

Kryptographie II

Asymmetrische Kryptographie

Alexander May

Fakultät für Mathematik
Ruhr-Universität Bochum

Wintersemester 2017/18

Erinnerung an Kryptographie I

Symmetrische Kryptographie

- Parteien besitzen gemeinsamen geheimen Schlüssel.
- Erlaubt Verschlüsselung, Authentifikation, Hashen, Auswerten von Pseudozufallspermutationen.
- **Frage:** Wie tauschen die Parteien einen Schlüssel aus?

Nachteile

- 1 U Teilnehmer benötigen $\binom{U}{2} = \Theta(U^2)$ viele Schlüssel.
- 2 Jeder Teilnehmer muss $U - 1$ Schlüssel sicher speichern. Update erforderlich, falls Teilnehmer hinzukommen oder gelöscht werden.
- 3 Schlüsselaustausch funktioniert nicht in offenen Netzen.

Schlüsselverteilungs-Center (KDC)

Partielle Lösung: Verwenden vertrauenswürdige Instanz

- IT-Manager eröffnet Key Distribution Center (KDC).
- Teilnehmer besitzen gemeinsamen, geheimen Schlüssel mit KDC.
- Alice schickt Nachricht "Kommunikation mit Bob" an KDC.
- Alice authentisiert Nachricht mit ihrem geheimen Schlüssel.
- KDC wählt einen *Session-Key* k , d.h. einen neuen Schlüssel.
- KDC schickt Verschlüsselung $Enc_{k_A}(k)$ an Alice.
- KDC schickt Verschlüsselung $Enc_{k_B}(k)$ an Bob.

Alternativ im Needham Schröder Protokoll:

KDC schickt $Enc_{k_B}(k)$ an Alice und diese leitet an Bob weiter.

Vor- und Nachteile von KDCs

Vorteile

- Jeder Teilnehmer muss nur *einen* Schlüssel speichern.
- Hinzufügen/Entfernen eines Teilnehmers erfordert Update *eines* Schlüssels.

Nachteile

- Kompromittierung von KDC gefährdet das gesamte System.
- Falls KDC ausfällt, ist sichere Kommunikation nicht möglich.

Praktischer Einsatz von KDCs

- Kerberos (ab Windows 2000)

Diffie Hellman Gedankenexperiment

Szenario

- Alice will eine Kiste zu Bob schicken.
- Post ist nicht zu trauen, d.h. die Kiste muss verschlossen werden.
- Sowohl Alice als auch Bob besitzen ein Schloss.

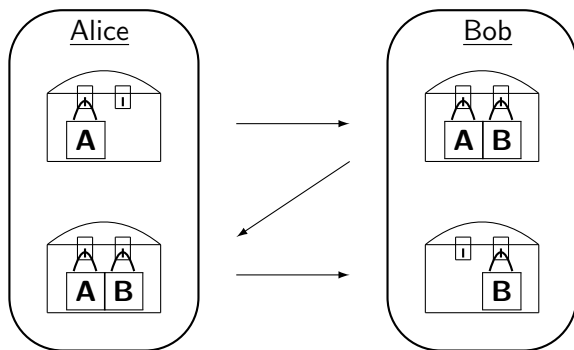
Algorithmus 3-Runden Diffie-Hellman Austausch

- 1 Alice sendet die Kiste an Bob, verschlossen mit ihrem Schlüssel.
- 2 Bob sendet die Kiste zurück, verschlossen mit seinem Schlüssel.
- 3 Alice entfernt ihr Schloss und sendet die Kiste an Bob.
- 4 Bob entfernt sein Schloss und öffnet die Kiste.

Beobachtung: Viele Funktionen sind inherent asymmetrisch.

- Zudrücken eines Schlosses ist leicht, Öffnen ist schwer.
- Multiplizieren von Zahlen ist leicht, Faktorisieren ist schwer.
- Exponentieren von Zahlen ist leicht, \log ist (oft) schwer.

Diffie Hellman Gedankenexperiment



Diffie-Hellman Schlüsselaustausch (1976)

Szenario:

- Alice und Bob verwenden öffentlichen Kanal.
- **Ziel:** Beide wollen einen zufälligen Bitstring k austauschen.
- **Angreifer ist passiv**, d.h. kann nur lauschen, nicht manipulieren.

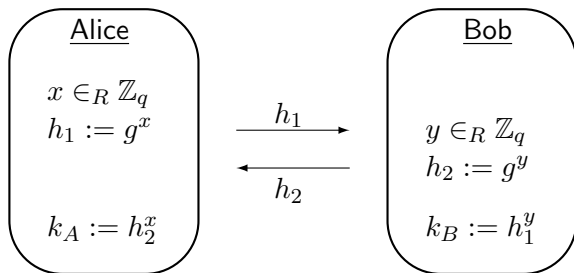
Systemparameter:

- Sicherheitsparameter 1^n
- Schlüsselerzeugung $(G, q, g) \leftarrow \mathcal{G}(1^n)$
 - ▶ \mathcal{G} ist probabilistischer polynomial-Zeit (in n) Algorithmus
 - ▶ G ist multiplikative Gruppe mit Ordnung q und Generator g .

2-Runden Diffie-Hellman Schlüsselaustausch

Protokoll 2-Runden Diffie-Hellman Schlüsselaustausch

- 1 Alice: Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_q$. Sende $h_1 = g^x$ an Bob.
- 2 Bob: Wähle $y \in_R \mathbb{Z}_q$. Sende $h_2 = g^y$ an Alice.
- 3 Alice: Berechne $k_A = h_2^x$.
- 4 Bob: Berechne $k_B = h_1^y$.



Korrektheit und Schlüsselerzeugung

Korrektheit: $k_A = k_B$

- Alice berechnet Schlüssel $k_A = h_2^x = (g^y)^x = g^{xy}$.
- Bob berechnet Schlüssel $k_B = h_1^y = (g^x)^y = g^{xy}$.

Schlüsselerzeugung:

- Gemeinsamer Schlüssel $k_A = k_B \in G$ ist ein Gruppenelement, kein Zufallsstring $k \in \{0, 1\}^m$.
- Konstruktion von Zufallsstring mittels sog. *Zufallsextraktoren*.
- Sei k_A ein zufälliges Gruppenelement aus G .
- Zufallsextraktor liefert bei Eingabe k_A einen Schlüssel $k \in \{0, 1\}^m$, ununterscheidbar von einem Zufallsstring derselben Länge.

Übung: Schlüssel k + sichere symmetrische Verschlüsselung liefert zusammen ein beweisbar sicheres Verfahren.

Spiel zur Unterscheidung des Schlüssels

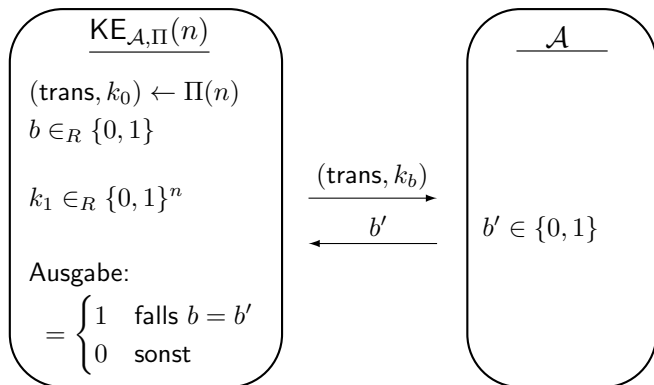
Spiel Schlüsselaustausch $KE_{\mathcal{A},\Pi}(n)$

Sei Π ein Schlüsselaustausch Protokoll für Gruppenelemente aus G .
Sei \mathcal{A} ein Angreifer für Π .

- 1 $(k_0, \text{trans}) \leftarrow \Pi(n)$, wobei k_0 der gemeinsame Schlüssel und trans der Protokollablauf ist.
- 2 Wähle $k_1 \in_R \{0, 1\}^n$ und $b \in_R \{0, 1\}$.
- 3 $b' \leftarrow \mathcal{A}(\text{trans}, k_b)$. Ausgabe $\begin{cases} 1 & \text{falls } b' = b \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

- \mathcal{A} gewinnt, falls $KE_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1$.
- D.h. \mathcal{A} gewinnt, falls er erkennt, welches der korrekte Schlüssel k des Protokolls Π und welches der zufällige Schlüssel $k' \in_R G$ ist.
- \mathcal{A} kann trivialerweise mit Ws $\frac{1}{2}$ gewinnen. (Wie?)

Spiel zur Unterscheidung des Schlüssels



Sicherheit Schlüsselaustausch

Definition $\text{negl}(n)$

Erinnerung aus Krypto I

Eine Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$ heißt *vernachlässigbar*, falls für jedes Polynom $p(n)$ und alle hinreichend großen n gilt $f(n) < \frac{1}{p(n)}$.

Notation: Wir bezeichnen eine bel. vernachlässigbare Fkt mit $\text{negl}(n)$.

