> 王航专用《现代密码学》复习笔记

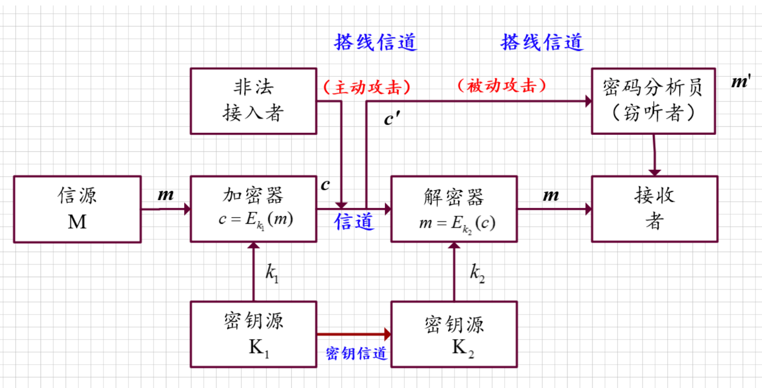
现代密码学

考试形式：7填空x4+7计算x8+1综合分析x16

1、密码学基础

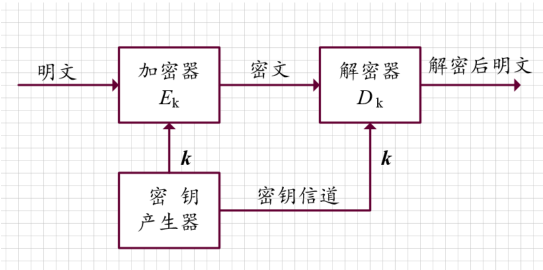
考点：古典密码（凯撒\维吉尼亚）加解密、 密码分析的分类

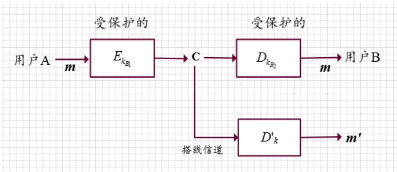
- 密码学分类：密码编码学+密码分析学
- 重要概念：明文、密文、加密算法、解密算法、密钥、发送者、接收者、截收者（窃听者）、密码分析、**主动攻击**（入侵假冒）、**被动攻击**（窃听分析）
- 保密系统模型
    - 明文消息空间M
    - 密文消息空间C
    - 密钥空间K_1、K_2，对称加密中$K_1 = K_2 = K$
    - 加密变换：$E_{k_1} \in E, m \to c = E_{k_1}(m)$，其中$k_1 \in K_1, m \in M, c \in C$
    - 解密变换：$D_{k_2} \in D, c \to m = D_{k_2}(c)$，其中$k_2 \in K_2, m \in M, c \in C$

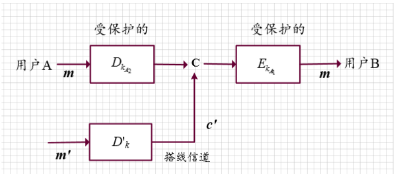


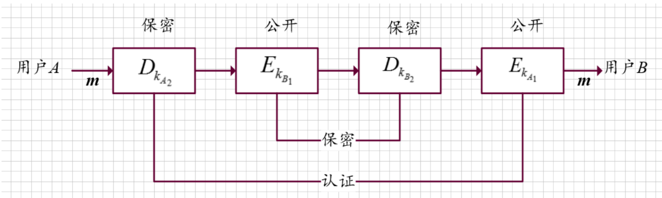
- Kerckhoff原则：系统的保密性不依赖于对加密体制或算法的保密，而依赖于密钥
- 信息安全三要素：CIA
- 密码体制分类：

    - 单钥体制：流密码、分组密码。 不仅能用于数据加密，也可用于消息的认证



    - 双钥体制：RSA、ECC等。认证和保密
        - 保密
        - 

        - 认证
        - 

        - 保密+认证（先签名后加密）
        - 

- **古典密码（代换）**
    - 移位代换：Caeser， k=3
    - 乘数密码：$E_k(i)=ik\equiv j \mod q,(k,q)=1$
    - 仿射变换：$E_k(i)=ik_1+j\equiv j \, mod \, q$，$(k_1,q)=1$
    - 多项式代换：$E_k(x)\equiv k_tx^t+k_{t-1}x^{t-1}+\cdots+k_1x+k_0 \mod q$
    - 密钥短语：用来构造代换表
    - 多表代换：**维吉尼亚**、博福特密码、滚动密钥密码、弗纳姆密码、转轮密码
    - 矩阵变换：Hill密码
- 密码分析学：
    - 穷举破译法
        - 遍历明密文空间
    - 分析法
        - 确定性
            - 通过明密文之间关系列出线性方程组并求解
        - 统计性
            - 统计字频
- **密码分析种类：**唯密文破译、已知明文破译、选择明文破译（加密黑盒子）、选择密文攻击（攻击强度依次递增，难度依次减弱）
-

攻击类型	攻击者拥有的资源
惟密文攻击	■加密算法 ■截获的部分密文
已知明文攻击	■加密算法 ■截获的部分密文和对应的明文
选择明文攻击	■加密算法 ■加密黑盒子，可加密任意明文得到相应的密文
选择密文攻击	■加密算法 ■解密黑盒子，可解密任意密文得到相应的明文

