

# MuSig2: 简洁的 2 轮 Schnorr 多签名

sammyne

2021 年 2 月 13 日

## 1 背景

### 1.1 对旧版 MuSig 的攻击

2019 年 Drijvers 等人 [DEF<sup>+</sup>19] 发现了一种对旧版 MuSig [MPSW18a] 等两轮模式多签名的攻击方法。攻击的底层原理是解决泛化生日问题的 Wagner 算法 [Wag02]。

**定义 1.1** (泛化生日问题). 给定常量  $t \in \mathbb{Z}_p$ , 整数  $k_m$  以及一个随机预言机  $H: \mathbb{Z}_p \rightarrow \{0, 1\}^n$ , 通过  $k_m$  次查询找出满足  $\sum_{k=1}^{k_m} H(q_k) = t$  的集合  $\{q_1, \dots, q_{k_m}\}$ 。问题的解决复杂度,  $k_m = 1$  时等价于找出哈希原像,  $k_m = 2$  时等价于找出哈希碰撞。 $k_m$  增大时, 问题难度会神奇地变得更低。Wagner 等人 [Wag02] 给出一个在不限定  $k_m$  条件下的**次指数级别算法**。

Wagner 算法的具体攻击流程如下: 敌手同时开启  $k_m$  个签名会话, 会话过程扮演手持公钥  $X_2 = g^{x_2}$  的签名方, 从公钥为  $X_1 = g^{x_1}$  的诚实签名方获得共  $k_m$  个 nonces  $R_1^1, \dots, R_1^{k_m}$ 。令  $\tilde{X} = X_1^{a_1} X_2^{a_2}$  (其中  $a_i = H(\langle X_1, X_2 \rangle, X_i)$  [MPSW18a]) 表示聚合所得公钥。给定伪造的消息  $m^*$ , 敌手计算  $R^* = \prod_{k=1}^{k_m} R_1^{(k)}$ , 然后借助 Wagner 算法 [Wag02] 找出满足以下条件的  $R_2^{(k)}$

$$\sum_{k=1}^{k_m} \underbrace{H_{sig}(\tilde{X}, R_1^{(k)}, R_2^{(k)}, m^{(k)})}_{c^{(k)}} = \underbrace{H_{sig}(\tilde{X}, R^*, m^*)}_{c^*} \quad (1)$$

诚实签名方收到  $R_2^{(k)}$  后会反馈  $s_1^{(k)} = r_1^{(k)} + c^{(k)} \cdot a_1 x_1$ 。令  $r^* = \sum_{k=1}^{k_m} r_1^{(k)} = \mathbf{DL}(R^*)$ , 敌手借此可得

$$s_1^* = \sum_{k=1}^{k_m} s_1^{(k)} = \sum_{k=1}^{k_m} r_1^{(k)} + \left( \sum_{k=1}^{k_m} c^{(k)} \right) \cdot a_1 x_1 = r^* + c^* \cdot a_1 x_1$$

然后, 敌手就可以进一步基于  $s_1^*$  构造

$$s^* = s_1^* + c^* \cdot a_2 x_2 = r^* + c^* \cdot (a_1 x_1 + a_2 x_2)$$

因此,  $(R^*, s^*)$  即为  $m^*$  的合法签名, 其中签名哈希为  $c^* = H_{sig}(\tilde{X}, R^*, m^*)$ 。虽然这里伪造的消息只对  $X_1$  和  $X_2$  聚合所得公钥  $\tilde{X}$  合法, 但是只要是把诚实签名方的公钥  $X_1$  和敌手的公钥集合聚合的场景, 攻击只需稍作调整即可伪造出合法的消息。

Wagner 算法的**攻击复杂度**为  $O(k_m 2^{\log_2(p)/(1+\lceil \log_2(k_m) \rceil)})$ 。虽然是次指数级别 (非多项式级别), 但对于常用参数和足够大的  $k_m$ , 攻击是具有可操作性的。例如, 对于椭圆曲线常用的素数  $p \approx 2^{256}$ ,  $k_m = 128$  能够将攻击复杂度降低到约  $2^{39}$  次操作, 普通硬件都能实施此攻击。如果敌手能够开启更多会话, Benhamouda 等人 [BLL<sup>+</sup>20] 改进的多项式时间级别的攻击使用  $k_m > \log_2 p$  就能实现  $O(k_m \log_2 p)$  攻击复杂度, 实际操作性贼强。

## 2 MuSig2 方案

相关论文参见 [NRS20, jon20]。

## 2.1 背景

Drijvers [DEF+19] 或 Benhamouda [BLL+20] 等人的攻击方式均是通过控制聚合的 nonce  $R_1^{(k)} R_2^{(k)}$  (等式 (1) 的左边) 来控制签名的哈希。由于所有签名方都在第一轮交互结束时知道聚合的 nonce, 在不像 [MPSW18b] 添加额外承诺轮的情况下防止敌手控制左手边的聚合 nonce 有点难。

