密码学系列讲座

第 4 课：承诺、零知识证明、BulletProof 范围证明、Diffie-Hellman 密钥协商

lynndell 博士

新火科技 密码学专家 lynndell2010@gmail.com

目录

1.密码学承诺

1.1 承诺

承诺分为 3 个步骤：承诺、打开承诺、验证承诺。

承诺：发送方将某个值x封装为y发送给接收方。（1）发送方不能修改信封中的值（绑定性）；（2）接收方无法知道x（隐藏性）。
打开承诺：发送方揭露x。
校验承诺：接收方校验打开的值x与y中封装的x是否相同。

承诺一个值

- **承诺：**选择x，计算$y = f(x)$，发送函数值y；
- **打开承诺：**发送原象x；
- **校验承诺：**函数一致性$y == f(x)$

对**函数**有一定要求：
- ✧ 函数求逆是 **NP 困难**的，需要**指数时间**暴力搜索。防止根据承诺值 y 计算 x。
- ✧ 但是校验简单，仅需要多项式时间计算复杂度。
- ✧ 该函数通常是哈希函数或 pedersen 承诺函数等。

承诺一个多项式

- **承诺：**选择$n+1$个随机数$a_0,...,a_n$，构造多项式$f(x)=\sum_{i=0}^{n} a_i x^i$，计算

$$A_i = a_i \cdot G, i = 0,...,n$$

  发送$A_i, i = 0,...,n$。

- **打开承诺：**打开一个随机点k，计算$f(k)=\sum_{i=0}^{n} a_i k^i$；**发送**$(k, f(k))$。

- **校验承诺：**基于$A_i, i = 0,...,n$校验$(k, f(k))$正确性：$f(k)\cdot G == \sum_{i=0}^{n}(k^i \cdot A_i)$。

公式推导：$f(k)\cdot G = \sum_{i=0}^{n}(a_i k^i \cdot G) = \sum_{i=0}^{n}(k^i \cdot A_i)$

如果攻击者不知道多项式，选择随机数作为函数值，则发生碰撞的概率可忽略。
因此，不必打开多项式所有系数，仅打开一个或多个**函数点**即可，从而减少发送数据。
此外，没泄露多项式，具有保密性。需要 n+1 个值，才会泄露多项式的系数。
KZG 承诺、Dan Boneh 承诺等多项式承诺在后续 zk 系列的 Plonk 证明系统中介绍。

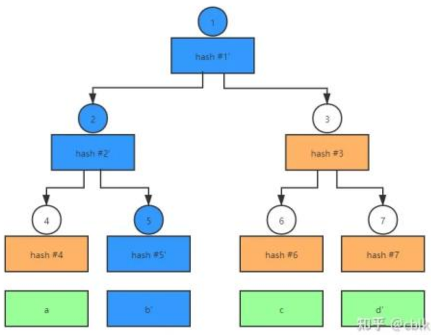
1.2 哈希承诺

- **承诺：**发送哈希值 y
- **打开承诺：**发送原象 x
- **校验承诺：**校验哈希一致性 $y == hash(x)$

哈希函数求逆满足 NP 困难。

1.3 Merkle 承诺与 Merkle 证明

- **承诺：**发送 $root$ 。
- **打开承诺：**发送叶子节点 x_i 和 $path_i$ 。其中 $path_i$ 是指**兄弟节点**。
- **校验承诺：**校验 $root == Merkle(x_i, path_i)$ 。



问题：证明方证明知道每个叶子的值 $x_i, i = 0,...,2^n$ ，树高度为 100。

低效做法：

- **承诺：**发送 $root$ ；
- **打开承诺：**发送**所有**叶子节点 $x_i, i = 0,...,2^n$ ；
- **校验承诺：**校验 $root == Merkle(x_0,...,x_{2^n})$ 。

高效做法：检测 n（例如 n=20）个点，没必要全部打开。

- **承诺：**发送 $root$ ；
- **打开承诺：**发送叶子节点 x_i 和 $path_i$ ， $i = 1,...,20$ 。
- **校验承诺：**校验 $root == Merkle(x_i, path_i), i = 1,...,20$ 。

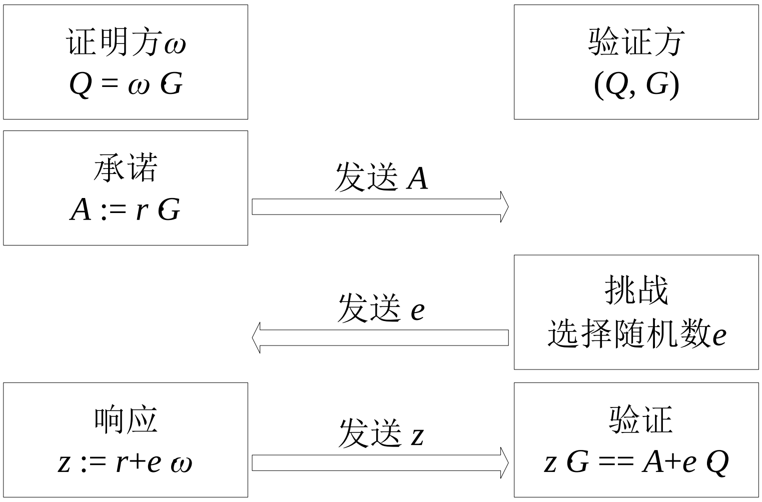
发送数据和校验复杂度均降低。

如果每个叶子的取值是 0 或 1，则 n 次均成功概率为 $1/2^{20}$ 。

如果每个叶子的取值空间为 m ，则 n 次均成功概率为 $1/m^{20}$ 。

核心思想：从概率角度，不必打开全部叶子节点；仅需要打开 n 个点，如果每次都正确，则伪造成功概率指数降低。因此，验证方相信证明方知道所有叶子节点。

1.4 Sigma 零知识证明中的承诺



承诺 $A=r\cdot G$、挑战e、响应$z=r+e\cdot\omega$、校验$z\cdot G==A+e\cdot Q$

承诺随机数 r，但是没打开 r，而是在响应中**使用** **r** 随机化秘密ω。

1.5.Pedersen 承诺

初始化：椭圆曲线生成元为G,H， $H=\alpha\cdot G$，其中α保密。

- **承诺：**Token 数量为m和随机数为r，则计算$P:=m\cdot G+r\cdot H$，发送P；
- **打开承诺：**发送m和r；
- **校验承诺：**校验一致性$P==m\cdot G+r\cdot H$。

Pedersen 承诺的同态性：

初始状态：Alice 和 Bob 的余额密文是 0。

- Carol 对m_1个 Token **承诺：** $P_1=m_1\cdot G+r_1\cdot H$，接收地址为$Addr_{Alice}$，然后签名广播；

  打开承诺：私底下保密发送m_1,r_1给 Alice；Alice 校验 Pedersen 承诺的一致性，且等交易单上链后，则收款成功。

- Dave 对m_2个 Token **承诺：** $P_2=m_2\cdot G+r_2\cdot H$，接收地址为$Addr_{Alice}$，然后签名广播；

  打开承诺：私底下保密发送m_2,r_2给 Alice；Alice 校验 Pedersen 承诺的一致性，且等交易单上链后，则收款成功。

经过**共识算法**，矿工上链 Alice 余额密文：$P_1+P_2=(m_1+m_2)\cdot G+(r_1+r_2)\cdot H$

Alice 知道秘密：m1+m2 和随机数为 r1+r2，则 Alice 能花费该费用。

- Alice 对 m_3 个 Token **承诺**：$P_3 = m_3 \cdot G + r_3 \cdot H$，接收地址为 $Addr_{Bob}$，然后签名广播；

  打开承诺：私底下保密发送 m_3, r_3 给 Bob；Bob 校验 Pedersen 承诺的一致性，且等交易单上链后，则收款成功。

经过**共识算法**，矿工上链 Alice 和 Bob 的余额密文：

$$Alice: P_1 + P_2 - P_3 = (m_1 + m_2 - m_3) \cdot G + (r_1 + r_2 - r_3) \cdot H$$
$$Bob: P_3 = m_3 \cdot G + r_3 \cdot H$$

- Alice 知道 $m_1 + m_2 - m_3, r_1 + r_2 - r_3$ 可以继续支付；
- Bob 知道 m_3, r_3 也可以继续支付。

如果 α 泄露：

Alice 知道 G, H 之间的离散对数 α，后果很严重。

真实情况： Alice 拥有小金额 m=10 和随机数 r，**余额承诺为** $P = m \cdot G + r \cdot H$。

Alice 能够计算 α^{-1}，选择一个大金额 m'=200000，计算**随机数** $r' = r - (m' - m)\alpha^{-1}$。

- Alice 支付 m'个 Token，**支付承诺为** $P == m' \cdot G + r' \cdot H$，接收地址为 $Addr_{Bob}$，然后签名广播；**打开承诺**：私底下保密发送 m', r' 给 Bob；Bob 校验 Pedersen 承诺的一致性，且等交易单上链后，则收款成功。

经过**共识算法**，矿工上链 Bob 余额承诺：$P == m' \cdot G + r' \cdot H$

公式推导：

$$\begin{aligned} m' \cdot G + r' \cdot H &= m' \cdot G + \left(r - (m' - m)\alpha^{-1} \right) \cdot H \\ &= m' \cdot G + r \cdot H - m'\alpha^{-1} \cdot H + m\alpha^{-1} \cdot H \\ &= m \cdot G + r \cdot H \\ &= P \end{aligned}$$

类似结论：

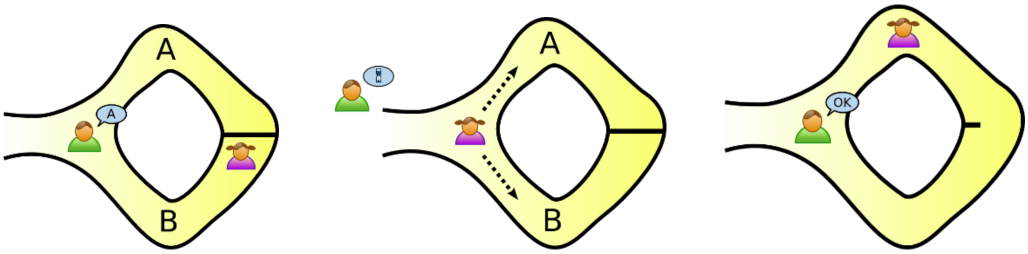
zcash 中各个生成元 $g_1, ..., g_n, h_1, ..., h_n$ 之间的**离散对数**不能泄露；

