③ 必须相对容易生成、识别和验证数字签名;
  - ④ 伪造该数字签名在计算复杂性意义上具有不可行性
    - 既包括对一个已有的数字签名构造新的消息，也包括对一个给定消息伪造一个数字签名。

数字签名的生成及验证


消息报文M
散列
生成数字签名
H(M)
加密
Bob私钥kr
Ekr(H(M))
连接
M
Ekr(H(M))
通信信道
M
Ekr(H(M))
散列
新H(M)
=?
否
是
无法验证发送者及完整性
签名者Bob；消息M完整；被Bob认可
验证数字签名
H(M)
解密
Bob公钥ku

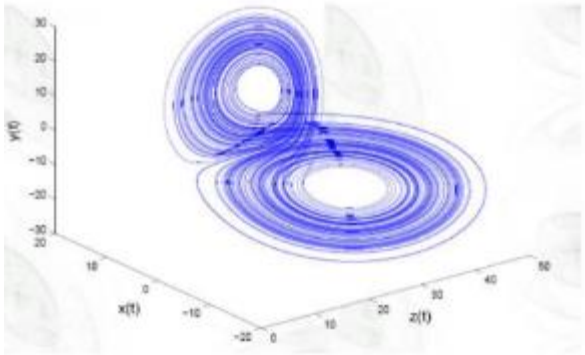
课堂问题

实现消息认证功能，一般常用哪些方法。

A. 消息加密
B. 消息压缩变换
C. 消息认证符
D. 消息编码

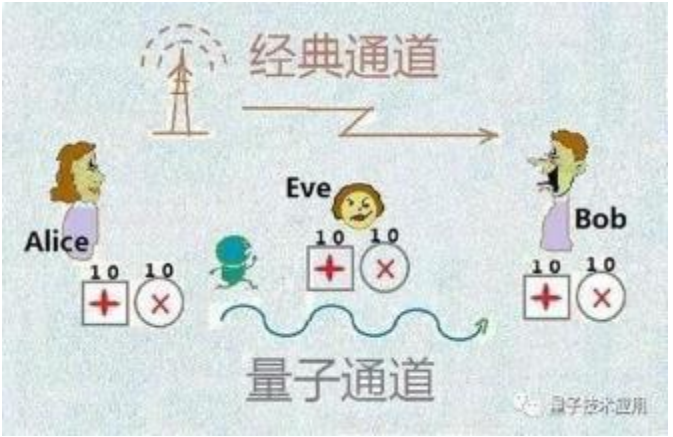
2.6 密码学新进展

- **混沌密码**
- 1989年，英国数学家Matthews，基于混沌的加密技术**混沌密码学;**
- 混沌系统具有良好的伪随机特性、轨道的不可预测性、对初始状态及控制参数的敏感性等一系列特性;
- 传统的密码算法敏感性依赖于密钥，而混沌映射依赖于初始条件和映射中的参数;
- 传统的加密算法通过加密轮次来达到扰乱和扩散，混沌映射则通过迭代，将初始域扩散到整个相空间;
- 传统加密算法定义在有限集上，而混沌映射定义在实数域内。



量子密码

- 1970年威斯纳提出利用单量子态制造不可伪造的“电子钞票”，这个构想由于量子态的寿命太短而无法实现
- 1984年，IBM的贝内特和加拿大学者布拉萨德提出了第一个量子密码方案，由此迎来了量子密码学的新时期。
- 量子密码体系采用量子态作为信息载体，经由量子通道在合法的用户之间传送密钥。
- 量子密码的安全性由量子力学原理所保证，被称为是绝对安全的。
- 所谓绝对安全是指即使在窃听者可能拥有极高的智商、可能采用最高明的窃听措施、可能使用最先进的测量手段，密钥的传送仍然是安全的，可见量子密码研究具有极其重大的意义。



DNA计算

- 1994年，Adleman等科学家进行了世界上首次DNA计算，解决了一个7节点有向汉密尔顿回路问题。
- 由于DNA计算具有的信息处理的高并行性、超高容量的存储密度和超低的能量消耗等特点，非常适合用于攻击密码计算系统的不同部分，对传统的基于计算安全的密码体制提出了挑战。

Thanks!