Bsp:

- $\frac{1}{2^n}$, $\frac{1}{2^{\sqrt{n}}}$, $\frac{1}{n^{\log \log n}}$ sind vernachlässigbar.
- $\frac{1}{2^{\mathcal{O}(\log n)}}$ ist nicht vernachlässigbar.
- Es gilt $q(n) \cdot \text{negl}(n) = \text{negl}(n)$ für jedes Polynom $q(n)$.

Definition Sicherheit Schlüsselaustausch

Ein Schlüsselaustausch Protokoll Π ist sicher gegen passive Angriffe, falls für alle probabilistischen Polynomialzeit (ppt) Angreifer \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[KE_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Der Wsraum ist definiert über die zufälligen Münzwürfe von \mathcal{A} und Π .

Definition Diskrete Logarithmus (dlog) Annahme

Das *Diskrete Logarithmus Problem* ist hart bezüglich \mathcal{G} , falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt

$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(g, q, g^x) = x]| \leq \text{negl.}$$

Der Wsraum ist definiert bezüglich der zufälligen Wahl von $x \in \mathbb{Z}_q$ und der internen Münzwürfe von \mathcal{A} und \mathcal{G} .

dlog Annahme: Das dlog Problem ist hart bezüglich \mathcal{G} .

- Unter der dlog Annahme können die geheimen Schlüssel x, y bei Diffie-Hellman nur mit vernachlässigbarer Ws berechnet werden.
- D.h. die dlog Annahme ist eine notwendige Sicherheitsannahme.
- Problem: Die Berechnung von g^{xy} aus g^x, g^y könnte einfach sein.

CDH Problem

Definition Computational Diffie-Hellman (CDH) Annahme

Das *Computational Diffie-Hellman Problem* ist hart bezüglich \mathcal{G} , falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[\mathcal{A}(g, q, g^x, g^y) = g^{xy}] \leq \text{negl}$.

Wsraum: zufällige Wahl von $x, y \in_R \mathbb{Z}_q$, interne Münzwürfe von \mathcal{A} , \mathcal{G} .

CDH Annahme: Das CDH Problem ist hart bezüglich \mathcal{G} .

- Unter der CDH-Annahme kann ein DH-Angreifer Eve den Schlüssel $k_A = g^{xy}$ nur mit vernachlässigbarer Ws berechnen.

Problem:

- Sei CDH schwer, so dass Angreifer Eve k_A nicht berechnen kann.
- Benötigen aber, dass k_A ein zufälliges Gruppenelement in G ist.
- Unterscheiden von g^{xy} und g^z , $z \in_R \mathbb{Z}_q$ könnte einfach sein.

DDH Problem

Definition Decisional Diffie-Hellman (DDH) Annahme

Das *Decisional Diffie-Hellman Problem* ist hart bezüglich \mathcal{G} , falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt

$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(g, q, g^x, g^y, g^{xy}) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{A}(g, q, g^x, g^y, g^z) = 1]| \leq \text{negl.}$$

Wsraum: zufällige Wahl von $x, y, z \in_R \mathbb{Z}_q$, interne Münzwürfe von \mathcal{A} , \mathcal{G} .

DDH Annahme: Das DDH Problem ist hart bezüglich \mathcal{G} .

- Unter der DDH-Annahme kann Eve den DH-Schlüssel g^{xy} nicht von einem zufälligen Gruppenelement unterscheiden.

Sicherheitsbeweis des DH-Protokolls

Satz Sicherheit des Diffie-Hellman Protokolls

Unter der DDH-Annahme ist das DH-Protokoll Π sicher gegen passive Angreifer \mathcal{A} .

Beweis: Es gilt $\text{Ws}[KE_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1]$

$$\begin{aligned} &= \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[KE_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1 \mid b = 0] + \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[KE_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1 \mid b = 1] \\ &= \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^{xy}) = 0] + \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^z) = 1] \\ &= \frac{1}{2} \cdot (1 - \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^{xy}) = 1]) + \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^z) = 1] \\ &= \frac{1}{2} + \frac{1}{2} \cdot (\text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^z) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^{xy}) = 1]) \\ &\leq \frac{1}{2} + \frac{1}{2} \cdot |\text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^{xy}) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{A}(G, g, q, g^x, g^y, g^z) = 1]| \\ &\leq \frac{1}{2} + \frac{1}{2} \cdot \text{negl}(n) = \frac{1}{2} + \text{negl}(n) \quad \text{nach DDH-Annahme.} \end{aligned}$$

Public-Key Verschlüsselung

Szenario: Asymmetrische/Public Key Verschlüsselung

- Schlüsselpaar (pk, sk) aus öffentlichem/geheimem Schlüssel.
- Verschlüsselung Enc_{pk} ist Funktion des öffentlichen Schlüssels.
- Entschlüsselung Dec_{sk} ist Funktion des geheimen Schlüssels.
- pk kann veröffentlicht werden, z.B. auf Webseite, Visitenkarte.
- pk kann über öffentlichen (authentisierten) Kanal verschickt werden.

Vorteile:

- Löst Schlüsselverteilungsproblem.
- Erfordert die sichere Speicherung eines einzigen Schlüssels.

Nachteil:

- Heutzutage deutlich langsamer als sym. Verschlüsselung.

Public-Key Verschlüsselung

Definition Public-Key Verschlüsselung

Ein *Public-Key Verschlüsselungsverfahren* ist ein 3-Tupel

$\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ von ppt Algorithmen mit

① **Gen:** $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$, wobei pk der öffentliche und sk der geheime Schlüssel ist. Beide Schlüssel besitzen Länge mind. n .

② **Enc:** Für eine Nachricht $m \in \mathcal{M}$ und Schlüssel pk berechne
$$c \leftarrow Enc_{pk}(m).$$

③ **Dec:** Für einen Chiffretext $c \in \mathcal{C}$ und Schlüssel sk berechne
$$m' := Dec_{sk}(c).$$

Es gilt $\text{Ws}[Dec_{sk}(Enc_{pk}(m)) = m] = 1 - \text{negl}(n)$.

Ununterscheidbarkeit von Chiffretexten

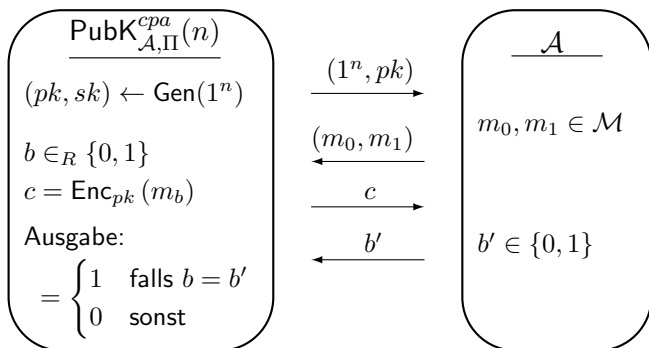
Spiel CPA Ununterscheidbarkeit von Chiffretexten $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n)$

Sei Π ein PK-Verschlüsselungsverfahren und \mathcal{A} ein Angreifer.

- 1 $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$
- 3 Wähle $b \in_R \{0, 1\}$. $b' \leftarrow \mathcal{A}(Enc_{pk}(m_b))$.
- 4 $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n) = \begin{cases} 1 & \text{für } b = b' \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

- Man beachte, dass \mathcal{A} Orakelzugriff auf Enc_{pk} besitzt.
- D.h. \mathcal{A} kann sich beliebig gewählte Klartexte verschlüsseln lassen.
(chosen plaintext attack = CPA)

CPA-Spiel



Definition CPA Sicherheit von Verschlüsselung

Ein PK-Verschlüsselungsverfahren $\Pi = (\text{Gen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ heißt *CPA-sicher*, d.h. Π besitzt ununterscheidbare Verschlüsselungen unter CPA, falls für alle ppt \mathcal{A} gilt

$$\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n).$$

- **Übung:** *Unbeschränkte* \mathcal{A} können das Spiel $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n)$ mit Ws $1 - \text{negl}(n)$ gewinnen.

Unsicherheit deterministischer Verschlüsselung

Satz Deterministische Verschlüsselung

Deterministische PK-Verschlüsselung ist unsicher gegenüber CPA.

Beweis:

- \mathcal{A} kann sich $Enc_{pk}(m_0)$ und $Enc_{pk}(m_1)$ selbst berechnen.
- D.h. ein Angreifer \mathcal{A} gewinnt $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n)$ mit Ws 1.