Plonk 中的 KZG 承诺 CRS 使用的随机数 α 不能泄露；

如果**泄露**，则后果很严重。

2.零知识证明

概率游戏：



- 游戏执行 1 次，小红正确的概率为$1/2$，可能碰巧成功。
- 游戏执行 n 次，小红全正确的概率为$1/2^n$，呈指数降低。
- 因此，如果小红每次都正确，**不会是碰巧，而是知道开门秘诀！**

✧ 阿里巴巴 Cave 要求：没有其他通道（没后门）。
✧ zkSnark 初始化设置：要求 n 参与方参与初始化，没后门。

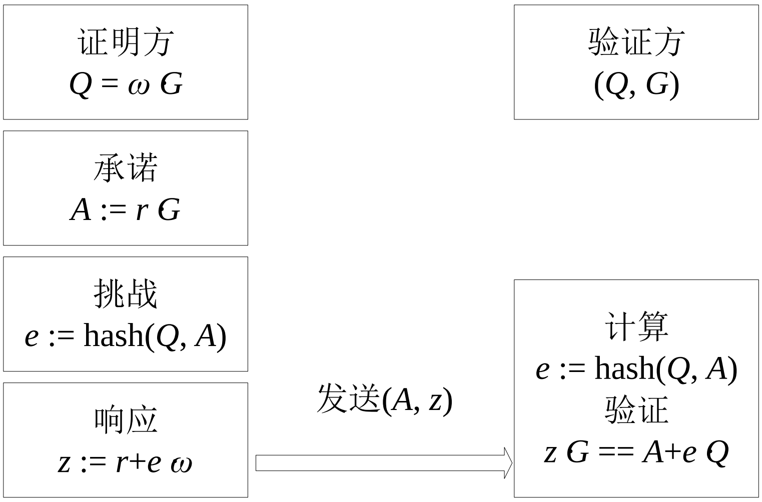
2.1 Sigma 零知识证明协议

Sigma 零知识证明：知道秘密ω，且与公开输入Q满足离散对数关系$Q=\omega\cdot G$。

1：（**承诺**）P 选择随机数r，计算$A=r\cdot G$，发送A；
2：（**挑战**）V 发送随机数e；
3：（**响应**）P 计算$z=r+e\cdot\omega$；发送z；
4：（**验证**）V 校验$z\cdot G==A+e\cdot Q$。

公式推导：$z\cdot G=(r+e\omega)\cdot G=A+e\cdot Q$

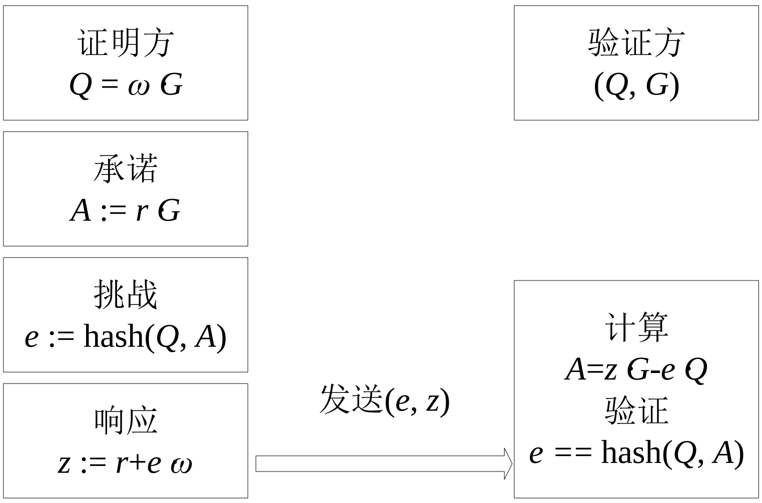
证明方ω $Q=\omega\ G$		验证方 (Q, G)
承诺 $A:=r\ G$	发送 A →	
	← 发送 e	挑战 选择随机数e
响应 $z:=r+e\ \omega$	发送 z →	验证 $z\ G==A+e\ Q$



非交互式 A 版：Sigma 零知识证明，发送**承诺**和**响应（数据量较大）。**
验证方重新计算挑战，然后校验等式。
额外条件：非交互式 A 版零知识证明要求哈希函数的输出是抗碰撞的!

哈希函数 $hash(X)=Y$，要求不能在多项式时间内找到 X'，满足 $hash(X')=Y$。

$$hash(Q,A)=e$$
$$hash(Q,A')=e$$
$$A=z\cdot G-e\cdot Q$$
$$A'=z'\cdot G-e\cdot Q$$



非交互式 B 版：Sigma 零知识证明，发送**挑战**和**响应（数据量较小）。**
验证方重新计算承诺，然后哈希校验。
额外条件：非交互式 B 版零知识证明要求哈希函数的输出是抗碰撞的!

2.2 Sigma 协议应用到 ElGamal 同态加密

2.2.1 密文同态运算

1. **密钥生成：** Alice/Bob/Carol/Dave 私钥和公钥分别为

$$\begin{aligned}
&Alice:(\alpha_1,g_1),g_1=g^{\alpha_1}\\
&Bob:(\alpha_2,g_2),g_2=g^{\alpha_2}\\
&Carol:(\alpha_3,g_3),g_3=g^{\alpha_1}\\
&Dave:(\alpha_4,g_4),g_4=g^{\alpha_2}
\end{aligned}$$

余额初始状态：

- Alice 余额初始状态密文为$[C_0,D_0]$，其中$C_0=g^{r_0},D_0=g^{m_0}\cdot g_1^{r_0}$
- Bob 余额初始状态密文为$[C_0',D_0']$，其中$C_0'=g^{r_0'},D_0'=g^{m_0'}\cdot g_2^{r_0'}$
- Carol/Dave 起始状态金额为 0。

2. Alice 支付给 Carol 金额数量为m_1，使用 ElGamal 同态加密生成密文$[C_1,D_1],[C_1',D_1']$，

并生成零知识证明 $zkProof$ 和范围证明 $BulletProof$ ，

- Alice 选择随机数r_1，基于 Carol 的公钥g_3，生成$[C_1,D_1]$；
- Alice 选择随机数r_1'，基于自己的公钥g_1，生成$[C_1',D_1']$；

$$\begin{aligned}
&C_1=g^{r_1},D_1=g^{m_1}\cdot g_3^{r_1}\\
&C_1'=g^{r_1'},D_1'=g^{m_1'}\cdot g_1^{r_1'}\\
&ZK\{r_1,r_1',m_1,m_1',m_1=m_1'|C_1,D_1,C_1',D_1'\}\\
&BulletProof\{0\le m_0-m_1\le 2^{32},0\le m_1\le 2^{32}\}
\end{aligned}$$

Alice 对交易单签名；**矿工**验证签名、零知识证明和范围证明。然后：

- **更新** Carol 金额状态记为$[C_1,D_1]$，则 Carol 能够解密获得m_1并进行支付。解密过程：$g^{m_1}:=D_1/(C_1)^{\alpha_3}$；
- **更新** Alice 的金额状态记为$[C_0/C_1',D_0/D_1']$，则 Alice 能够解密获得m_0-m_1并进行支付。解密过程：$g^{m_0-m_1'}:=(D_0/D_1')/(C_0/C_1')^{\alpha_1}$。

Carol 余额增加m_1，Alice 余额减小m_1'，所有需要$ZK\{r_1,r_1',m_1,m_1',m_1=m_1'|C_1,D_1,C_1',D_1'\}$。

3. Bob 支付给 Carol 金额数量为m_2，使用 ElGamal 同态加密生成密文$[C_2,D_2],[C_2',D_2']$，

并生成零知识证明和范围证明

$$
\begin{aligned}
&C_2 = g^{r_2}, D_2 = g^{m_2} \cdot g_3^{r_2} \\
&C_2' = g^{r_2'}, D_2' = g^{m_2'} \cdot g_2^{r_2'} \\
&ZK\{r_2, r_2', m_2, m_2', m_2 = m_2' | C_2, D_2, C_2', D_2'\} \\
&BulletProof\{0 \le m_0' - m_2 \le 2^{32}, 0 \le m_2 \le 2^{32}\}
\end{aligned}
$$

Bob 对交易单签名；**矿工**验证签名、验证零知识证明和范围证明，然后：

- **更新** Carol 金额状态记为$[C_1 \cdot C_2, D_1 \cdot D_2]$，则 Carol 能够解密获得$m_1 + m_2$并进行支付。解密过程：$g^{m_1+m_2} := D_1 \cdot D_2 / (C_1 \cdot C_2)^{\alpha_3}$
- **更新** Bob 的金额状态记为$[C_0'/C_2', D_0'/D_2']$，则 Bob 能够解密获得$m_0' - m_2$并进行支付。解密过程：$g^{m_0'-m_2'} := (D_0'/D_2')/(C_0'/C_2')^{\alpha_2}$

4. Carol 支付给 Dave 金额数量为m_3，使用 ElGamal 同态加密生成密文$[C_3, D_3], [C_3', D_3']$，并生成零知识证明和范围证明

$$
\begin{aligned}
&C_3 = g^{r_3}, D_3 = g^{m_3} \cdot g_4^{r_3} \\
&C_3' = g^{r_3'}, D_3' = g^{m_3'} \cdot g_3^{r_3'} \\
&ZK\{r_3, r_3', m_3, m_3', m_3 = m_3' | C_3, D_3, C_3', D_3'\} \\
&BulletProof\{0 \le m_1 + m_2 - m_3 \le 2^{32}, 0 \le m_3 \le 2^{32}\}
\end{aligned}
$$