2、流密码基本概念

考点： 递推关系求序列、密码破译

流密码强度完全依赖于密钥流产生器所生成序列的**随机性**和**不可预测性**

$$
\begin{aligned}
x &= x_0x_1x_2\cdots \\
z &= z_0z_1z_2\cdots \\
y &= y_0y_1y_2\cdots \\
y_i &= x_i \oplus z_i \\
x_i &= y_i \oplus z_i
\end{aligned}
$$

- 同步流密码：密钥流产生算法和明文无关
- 自同步流密码：密钥流产生算法和明文相关
- **LFSR**：$f(a_1, a_2, \cdots, a_n) = c_n a_1 \oplus c_{n-1} a_2 \oplus \cdots \oplus c_1 a_n$
- n级LFSR状态数：最多2^n个
- n级LFSR状态周期数：$\leq 2^n - 1$
- **选择合适的反馈**函数使序列的周期达到最大$2^n - 1$，周期达到最大值的序列称**为m序列**
- 随机性公设
  - 在序列的一个周期内，0与1的个数相差最多为1
  - 在序列的一个周期内，长为i的游程占游程总数的$1/2^i$,在等长的游程中0的游程个数和1的游程个数相等
  - 异相自相关函数是一个常数
- ZUC

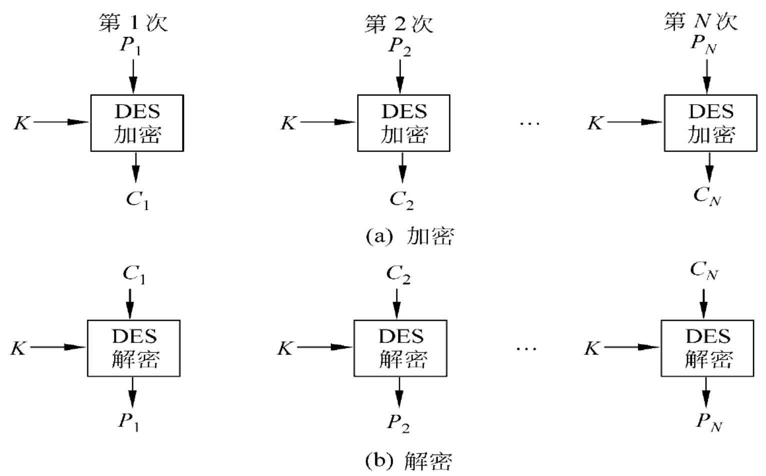
3、分组密码

考点：基本概念、攻击、设计原则、 AES的S盒、工作模式（掌握）

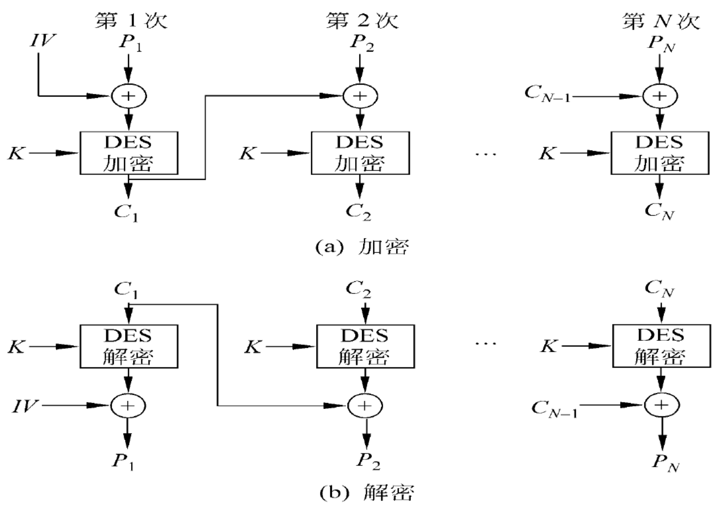
- 分组密码主要攻击：已知明文攻击—>多次使用同一个密钥
- 为了抵抗已知明文攻击，必须具备的特性：**混淆性**和**扩散性**
- 分组密码的设计准则：
  - 安全性：无法解决明文、无法接近密钥
  - 简洁性：字长适应软件编程、使用计算机支持的操作：加法、乘法、移位
  - 有效性：密钥最大限度地起到安全性的作用