Mehrfache Verschlüsselung

Spiel Mehrfache Verschlüsselung $PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n)$

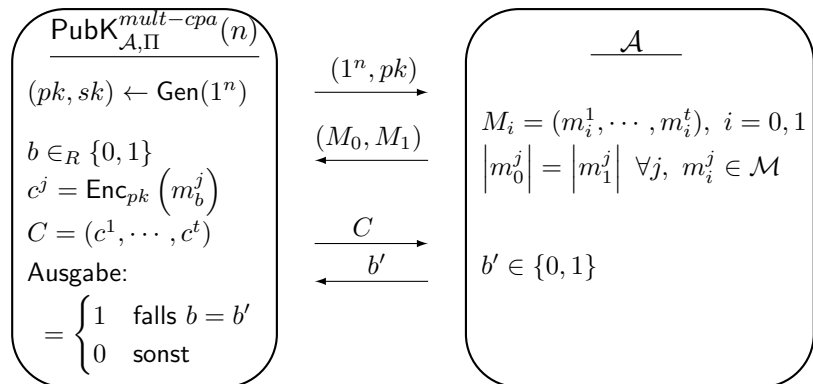
Sei Π ein PK-Verschlüsselungsverfahren und \mathcal{A} ein Angreifer.

- 1 $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(M_0, M_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$, wobei $M_i = (m_i^1, \dots, m_i^t)$, $i = 0, 1$ und $|m_0^j| = |m_1^j|$ für $j \in [t]$.
- 3 Wähle $b \in_R \{0, 1\}$. $b' \leftarrow \mathcal{A}(Enc_{pk}(m_b^1), \dots, Enc_{pk}(m_b^t))$.
- 4 $PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n) = \begin{cases} 1 & \text{für } b = b' \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

Definition CPA Sicherheit von mehrfacher Verschlüsselung

Ein PK-Verschlüsselungsverfahren $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ heißt *mult-CPA sicher*, d.h. besitzt ununterscheidbare mehrfache Verschlüsselungen unter CPA, falls für alle ppt \mathcal{A} gilt $Ws[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

multCPA-Spiel



Sicherheit mehrfacher Verschlüsselung

Satz Sicherheit mehrfacher Verschlüsselung (analog zu Krypto I)

Sei Π ein PK-Verschlüsselungsschema. Π ist mult-CPA sicher gdw Π CPA sicher ist.

Beweis “ \Leftarrow ”: Für $t = 2$.

- Ein Angreifer \mathcal{A} gewinnt das Spiel $PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n)$ mit Ws

$$\frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_0), Enc_{pk}(m_0^2)) = 0] + \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_1), Enc_{pk}(m_1^2)) = 1].$$

- Daraus folgt $\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n)] + \frac{1}{2} =$

$$\begin{aligned} & \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_0), Enc_{pk}(m_0^2)) = 0] + \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_1), Enc_{pk}(m_1^2)) = 1] \\ & + \frac{1}{2} \left(\text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_0), Enc_{pk}(m_1^2)) = 0] + \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_{pk}(m_0), Enc_{pk}(m_1^2)) = 1] \right) \end{aligned}$$

- **Ziel:** Zeigen, dass $\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{mult}(n)] + \frac{1}{2} \leq 1 + \text{negl}(n)$.

Betrachten der Hybride

Lemma

$$\frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(\text{Enc}_{pk}(m_0^1), \text{Enc}_{pk}(m_0^2)) = 0] + \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}(\text{Enc}_{pk}(m_0^1), \text{Enc}_{pk}(m_1^2)) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n).$$

Beweis: Sei \mathcal{A}' Angreifer für *einfache* Verschlüsselungen.

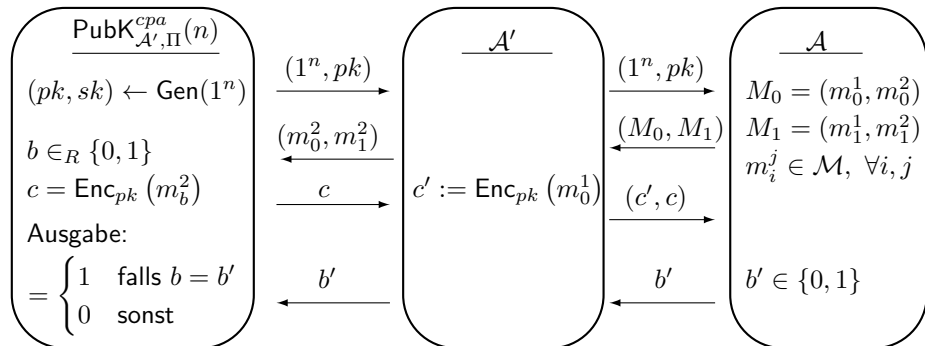
- \mathcal{A}' versucht mittels \mathcal{A} das Spiel $\text{PubK}_{\mathcal{A}', \Pi}^{\text{cpa}}(n)$ zu gewinnen.

Strategie von Angreifer \mathcal{A}'

- 1 \mathcal{A}' gibt pk an \mathcal{A} weiter.
- 2 $(M_0, M_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$ mit $M_0 = (m_0^1, m_0^2)$ und $M_1 = (m_1^1, m_1^2)$.
- 3 \mathcal{A}' gibt (m_0^2, m_1^2) aus. \mathcal{A}' erhält Chiffretext $c(b) = \text{Enc}_{pk}(m_b^2)$.
- 4 $b' \leftarrow \mathcal{A}(\text{Enc}_{pk}(m_0^1), c(b))$.
- 5 \mathcal{A}' gibt Bit b' aus.

- $\text{Ws}[\mathcal{A}'(\text{Enc}_{pk}(m_0^2)) = 0] = \text{Ws}[\mathcal{A}((\text{Enc}_{pk}(m_0^1), \text{Enc}_{pk}(m_0^2)) = 0)]$ und
- $\text{Ws}[\mathcal{A}'(\text{Enc}_{pk}(m_1^2)) = 1] = \text{Ws}[\mathcal{A}((\text{Enc}_{pk}(m_0^1), \text{Enc}_{pk}(m_1^2)) = 1)]$.

Strategie des Angreifers bei Hybriden



Fortsetzung Hybridtechnik

Beweis(Fortsetzung):

- CPA Sicherheit von Π bei einzelnen Nachrichten impliziert

$$\begin{aligned} \frac{1}{2} + \text{negl}(n) &\geq \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}', \Pi}^{cpa}(n) = 1] \\ &= \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}'(Enc_{pk}(m_0^2)) = 0] + \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}'(Enc_{pk}(m_1^2)) = 1] \\ &= \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}((Enc_{pk}(m_0^1), Enc_{pk}(m_0^2)) = 0)] + \\ &\quad \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}((Enc_{pk}(m_0^1), Enc_{pk}(m_1^2)) = 1)] \quad \square_{\text{Lemma}} \end{aligned}$$

- Analog kann gezeigt werden, dass

$$\begin{aligned} \frac{1}{2} + \text{negl}(n) &\geq \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}((Enc_{pk}(m_0^1), Enc_{pk}(m_1^2)) = 0)] + \\ &\quad \frac{1}{2} \text{Ws}[\mathcal{A}((Enc_{pk}(m_1^1), Enc_{pk}(m_1^2)) = 1)] \end{aligned}$$

- Daraus folgt $\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{mult}(n)] + \frac{1}{2} \geq 1 + \text{negl}(n)$. \square Satz für $t = 2$

Von fester zu beliebiger Nachrichtenlänge

- Beweistechnik für allgemeines t : Definiere für $i \in [t]$ Hybride $C^{(i)} = (Enc_{pk}(m_0^1), \dots, Enc_{pk}(m_0^i), Enc_{pk}(m_1^{i+1}), \dots, Enc_{pk}(m_1^t))$.
- $Ws[PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{mult}(n) = 1] = \frac{1}{2} \cdot Ws[\mathcal{A}(C^{(t)}) = 0] + \frac{1}{2} \cdot Ws[\mathcal{A}(C^{(0)}) = 1]$.
- \mathcal{A}' unterscheidet $Enc_{pk}(m_0^i)$ und $Enc_{pk}(m_1^i)$ für zufälliges $i \in [t]$.
- Entspricht dem Unterscheiden von $C^{(i)}$ und $C^{(i-1)}$.
- Liefert $Pr[PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{mult}(n)] \leq \frac{1}{2} + t \cdot \text{negl}(n)$ \square Satz.

Von fester zu beliebiger Nachrichtenlänge

- Sei Π ein Verschlüsselungsverfahren mit Klartexten aus $\{0, 1\}^n$.
- Splitte $m \in \{0, 1\}^*$ auf in m_1, \dots, m_t mit $m_i \in \{0, 1\}^n$.
- Definiere Π' mittels $Enc'_{pk}(m) = Enc_{pk}(m_1) \dots Enc_{pk}(m_t)$.
- Aus vorigem Satz folgt: Π' ist CPA-sicher, falls Π CPA-sicher ist.

Hybride Verschlüsselungsverfahren

Ziel: Flexibilität von asym. Verfahren und Effizienz von sym. Verfahren.

Szenario:

- Sei $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ ein PK-Verschlüsselungsverfahren und $\Pi' = (Gen', Enc', Dec')$ ein SK-Verschlüsselungsverfahren.
- Berechne $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$.