Carol 对交易单签名；**矿工**验证签名、验证零知识证明和范围证明，然后：

- **更新** Carol 金额状态记为$[C_1 \cdot C_2 / C_3', D_1 \cdot D_2 / D_3']$，则 Carol 能够解密获得$m_1 + m_2 - m_3$并进行支付。

  解密过程：$g^{m_1+m_2-m_3} := (D_1 \cdot D_2 / D_3')/(C_1 \cdot C_2 / C_3')^{\alpha_3}$。
- **更新** Dave 的金额状态记为$[C_3, D_3]$，则 Dave 能够解密获得m_3并进行支付。

  解密过程：$g^{m_3} := (D_3)/(C_3)^{\alpha_4}$。

Sigma 零知识证明确保：支付方的减少额 == 接收方的增加额。

2.2.2 Sigma 证明 2 个值相等

Alice：

选择随机数 r1，使用 Carol 的公钥 g3 和金额 m1 生成 ElGamal 加密密文 C1,D1；
选择随机数 r2，使用自己的公钥 g1 和金额 m2 生成 ElGamal 加密密文 C2,D2；

$$C_1 = g^{r_1}, D_1 = g^{m_1} \cdot g_3^{r_1}$$
$$C_1' = g^{r_1'}, D_1' = g^{m_1'} \cdot g_1^{r_1'}$$
$$ZK\{r_1, r_1', m_1, m_1', m_1 = m_1' | C_1, D_1, C_1', D_1'\}$$

符号修改：令 $m_2 = m_1'$。

Alice 需要证明其知道 $r_1, r_2, m_1, m_2, m_1 = m_2$，满足以下 4 个离散对数关系：

$$C_1 = g^{r_1}, D_1 = g^{m_1} \cdot g_3^{r_1},$$
$$C_2 = g^{r_2}, D_2 = g^{m_2} \cdot g_1^{r_2}$$

情况 1： 假如 $m_1 \neq m_2$，Alice 选择 m_1 作为 Sigma 零知识证明的输入。

承诺： 选择 2 个随机数 $r_1', r_2' \in \mathbb{Z}_n$ 和金额 m_1，构造 2 个对应的密文

$$C_1' = g^{r_1'}, D_1' = g^{m_1} \cdot g_3^{r_1'}$$
$$C_2' = g^{r_2'}, D_2' = g^{m_1} \cdot g_1^{r_2'}$$

挑战： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_2, D_2, C_1', D_1', C_2', D_2')$

响应： 计算 $z_1 := r_1' + e \cdot r_1, z_2 := r_2' + e \cdot r_2, \tilde{m} := m_1 + e \cdot m_1$

发送数据为： $Proof\{\mathrm{C_1', D_1', C_2', D_2', z_1, z_2, \tilde{m}}\}$

验证： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_1', D_1', C_1', D_1', C_2', D_2')$，校验以下 4 个等式的一致性

$$(C_1)^e \cdot C_1' = g^{z_1}, \quad (D_1)^e \cdot D_1' = g^{\tilde{m}} \cdot g_3^{z_1}$$

$$(C_2)^e \cdot C_2 = g^{z_2}, \quad (D_2)^e \cdot D_2' = g^{\tilde{m}} \cdot g_1^{z_2}$$

公式推导：

$$(C_1)^e \cdot C_1' = g^{e \cdot r_1} \cdot g^{r_1'} = g^{z_1}, \quad (D_1)^e \cdot D_1' = \left(g^{e \cdot m_1} \cdot g_3^{e \cdot r_1}\right) \cdot \left(g^{m_1} \cdot g_3^{r_1'}\right) = g^{\tilde{m}} \cdot g_3^{z_1}$$

$$(C_2)^e \cdot C_2' = g^{e \cdot r_2} \cdot g^{r_2'} = g^{z_2}, \quad (D_2)^e \cdot D_2' = \left(g^{e \cdot m_2} \cdot g_1^{e \cdot r_2}\right) \cdot \left(g^{m_1} \cdot g_1^{r_2'}\right) \neq g^{\tilde{m}} \cdot g_1^{z_2} \text{ 失败}$$

情况 2： 假如 $m_1 \neq m_2$，证明方选择 m_2 作为 Sigma 零知识证明的输入。

承诺： 选择 2 个随机数 $r_1', r_2' \in \mathbb{Z}_n$ 和金额 m_2，构造 2 个对应的密文

$$C_1' = g^{r_1'}, D_1' = g^{m_2} \cdot g_3^{r_1'}$$
$$C_2' = g^{r_2'}, D_2' = g^{m_2} \cdot g_1^{r_2'}$$

挑战： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_2, D_2, C_1', D_1', C_2', D_2')$

响应： 计算 $z_1 := r_1' + e\cdot r_1, z_2 := r_2' + e\cdot r_2, \tilde{m} := m_2 + e\cdot m_2$

发送数据为： $Proof\{\mathrm{C_1', D_1', C_2', D_2', z_1, z_2, \tilde{m}}\}$

验证： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_1', D_1', C_1', D_1', C_2', D_2')$，校验以下 4 个等式的一致性

$$(C_1)^e \cdot C_1' = g^{z_1}，\ (D_1)^e \cdot D_1' \neq g^{\tilde{m}} \cdot g_3^{z_1}\ \text{失败}$$

$$(C_2)^e \cdot C_2 = g^{z_2}，\ (D_2)^e \cdot D_2' = g^{\tilde{m}} \cdot g_1^{z_2}$$

情况 3： 假如 $m_1 \neq m_2$，证明方选择 m_1, m_2 作为 Sigma 零知识证明的输入。

承诺： 选择 2 个随机数 $r_1', r_2' \in \mathbb{Z}_n$ 和金额 m_2，构造 2 个对应的密文

$$C_1' = g^{r_1'}, D_1' = g^{m_1} \cdot g_3^{r_1'}$$
$$C_2' = g^{r_2'}, D_2' = g^{m_2} \cdot g_1^{r_2'}$$

挑战： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_2, D_2, C_1', D_1', C_2', D_2')$

响应： 计算 $z_1 := r_1' + e\cdot r_1, z_2 := r_2' + e\cdot r_2, \tilde{m} := m_1 + e\cdot m_2$

发送数据为： $Proof\{\mathrm{C_1', D_1', C_2', D_2', z_1, z_2, \tilde{m}}\}$

验证： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_1', D_1', C_1', D_1', C_2', D_2')$，校验以下 4 个等式的一致性

$$(C_1)^e \cdot C_1' = g^{z_1}，\ (D_1)^e \cdot D_1' \neq g^{\tilde{m}} \cdot g_3^{z_1}\ \text{失败}$$

$$(C_2)^e \cdot C_2 = g^{z_2}，\ (D_2)^e \cdot D_2' \neq g^{\tilde{m}} \cdot g_1^{z_2}\ \text{失败}$$

情况 4： 假如 2 个同态密文中 $m_1 = m_2$，证明方选择 $m = m_1 = m_2$ 作为 Sigma 零知识证明的输入。

承诺： 选择 2 个随机数 $r_1', r_2' \in \mathbb{Z}_n$ 和金额 m，构造 2 个对应的密文

$$C_1' = g^{r_1'}, D_1' = g^{m} \cdot g_3^{r_1'}$$
$$C_2' = g^{r_2'}, D_2' = g^{m} \cdot g_1^{r_2'}$$

挑战： 计算哈希值 $e := hash(g_1, g_3, C_1, D_1, C_2, D_2, C_1', D_1', C_2', D_2')$

响应： 计算 $z_1 := r_1' + e\cdot r_1, z_2 := r_2' + e\cdot r_2, \tilde{m} := m + e\cdot m$

发送数据为： $Proof\{\mathrm{C_1', D_1', C_2', D_2', z_1, z_2, \tilde{m}}\}$ **协议缺点：** $\tilde{m}$ 会泄露 m_1

验证：计算哈希值$e:=hash(g_1,g_3,C_1,D_1,C_1',D_1',C_1',D_1',C_2',D_2')$，校验以下 4 个等式的一致性

$$(C_1)^e\cdot C_1'=g^{z_1}\text{，}\ (D_1)^e\cdot D_1'=g^{\tilde{m}}\cdot g_3^{z_1}$$

$$(C_2)^e\cdot C_2=g^{z_2}\text{，}\ (D_2)^e\cdot D_2'=g^{\tilde{m}}\cdot g_1^{z_2}$$

情况 5：假如$m_1=m_2$，证明方选择随机数m_0作为 Sigma 零知识证明的输入。

承诺：选择 2 个随机数$r_1',r_2'\in\mathbb{Z}_n$和随机数m_0，构造 2 个对应的密文

$$C_1'=g^{r_1'},D_1'=g^{m_0}\cdot g_3^{r_1'}$$
$$C_2'=g^{r_2'},D_2'=g^{m_0}\cdot g_1^{r_2'}$$

挑战：计算哈希值$e:=hash(g_1,g_3,C_1,D_1,C_2,D_2,C_1',D_1',C_2',D_2')$

响应：计算$z_1:=r_1'+e\cdot r_1,z_2:=r_2'+e\cdot r_2,\tilde{m}:=m_0+e\cdot m_1$

发送数据为：$Proof\{\mathrm{C_1',D_1',C_2',D_2',z_1,z_2,\tilde{m}}\}$

验证：计算哈希值$e:=hash(g_1,g_3,C_1,D_1,C_1',D_1',C_1',D_1',C_2',D_2')$，校验以下 4 个等式的一致性

$$(C_1)^e\cdot C_1'=g^{z_1}\text{，}\ (D_1)^e\cdot D_1'=g^{\tilde{m}}\cdot g_3^{z_1}$$

$$(C_2)^e\cdot C_2=g^{z_2}\text{，}\ (D_2)^e\cdot D_2'=g^{\tilde{m}}\cdot g_1^{z_2}$$