- 透明性和灵活性：避免存在黑盒，可以适应多种长度的明密文
- 加解密相似性：加解密算法相同，仅密钥编排不同

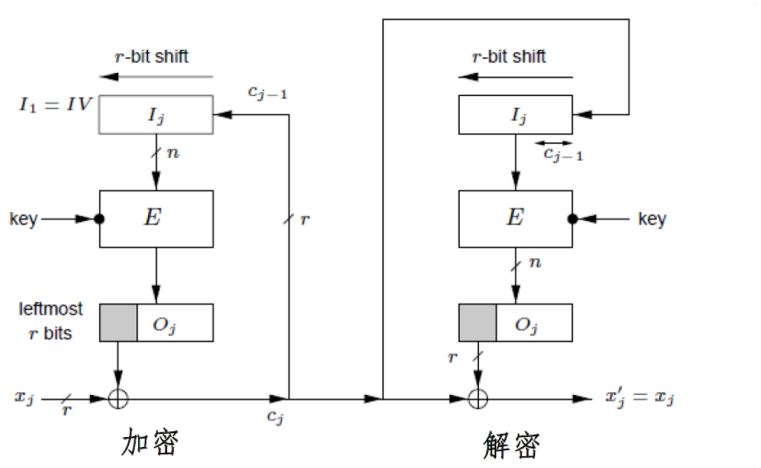
- 分组密码的设计技巧：
  - 计算部件：S盒用来混淆
  - 计算部件的组合
  - SPN（即替换/置换网络）：Feistel网络$L_{r+1}=R_r, R_{r+1}=L_r\oplus F(k_r,R_r)$
  - 多轮迭代与轮函数
- **工作模式**：
  - 电码本（ECB）：相同明文对应相同密文



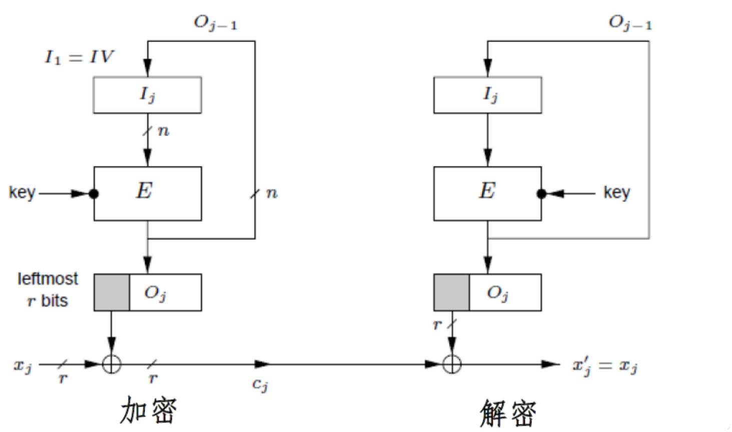
  - 密码分组链接（CBC）：$c_i=E_k(m_i\oplus c_{i-1})$、$m_i=D_k(c_i)\oplus c_{i-1}$，两步错误传播、明文统计特性得到隐藏

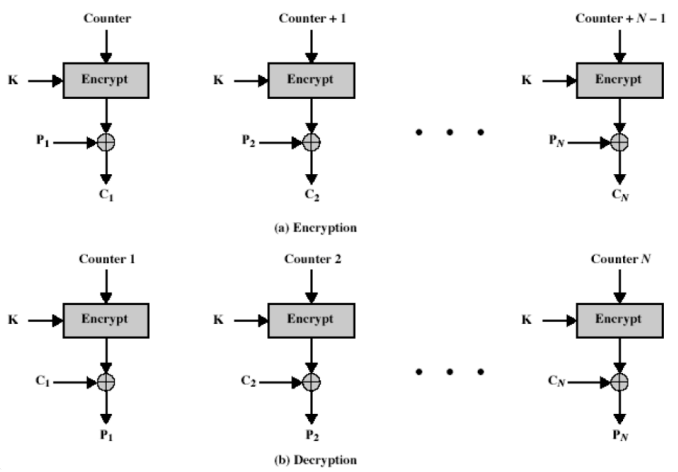


  - 密码反馈（CFB）：$c_i=x_i\oplus left_r(E_k(c_{i-l}\cdots c_{i-2}c_{i-1}))$



- 输出反馈（OFB）



- 计数器（CTR）
- 

- DES：分组长度64、密钥长度64（有8个校验位，有效长度56）、算法主要包括：
  - 初始置换IP
  - 16轮迭代
  - 逆初始置换IP^{-1}
  - 代换盒S盒、P盒、PC
- DES攻击：二重DES的中间相遇攻击、三重DES（加密、解密、加密）双密钥下
- AES设计标准：
  - 抗所有已知攻击
  - 在多个平台上速度快、编码紧凑
  - 设计简单
- AES算法：

- **字节代替**
    - 行移位
    - 列混合
    - 密钥加
- AES相关参数：
    - 明文分组：128、192、256
    - 密钥长度：128、192、256

4、公钥密码

考点：RSA、背包、ElGamal、单项陷门函数、RSA的攻击

- 公钥体制的基本原理：**限门单向函数**
- 单向函数举例：离散对数DL、大整数分解FAC、背包问题（超递增背包）、格的最小向量问题SVP
- RSA
    - 密钥生成过程
        - 随机产生大素数p和q
        - 计算$n = pq$和$\varphi(n) = (p-1)(q-1)$
        - 随机选择整数$e, 1 < 2 < \varphi(n)$，使得$(e, \varphi(n)) = 1$
        - **计算整数**d**，使得**$ed \equiv 1(mod\ \varphi(n))$
        - 公钥$K_A^e = (n, e)$
        - 私钥$K_A^d = (d, n)$
    - **加密过程**
        - $c \equiv m^e(mod\ n)$
    - 解密过程
        - $m \equiv c^d(mod\ n)$
    - 存在的攻击
        - 共模攻击
        - 低指数攻击
        - 已知密文对攻击：
            - 已知$(m_1, c_1), (m_2, c_2)$
            - $if\ c = c_1c_2(\mod n), \Rightarrow m = m_1m_2(\mod n)$
            - $if\ c = c_1/c_2(\mod n), \Rightarrow m = m_1/m_2(\mod n)$
            - $if\ c = c_2/c_1(\mod n), \Rightarrow m = m_2/m_1(\mod n)$
- **背包密码**
    - 密钥生成：
        - 超递增背包向量$A = (a_1, a_2, a_3, \cdots, a_n)$
        - 变化参数：k,t
        - 计算加密背包：$B = t \cdot A \mod k$
    - 加密：
        - 将信息写成跟背包向量等长的二进制，对应去乘B
    - 解密：
        - $t^{-1} \equiv mod\ k$
        - $c \cdot t^{-1} mod\ k$