Algorithmus Hybride Verschlüsselung

Eingabe: m, pk

- 1 Wähle $k \in_R \{0, 1\}^n$.
- 2 Verschlüssele $c_1 \leftarrow Enc_{pk}(k)$ mit asym. Verschlüsselung.
- 3 Verschlüssele $c_2 \leftarrow Enc'_k(m)$ mit sym. Verschlüsselung.

Ausgabe: Chiffretext $c = (c_1, c_2)$

Hybride Entschlüsselung

Algorithmus Hybride Entschlüsselung

Eingabe: $c = (c_1, c_2)$, sk

- 1 Entschlüssele $k \leftarrow Dec_{sk}(c_1)$.
- 2 Entschlüssele $m \leftarrow Dec'_k(c_2)$.

Ausgabe: Klartext m

- Effizienzgewinn für $|m| \gg n$, sofern Π' effizienter ist als Π .
- **Frage:** Ist hybride Verschlüsselung sicher, falls Π, Π' sicher?

Sicherheit von hybrider Verschlüsselung

Satz Sicherheit hybrider Verschlüsselung

Sei Π ein CPA-sicheres PK-Verschlüsselungsverfahren und Π' ein KPA-sicheres SK-Verschlüsselungsverfahren.
Dann ist das hybride Verfahren Π^{hy} CPA-sicher.

Beweisskizze:

- **Notation** $X \equiv Y$: Kein ppt Angreifer kann X und Y unterscheiden.
- Sicherheit von Π' : $Enc_k(m_0) \equiv Enc_k(m_1)$ für $k \in_R \{0, 1\}^n$.
- Sicherheit von Π^{hy} : Müssen zeigen dass

$$(Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_0)) \equiv (Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_1)).$$

- Problem: Erstes Argument könnte beim Unterscheiden des zweiten Arguments helfen.

Beweis Sicherheit hybrider Verschlüsselung

Beweisskizze: Zeigen die folgenden 3 Schritte

- ① Sicherheit von Π liefert

$$(Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_0)) \equiv (Enc_{pk}(0^n), Enc'_k(m_0)).$$

Gilt sogar falls \mathcal{A} die Werte $k, 0^n$ kennt.

Dass das zweite Argument k beinhaltet ist daher kein Problem.

- ② Sicherheit von Π' liefert

$$(Enc_{pk}(0^n), Enc'_k(m_0)) \equiv (Enc_{pk}(0^n), Enc'_k(m_1)).$$

Kein Problem mehr, da 2. Argument nicht vom ersten abhängt.

- ③ Sicherheit von Π liefert

$$(Enc_{pk}(0^n), Enc'_k(m_1)) \equiv (Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_1)).$$

Transitivität der 3 Ergebnisse liefert schließlich wie gewünscht

$$(Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_0)) \equiv (Enc_{pk}(k), Enc'_k(m_1)).$$

Textbook RSA

Algorithmus Schlüsselerzeugung *GenRSA*

Eingabe: 1^n

- 1 $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$ mit primen n -Bit p, q und $N = pq$.
- 2 $\phi(N) \leftarrow (p - 1)(q - 1)$
- 3 Wähle $e \in \mathbb{Z}_{\phi(N)}^*$.
- 4 Berechne $d \leftarrow e^{-1} \bmod \phi(N)$.

Ausgabe: (N, e, d) mit $pk = (N, e)$ und $sk = (N, d)$.

Definition Textbook RSA Verschlüsselungsverfahren

Sei n ein Sicherheitsparameter.

- 1 **Gen** : $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$
- 2 **Enc** : $c \leftarrow m^e \bmod N$ für eine Nachricht $m \in \mathbb{Z}_N$.
- 3 **Dec** : $m \leftarrow c^d \bmod N$

RSA Problem und Sicherheit von RSA

Definition RSA Problem

Das *RSA Problem* ist hart bezüglich $GenRSA(1^n)$, falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt $Ws[\mathcal{A}(N, e, m^e \bmod N) = m] \leq \text{negl}(n)$.

Wsraum: Wahl $m \in_R \mathbb{Z}_N$ und interne Münzwürfe von \mathcal{A} , $GenRSA$.

RSA Annahme: Das RSA Problem ist hart bezüglich $GenRSA$.

Anmerkungen:

- Falls N effizient faktorisiert werden kann, ist das RSA Problem nicht hart. (Warum?)
- Berechnen von d ist so schwer wie Faktorisieren von N .
- **Offenes Problem:** Impliziert eine Lösung des RSA Problem eine Lösung des Faktorisierungsproblems?
- *Enc* ist deterministisch, d.h. Textbook RSA ist nicht CPA-sicher.
- Unter der RSA-Annahme: Kein ppt Angreifer kann für zufällige $m \in \mathbb{Z}_N^*$ aus $(N, e, m^e \bmod N)$ die ganze Nachricht m berechnen.

Angriffe auf Textbook RSA

Verschlüsseln von kurzen Nachrichten mit kleinem e

- Sei $m < N^{\frac{1}{e}}$. Dann gilt $c = m^e < N$. D.h. $c^{\frac{1}{e}}$ über \mathbb{Z} liefert m .
- Realistisch bei hybrider Verschlüsselung: N 1024-Bit und $e = 3$, m ist 128-Bit Schlüssel für symmetrische Verschlüsselung.

Hastad Angriff auf RSA

- **Szenario:** Verschlüsselung desselben m unter verschiedenen pk .
- Sei $pk_1 = (N_1, 3)$, $pk_2 = (N_2, 3)$, $pk_3 = (N_3, 3)$. Angreifer erhält $c_1 = m^3 \bmod N_1$, $c_2 = m^3 \bmod N_2$ und $c_3 = m^3 \bmod N_3$.
- Berechne mittels Chinesischem Restsatz eind. $c \in \mathbb{Z}_{N_1 N_2 N_3}$ mit

$$\begin{cases} c = c_1 \bmod N_1 \\ c = c_2 \bmod N_2 \\ c = c_3 \bmod N_3 \end{cases}.$$

- Es gilt $c = m^3 < (\min\{N_1, N_2, N_3\})^3 < N_1 N_2 N_3$, d.h. $m = c^{\frac{1}{3}}$.

Padded RSA

Definition Padded RSA Verschlüsselungsverfahren

Sei n ein Sicherheitsparameter und ℓ eine Fkt. mit $\ell(n) \leq 2n - 2$.

- 1 **Gen** : $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$
- 2 **Enc** : Für $m \in \{0, 1\}^{\ell(n)}$ und $r \in_R \{0, 1\}^{|N| - \ell(n) - 1}$ berechne
$$c \leftarrow (r || m)^e \bmod N.$$
- 3 **Dec** : $r || m := c^d \bmod N$. Gib die untersten $\ell(n)$ Bits aus.

Anmerkungen

- Für $\ell(n) = 2n - \mathcal{O}(\log n)$ kann r in polyn. Zeit geraten werden.
- Für $\ell(n) = cn$, konstantes $c < 2$, ist kein CPA Angriff bekannt.
- Für $\ell(n) = \mathcal{O}(\log n)$ kann CPA-Sicherheit gezeigt werden.
- Weitverbreitete standardisierte Variante von Padded RSA: PKCS #1 version 1.5 mit $c := (0^8 || 0^6 10 || r || 0^8 || m)^e \bmod N$.

Einfache **symmetrische** Verschlüsselung

Algorithmus ONE-TIME GRUPPENELEMENT

Sei n ein Sicherheitsparameter.

- 1 **Gen:** Schlüsselerzeugung $(G, g) \leftarrow \mathcal{G}(1^n)$, wobei G eine Gruppe und $g \in_R G$ ein zufälliger gemeinsamer geheimer Schlüssel ist.
- 2 **Enc:** Verschlüssele $m \in G$ als $c \leftarrow m \cdot g$.
- 3 **Dec:** Entschlüssele $c \in G$ als $m := c \cdot g^{-1}$.

Anmerkung:

- Das One-Time Pad erhalten wir als Spezialfall mit $(G, \cdot) = (\mathbb{F}_2^n, +)$.

Perfekte Sicherheit von ONE-TIME ELEMENT

Satz Perfekte Sicherheit von ONE-TIME ELEMENT (Krypto I)

ONE-TIME ELEMENT Π ist eine perfekt sichere **symmetrisches** Verschlüsselung, d.h. für alle Angreifer \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[PrivK_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1] = \frac{1}{2}$.

Beweis:

- Klartext-, Chiffretext und Schlüsselraum sind identisch

$$\mathcal{M} = \mathcal{C} = \mathcal{K} = G.$$

- Jeder Schlüssel $g \in G$ wird gleichverteilt mit $\text{Ws} \frac{1}{|G|}$ gewählt.
- Für jedes $m, c \in G$ existiert genau ein Schlüssel $g = c \cdot m^{-1}$ mit

$$c = Enc_g(m).$$

- Nach dem Satz von Shannon ist Π damit perfekt sicher. D.h.

$$\text{Ws}[PrivK_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1] = \frac{1}{2}.$$

Anmerkungen:

- Geheimer Schlüssel $sk = g$ muss stets neu gewählt werden.
- Idee für PK-Verfahren: Ersetze das zufällige g durch ein stets neu gewähltes “pseudozufälliges” Gruppenelement.