2 条验证等式中的$\tilde{m}$对应m_1和m_2，响应等式中的$\tilde{m}$也对应m_1或m_2，因此，$m_1=m_2$。

因此，Sigma 零知识证明确保：支付方的减少额 == 接收方的增加额。
还有作恶方法：
余额 0 Token，支付 100 Token。接收方增加 100 Token，发送方余额为-100 Token。
因此，需要 **BulletProof 范围证明**确保**支付** Token 数量与**余额** Token 数量大于或等于零。

3.BulletProof 范围证明

3.1 符号说明

循环群$\mathbb{G}$的阶为p，环$\mathbb{Z}_p$的阶为p。$\mathbb{G}^n$和$\mathbb{Z}_p^n$是对应的n为向量。$\mathbb{Z}_p^*$是指$\mathbb{Z}_p/\{0\}$。

$\mathbb{G}$的 4 个生成元为g,h,v,u。n维向量$\vec{a}=\{a_1,...,a_n\}$。

n 行 m 列**矩阵** $\vec{A} \in \mathbb{F}^{n\times m}$ 的第 i 行 j 列的元素为 $a_{i,j}$ 。

标量 $c \in \mathbb{Z}_p$ 与向量的 $\vec{a} \in \mathbb{Z}_p^n$ 的**乘积**为 $\vec{b} = c \cdot \vec{a} = \{c \cdot a_1, ..., c \cdot a_n\} \in \mathbb{Z}_p^n$ 。

两个**向量内积** $\langle \vec{a}, \vec{b} \rangle = \sum_{i=1}^{n} a_i b_i$ 是一个值。

向量 **Hadamard 乘积** $\vec{a} \circ \vec{b} = (a_1 b_1, ..., a_n b_n) \in \mathbb{F}^n$ 是一个向量。

向量多项式 $p(X) = \sum_{i=0}^{d} \vec{p}_i X^i \in \mathbb{Z}_p^n$，系数向量为 $\vec{p}_i = (p_1, ..., p_n) \in \mathbb{Z}_p^n$ 。

向量多项式的内积 $t(X) = \langle l(X), r(X) \rangle = \sum_{i=0}^{d} \sum_{j=0}^{i} \langle \vec{l}_i, \vec{r}_j \rangle X^{i+j} \in \mathbb{Z}_p[X]$ 是一个多项式。

生成元向量 $\vec{g} = (g_1, ..., g_n) \in \mathbb{G}^n$，随机数向量 $\vec{a} = \{a_1, ..., a_n\} \in \mathbb{Z}_p^n$，则承诺

$$C = \vec{g}^{\vec{a}} = \prod_{i=1}^{n} g_i^{a_i} \in \mathbb{G}$$

该承诺具有**绑定性**，没有隐藏性（因为缺少随机项）。

对于**承诺** $C = \vec{g}^{\vec{a}} = \prod_{i=1}^{n} g_i^{a_i} \in \mathbb{G}$，令 $g_i' = g_i^{b_i^{-1}}$，则 $C = \prod_{i=1}^{n} (g_i')^{a_i b_i} \in \mathbb{G}$ 。

$if\ (\vec{a} \in \mathbb{Z}_p^n, \vec{b} \in \mathbb{Z}_p^m), then (\vec{a} \,\|\, \vec{b} \in \mathbb{Z}_p^{n+m})$ 。

$\vec{a}_{[:l]} = (a_1, ..., a_l) \in \mathbb{F}^l, \vec{a}_{[l:]} = (a_{l+1}, ..., a_n) \in \mathbb{F}^{n-l}$， $n = 2^k$ 。n/2=*l*

$k \in \mathbb{Z}_p^*$， $\vec{k}^n = (1, k, k^2, k^3, ..., k^{n-1}) \in (\mathbb{Z}_p^*)^n, \vec{k}^{-n} = (1, k^{-1}, k^{-2}, k^{-3}, ..., k^{-(n-1)}) \in (\mathbb{Z}_p^*)^n$ 。

例如 $2 \in \mathbb{Z}_p^*, \vec{2}^n = (1, 2, 2^2, 2^3, ..., 2^{n-1}) \in (\mathbb{Z}_p^*)^n, \vec{2}^{-n} = (1, 2^{-1}, 2^{-2}, 2^{-3}, ..., 2^{-(n-1)}) \in (\mathbb{Z}_p^*)^n$ 。

对于生成元向量： $\vec{g} = (g_1, ..., g_n) \in \mathbb{G}^n, \vec{h} = (h_1, ..., h_n) \in \mathbb{G}^n$，其中 $n = 2^k$ 。

核心结论：以下 k+3 个运算关系 ①,②,③,$\boxed{1}, \boxed{2}, \boxed{3}, ..., \boxed{k-1}, \boxed{k}$ **等价。**

对于 P, c 是公开参数，证明方证明知道**秘密向量** $\vec{a}, \vec{b} \in \mathbb{Z}_p^n$，满足

$$P_1 = \vec{g}^{\vec{a}} \vec{h}^{\vec{b}}, c = \langle \vec{a}, \vec{b} \rangle$$ 运算关系①

左边等式是 Pedersen 承诺的一般化。

如果完全打开向量 $\vec{a}, \vec{b} \in \mathbb{Z}_p^n$，验证方能够校验。但是，发送数据量为 2n。

构造一个与上述等价的新关系

$$P_1 = \vec{g}^{\vec{a}} \vec{h}^{\vec{b}} \cdot u^{\langle \vec{a}, \vec{b} \rangle}$$ 运算关系②

令 $n'=n/2$，$\vec{a}_1,\vec{a}_2,\vec{b}_1,\vec{b}_2\in\mathbb{Z}_p^{n'}$，**定义同态**哈希函数 $Hash$

$$Hash(\vec{a}_1,\vec{a}_2,\vec{b}_1,\vec{b}_2,c)=\vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_1}\cdot\vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_2'}\cdot\vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}_1}\cdot\vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}_2'}\cdot u^c$$

这是 pedersen 承诺的一般化。
因此，有以下**同态性**：

$$Hash(\vec{a}_1,\vec{a}_1',\vec{b}_1,\vec{b}_1',c_1)\cdot Hash(\vec{a}_2,\vec{a}_2',\vec{b}_2,\vec{b}_2',c_2)=Hash(\vec{a}_1+\vec{a}_2,\vec{a}_1'+\vec{a}_2',\vec{b}_1+\vec{b}_2,\vec{b}_1'+\vec{b}_2',c_1+c_2)$$

因此，运算关系②表达为以下

$$P_1=Hash\left(\vec{a}_{[:n']},\vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]},\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle\right)\text{运算关系③}$$

公式推导：

$$\begin{aligned}P_1&=Hash\left(\vec{a}_{[:n']},\vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]},\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle\right)\\&=\vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_{[:n']}}\cdot\vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_{[n':]}}\cdot\vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}_{[:n']}}\cdot\vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}_{[n':]}}\cdot u^{\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle}\\&=\vec{g}^{\vec{a}}\cdot\vec{h}^{\vec{b}}\cdot u^{\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle}\end{aligned}$$

3.2 向量内积承诺

功能：响应不断折半。zcash Halo2 证明系统也是使用该方法。

3.2.1 向量内积承诺

第 1 轮： 证明方知道 n 维的秘密向量 $\vec{a},\vec{b}$，满足

$$P_1=Hash\left(\vec{a}_{[:n']},\vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]},\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle\right)\text{运算关系}\boxed{1}$$

承诺：

$$L_1=Hash\left(0^{n'},\vec{a}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]},0^{n'},\left\langle\vec{a}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]}\right\rangle\right)=\vec{g}_{[:n']}^{0^{n'}}\cdot\vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_{[:n']}}\cdot\vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}_{[n':]}}\cdot\vec{h}_{[n':]}^{0^{n'}}\cdot u^{\left\langle\vec{a}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]}\right\rangle}$$

$$R_1=Hash\left(\vec{a}_{[n':]},0^{n'},0^{n'},\vec{b}_{[:n']},\left\langle\vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']}\right\rangle\right)=\vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_{[n':]}}\cdot\vec{g}_{[n':]}^{0^{n'}}\cdot\vec{h}_{[:n']}^{0^{n'}}\cdot\vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}_{[:n']}}\cdot u^{\left\langle\vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']}\right\rangle}$$

挑战： 计算随机数 $x_1=\mathrm{SHA3}(P_1,L_1,R_1)\bmod p\in\mathbb{Z}_p$。

折半响应： $\vec{a}'=x_1\vec{a}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{a}_{[n':]},\vec{b}'=x_1\vec{b}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{b}_{[n':]}$；**发送承诺** L_1,R_1 **和响应** $\vec{a}',\vec{b}'$

验证： 校验一致性 $L_1^{(x_1^2)}\cdot P_1\cdot R_1^{(x_1^{-2})}==Hash\left(x_1^{-1}\vec{a}',x_1\vec{a}',x_1\vec{b}'x_1^{-1}\vec{b}',\left\langle\vec{a}',\vec{b}'\right\rangle\right)$ 运算关系 $\boxed{2}$