### 2.1.1 MuSig2 概览

左边不好弄的话, 不妨换个思路, 我们允许敌手控制等式左边, 但是防止他们控制等式的右边。

MuSig2 方案的巧妙点在于让每个签名方  $i$  发送一个 nonces 列表  $R_{i,1}, \dots, R_{i,\nu}$  ( $\nu \geq 2$ ), 以它们的线性组合  $\hat{R}_i = \prod_{j=1}^{\nu} R_{i,j}^{b_j}$  作为自己最终的 nonce, 而不是之前的单个 nonce  $R_i$ , 其中  $b_j = H_{non}(j, \tilde{X}, (\prod_{i=1}^n R_{i,1}, \dots, \prod_{i=1}^n R_{i,\nu}), m)$ ,  $H_{non} : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{Z}_p$  是一个可看做随机预言机的哈希函数。

这样一来, 每次敌手尝试不同的  $R_2^{(k)}$ , 系数  $b_1^{(k)}, \dots, b_\nu^{(k)}$  都会随之变化, 进而改变诚实签名方的  $\hat{R}_1 = \prod_{j=1}^{\nu} R_{1,j}^{b_j}$ , 最终改变等式 (1) 右手边的  $R^* = \prod_{k=1}^{k_m} \hat{R}_1^{(k)}$ 。这也就确保了等式右边不再是常量, 破坏掉泛化生日问题的必要前提条件, Wagner 算法也就不再适用。

### 2.1.2 关于 $\nu = 1$ 条件下 MuSig2 的不可行性分析

是否可以回退到单个 nonce 的情况呢 ( $\nu = 1$ ) – 只依赖系数  $b_1$ ?

然而, 敌手还是可以借助计算以下等式抵消这个变换的效果

$$\sum_{k=1}^{k_m} \underbrace{H_{sig}(\tilde{X}, (R_1^{(k)})^{b_1^{(k)}} (R_2^{(k)})^{b_1^{(k)}}, m^{(k)})}_{c^{(k)}} = \underbrace{H_{sig}(\tilde{X}, R^*, m^*)}_{c^*} \quad (2)$$

攻击的具体实施流程如下: 给定

- 伪造的 nonce  $R^* = \prod_{k=1}^{k_{max}} R_1^{(k)}$ , 其中  $r^* = \sum_{k=1}^{k_{max}} r_1^{(k)} = \mathbf{DL}(R^*)$
- 诚实方的签名碎片  $s_1^{(k)} = r_1^{(k)} b_1^{(k)} + c^{(k)} a_1 x_1$

我们有

$$\begin{aligned} s_1^{(k)} &= r_1^{(k)} b_1^{(k)} + c^{(k)} a_1 x_1 \\ \Rightarrow s_1^* &= \sum_{k=1}^{k_{max}} \frac{s_1^{(k)}}{b_1^{(k)}} \\ &= \sum_{k=1}^{k_{max}} \frac{r_1^{(k)} b_1^{(k)} + c^{(k)} a_1 x_1}{b_1^{(k)}} \\ &= \sum_{k=1}^{k_{max}} \frac{r_1^{(k)} b_1^{(k)}}{b_1^{(k)}} + \sum_{k=1}^{k_{max}} \frac{c^{(k)} a_1 x_1}{b_1^{(k)}} \\ &= \sum_{k=1}^{k_{max}} r_1^{(k)} + a_1 x_1 \sum_{k=1}^{k_{max}} \frac{c^{(k)} a_1 x_1}{b_1^{(k)}} \\ &= r^* + c^* a_1 x_1 \\ \Rightarrow s^* &= s_1^* + c^* a_2 x_2 \\ &= r^* + c^* (a_1 x_1 + a_2 x_2) \end{aligned}$$

因此,  $g^{s^*} = g^{r^*} \cdot g^{c^* (a_1 x_1 + a_2 x_2)} = R^* \cdot (g^{x_1 a_1} \cdot g^{x_2 a_2})^{c^*} = R^* \cdot (X_1^{a_1} \cdot X_2^{a_2})^{c^*} = R^* \cdot \tilde{X}^{c^*}$ 。这也就意味着  $(R^*, s^*)$  是对  $m^*$  的合法但假冒的签名。

这样就解释了  $\nu \geq 2$  的必要性。我们后续还会证明固定  $b_1 = 1$  (随机化其余系数  $b_2, \dots, b_\nu$ ) 是一个优化技巧, 且不会损害安全性。