ElGamal Verschlüsselungsverfahren (1984)

Definition ElGamal Verschlüsselungsverfahren

Sei n ein Sicherheitsparameter.

- Gen** : $(q, g) \leftarrow \mathcal{G}(1^n)$, wobei g eine Gruppe G der Ordnung q generiert. Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_q$ und berechne $h \leftarrow g^x$.
Schlüssel: $pk = (q, g, h)$, $sk = (q, g, x)$
- Enc** : Für eine Nachricht $m \in G$ wähle ein $y \in_R \mathbb{Z}_q$ und berechne
$$c \leftarrow (g^y, h^y \cdot m).$$
- Dec** : Für einen Chiffretext $c = (c_1, c_2)$ berechne $m := \frac{c_2}{c_1^x}$.

- Korrektheit**: $\frac{c_2}{c_1^x} = \frac{h^y \cdot m}{(g^y)^x} = \frac{(g^x)^y \cdot m}{g^{xy}} = m.$
- c_2 ist ein Analog von *Enc* bei ONE-TIME GRUPPENELEMENT mit einem DH-Schlüssel g^{xy} als "pseudozufälligem" Gruppenelement.

Anmerkung:

- Parameter q, g können global für alle Teilnehmer gewählt werden.

Sicherheit von ElGamal

Satz CPA-Sicherheit ElGamal

ElGamal Π ist CPA-sicher unter der DDH-Annahme.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer auf ElGamal Π mit Erfolgsws

$$\epsilon(n) := \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1].$$

- Wir konstruieren mittels \mathcal{A} einen Unterscheider D zum Unterscheiden von DDH-Instanzen

$$(q, g, g^x, g^y, g') \text{ mit } g' = g^{xy} \text{ oder } g' = g^z.$$

Unterscheider für DDH durch \mathcal{A}

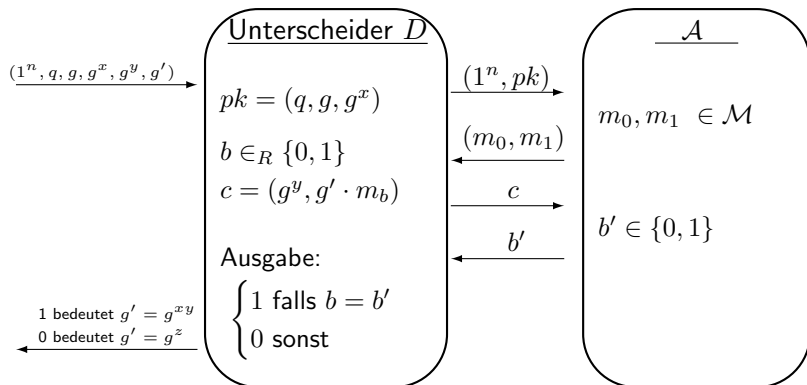
Algorithmus DDH-Unterscheider D

EINGABE: (q, g, g^x, g^y, g')

- 1 Setze $pk = (G, q, g, g^x)$.
- 2 $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$.
- 3 Wähle $b \in_R \{0, 1\}$ und berechne $b' \leftarrow \mathcal{A}(g^y, g' \cdot m_b)$.
- 4 Falls $b' = b$ Ausgabe 1, sonst Ausgabe 0.

AUSGABE: $\begin{cases} 1 & \text{wird interpretiert als } g' = g^{xy} \\ 0 & \text{wird interpretiert als } g' = g^z \end{cases}$

DDH-Unterscheider mit Angreifer \mathcal{A}



Fall DDH-Tupel

Fall 1: DDH-Tupel, d.h. $g' = g^{xy}$.

- $c = (g^y, g^{xy} \cdot m_b)$ ist identisch zu ElGamal-Chiffretexten verteilt.
- D.h. $\text{Ws}[D(q, g, g^x, g^y, g^{xy}) = 1] = \text{Ws}[\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] = \epsilon(n)$.

Fall 2: kein DDH-Tupel, d.h. $g' = g^z$ für $z \in_R \mathbb{Z}_q$.

- Chiffretext $c = (c_1, c_2)$ ist von der Form $(g^y, g^z \cdot m_b)$.
- c_2 ist identisch verteilt zu ONE TIME ELEMENT.
- Die erste Komponente c_1 ist unabhängig von c_2 , d.h.

$$\text{Ws}[\text{PrivK}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] = \frac{1}{2}.$$

- Es folgt $\text{Ws}[D(G, q, g, g^x, g^y, g^z) = 1] = \text{Ws}[\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] = \frac{1}{2}$.

Aus der DDH-Annahme folgt

$$\begin{aligned} \text{negl}(n) &\geq |\text{Ws}[D(G, q, g, g^x, g^y, g^z) = 1] - \text{Ws}[D(G, q, g, g^x, g^y, g^{xy}) = 1]| \\ &= \left| \frac{1}{2} - \epsilon(n) \right|. \end{aligned}$$

Damit gilt $\epsilon(n) \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Parameterwahl bei ElGamal

Einbetten von Nachrichten $m' \in \{0, 1\}^*$

- Beliebte Parameterwahl: \mathbb{Z}_p^* , $p = 2q + 1$ mit p, q prim.
- D.h. p ist eine sogenannte starke Primzahl.
- **Ziel:** Konstruktion einer Untergruppe G mit Ordnung q .
- Quadrieren $\mathbb{Z}_p^* \rightarrow \mathbb{Z}_p^*$, $x \mapsto x^2$ ist eine $(2 : 1)$ -Abbildung.
- Urbilder $x, p - x$ kollidieren, genau eines ist in $[\frac{p-1}{2}] = [q]$.
- Wir bezeichnen den Bildraum mit QR_p .
- QR_p ist Untergruppe von \mathbb{Z}_p^* mit Ordnung q .
- Wählen g als Generator von QR_p . Sei $|q| = n$.
- Interpretieren $m' \in \{0, 1\}^{n-1}$ als natürliche Zahl kleiner q .
- Es gilt $m' + 1 \in [q]$. Einbettung von m' ist $m = (m' + 1)^2 \bmod p$.
- Umkehren der Einbettung ist effizient berechenbar.

CPA-Sicherheit ist ungenügend

Definition CCA (informal)

CCA (=Chosen Ciphertext Attack) ist ein Angriff, bei dem der Angreifer sich Chiffretext seiner Wahl entschlüsseln lassen kann.

Beispiele in denen CPA-Sicherheit nicht genügt:

- Eve fängt verschlüsselte Email $c = Enc(m)$ an Bob ab.
- Eve verschickt c selbst an Bob.
- Bob antwortet Eve und hängt dabei m an die Antwort an.
- D.h. Bob fungiert als Entschlüsselungssorakel.

- Alice und Eve nehmen als Bieter an einer Auktion von Bob teil.
- Alice sendet ihr Gebot $c = Enc(m)$ verschlüsselt an Bob.
- Enc soll CPA-sicher sein, d.h. Eve erhält keine Information über m .
- **Frage:** Ist es Eve möglich, $c' = Enc(2m)$ aus c zu berechnen, ohne m zu kennen, und damit Alice zu überbieten? (Malleability)
- Es gilt: CCA-Sicherheit impliziert Non-Malleability. (ohne Beweis)

CCA Ununterscheidbarkeit

Spiel CCA Ununterscheidbarkeit von Chiffretexten $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cca}(n)$

Sei Π ein PK-Verschlüsselungsverfahren mit Angreifer \mathcal{A} .

- 1 $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}^{Dec_{sk}(\cdot)}(pk)$, wobei $Dec_{sk}(\cdot)$ ein Entschlüsselungs-orakel für \mathcal{A} für beliebige Chiffretexte ist.
- 3 Wähle $b \in_R \{0, 1\}$. Verschlüssele $c \leftarrow Enc_{pk}(m_b)$.
- 4 $b' \leftarrow \mathcal{A}^{Dec_{sk}(\cdot)}(c)$, wobei \mathcal{A} beliebige Chiffretexte $c' \neq c$ durch das Orakel $Dec_{sk}(\cdot)$ entschlüsseln lassen darf.
- 5 $PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cca}(n) = \begin{cases} 1 & \text{für } b = b' \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

Anmerkungen:

- Zusätzlich zum Verschlüsselungs-Orakel bei CPA besitzt \mathcal{A} bei CCA ein weiteres Entschlüsselungs-Orakel $Dec_{sk}(\cdot)$.
- Falls \mathcal{A} in Schritt 4 auch c entschlüsseln darf, ist das Spiel trivial.