        - 将第二步得到的数字，用原始背包向量去减，直到为0
- Rabin 不考 🍑，基于二次剩余
  - 密钥产生：$n=pq$，n是公钥，(p,q)是私钥
  - 加密：
    - 将信息表示为整数$m, 0\le m\le n-1$
  - 计算 $c\equiv m^2(mod\,n)$
  - 解密
  -

$$\begin{cases}x^2\equiv c(mod\,p)\\x^2\equiv c(mod\,q)\end{cases}$$

- **EIGamal**
  - 密钥生成：
    - 选择大素数p
    - 选择g，$1<g<p$
    - 选择x，$1<x<p-1$
    - 计算$y\equiv g^x \mod p$
    - 公钥：(p,g,y)
    - 私钥：(p,x)
  - 加密
    - 挑选随机数k,$(k,p-1)=1$,计算$y_1=g^k \mod p$
    - 使用公钥计算$y_2=my^k \mod p$
    - 最终结果$c=y_1\|y_2$
  - 解密
    - $m'\equiv\frac{y_2}{y_1^x}=\frac{my^k}{g^{kx}}=\frac{mg^{xk}}{g^{xk}} \mod p$
- NTRU不考 🍎
- 椭圆曲线
  - $E:y^2=x^3+a_4x+a_6$，判别式$\Delta=-16(4a_4^3+27a_6^2)\neq0$
  - F_p点的计算，$P_1=(x_1,y_1),P_2=(x_2,y_2)$是曲线$E$上的两个点，$O$为无穷远点，则
    - $O+P_1=P_1+O$
    - $-P_1=(x_1,-y_1)$
    - $P_3=(x_3,y_3)=P_1+P_2\neq O$
    -

$$\begin{cases}x_3=\lambda^2-x_1-x_2\\y_3=\lambda(x_1-x_3)-y_1\end{cases}$$

    -

$$\lambda = \begin{cases} \dfrac{y_2 - y_1}{x_2 - x_1}, & x_1 \neq x_2 \\ \dfrac{3x_1^2 + a_4}{2y_1}, & x_1 = x_2 \end{cases}$$

5、数字签名

考点：哈希函数、生日攻击、EIGamal签名（掌握）、RSA签名面临的问题，以及如何解决、Schorr签名（了解，优先算的问题）

- hash函数
  - 将任意长度的比特串x压缩成为固定长度的比特串y
  - 已知x，计算$y = H(x)$很容易，已知y，找一个x满足$y = H(x)$很困难，这一性质称为**单向性**。
  - 找$(x_1, x_2), x_1 \neq x_2, H(x_1) = H(x_2)$很困难，这一性质称为**无碰撞性**
- 生日攻击
  - $P(m, N)$表示一个篮子中至少有两个球的概率
  - $1 - e^{\frac{-m(m-1)}{2N}} \leq P(m, N) \leq \frac{m(m-1)}{2N}$
  - 选择$\sqrt{m}$个F的随机元素就能以1/2的概率产生一个碰撞
- MD5已经不安全了、SHA-1 现在也不够安全，推荐使用SHA-2
- 数字签名应该具有的性质：完整性、身份唯一性（不可伪造性）、不可否认性（公开可验证）
- RSA签名存在的问题：**重放攻击和拼接**， 解决办法：
  - 对签名过得消息进行备案（签名过就不再签名），不能抵拼接的
  - 加时间戳
- 签名和加密的先后顺序：**先签名后加密**，先加密后签名会造成**抵赖**的问题。
- **RSA签名**：
  - 公私钥产生参见RSA加密算法，(n, e)公钥，(d, n)为私钥
  - 计算散列值：$h = H(m)$
  - 签名：$s = h^d \mod n$
  - 发送内容：(m, s)
  - 验签：$H(m) = s^e \mod n$
- EIGamal签名
  - 公私钥生成参见EIGamal加密算法，公钥(p, g, y)，私钥 x
  - 计算散列值：$h = H(m)$
  - 签名：
    - 选取随机数$k, 0 < k < p - 1$且$(k, p - 1) = 1$
    - 计算$r = g^k \mod p$
    - ????这步为什么是$p - 1$,计算$s = (h - xr)k^{-1} \mod (p - 1)$
  - 发送内容：(m, r, s)
  - 验签：$y^r r^s = g^{H(m)} \mod p$，其中$y^r = g^{xr}, r^s = g^{h-xr}$
- Schorr 签名
  - 公钥：(p, q, g, y)，其中$y = g^x \mod p$, 私钥$x, 1 < x < q$
  - 计算 $r = g^k (mod\, p)$,$e = H(r, m)$
  - 计算签名：$s = k + xe (mod\, q)$
  - 发送内容：(m, e, s)