公式推导：

$$Hash(x_1^{-1}\vec{a}', x_1\vec{a}', x_1\vec{b}', x_1^{-1}\vec{b}', \langle \vec{a}', \vec{b}' \rangle) = \vec{g}_{[:n']}^{x_1^{-1}\vec{a}'} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{x_1\vec{a}'} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{x_1\vec{b}'} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{x_1^{-1}\vec{b}'} \cdot u^{\langle \vec{a}', \vec{b}' \rangle}$$

$$= \vec{g}_{[:n']}^{x_1^{-1}(x_1\vec{a}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{a}_{[n':]})} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{x_1(x_1\vec{a}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{a}_{[n':]})} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{x_1(x_1\vec{b}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{b}_{[n':]})} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{x_1^{-1}(x_1\vec{b}_{[:n']}+x_1^{-1}\vec{b}_{[n':]})} \cdot u^{\langle \vec{a}', \vec{b}' \rangle}$$

$$L_1^{(x_1^2)} = Hash\left(0^{n'}, \vec{a}_{[:n']}, \vec{b}_{[n':]}, 0^{n'}, \langle \vec{a}_{[:n']}, \vec{b}_{[n':]} \rangle\right)^{(x_1^2)} = \left(\vec{g}_{[:n']}^{0^{n'}} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_{[:n']}} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}_{[n':]}} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{0^{n'}} \cdot u^{\langle \vec{a}_{[:n']}, \vec{b}_{[n':]} \rangle}\right)^{(x_1^2)}$$

$$P_1 = Hash\left(\vec{a}_{[:n']}, \vec{a}_{[n':]}, \vec{b}_{[:n']}, \vec{b}_{[n':]}, \langle \vec{a}, \vec{b} \rangle\right) = \vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_{[:n']}} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_{[n':]}} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}_{[:n']}} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}_{[n':]}} \cdot u^{\langle \vec{a}, \vec{b} \rangle}$$

$$R_1^{(x_1^{-2})} = Hash\left(\vec{a}_{[n':]}, 0^{n'}, 0^{n'}, \vec{b}_{[:n']}, \langle \vec{a}_{[n':]}, \vec{b}_{[:n']} \rangle\right)^{(x_1^{-2})} = \left(\vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_{[n':]}} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{0^{n'}} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{0^{n'}} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}_{[:n']}} \cdot u^{\langle \vec{a}_{[n':]}, \vec{b}_{[:n']} \rangle}\right)^{(x_1^{-2})}$$

第 2 轮：证明方知道 $n/2$ 维的秘密向量 $\vec{a}', \vec{b}'$，满足

$$P_2 = L_1^{(x_1^2)} \cdot P_1 \cdot R_1^{(x_1^{-2})} = Hash\left(x_1^{-1}\vec{a}', x_1\vec{a}', x_1\vec{b}' x_1^{-1}\vec{b}', \langle \vec{a}', \vec{b}' \rangle\right)$$ 运算关系 $\boxed{2}$

证明方发送的**承诺**和**折半响应：**为 $L_2, R_2, \vec{a}'', \vec{b}''$。其中，$\vec{a}'', \vec{b}'' \in \mathbb{Z}_p^{n/4}$

验证方需要校验 $L_2^{(x_2^2)} P_2 \cdot R_2^{(x_2^{-2})} == Hash\left(x_2^{-2}\vec{a}'', x_2\vec{a}'', x_2\vec{b}'', x_2^{-2}\vec{b}'', \langle \vec{a}'', \vec{b}'' \rangle\right)$ 运算关系 $\boxed{3}$

其中，x_2 为第 2 轮计算的随机数。

以此类推，**响应不断折半**

第 k 轮：证明方知道折半的秘密向量 $\vec{a}^{(k-1)}, \vec{b}^{(k-1)}$，满足运算关系 $\boxed{k-1}$

$$P_k = L_{k-1}^{(x_{k-1}^2)} \cdot P_{k-1} \cdot R_{k-1}^{(x_{k-1}^{-2})} = Hash\left(x_{k-1}^{-1}\vec{a}^{(k-1)}, x_{k-1}\vec{a}^{(k-1)}, x_{k-1}\vec{b}^{(k-1)}, x_{k-1}^{-1}\vec{b}^{(k-1)}, \langle \vec{a}^{(k-1)}, \vec{b}^{(k-1)} \rangle\right)$$

第 k 次折半，**向量折为常量：**$\vec{a}^{(k)} = a, \vec{b}^{(k)} = b$

第 k 轮的挑战值为 x_k。

证明方需要发送的**承诺**和**折半响应：**为 L_k, R_k, a, b。其中 $a, b \in \mathbb{Z}_p$。

验证方**校验**

$$L_k^{(x_k^2)} \cdot P_k \cdot R_k^{(x_k^{-2})} == Hash\left(x_k^{-1}\vec{a}^{(k)}, x_k\vec{a}^{(k)}, x_k\vec{b}^{(k)}, x_k^{-1}\vec{b}^{(k)}, \langle \vec{a}^{(k)}, \vec{b}^{(k)} \rangle\right)$$
$$== Hash\left(x_k^{-1}a, x_k a, x_k b, x_k^{-1}b, \langle a, b \rangle\right)$$ 运算关系 $\boxed{k}$

最终发送所有的承诺和折半响应为：$(L_1, R_1), \ldots, (L_k, R_k), (a, b)$。

数据长度为 $2k + \frac{2n}{2^k} = 2k + 2$。其中，$k = \log_2 n$。

最终校验等式为： $\left(L_1^{(x_1^2)}...L_k^{(x_k^2)}\right)\cdot P_1\cdot\left(R_k^{(x_k^{-2})}...R_1^{(x_1^{-2})}\right) == Hash\left(x_k^{-1}a, x_k a, x_k b, x_k^{-1}b, \langle a,b\rangle\right)$ 运算关系 $\boxed{k}$

3.2.2 指数版本向量内积承诺

Prover	Verifier
公共输入 $P,\vec{g},\vec{h},u$	
保密输入 2 个 n 维向量 $\vec{a},\vec{b}$ 。	
如果 $n=1$，则发送 a,b 。	
	校验 $P == g^a h^b u^{a\cdot b}$ 。
如果 $n>1$，则计算折半 $n'=n/2$ 计算承诺 L 和 R： $c_L=\left\langle \vec{a}_{[:n']},\vec{b}_{[n':]}\right\rangle \in \mathbb{Z}_p$ $c_R=\left\langle \vec{a}_{[n':]},\vec{b}_{[:n']}\right\rangle \in \mathbb{Z}_p$ $L=\vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}_{[:n']}}\vec{h}_{[:n']}^{\vec{a}_{[n':]}}u^{c_L}\in\mathbb{G}$ $R=\vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}_{[n':]}}\vec{h}_{[n':]}^{\vec{a}_{[:n']}}u^{c_R}\in\mathbb{G}$ 计算挑战： $x=SHA3(P,L,R)$ 更新： $\vec{g}'=\vec{g}_{[:n']}^{x^{-1}}\circ\vec{g}_{[n':]}^{x}$ $\vec{h}'=\vec{h}_{[:n']}^{x^{-1}}\circ\vec{h}_{[n':]}^{x}$ $P'=L^{x^2}PR^{x^{-2}}$ 计算**折半响应**： $\vec{a}'=\vec{a}_{[:n']}\cdot x+\vec{a}_{[n':]}\cdot x^{-1}$ $\vec{b}'=\vec{b}_{[:n']}\cdot x+\vec{b}_{[n':]}\cdot x^{-1}$ **发送**承诺 L,R 和响应 $\vec{a}',\vec{b}'$	
	接收承诺 L,R 和响应 $\vec{a}',\vec{b}'$ 计算挑战： $x=SHA3(P,L,R)$ 更新：

	$\vec{g}'=\vec{g}_{[:n']}^{x^{-1}}\circ\vec{g}_{[n':]}^{x}$ $\vec{h}'=\vec{h}_{[:n']}^{x^{-1}}\circ\vec{h}_{[n':]}^{x}$ $P'=L^{x^2}PR^{x^{-2}}$ 分析：更新次数多，意味着计算复杂度较高，相比 KZG 承诺是缺点。

3.2.3 秘密提取

标准的 Sigma 协议 4 个步骤：承诺、挑战、响应、校验。
理论上，如果能（时间倒流）回滚到**挑战**步骤，则承诺不变，**挑战**和**响应**对应更新。

Sigma 协议：承诺 $A=g^r$、挑战 e_1、响应 $z_1=r+e_1\cdot\omega$、校验 $z_1\cdot G=A+e_1\cdot Q$。

回滚后：新挑战 e_2、新响应 $z_2=r+e_2\cdot\omega$、校验 $z_2\cdot G=A+e_2\cdot Q$。

验证方根据 2 个挑战 e_1,e_2 和 2 个响应 z_1,z_2，有 2 个方程：

$$z_1=r+e_1\cdot\omega$$
$$z_2=r+e_2\cdot\omega$$

能够计算秘密 ω，然后校验 $Q==\omega\cdot G$，**确保秘密确实存在且正确。**

因此，上述**向量内积的** Sigma **协议**在回滚后，也要能提取秘密向量 $\vec{a},\vec{b}$，以确保秘密确实存在。

定理：如果基于向量内积承诺 Sigma 协议回滚 4 次，则能够提取离散对数或秘密向量 $\vec{a},\vec{b}$。

该定理确保秘密确实存在且正确。
证明：

（1）如果 $n=1$， 则 $P=g^a h^b u^{a\cdot b}$。

证明方发送 a,b，则验证方获得秘密 a,b，并检测 $P==g^a h^b u^{a\cdot b}$，并计算获得 $c=a\cdot b$。

（2）如果 $n=2^k$。构造一个**提取图灵机** Ω_1， Ω_1 运行证明方 $\mathcal{P}$，获得承诺 L,R；

如果回滚 4 次，则获得 **4 个挑战** $x_i,i=1,2,3,4$，且 $x_i\neq\pm x_j,1\le i<j\le4$ 和 **4 个折半响应** $(\vec{a}_i',\vec{b}_i'),i=1,2,3,4$，满足运算关系

$$L_1^{(x_i^2)}\cdot P_1\cdot R_1^{(x_i^{-2})}==\left(\vec{g}_{[:n']}^{x_i^{-1}}\circ\vec{g}_{[n':]}^{x_i}\right)^{\vec{a}_i'}\cdot\left(\vec{h}_{[:n']}^{x_i}\circ\vec{h}_{[n':]}^{x_i^{-1}}\right)^{\vec{b}_i'}\cdot u^{\langle\vec{a}_i',\vec{b}_i'\rangle},i=1,2,3,4 \text{ 公式(1)}$$

通过以下三个方程

$$
\begin{aligned}
&x_1^2\eta_1 + x_2^2\eta_2 + x_3^2\eta_3 = 1\\
&\eta_1 + \eta_2 + \eta_3 = 0\\
&x_1^{-2}\eta_1 + x_2^{-2}\eta_2 + x_3^{-2}\eta_3 = 0
\end{aligned}
$$