$\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{cca}(n)$

$(pk, sk) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$

$m'_1 = \text{Dec}_{sk}(c'_1)$

$m'_i = \text{Dec}_{sk}(c'_i)$

$b \in_R \{0, 1\}$

$c = \text{Enc}_{pk}(m_b)$

$m'_{i+1} = \text{Dec}_{sk}(c'_{i+1})$

$m'_q = \text{Dec}_{sk}(c'_q)$

Ausgabe:

$$= \begin{cases} 1 & \text{falls } b = b' \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

$(1^n, pk)$

c'_1

m'_1

\vdots

c'_i

m'_i

(m_0, m_1)

c

c'_{i+1}

m'_{i+1}

\vdots

c'_q

m'_q

b'

\mathcal{A}

$c'_1 \in \mathcal{C}$

$c'_i \in \mathcal{C}, i \leq q$

$m_0, m_1 \in \mathcal{M}$

$c'_{i+1} \in \mathcal{C} \setminus \{c\}$

$c'_q \in \mathcal{C} \setminus \{c\}$

$b' \in \{0, 1\}$

Definition CCA-Sicherheit

Ein Verschlüsselungsverfahren Π heißt *CCA-sicher* (bzw. besitzt *ununterscheidbare Chiffretexte unter CCA*), falls für alle ppt Angreifer \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cca}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Anmerkungen:

- Erstes effizientes CCA-sicheres Verfahren Cramer-Shoup (1998).
- Cramer-Shoup ist CCA-sicher unter der DDH-Annahme.
- Chiffretexte sind doppelt so lang wie bei ElGamal.
- Sicherheitsbeweis von Cramer-Shoup ist nicht-trivial.
- Später in der Vorlesung: CCA-sichere Verfahren im sogenannten Random Oracle Modell.

CCA Angriff und Malleability von Textbuch RSA

CCA Angriff auf Textbuch RSA

- Wollen $c = m^e \bmod N$ entschlüsseln.
- Man beachte: c darf nicht direkt angefragt werden.
- Berechne $c' = c \cdot r^e = (mr)^e \bmod N$ für $r \in \mathbb{Z}_N^* \setminus \{1\}$.
- Berechne $mr \leftarrow Dec_{sk}(c')$ mittels Entschlüsselungs-Orakel.
- Berechne $mr \cdot r^{-1} = m \bmod N$.

Malleability von Textbuch RSA

- Voriger Angriff zeigt: Für $c = m^e \bmod N$ kann die Verschlüsselung von mr berechnet werden, ohne m selbst zu kennen.
- D.h. Textbuch RSA ist malleable.

CCA Angriff und Malleability von ElGamal

Praktischer CCA-Angriff auf Padded RSA Variante PKCS #1 v1.5

- Bleichenbacher Angriff: Sende adaptiv Chiffretexte an Server.
- Falls die Entschlüsselung nicht das korrekte Format besitzt, sendet der Server eine Fehlermeldung zurück.
- Genügt, um einen beliebigen Chiffretext c zu entschlüsseln.

CCA Angriff auf ElGamal

- Ziel: Entschlüssele $c = (g^y, g^{xy} \cdot m)$.
- Lasse $c' = (g^y, g^{xy} \cdot m \cdot r)$ für $r \in G \setminus \{1\}$ entschlüsseln.
- Berechne $mr \cdot r^{-1} = m$.
- ElGamal ist malleable, da c' korrekte Verschlüsselung von mr .

Einwegfunktionen

Ziel: CPA-sichere Verschlüsselung aus Trapdoor-Einwegpermutation

Später: CCA-sichere Verschlüsselung aus Trapdoor-Einwegperm.

Spiel Invertieren $Invert_{\mathcal{A},f}(n)$

Sei $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$ effizient berechenbar, \mathcal{A} ein Invertierer für f .

1 Wähle $x \in_R \{0, 1\}^n$. Berechne $y \leftarrow f(x)$.

2 $x' \leftarrow \mathcal{A}(1^n, y)$

3 $Invert_{\mathcal{A},f}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } f(x') = y \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

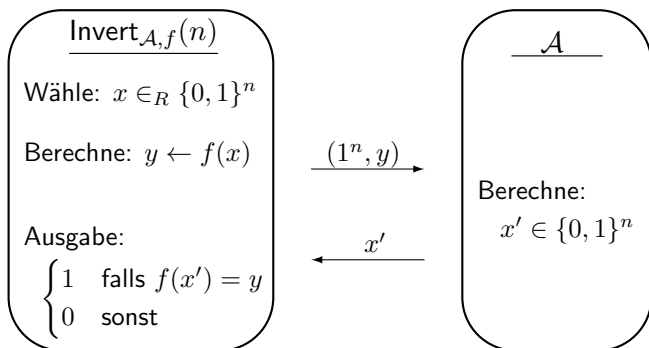
Definition Einwegfunktion

Eine Funktion $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$ heißt *Einwegfunktion*, falls

1 Es existiert ein deterministischer pt Alg \mathcal{B} mit $f(x) \leftarrow \mathcal{B}(x)$.

2 Für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[Invert_{\mathcal{A},f}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Spiel Invertieren



Die Faktorisierungsannahme

- **Problem:** Existenz von Einwegfunktionen ist ein offenes Problem.
- Konstruktion unter Komplexitätsannahme (z.B. Faktorisierung)
- Verwenden dazu $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$ von RSA.

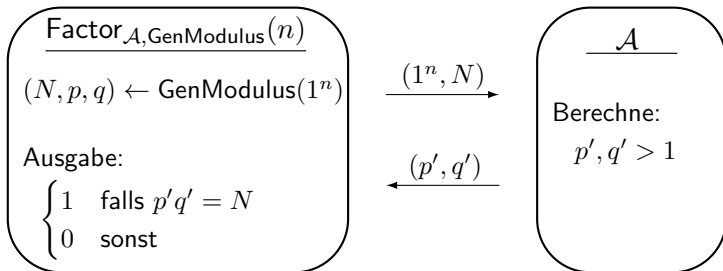
Spiel Faktorisierungsspiel $\text{Factor}_{\mathcal{A}, \text{GenModulus}}(n)$

1 $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$

2 $(p', q') \leftarrow \mathcal{A}(N)$ mit $p', q' > 1$.

3
$$\text{Factor}_{\mathcal{A}, \text{GenModulus}}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } p'q' = N \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} .$$

Spiel Faktorisieren



Definition Faktorisierungsannahme

Faktorisieren ist hart bezüglich *GenModulus* falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[\text{Factor}_{\mathcal{A}, \text{GenModulus}}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Faktorisierungsannahme: Faktorisieren ist hart bezüglich *GenModulus*.

Konstruktion aus Faktorisierungsannahme

- Sei $p(n)$ ein Polynom, so dass $GenModulus(1^n)$ höchstens $p(n)$ Zufallsbits verwendet.
- OBdA sei $p(n) : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ monoton wachsend.

Algorithmus FACTOR-ONEWAY f_{FO}

Eingabe: $x \in \{0, 1\}^*$

- 1 Berechne n mit $p(n) \leq |x| < p(n+1)$.
- 2 $(N, p, q) := GenModulus(1^n, x)$, wobei $GenModulus$ die Eingabe x als internen Zufallsstring verwendet.

Ausgabe: N

Bemerkung:

- $GenModulus(1^n, x)$ ist deterministisch. (Derandomisierung)

Existenz von Einwegfunktionen

Satz Einweg-Eigenschaft von f_{FO}

Unter der Faktorisierungsannahme ist f_{FO} eine Einwegfunktion.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Invertierer für f_{FO} mit Erfolgsws $\epsilon(n)$.
- Konstruieren mit \mathcal{A} Faktorisierer \mathcal{A}' im Spiel $Factor_{\mathcal{A}', GenModulus}(n)$.

Algorithmus Faktorisierer \mathcal{A}'

EINGABE: $1^n, N$

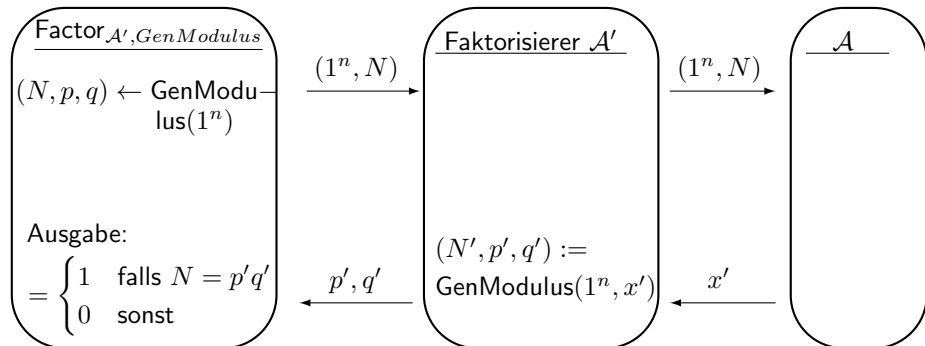
- 1 $x' \leftarrow \mathcal{A}(1^n, N)$.
- 2 $(N', p', q') \leftarrow GenModulus(1^n, x')$.