- 验签：$r^{'}=g^{s}y^{-e}(mod\,p)$，$e=H(r^{'},m)$
- ElGamal和Schorr对比：
  - 阶：ElGamal签名为p阶，Schorr为q-1阶
  - 签名长度：Schorr < ElGamal
    - ElGamal：$|p|+|p-1|$
    - Schorr：$|q|+|q|$
  - 速度Schorr是ElGamal的大约6倍
- DSA、DSS看一下书上的🍅
- 盲签名：不知道内容，但需要签署文件（仲裁）
  - A用随机数乘以文件，此随机值称为**盲因子**，用**盲因子**乘后的文件称为盲文件
  - A将盲文件发送给B
  - B对盲文件签名
  - A以盲因子除以签名，得到B对原文件的签名（签名函数和乘法函数可换的条件下）
- 盲签名过程举例：
  - 选择盲因子$k, 1<k<n$，计算盲文件t：$t=mk^{e}(mod\,n)$
  - 发送盲文件：t
  - 签名盲文件：$t^{d}=(mk^{e})^{d}(mod\,n)$
  - 发送签名结果：t^{d}
  - 计算签名结果：$s=t^{d}/k(mod\,n)=(mk^{e})^{d}/k(mod\,n)=m^{d}\cdot k^{ed-1}(mod\,n)=m^{d}(mod\,n)$,费马小定理保证$a^{\varphi(m)}\equiv 1(mod\,m)$
  - 签名结果(m,s)
- 群签名：投标中使用
  - 只有群中的成员能代表群体签名
  - 接收签名的人可以用公钥验证群签名，但不能知道群中哪一个成员签署
  - 发生争议的时候，可由群体中成员或者信赖机构来鉴别签名者
- 想法：群签名和环签名的区别与联系？

6、密码技术应用

考点：秘密共享（掌握）、不经意传输（了解）、电子投票（计算）、零知识证明（概念）

- 秘密共享：t个人在一起可以得到最终秘密、t-1个不可以，t称为门限值
- Shamir门限方案(t,n)：
  - 秘密分割
    - 选择大素数p
    - 将秘密表示为$(a_{t-1}a_{t-2}\cdots a_{1}a_{0})$
    - 构造多项式$h(x)=a_{t-1}x^{t-1}+a_{t-2}x^{t-2}+\cdots+a_{1}x+a_{0}(mod\,p)$
    - 计算分割值$h(1)$、$h(2)\cdots h(n)$
  - 秘密恢复

$$h(1) = a_{t-1}1^{t-1} + a_{t-2}1^{t-2} + \cdots + a_1 1 + a_0 (mod\ p)$$
$$h(2) = a_{t-1}2^{t-1} + a_{t-2}2^{t-2} + \cdots + a_1 2 + a_0 (mod\ p)$$
$$\vdots$$
$$h(t) = a_{t-1}t^{t-1} + a_{t-2}t^{t-2} + \cdots + a_1 t + a_0 (mod\ p)$$

t个方程，t个变元，线性代数求解**即可**

- 为什么t-1个无法恢复?
  - t个变元，t-1个方程，我们会发现方程组的秩最多为t-1，肯定存在变元无法求解，参考**线性方程组知识**。

- 中国剩余定理的(t,n)门限方案：
  - 条件将秘密k分成n个子秘密$k_1, k_2, \cdots, k_n$，满足下面条件：
    - 如果已知任意t个k_i值，易于恢复出k;
    - 少于t个不能恢复出k
  - **秘密分割**(t,n)门限，原理（大方程的解一定是小方程的，小方程不一定是大方程的）
    - $d_1 < d_2 < \cdots < d_n$（d_n严格递增）
    - $(d_i, d_j) = 1$（两两互素）
    - $N = d_1 \times d_2 \times \cdots \times d_t$
      $M = d_{n-t+2} \times d_{m-t+3} \times \cdots \times d_n$
    - 对某个秘密k,要求$N > k > M$,子秘密为(d_i, k_i)
    - $$\begin{cases} k_1 \equiv k(mod\ d_1) \\ k_2 \equiv k(mod\ d_2) \\ \vdots \\ k_n \equiv k(mod\ d_n) \end{cases}$$
  - 秘密恢复(t,n)门限
    - 任选t个：$(k_{i_1}, d_{i_1}), (k_{i_2}, d_{i_2}), \cdots, (k_{i_t}, d_{i_t})$
    - 基于中国剩余定理求解下列同余方程组
    - $$\begin{cases} x \equiv k_{i_1}(mod\ d_{i_1}) \\ x \equiv k_{i_2}(mod\ d_{i_2}) \\ \vdots \\ x \equiv k_{i_t}(mod\ d_{i_t}) \end{cases}$$
    - $x \equiv k(mod\ N_1), N_1 = d_{i_1}d_{i_2}\cdots d_{i_t}, N_1 \geq N > k$所以$N_1$的解肯定是原始方程的解
  - 为什么$t-1$个不能恢复呢?
    - $t-1$个恢复出来的秘密：$x \equiv k(mod\ M_1), M_1 = d_{j_1}d_{j_2}\cdots d_{j_t}$
    - $k > M \geq M_1$，所以该方程的解一定不是原方程的解
- 不经意传输：(行贿，出卖机密)
  - 每次传输得到秘密与不得到秘密的概率均为1/2，双方无法干预
  - 发送结束时，甲方并不能确定乙方是否得到了完整秘密，只能确定每次得到与不得到的概率都是1/2
- 基于Rabin的不经意传输：（有N，成功分解N，得到秘密）