解方程组求解$\eta_1,\eta_2,\eta_3 \in \mathbb{Z}_p$。

基于η_1,η_2,η_3对公式(1)中 i=1, 2, 3 进行线性组合

$$
\begin{aligned}
&\left(L_1^{(x_1^2)} \cdot P_1 \cdot R_1^{(x_1^{-2})}\right)^{\eta_1} == \left(\vec{g}_{[:n']}^{x_1^{-1}} \circ \vec{g}_{[n':]}^{x_1}\right)^{\eta_1\vec{a}_1'} \cdot \left(\vec{h}_{[:n']}^{x_1} \circ \vec{h}_{[n':]}^{x_1^{-1}}\right)^{\eta_1\vec{b}_1'} \cdot u^{\eta_1\langle \vec{a}_1',\vec{b}_1'\rangle}\\
&\left(L_1^{(x_2^2)} \cdot P_1 \cdot R_1^{(x_2^{-2})}\right)^{\eta_2} == \left(\vec{g}_{[:n']}^{x_2^{-1}} \circ \vec{g}_{[n':]}^{x_2}\right)^{\eta_2\vec{a}_2'} \cdot \left(\vec{h}_{[:n']}^{x_2} \circ \vec{h}_{[n':]}^{x_2^{-1}}\right)^{\eta_2\vec{b}_2'} \cdot u^{\eta_2\langle \vec{a}_2',\vec{b}_2'\rangle}\\
&\left(L_1^{(x_3^2)} \cdot P_1 \cdot R_1^{(x_3^{-2})}\right)^{\eta_3} == \left(\vec{g}_{[:n']}^{x_3^{-1}} \circ \vec{g}_{[n':]}^{x_3}\right)^{\eta_3\vec{a}_3'} \cdot \left(\vec{h}_{[:n']}^{x_3} \circ \vec{h}_{[n':]}^{x_3^{-1}}\right)^{\eta_3\vec{b}_3'} \cdot u^{\eta_3\langle \vec{a}_3',\vec{b}_3'\rangle}\\
&\left(L_1^{(\eta_1x_1^2+\eta_2x_2^2+\eta_3x_3^2=1)} \cdot P_1^{\eta_1+\eta_2+\eta_3=0} \cdot R_1^{(\eta_1x_1^{-2}+\eta_2x_2^{-2}+\eta_3x_3^{-2}=0)}\right) = L_1 = \vec{g}^{a_L} \cdot \vec{h}^{b_L} \cdot u^{c_L}
\end{aligned}
$$

则能够计算$\vec{a}_L,\vec{b}_L \in \mathbb{Z}_p^n, c_L \in \mathbb{Z}_p$满足运算关系：$L_1 = \vec{g}^{\vec{a}_L} \cdot \vec{h}^{\vec{b}_L} \cdot u^{c_L}$。

同理，通过另外 3 个方程

$$
\begin{aligned}
&x_1^2\eta_1' + x_2^2\eta_2' + x_3^2\eta_3' = 0\\
&\eta_1' + \eta_2' + \eta_3' = 1\\
&x_1^{-2}\eta_1' + x_2^{-2}\eta_2' + x_3^{-2}\eta_3' = 0
\end{aligned}
$$

解方程组求解$\eta_1',\eta_2',\eta_3' \in \mathbb{Z}_p$。对公式(1)中 i=1, 2, 3 进行线性组合，则能够计算

$\vec{a}_P,\vec{b}_P \in \mathbb{Z}_p^n, c_P \in \mathbb{Z}_p$满足运算关系：$P_1 = \vec{g}^{\vec{a}_P} \cdot \vec{h}^{\vec{b}_P} \cdot u^{c_P}$。

再通过另外 3 个方程

$$
\begin{aligned}
&x_1^2\eta_1'' + x_2^2\eta_2'' + x_3^2\eta_3'' = 0\\
&\eta_1'' + \eta_2'' + \eta_3'' = 0\\
&x_1^{-2}\eta_1'' + x_2^{-2}\eta_2'' + x_3^{-2}\eta_3'' = 1
\end{aligned}
$$

解方程组求解$\eta_1'',\eta_2'',\eta_3'' \in \mathbb{Z}_p$。对公式(1)中 i=1, 2, 3 进行线性组合，则能够计算

$\vec{a}_R,\vec{b}_R \in \mathbb{Z}_p^n, c_R \in \mathbb{Z}_p$满足运算关系：$R_1 = \vec{g}^{\vec{a}_R} \cdot \vec{h}^{\vec{b}_R} \cdot u^{c_R}$。

因此，公式(1)等价表达为

$$
\vec{g}^{\vec{a}_Lx^2+\vec{a}_P+\vec{a}_Rx^{-2}} \cdot \vec{h}^{\vec{b}_Lx^2+\vec{b}_P+\vec{b}_Rx^{-2}} \cdot u^{c_Lx^2+c_P+c_Rx^{-2}} = L_1^{x^2}P_1R_1^{-x^2} = \vec{g}_{[:n']}^{\vec{a}'x^{-1}} \cdot \vec{g}_{[n':]}^{\vec{a}'x} \cdot \vec{h}_{[:n']}^{\vec{b}'x} \cdot \vec{h}_{[n':]}^{\vec{b}'x^{-1}} \cdot u^{\langle \vec{a}',\vec{b}'\rangle}
$$

对于$x \in \{x_1,x_2,x_3,x_4\}$，上述各项对应相等，有以下等式

$$(1):\vec{a}'x^{-1}=\vec{a}_{L,[:n']}x^{2}+\vec{a}_{P,[:n']}+\vec{a}_{R,[:n']}x^{-2}$$
$$(2):\vec{a}'x=\vec{a}_{L,[n':]}x^{2}+\vec{a}_{P,[n':]}+\vec{a}_{R,[n':]}x^{-2}$$
$$(3):\vec{b}'x=\vec{b}_{L,[n':]}x^{2}+\vec{b}_{P,[n':]}+\vec{b}_{R,[n':]}x^{-2}$$
$$(4):\vec{b}'x^{-1}=\vec{b}_{L,[:n']}x^{2}+\vec{b}_{P,[:n']}+\vec{b}_{R,[:n']}x^{-2}$$
$$(5):\left\langle\vec{a}',\vec{b}'\right\rangle=c_L x^{2}+c_P+c_R x^{-2}$$

如果上述 5 个等式不成立，则能够提取$(g_1,...,g_n,h_1,...,h_n)$之间的**离散对数**。

如果上述 5 个等式成立，则公式(1)(2)(3)(4)变为

$$(1'):\vec{a}'=\vec{a}_{L,[:n']}x^{3}+\vec{a}_{P,[:n']}x+\vec{a}_{R,[:n']}x^{-1}$$
$$(2'):\vec{a}'=\vec{a}_{L,[n':]}x+\vec{a}_{P,[n':]}x^{-1}+\vec{a}_{R,[n':]}x^{-3}$$
$$(3'):\vec{b}'=\vec{b}_{L,[n':]}x+\vec{b}_{P,[n':]}x^{-1}+\vec{b}_{R,[n':]}x^{-3}$$
$$(4'):\vec{b}'=\vec{b}_{L,[:n']}x^{3}+\vec{b}_{P,[:n']}x+\vec{b}_{R,[:n']}x^{-1}$$

公式(1’)=(2’), (3’)=(4’)，则有

$$(5):\vec{a}_{L,[:n']}x^{3}+(\vec{a}_{P,[:n']}-\vec{a}_{L,[n':]})x+(\vec{a}_{R,[:n']}-\vec{a}_{P,[n':]})x^{-1}-\vec{a}_{R,[n':]}x^{-3}=0$$
$$(6):\vec{b}_{L,[:n']}x^{3}+(\vec{b}_{P,[:n']}-\vec{b}_{L,[n':]})x+(\vec{b}_{R,[:n']}-\vec{b}_{P,[n':]})x^{-1}-\vec{b}_{R,[n':]}x^{-3}=0$$

因为$x\in\{x_1,x_2,x_3,x_4\}$是 4 个随机数，所以等式(5)(6)成立的冲要条件为

$$\begin{aligned}&\vec{a}_{L,[:n']}=\vec{a}_{R,[n':]}=\vec{b}_{L,[:n']}=\vec{b}_{R,[n':]}=0\\&\vec{a}_{P,[:n']}=\vec{a}_{L,[n':]},\vec{a}_{R,[:n']}=\vec{a}_{P,[n':]},\\&\vec{b}_{P,[:n']}=\vec{b}_{L,[n':]},\vec{b}_{R,[:n']}=\vec{b}_{P,[n':]}\end{aligned}$$

用于化简公式(2’) (3’)，得到

$$(2'):\vec{a}'=\vec{a}_{P,[:n']}x+\vec{a}_{P,[n':]}x^{-1}$$
$$(3'):\vec{b}'=\vec{b}_{P,[:n']}x+\vec{b}_{P,[n':]}x^{-1}$$

带入公式(5)

$$\begin{aligned}&c_L x^{2}+c_P+c_R x^{-2}=\left\langle\vec{a}',\vec{b}'\right\rangle=\left\langle\vec{a}_{P,[:n']}x+\vec{a}_{P,[n':]}x^{-1},\vec{b}_{P,[:n']}x+\vec{b}_{P,[n':]}x^{-1}\right\rangle\\&=\left\langle\vec{a}_{P,[:n']},\vec{b}_{P,[:n']}\right\rangle x^{2}+\left\langle\vec{a}_{P,[:n']},\vec{b}_{P,[n':]}\right\rangle+\left\langle\vec{a}_{P,[n':]},\vec{b}_{P,[:n']}\right\rangle+\left\langle\vec{a}_{P,[n':]},\vec{b}_{P,[n':]}\right\rangle x^{-2}\\&=\left\langle\vec{a}_{P,[:n']},\vec{b}_{P,[:n']}\right\rangle x^{2}+\left\langle\vec{a}_{P},\vec{b}_{P}\right\rangle+\left\langle\vec{a}_{P,[n':]},\vec{b}_{P,[n':]}\right\rangle x^{-2}\end{aligned}$$