AUSGABE: p', q'

Unter der Faktorisierungsannahme gilt

$$\text{negl}(n) \geq \text{Ws}[Factor_{\mathcal{A}', GenModulus}(n) = 1] = \text{Ws}[Invert_{\mathcal{A}, f_{FO}}(n) = 1] = \epsilon(n).$$

Faktorisieren mit Invertierer für f_{FO}



Trapdoor-Permutationsfamilie

Definition Permutationsfamilie

Eine *Permutationsfamilie* $\Pi_f = (Gen, Samp, f)$ besteht aus 3 ppt Alg:

- 1 $I \leftarrow Gen(1^n)$, wobei I eine Urbildmenge D für f definiert.
- 2 $x \leftarrow Samp(I)$, wobei $x \in_R D$.
- 3 $y := f_I(x)$ und $f : D \rightarrow D$ ist bijektiv.

Definition Trapdoor-Permutationsfamilie

Trapdoor-Permutationsfamilie $\Pi_f = (Gen, Samp, f, Inv)$ besteht aus

- 1 $(I, td) \leftarrow Gen(1^n)$ mit td als Trapdoor-Information.
- 2 $x \leftarrow Samp(I)$ wie zuvor.
- 3 $y := f_I(x)$ wie zuvor.
- 4 $x \leftarrow Inv_{td}(y)$ mit $Inv_{td}(f_I(x)) = x$ für alle $x \in D$.

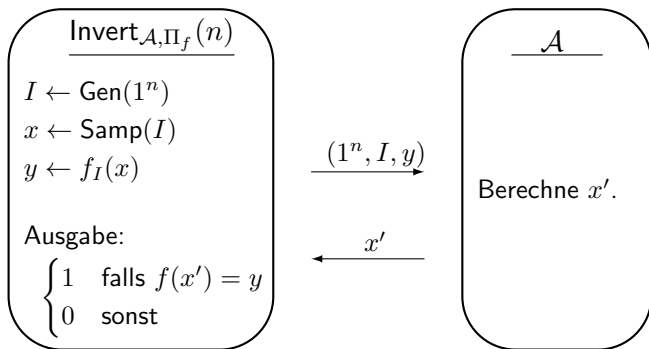
Spiel Invertieren einer Permutation $Invert_{\mathcal{A}, \Pi_f}(n)$

Sei \mathcal{A} ein Invertierer für die Familie Π_f .

1 $I \leftarrow Gen(1^n)$, $x \leftarrow Samp(I)$ und $y \leftarrow f(I, x)$.

2 $x' \leftarrow \mathcal{A}(I, y)$.

3 $Invert_{\mathcal{A}, \Pi_f}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } f(x') = y \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.



Konstruktion einer Trapdoor-Einwegpermutation

Definition Einweg-Permutation

Eine (Trapdoor-)Permutationsfamilie heißt *(Td-)Einwegpermutation* falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt $\text{Ws}[Invert_{\mathcal{A}, \Pi_f}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Bsp: Trapdoor-Einwegpermutation unter RSA-Annahme

- **Gen(1^n):**
 $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$, Ausgabe $I = (N, e)$ und $td = (N, d)$.
- **Samp(I):**
Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_N$.
- **$f_I(x)$:**
Berechne $y := x^e \bmod N$.
- **$Inv_{td}(y)$:**
Berechne $x := y^d \bmod N$.

Hardcore-Prädikat

Ziel: Destilliere Komplexität des Invertierens auf ein Bit.

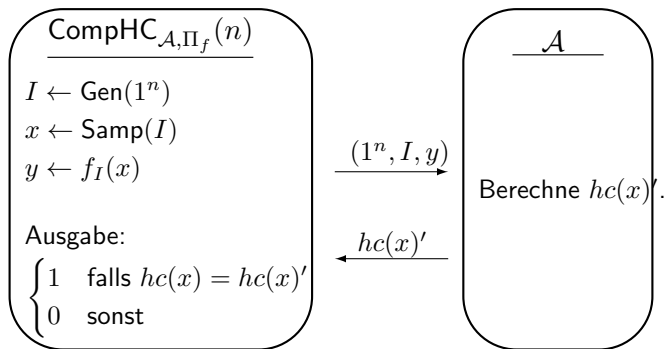
Definition Hardcore-Prädikat

Sei Π_f eine Einwegpermutation. Sei hc ein deterministischer pt Alg mit Ausgabe eines Bits $hc(x)$ bei Eingabe $x \in D$. hc heißt *Hardcore-Prädikat* für f falls für alle ppt Algorithmen \mathcal{A} gilt:

$$\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, f(x)) = hc(x)] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n).$$

Intuition: Bild $f(x)$ hilft nicht beim Berechnen von $hc(x)$.

Spiel zum Berechnen des Hardcore-Prädikats



Falls hc ein Hardcoreprädikat ist, so gilt für alle ppt \mathcal{A}

$$\text{Ws}[\text{CompHC}_{\mathcal{A}, \Pi_f}(n) = 1] = \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, I, f(x)) = hc(x)] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n).$$

Goldreich-Levin Hardcore-Prädikat

Satz von Goldreich-Levin

Sei Π_f eine Einwegpermutation. Dann existiert eine Einwegpermutation Π_g mit Hardcoreprädikat hc .

Konstruktion: (ohne Beweis)

- Sei f eine Einwegpermutation mit Definitionsbereich $\{0, 1\}^n$.
- Sei $x = x_1 \dots x_n \in \{0, 1\}^n$. Konstruiere

$$g(x, r) := (f(x), r) \text{ mit } r \in_R \{0, 1\}^n.$$

- Offenbar ist g ebenfalls eine Einwegpermutation.
- Wir konstruieren ein Hardcore-Prädikat hc für g mittels

$$hc(x, r) = \langle x, r \rangle = \sum_{i=1}^n x_i r_i \bmod 2.$$

- Beweis der Hardcore-Eigenschaft ist nicht-trivial.

Verschlüsselung aus Trapdoor-Einwegpermutation

Algorithmus Π_{cpa}

Sei Π_f eine Td-Einwegpermutation mit Hardcore-Prädikat hc .

- 1 **Gen:** $(I, td) \leftarrow Gen(1^n)$. Ausgabe $pk = I$ und $sk = td$.
- 2 **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}$ setze $x \leftarrow Sample(I)$ und berechne
$$c \leftarrow (f(x), hc(x) \oplus m).$$
- 3 **Dec:** Für Chiffretext $c = (c_1, c_2)$ berechne $x := Inv_{td}(c_1)$ und
$$m := c_2 \oplus hc(x).$$

Intuition:

- $hc(x)$ ist “pseudozufällig” gegeben $f(x)$.
- D.h. $hc(x) \oplus m$ ist ununterscheidbar von 1-Bit One-Time Pad.

Bsp: Verschlüsselung mit RSA-Td-Einwegpermutation

Algorithmus Π_{cpa}^{rsa}

Sei Π_{rsa} die RSA Td-Einwegpermutation mit Hardcore-Prädikat hc .

- 1 **Gen:** $(N, e, d) \leftarrow GenRSA(1^n)$. Ausgabe $pk = (N, e)$ und $sk = (N, d)$.
- 2 **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}$ wähle $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$ und berechne
$$c \leftarrow (r^e \bmod N, hc(r) \oplus m).$$
- 3 **Dec:** Für Chiffretext $c = (c_1, c_2)$ berechne $r := c_1^d \bmod N$ und
$$m \leftarrow c_2 \oplus hc(r).$$

CPA-Sicherheit unserer Konstruktion

Satz CPA-Sicherheit von Π_{cpa}

Sei Π_f eine Trapdoor-Einwegpermutation mit Hardcore-Prädikat hc .
Dann ist Π_{cpa} CPA-sicher.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer mit Erfolgswhs $\epsilon(n) = W_S[\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi_f}^{cpa}(n) = 1]$.
- OBdA $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$ mit $\{m_0, m_1\} = \{0, 1\}$. (Warum?)
- Verwenden \mathcal{A} , um \mathcal{A}' im Spiel $\text{CompHC}_{\mathcal{A}', \Pi_f}(n)$ zu konstruieren.

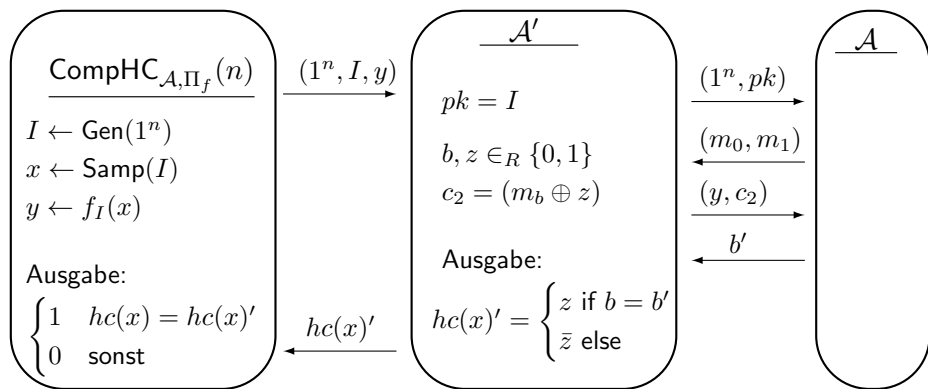
Algorithmus Angreifer \mathcal{A}'

Eingabe: $1^n, l, y = f(x) \in D$

- 1 Setze $pk \leftarrow l$ und berechne $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$.
- 2 Wähle $b, z \in_R \{0, 1\}$. Setze $c_2 \leftarrow m_b \oplus z$.
- 3 $b' \leftarrow \mathcal{A}(y, c_2)$

Ausgabe: $hc(x)' = \begin{cases} z & \text{falls } b = b' \\ \bar{z} & \text{sonst} \end{cases}$.