- 选取大素数p,q，$\{p,q\}$就是要发送的秘密
- A计算 N，并将N发送给B：$N=pq$
- B选取整数$x,1<x<N$计算$a=x^2(mod\ N)$，将a发送给A
- A计算$x^2 mod\ N$的四个平方根，由于A掌握$N=pq$信息，所以计算平方根是简单的事情，记平方为$x,-x,y,-y$
- A在四个平方根中调选一个，发送给B
- B如果得到是$x,-x$中的一个则属于无用信息，无法分解N，如果得到的是$y,-y$，则可顺利分解N,从而得到秘密
- 上述过程传输成功的概率为$\frac{1}{2}$

- 电子投票
  - 合法性
  - 唯一性
  - 匿名性
  - 不可追踪性
  - 可验证性
- **电子投票方案：**
  - 选举委员会公钥(n,e)，选举委员会私钥(p,q,d)，其中$n=pq,ed\equiv 1(mod\ \varphi(n))$
  - 计算投票$C=R^e m(mod\ n)$其中m是投票内容，R是随机整数。将C和自己的身份一同发给选举委员会
  - 选举委员会鉴别身份：**（合法性、唯一性、匿名性（随机数掩盖了投票内容））**
    - 身份是否合理（参与团体内部的人）
    - 身份是否已经用过
    - 签名$T=C^d(mod\ n)$
    - 将T发给投票人

  （上面属于盲签名的过程）
  - 投票人计算$S=R^{-1}T(mod\ n)$，并验证$S^e=m(mod\ n)$
    - 原理：$S^e(mod\ n)=(R^{-1}T)^e(mod\ n)=(R^{-1}C^d)^e(mod\ n)=(R^{-1}(R^e m)^d)^e(mod\ n)=(R^{ed-1}m^d)^e(mod\ n)=m$
  - 投票人将消息内容m与签名S进行联立得到最终投票发送给委员会，此时并不发送身份**（不可追踪性）**
  - 委员会验证$S=m^d(mod\ n)$，如果满足条件则该投票是一张诚实和经过委员会签名的的投票，并公布结果
  - 投票人根据公布的投票结果，判断自己的投票是否在其中。
  - 如果投票不在公布结果中，投票人公布(m,S)所有人都可以验证该票据是经过委员会签名的。从而降低自己的公信力
  - **不可验证性不满足**（榜上有名时，并不能确定这个票是不是自己的，只有榜上没名时才能验证）
- 改进：使用哈希函数和随机数代替第一步的结果即$C=R^e H(m,U)(mod\ n)$
- 两种攻击：**攻击委员会**和**攻击选举人**
- 零知识证明：P知道一个秘密，他想让V知道自己知道该秘密，但是不能泄露关于秘密的任何信息
- 电子支付：匿名性、不可追踪性、重复使用性（不具备）、当场可验证性、不可分性