各项对应相等，因此**提取出**$c_P=\left\langle\vec{a}_P,\vec{b}_P\right\rangle$。

对于$n=2^k$，需要回滚$4^k=n^2$次，则能够计算出$c=\left\langle\vec{a},\vec{b}\right\rangle$。

构造**提取图灵机**Ω_2，提取图灵机Ω_1作为子协议，以获得秘密向量$\vec{a},\vec{b}$。

承诺为P，随机数x，秘密向量为$(\vec{a},\vec{b})$，满足运算关系

$$P\cdot u^{x\cdot c}==\vec{g}^{\vec{a}}\cdot\vec{h}^{\vec{b}}\cdot u^{x\cdot\langle\vec{a},\vec{b}\rangle}$$

回滚证明方Ω_1，新随机数x'和新秘密向量为$(\vec{a}',\vec{b}')$，满足运算关系

$$P\cdot u^{x'\cdot c}==\vec{g}^{\vec{a}'}\cdot\vec{h}^{\vec{b}'}\cdot u^{x'\cdot\langle\vec{a}',\vec{b}'\rangle}$$

上述两个等式相除，则有以下运算关系

$$u^{(x-x')\cdot c}==\vec{g}^{\vec{a}-\vec{a}'}\cdot\vec{h}^{\vec{b}-\vec{b}'}\cdot u^{x\cdot\langle\vec{a},\vec{b}\rangle-x'\cdot\langle\vec{a}',\vec{b}'\rangle}$$

- 如果$\vec{a}\neq\vec{a}',\vec{b}\neq\vec{b}'$，则计算出$\vec{g},\vec{h}$之间的**离散对数**为$\vec{a}-\vec{a}',\vec{b}-\vec{b}'$；
- 如果$\vec{a}=\vec{a}',\vec{b}=\vec{b}'$，则$u^{x\cdot c-x'\cdot c}==u^{x\cdot\langle\vec{a},\vec{b}\rangle-x'\cdot\langle\vec{a}',\vec{b}'\rangle}$，则计算出$c=\langle\vec{a},\vec{b}\rangle$，然后校验

  $P==\vec{g}^{\vec{a}}\cdot\vec{h}^{\vec{b}}\cdot u^{a\cdot b}$，**确保秘密向量$(\vec{a},\vec{b})$确实存在且正确。**

3.3BulletProof 范围证明

- **Sigma 零知识证明：1 个承诺、1 个挑战、1 个响应和 1 个校验；**
- **BulletProof 范围证明：4 个承诺，3 个挑战，5 个响应和 3 个校验。**
  4 个承诺对应的秘密更多；3 个校验防止证明方作弊。

核心结论：以下 6 个运算关系①②③④⑤⑥等价。

分析：
- 运算关系①非常直观，但是不易证明；
- 运算关系⑥非常抽象，但是容易证明。

因此，如果证明知道秘密v满足运算关系⑥，则等价于证明知道秘密v满足运算关系①。

证明方证明知道金额秘密v和随机数γ，满足

$$\begin{aligned}&V=g^{v}h^{\gamma},\\&v\in[0,2^{n}-1]\end{aligned}\quad\text{运算关系①}$$

金额向量$\vec{a}_L=(a_1,...,a_n)\in\{0,1\}^n$，满足$\langle\vec{a}_L,2^n\rangle=v$。

门罗币中$n=2^{32}$，确保金额范围是$[0,2^{32}-1]$。

证明方基于金额向量$\vec{a}_L$计算向量承诺$A=h^{\alpha}\vec{g}^{\vec{a}_L}\vec{h}^{\vec{a}_R}\in\mathbb{G}$，且证明知道秘密$v,\gamma$满足

$$\begin{aligned}&V=g^{v}h^{\gamma},\\&\left\langle \vec{a}_L,\vec{2}^n\right\rangle=v,\vec{a}_L\circ\vec{a}_R=\vec{0}^n,\vec{a}_R=\vec{a}_L-\vec{1}^n\end{aligned}\quad \text{运算关系②}$$

作用：第 1 个 Pedersen 承诺用于金额绑定与隐藏；第 2 个 v 二进制展开为金额向量 $\vec{a}_L$；第 3 个向量正交；第 4 个确保向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$ 为 0 或 1，是二进制表达，不能是其他进制表达。如果是其他进制表达，则范围空间增大。

选择随机数 $y\in\mathbb{Z}_p$，运算关系②用内积表达

$$\begin{aligned}&V=g^{v}h^{\gamma},\\&\left\langle \vec{a}_L,\vec{2}^n\right\rangle=v,\left\langle \vec{a}_L,\vec{a}_R\circ\vec{y}^n\right\rangle=0,\left\langle \vec{a}_L-\vec{1}^n-\vec{a}_R,\vec{y}^n\right\rangle=0\end{aligned}\quad \text{运算关系③}$$

作用：第 3 个仍是正交关系。第 4 个确保 $\vec{a}_L-\vec{1}^n-\vec{a}_R=0\Leftrightarrow\vec{a}_L=\vec{1}^n+\vec{a}_R$，确保是二进制。

后三个等式组合为一个内积运算：选择随机数 $z\in\mathbb{Z}_p$

$$\begin{aligned}&V=g^{v}h^{\gamma},\\&z^2\left\langle \vec{a}_L,\vec{2}^n\right\rangle+z\left\langle \vec{a}_L-\vec{1}^n-\vec{a}_R,\vec{y}^n\right\rangle+\left\langle \vec{a}_L,\vec{a}_R\circ\vec{y}^n\right\rangle=z^2\cdot v\end{aligned}\quad \text{运算关系④}$$

用 Hadamard 乘积与内积运算等价表达

$$\begin{aligned}&V=g^{v}h^{\gamma},\\&\left\langle \vec{a}_L-z\cdot\vec{1}^n,\vec{y}^n\circ(\vec{a}_R+z\cdot\vec{1}^n)+z^2\vec{2}^n\right\rangle=z^2\cdot v+\delta(y,z)\end{aligned}\quad \text{运算关系⑤}$$

其中，$\delta(y,z)=(z-z^2)\left\langle\vec{1}^n,\vec{y}^n\right\rangle-z^3\left\langle\vec{1}^n,\vec{2}^n\right\rangle\in\mathbb{Z}_p$。验证方也能够计算 $\delta(y,z)$。

证明方：知道秘密为 v,γ
计算金额向量 $\begin{aligned}&\vec{a}_L=\{0,1\}^n,such\_that\left\langle\vec{a}_L,\vec{2}^n\right\rangle=v,\\&\vec{a}_R=\vec{a}_L-1\in\mathbb{Z}_p^n\end{aligned}$ （金额 V 二进制展开） 选择随机数 $\alpha\in\mathbb{Z}_p$，计算**金额向量** $\vec{a}_L$ **承诺** $A=h^{\alpha}\vec{g}^{\vec{a}_L}\vec{h}^{\vec{a}_R}\in\mathbb{G}$。 选择随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R\in\mathbb{Z}_p^n$，随机数 $\rho\in\mathbb{Z}_p$，计算**随机向量的承诺** $S=h^{\rho}\vec{g}^{\vec{s}_L}\vec{h}^{\vec{s}_R}\in\mathbb{G}$。 **发送 2 个承诺** A,S；
计算 2 个挑战 $y,z=SHA256(V,g,h,A,S,i),i=1,2$；
金额向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$ 和随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R$ 构造**多项式** $\begin{aligned}&l(X)=(\vec{a}_L-z\cdot\vec{1}^n)+\vec{s}_L\cdot X\\&r(X)=\vec{y}^n\circ(\vec{a}_R+z\cdot\vec{1}^n+\vec{s}_R\cdot X)+z^2\vec{2}^n\end{aligned}$

则 $t(X)=\langle l(X),r(X)\rangle=t_0+t_1X+t_2X^2$

其中

$$\begin{aligned} V &= g^{v}h^{\gamma}, \\ t_0 &== z^2\cdot v+\delta(y,z) \end{aligned}$$

运算关系⑥

证明方**证明**知道金额向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$ 和随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R$ 满足运算关系⑥，则等价于证明知道金额向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$ 和随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R$ 满足运算关系⑤④③②① $v\in[0,2^n-1]$。

选择随机数 $\tau_1,\tau_2\in\mathbb{Z}_p$，计算 **2 个多项式系数** t_1,t_2 **的承诺** $T_1=g^{t_1}h^{\tau_1},T_2=g^{t_2}h^{\tau_2}$。

发送 2 个承诺 T_1,T_2；

计算 1 个挑战 $x=SHA256(V,g,h,A,S,T_1,T_2)$。

随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R$ 对金额向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$ 起随机化作用。

基于秘密金额向量 $\vec{a}_L,\vec{a}_R$、随机向量 $\vec{s}_L,\vec{s}_R$、随机数 τ_1,τ_2，计算 **5 个响应**

$$\begin{aligned} \vec{l} &= l(x)=\vec{a}_L-z\cdot\vec{1}^n+\vec{s}_L\cdot x\in\mathbb{Z}_p^n \\ \vec{r} &= r(x)=\vec{y}^n\circ(\vec{a}_R+z\cdot\vec{1}^n+\vec{s}_R\cdot x)+z^2\vec{2}^n\in\mathbb{Z}_p^n \\ \hat{t} &= \langle\vec{l},\vec{r}\rangle\in\mathbb{Z}_p \\ \tau_x &= \tau_2\cdot x^2+\tau_1\cdot x+z^2\gamma \\ \mu &= \alpha+\rho x\in\mathbb{Z}_p^n \end{aligned}$$

发送 5 个响应 $\tau_x,\mu,\hat{t},\vec{l},\vec{r}$。

验证方：

计算 $h_i'=h_i^{(y^{-i+1})}\in\mathbb{G}$，构造向量 $\vec{h}'=(h_1,\ldots,h_n)$；

计算承诺 $P=A\cdot S^x\cdot\vec{g}^{-z}\cdot(\vec{h}')^{z\cdot\vec{y}^n+z^2\cdot\vec{2}^n}$；