## 2.2 具体算法

### 2.2.1 签名

**设定参数** 给定群  $(G, p, g)$ , 以及三个  $\{0, 1\}^*$  到  $\mathbb{Z}_p$  的哈希函数。

**生成密钥** 生成随机私钥  $x \leftarrow_{\$} \mathbb{Z}_p$ , 计算相应公钥  $X = g^x$ 。

**生成 nonce** 令  $(x_1, X_1)$  表示特定签名方的公私钥对。对于  $j \in \{1, \dots, \nu\}$ , 签名方生成随机数  $r_{1,j} \leftarrow \mathbb{Z}_p$ , 计算  $R_{1,j} = g^{r_{1,j}}$ , 向其他所有签名方广播  $(R_{1,1}, \dots, R_{1,\nu})$ 。

**生成签名碎片** 给定消息  $m$ , 其他签名方的公钥为  $X_2, \dots, X_n$ , 令  $L = \{X_1, \dots, X_n\}$  表示签名过程涉及的所有公钥组成的有序集合。对于  $i \in \{1, \dots, n\}$ , 签名方计算  $a_i = H_{agg}(L, X_i)$ , 然后计算聚合公钥  $\tilde{X} = \prod_{i=1}^n X_i^{a_i}$ 。一旦收齐其他签名方的  $\{(R_{j,1}, \dots, R_{j,\nu})\}_{i=2}^n$ , 计算

$$\begin{aligned} R_j &= \prod_{i=1}^n R_{i,j} \quad (j \in \{1, \dots, \nu\}) \\ (b_1, \dots, b_\nu) &= \left(1, H_{non}(2, \tilde{X}, (R_1, \dots, R_\nu)), \dots, H_{non}(\nu, \tilde{X}, (R_1, \dots, R_\nu))\right) \\ R &= \prod_{j=1}^{\nu} R_j^{b_j} \Rightarrow c = H_{sig}(\tilde{X}, R, m) \Rightarrow s_1 = ca_1x_1 + \sum_{j=1}^{\nu} r_{1,j}b_j \pmod p \end{aligned}$$

把  $s_1$  发送给其他所有签名方。

**聚合签名碎片** 收齐其他方的  $s_2, \dots, s_n$  之后, 计算  $s = \sum_{i=1}^n s_i \pmod p$ , 输出最终签名为  $\sigma = (R, s)$ 。

### 2.2.2 验签

给定公钥集合  $L = \{X_1, \dots, X_n\}$ , 消息  $m$  和签名  $\sigma = (R, s)$ , 验证方计算

$$a_i = H_{agg}(L, X_i) \quad (i \in \{1, \dots, n\}) \Rightarrow \tilde{X} = \prod_{i=1}^n X_i^{a_i} \Rightarrow c = H_{sig}(\tilde{X}, R, m)$$

如果  $g^s = R \prod_{i=1}^n X_i^{a_i c} = R (\prod_{i=1}^n X_i^{a_i})^c = R \tilde{X}^c$ , 则签名合法。

## 2.3 与 MuSig 相比

[MPSW18b] 的签名需要三轮, 而 MuSig2 只需要两轮。

## 参考文献

- [BLL<sup>+</sup>20] Fabrice Benhamouda, Tancrede Lepoint, Julian Loss, Michele Orrù, and Mariana Raykova. On the (in)security of ros. Cryptology ePrint Archive, Report 2020/945, 2020. <https://eprint.iacr.org/2020/945>.
- [DEF<sup>+</sup>19] Manu Drijvers, Kasra Edalatnejad, Bryan Ford, Eike Kiltz, and Igors Stepanovs. On the security of two-round multi-signatures. In *2019 IEEE Symposium on Security and Privacy (SP)*, 2019.
- [jon20] jonasnick. Musig2: Simple two-round schnorr multisignatures, 2020.
- [MPSW18a] Gregory Maxwell, Andrew Poelstra, Yannick Seurin, and Pieter Wuille. Simple schnorr multi-signatures with applications to bitcoin. Cryptology ePrint Archive, Report 2018/068, 2018. <https://eprint.iacr.org/2018/068/20180118:124757>.

- [MPSW18b] Gregory Maxwell, Andrew Poelstra, Yannick Seurin, and Pieter Wuille. Simple schnorr multi-signatures with applications to bitcoin. Cryptology ePrint Archive, Report 2018/068, 2018. <https://eprint.iacr.org/2018/068>.
- [NRS20] Jonas Nick, Tim Ruffing, and Yannick Seurin. Musig2: Simple two-round schnorr multi-signatures. Cryptology ePrint Archive, Report 2020/1261, 2020. <https://eprint.iacr.org/2020/1261>.
- [Wag02] David Wagner. A generalized birthday problem. In *Annual International Cryptology Conference*, pages 288–304. Springer, 2002.