7、云计算+计网+区块链（不考）

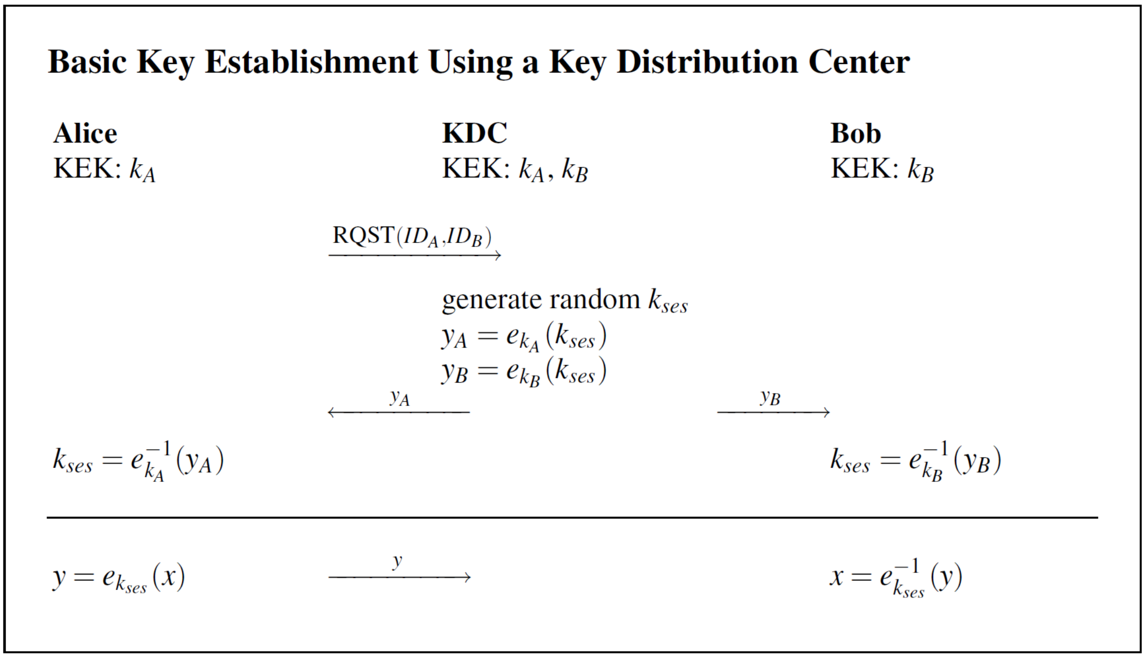
- 后量子密码：

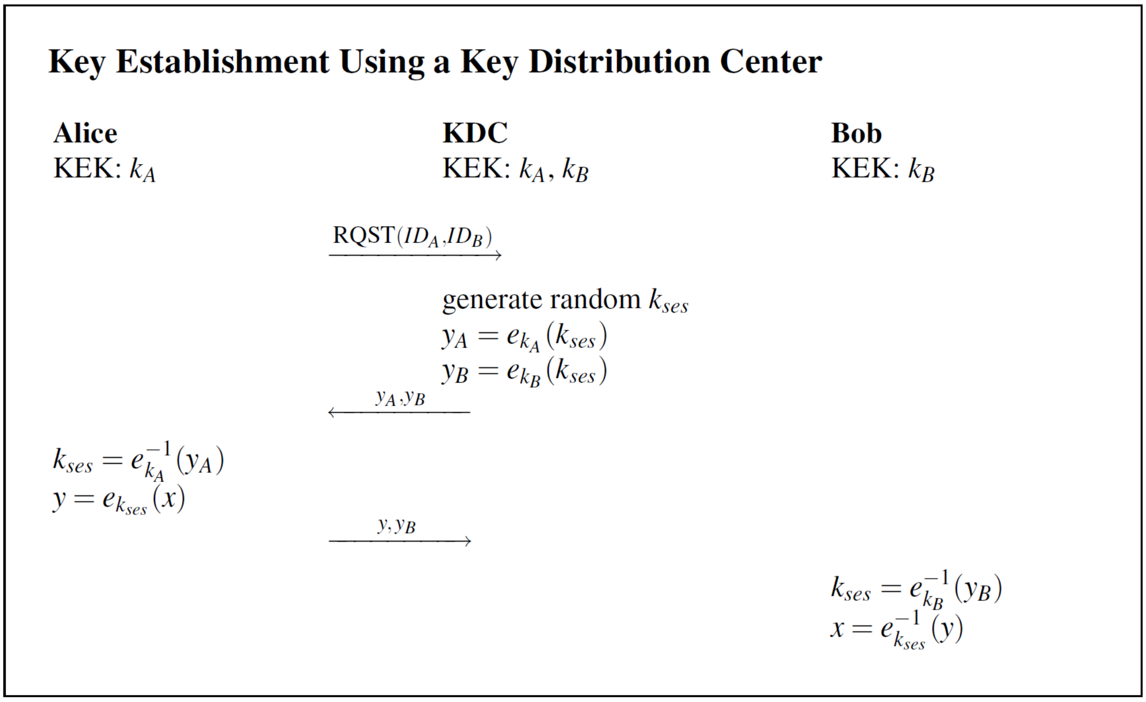
- 格公钥密码
- 背包公钥密码
- 代数编码公钥密码
- 多变量二次（MQ）公钥密码
- 一些非交换公钥密码lMerkle树
- 同源密码

8、密钥协商（必考）

考点：对称密钥协商、双方一轮协商、三方一轮协商

- 对称密钥协商
  - 借助第三方KDC，其中KDC存储有所有用户的密钥（重放攻击）





Key Confirmation Attack Another weakness of the above protocol is that Alice is not assured that the key material she receives from the KDC is actually for a session between her and Bob. This attack assumes that Oscar is also a legitimate (but malicious) user. By changing the session-request message Oscar can trick the KDC and Alice to set up session between him and Alice as opposed to between Alice and Bob. Here is the attack:

Key Confirmation Attack

Alice KEK: k_A		**Oscar** KEK: k_O		**KDC** KEK: k_A, k_B, k_O	**Bob** KEK: k_B
	$\xrightarrow{RQST(ID_A, ID_B)}$				
		↯ substitute			
			$\xrightarrow{RQST(ID_A, ID_O)}$		
				random k_{ses} $y_A = e_{k_A}(k_{ses})$ $y_O = e_{k_O}(k_{ses})$	
			$\xleftarrow{y_A, y_O}$		
$k_{ses} = e^{-1}_{k_A}(y_A)$ $y = e_{k_{ses}}(x)$					
	$\xrightarrow{y, y_O}$				
		↯ intercept $k_{ses} = e^{-1}_{k_O}(y_O)$ $x = e^{-1}_{k_{ses}}(y)$			