3 个校验：

$$\begin{aligned} g^{\hat{t}}\cdot h^{\tau_x} &== V^{z^2}\cdot g^{\delta(y,z)}\cdot T_1^{x}\cdot T_2^{x^2} \\ P &== h^{\mu}\cdot\vec{g}^{\vec{l}}\cdot(\vec{h}')^{\vec{r}} \\ \hat{t} &== \langle\vec{l},\vec{r}\rangle \end{aligned}$$

分析：

校验公式 1 公式推导：

$$V^{z^2}\cdot g^{\delta(y,z)}\cdot T_1^x\cdot T_2^{x^2}=(g^v h^\gamma)^{z^2}g^{\delta(y,z)}(g^{xt_1}h^{x\tau_1})(g^{x^2t_2}h^{x^2\tau_2})$$
$$=g^{vz^2+xt_1+x^2t_2+\delta(y,z)}h^{\gamma z^2+x\tau_1+x^2\tau_2}=g^{t_0+xt_1+x^2t_2}h^{\gamma z^2+x\tau_1+x^2\tau_2}$$
$$=g^{\hat{t}}\cdot h^{\tau_2\cdot x^2+\tau_1\cdot x+z^2\gamma}$$

确保$\hat{t}=t_0+t_1x+t_2x^2$，从而确保运算关系⑥正确。

校验公式 2 公式推导：

$$A\cdot S^x\cdot\vec{g}^{-z}\cdot(\vec{h}')^{z\cdot\vec{y}^n+z^2\cdot\vec{2}^n}=(h^\alpha\vec{g}^{\vec{a}_L}\vec{h}^{\vec{a}_R})(h^\rho\vec{g}^{\vec{s}_L}\vec{h}^{\vec{s}_R})^x\cdot\vec{g}^{-z}\cdot(\vec{h}')^{z\cdot\vec{y}^n+z^2\cdot\vec{2}^n}$$
$$h^\mu\cdot\vec{g}^{\vec{l}}\cdot(\vec{h}')^{\vec{r}}=h^{\alpha+\rho x}\cdot\vec{g}^{\vec{a}_L-z\cdot\vec{1}^n+\vec{s}_L\cdot x}\cdot(\vec{h}')^{\vec{y}^n\circ(\vec{a}_R+z\cdot\vec{1}^n+\vec{s}_R\cdot x)+z^2\vec{2}^n}$$

确保**响应向量**$\vec{l},\vec{r}$包含**金额向量**$\vec{a}_L,\vec{a}_R$。

校验公式 3 作用：确保$\hat{t}$是基于$\vec{l},\vec{r}$计算的。

上述 3 个校验，则能够防止证明方作恶，**确保金额范围**$v\in[0,2^n-1]$。

优化：响应$\vec{l},\vec{r}$是 n 维向量，满足运算关系$P==h^\mu\cdot\vec{g}^{\vec{l}}\cdot(\vec{h}')^{\vec{r}}$，发送数据为$2n$。

优化：使用**向量内积承诺**，**折半响应**，修改为发送$(L_1,R_1),...,(L_k,R_k),(a,b)$，长度为$2k+2$，其中$k=\log_2 n$。

3.4 批量范围证明

证明方知道m个秘密v_j,γ_j，满足运算关系

$$V_j=g^{v_j}h^{\gamma_j},\quad v_j\in[0,2^n-1],\ j=1,...,m \qquad ①$$

需要对应**修改部分：**

$$\vec{a}_L=\{0,1\}^{n\cdot m},such\_that\left\langle\vec{a}_L[(jn-n:jn-1],\vec{2}^n\right\rangle=v_j,$$
$$\vec{a}_R=\vec{a}_L-1\in\mathbb{Z}_p^{n\cdot m}$$
$$l(X)=(\vec{a}_L-z\cdot\vec{1}^{n\cdot m})+\vec{s}_L\cdot X\in\mathbb{Z}_p^{n\cdot m}[X]$$
$$r(X)=y^{n\cdot m}\circ(\vec{a}_R+z\cdot\vec{1}^{n\cdot m}+\vec{s}_R\cdot X)+\sum_{j=1}^m z^{1+j}(\vec{0}^{jn-n}\,\|\,2^n\,\|\,\vec{0}^{mn-jn})$$
$$\tau_x=\tau_1x+\tau_2x^2+\sum_{j=1}^m(z^{1+j}\gamma_j)$$
$$\delta(y,z)=(z-z^2)\left\langle 1^{n\cdot m},y^{n\cdot m}\right\rangle-\sum_{j=1}^m\left(z^{1+j}\left\langle\vec{1}^n,\vec{2}^n\right\rangle\right)$$

$$g^{\hat{t}} \cdot h^{\tau_x} == \vec{V}^{z^2 \cdot \vec{z}^m} \cdot g^{\delta(y,z)} \cdot T_1^x \cdot T_2^{x^2}, \vec{V} = (V_1, \dots, V_m)$$

$$P = A \cdot S^x \cdot g^{-z} \cdot (\vec{h}')^{z \cdot y^{n \cdot m}} \prod_{j=1}^{m} (\vec{h}')_{jn-n:jn-1}^{z^{j+1} \cdot 2^n}$$

4.Diffie-Hellman 密钥交换

4.1Diffie-Hellman 密钥交换

Alice	Bob
私钥 $SK_1 = \alpha$，公钥 $PK_1 = g^{\alpha}$	私钥 $SK_2 = \beta$，公钥 $PK_2 = g^{\beta}$
发送公钥 PK_1	发送公钥 PK_2
计算 $(PK_2)^{SK_1} = (g^{\beta})^{\alpha} = g^{\alpha\beta}$	计算 $(PK_1)^{SK_2} = (g^{\alpha})^{\beta} = g^{\alpha\beta}$
$(PK_2)^{SK_1} = (g^{\beta})^{\alpha} = g^{\alpha\beta} = (g^{\alpha})^{\beta} = (PK_1)^{SK_2}$ **会话密钥或公共密钥** $key = g^{\alpha\beta}$，**或** $key = Hash\left(g^{\alpha\beta}\right)$	

有 2 个缺点：
缺点 1：公共密钥永远没变化。
改进：添加公开随机数 r

4.2 添加随机数

Alice	Bob
私钥 $SK_1 = \alpha$，公钥 $PK_1 = g^{\alpha}$	私钥 $SK_2 = \beta$，公钥 $PK_2 = g^{\beta}$
发送公钥 PK_1 和随机数 r_1	发送公钥 PK_2 和随机数 r_2
计算 $(PK_2)^{SK_1} = (g^{\beta})^{\alpha} = g^{\alpha\beta}$	计算 $(PK_1)^{SK_2} = (g^{\alpha})^{\beta} = g^{\alpha\beta}$
会话密钥或公共密钥 $key = Hash\left(g^{\alpha\beta}, r_1, r_2\right)$	

因此 Alice 与 Bob 计算出相同的会话密钥 Key。**会话密钥每次都会发生变化！！！**

4.3 中间人攻击

缺点 2：中间人攻击

Alice	**Adversary**	Bob
私钥 $SK_1=\alpha$， 公钥 $PK_1=g^{\alpha}$	私钥 $SK_A=\omega$， 公钥 $PK_A=g^{\omega}$	私钥 $SK_2=\beta$， 公钥 $PK_2=g^{\beta}$
发送公钥 PK_1		
	接收公钥 PK_1 修改为 **发送**公钥 PK_A **给双方**	
接收公钥 PK_A		**接收**公钥 PK_A **发送**公钥 PK_2
	接收公钥 PK_2	
计算会话密钥 $key=Hash\left(g^{\alpha\omega}\right)$		
	计算会话密钥 $key=Hash\left(g^{\beta\omega}\right)$	

4.4 添加随机数不能解决中间人攻击

Alice	**Adversary**	Bob
私钥 $SK_1=\alpha$， 公钥 $PK_1=g^{\alpha}$	私钥 $SK_A=\omega$， 公钥 $PK_A=g^{\omega}$	私钥 $SK_2=\beta$， 公钥 $PK_2=g^{\beta}$
发送公钥 PK_1 和随机数 r_1		
	接收公钥 PK_1 和随机数 r_1 修改为 **发送**公钥 PK_A 和随机数 r_A **给双方**	
接收公钥 PK_A 和随机数 r_A		**接收**公钥 PK_A 和随机数 r_A **发送**公钥 PK_2 和随机数 r_2
	接收公钥 PK_2 和随机数 r_2	

计算会话密钥 $key = Hash\left(g^{\alpha\omega}, r_1, r_A\right)$		
	计算会话密钥 $key = Hash\left(g^{\beta\omega}, r_A, r_2\right)$	

公钥证书（双方认证）能够解决中间人攻击。**攻击者只能截断，不能窃听。**但是，**证书**是**中心化**的系统有拒绝服务攻击和反应迟缓等问题。

4.5 三方 Diffie-Hellman 密钥协商协议

Alice	Bob	Carol
私钥 $SK_1 = \alpha$， 公钥 $PK_1 = g^{\alpha}$	私钥 $SK_2 = \beta$， 公钥 $PK_2 = g^{\beta}$	私钥 $SK_3 = \chi$， 公钥 $PK_3 = g^{\chi}$
计算会话密钥 $k_1 = Hash\left(g^{\alpha\beta}\right)$ 计算对应的公共公钥 $K_1 = g^{k_1}$ 发送公共公钥 K_1		发送公钥 PK_3
$k_2 = Hash\left(g^{k_1\chi}\right)$		

如果再加一个参与方 Dave，则 Alice, Bob,Carol 与 Dave 计算共同的会话密钥 Key_{ψ} 对于的公钥 $PK_{\psi} = g^{Key_{\psi}}$。

四个参与方一起计算共享会话密钥，直到 n 个参与方共享会话密钥。
用共享的会话密钥和 **GCM-AES** 加密加密数据。
分析：如果连续的，每次加入一个参与方，则协商一次，复杂度呈线性增加。
如果同时加入多个参与方，则各个参与方两两协商，形成**二叉树**结构。

新火科技 密码学专家 lynndell2010@gmail.com