Key Establishment Using a Simplified Version of Kerberos

Alice KEK: k_A generate nonce r_A		**KDC** KEK: k_A, k_B	**Bob** KEK: k_B
	$\xrightarrow{RQST(ID_A, ID_B, r_A)}$		
		generate random k_{ses} generate lifetime T $y_A = e_{k_A}(k_{ses}, r_A, T, ID_B)$ $y_B = e_{k_B}(k_{ses}, ID_A, T)$	
	$\xleftarrow{y_A, y_B}$		
$k_{ses}, r'_A, T, ID_B = e^{-1}_{k_A}(y_A)$ verify $r'_A = r_A$ verify ID_B verify lifetime T generate time stamp T_S $y_{AB} = e_{k_{ses}}(ID_A, T_S)$			
	$\xrightarrow{y_{AB}, y_B}$		
			$k_{ses}, ID_A, T = e^{-1}_{k_B}(y_B)$ $ID_A', T_S = e^{-1}_{k_{ses}}(y_{AB})$ verify $ID_A' = ID_A$ verify lifetime T verify time stamp T_S
$y = e_{k_{ses}}(x)$	$\xrightarrow{y}$		$x = e^{-1}_{k_{ses}}(y)$

- 非对称密钥协商

- DH密钥交换（双方）

Diffie–Hellman Key Exchange

Alice		Bob
choose random $a = k_{pr,A}$		choose random $b = k_{pr,B}$
compute $A = k_{pub,A} \equiv \alpha^a \bmod p$		compute $B = k_{pub,B} \equiv \alpha^b \bmod p$
	$\xrightarrow{A}$	
	$\xleftarrow{B}$	
$k_{AB} \equiv B^a \bmod p$		$k_{AB} \equiv A^b \bmod p$

Man-in-the-Middle Attack Against the DHKE

Alice		Oscar		Bob
choose $a = k_{pr,A}$				choose $b = k_{pr,B}$
$A = k_{pub,A} \equiv \alpha^a \bmod p$				$B = k_{pub,B} \equiv \alpha^b \bmod p$
	$\xrightarrow{A}$	$\lightning$ substitute $\tilde{A} \equiv \alpha^o$	$\xrightarrow{\tilde{A}}$	
	$\xleftarrow{\tilde{B}}$	$\lightning$ substitute $\tilde{B} \equiv \alpha^o$	$\xleftarrow{B}$	
$k_{AO} \equiv (\tilde{B})^a \bmod p$		$k_{AO} \equiv A^o \bmod p$ $k_{BO} \equiv B^o \bmod p$		$k_{BO} \equiv (\tilde{A})^b \bmod p$

Message Manipulation After a Man-in-the-Middle Attack

Alice		Oscar		Bob
message x $y = \mathrm{AES}_{k_{AO}}(x)$				
	$\xrightarrow{y}$	$\lightning$ intercept		
		decrypt $x = \mathrm{AES}^{-1}_{k_{AO}}(x)$		
		re-encrypt $y‘ = \mathrm{AES}_{k_{BO}}(x)$		
			$\xrightarrow{y‘}$	
				decrypt $x = \mathrm{AES}^{-1}_{k_{BO}}(y‘)$

Diffie–Hellman Key Exchange with Certificates

Alice		**Bob**
$a = k_{pr,A}$		$b = k_{pr,B}$
$A = k_{pub,A} \equiv \alpha^a \bmod p$		$B = k_{pub,B} \equiv \alpha^B \bmod p$
$\text{Cert}_A = [(A, ID_A), s_A]$		$\text{Cert}_B = [(B, ID_B), s_B]$
	$\xrightarrow{\text{Cert}_A}$	
	$\xleftarrow{\text{Cert}_B}$	
verify certificate:		verify certificate:
$\text{ver}_{k_{pub,CA}}(\text{Cert}_B)$		$\text{ver}_{k_{pub,CA}}(\text{Cert}_A)$
compute session key:		compute session key:
$k_{AB} \equiv B^a \bmod p$		$k_{AB} \equiv A^b \bmod p$

- 三方一轮协商

基于双线性映射的一轮三方密钥协商协议

对于双线性映射：

$$e: G_1 \times G_2 \rightarrow G_T$$

其中G_1，G_2和G_T是素数阶群，此映射满足下面的三种性质：

(1) 可计算：e可高效计算

(2) 非退化性：如果g_1是G_1群的生成元，g_2是G_2群的生成元，那么$e(g, g)$一定是G_T群的生成元

(3) 双线性：对所有的$P \in G_1$与$Q \in G_2$, 和所有的$a, b \in Z_q^*$，有$e(P^a, Q^b) = e(P, Q)^{ab}$

基于双线性映射的一轮三方密钥协商协议

考虑三方A，B，C，各自拥有私钥$a, b, c \in Z_q^*$

- A发送g^a给B，C
- B发送g^b给A，C
- C发送g^c给A，B
- A计算$e(g^b, g^c)^a$
- B计算$e(g^a, g^c)^b$
- C计算$e(g^a, g^b)^c$

协商密钥为$e(g, g)^{abc}$

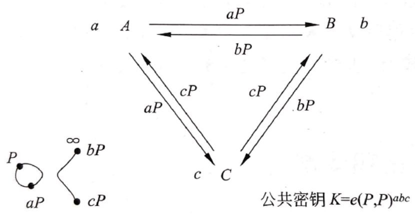


图 3.9 一轮三方 D-H 密钥交换协议