Angreifer \mathcal{A}' für das Hardcore-Prädikat



CPA-Sicherheit von Π_{cpa}

Beweis: Fortsetzung

- Sei $x = f^{-1}(y)$. \mathcal{A}_{hc} rät $z = hc(x)$.
- Es gilt $\text{Ws}[\mathcal{A}_{hc}(f(x)) = hc(x)] = \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[b = b' \mid z = hc(x)] + \frac{1}{2} \cdot \text{Ws}[b \neq b' \mid z \neq hc(x)]$.
- **1. Fall** $z = hc(x)$: (y, c_2) ist korrekte Verschlüsselung von m_b , d.h.
 $\text{Ws}[b = b' \mid z = hc(x)] = \epsilon(n)$.
- **2. Fall** $z \neq hc(x)$: Es gilt
$$(y, c_2) = (f(x), z \oplus m_b)$$
$$= (f(x), z \oplus 1 \oplus m_b \oplus 1) = (f(x), hc(x) \oplus m_b \oplus 1).$$
D.h. (y, c_2) ist korrekte Verschlüsselung von $m_b \oplus 1 = m_{1-b}$.
 $\text{Ws}[b \neq b' \mid z \neq hc(x)] = \text{Ws}[1 - b = b' \mid z \oplus 1 = hc(x)] = \epsilon(n)$.

Da hc ein Hardcore-Prädikat ist, folgt

$$\frac{1}{2} + \text{negl}(n) \geq \text{Ws}[\mathcal{A}_{hc}(f(x)) = hc(x)] = \epsilon(n).$$

Random Oracle

Definition Random Oracle

Sei $\mathcal{F}^{n,\ell}$ die Menge aller Funktionen $\{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^{\ell(n)}$. Ein *Random Oracle* ist eine zufällige Funktion $H \in_R \mathcal{F}^{n,\ell}$. Wir besitzen keine Beschreibung von H . Bei Anfrage x liefert das Random Oracle $H(x)$.

Anmerkung: Bildliche Darstellung

- Ein Random Oracle H ist eine Funktion in einer schwarzen Box.
- H ist beobachtbar über das Eingabe/Ausgabe-Verhalten der Box.

Alternative Beschreibung eines Random Oracles

- Oracle erhält Anfragen x_1, \dots, x_q .
- Falls $x_i \neq x_j$ für alle $j < i$, gib $y_i \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)}$ aus.
- Falls $x_i = x_j$ für ein $j < i$, gib y_j aus.
- D.h. wir können uns vorstellen, dass das Orakel die Antworten auf Anfragen bei Bedarf erzeugt und konsistent beantwortet.
- Damit können Random Oracle durch ppt Alg. simuliert werden.

Random Oracles liefern Einwegfunktionen

Satz

Für polynomielles $\ell(n)$ sind Random Oracles H Einwegfunktionen.

Beweis:

- Sei $x \in_R \{0, 1\}^n$ und $y = H(x)$. Wollen ein Urbild von y ermitteln.
- Jeder Angreifer \mathcal{A} stellt oBdA verschiedene Anfragen x_1, \dots, x_q . (Warum sollte jeder Angreifer so verfahren?)

- \mathcal{A} gewinnt offenbar falls $x_i = x$ für ein $i \in [q]$. Es gilt

$$\text{Ws}[x_i = x \text{ für ein } i] = \sum_{i=1}^q \text{Ws}[x_i = x] = \frac{q}{2^n}.$$

- \mathcal{A} gewinnt ebenfalls für $H(x_i) = y$ für mindestens ein $i \in [q]$, d.h.

$$\text{Ws}[H(x_i) = y \text{ für mindestens ein } i] \leq \sum_{i=1}^q \text{Ws}[H(x_i) = y] = \frac{q}{2^{\ell(n)}}.$$

- Damit gilt $\text{Ws}[Invert_{\mathcal{A}, H}(n) = 1] \leq \frac{q}{2^n} + \frac{q}{2^{\ell(n)}}$.
- Für polynomielles $q, \ell(n)$ ist dies vernachlässigbar in n .

Random Oracle und kollisionsresistentes Hashen

Satz

Für polynomielles $\ell(n)$ sind Random Oracles kollisionsresistent.

Beweis:

- Jeder Angreifer \mathcal{A} stellt oBdA verschiedene Anfragen x_1, \dots, x_q .
- \mathcal{A} gewinnt mit

$$\begin{aligned} \text{Ws}[H(x_i) = H(x_j) \text{ für ein } i \neq j] &\leq \sum_{i \neq j} \text{Ws}[H(x_i) = H(x_j)] \\ &= \binom{q}{2} \leq \frac{q^2}{2^{\ell(n)}}. \end{aligned}$$

- Dies ist vernachlässigbar für polynomielles $q, \ell(n)$.

Random Oracle Methode

Definition Random Oracle Modell / Methode

Das *Random Oracle Modell (ROM)* nimmt die Existenz von Random Oracles an. Die *Random Oracle Methode* besteht aus 2 Schritten:

- 1 Konstruiere ein Verfahren Π mit Hilfe eines Random Oracles H und beweise die Sicherheit von Π im ROM.
- 2 Instantiiere Π mit einer kryptographischen Hashfunktion H' anstelle von H , z.B. mit SHA-1.

Negativ:

- Beschreibung von H' spezifiziert $H'(x)$ für alle x .
- Es existieren künstliche Kryptosysteme, die sicher im Random Oracle Modell aber unsicher für *jede* Instantiierung von H' sind.

Positiv:

- Ein Beweis im ROM ist besser als kein Beweis.
- Erfolgreicher Angriff muss die Instantiierung von H' attackieren.
- H' kann leicht durch eine andere Hashfunktion ersetzt werden.



CPA-sicheres effizientes RSA im ROM

Verschlüsselung ROM-RSA

Sei $H : \mathbb{Z}_N^* \rightarrow \{0, 1\}^{\ell(n)}$ ein Random Oracle.

① **Gen:** $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$ mit $pk = (N, e)$, $sk = (N, d)$.

② **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}^{\ell(n)}$, wähle $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$. Berechne

$$c \leftarrow (r^e \bmod N, H(r) \oplus m).$$

③ **Dec:** Für $c = (c_1, c_2)$ berechne

$$r := c_1^d \bmod N \text{ und } m := H(r) \oplus c_2.$$

Sicherheit von RSA im Random Oracle Modell

Satz CPA-Sicherheit von ROM-RSA

Unter der RSA-Annahme und für ein Random Oracle H ist ROM-RSA Π CPA-sicher.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer mit Erfolgsws $\epsilon(n) = \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1]$.
- \mathcal{A} darf Orakelanfragen an H stellen, sowohl vor Ausgabe von (m_0, m_1) als auch nach Erhalt von $Enc(m_b)$.
- Definiere $Query$: Ereignis \mathcal{A} stellt Anfrage $r = c_1^d \bmod N$ an H .

$$\begin{aligned}\epsilon(n) &= \text{Ws}[\overline{Query}] \cdot \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1 \mid \overline{Query}] + \\ &\quad \text{Ws}[Query] \cdot \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1 \mid Query] \\ &\leq \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1 \mid \overline{Query}] + \text{Ws}[Query].\end{aligned}$$

- Zeigen

$$\text{Ws}[PubK_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1 \mid \overline{Query}] = \frac{1}{2} \text{ und } \text{Ws}[Query] \leq \text{negl}(n).$$

- Daraus folgt $\epsilon(n) \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Beweis der CPA-Sicherheit von ROM-RSA (1/3)

Beweis:

- Falls r nicht an H angefragt wird, ist $H(r) \oplus m$ nach Eigenschaft des Random Oracles ein perfektes One-Time Pad für m .
- Daraus folgt $W_s[\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n) = 1 \mid \overline{\text{Query}}] = \frac{1}{2}$.

Beweis der CPA-Sicherheit von ROM-RSA (2/3)

Beweis: $Ws[Query] \leq \text{negl}(n)$

- Idee: Verwende Anfragen von \mathcal{A} , um e -te Wurzeln zu berechnen.

Algorithmus RSA-Invertierer \mathcal{A}'

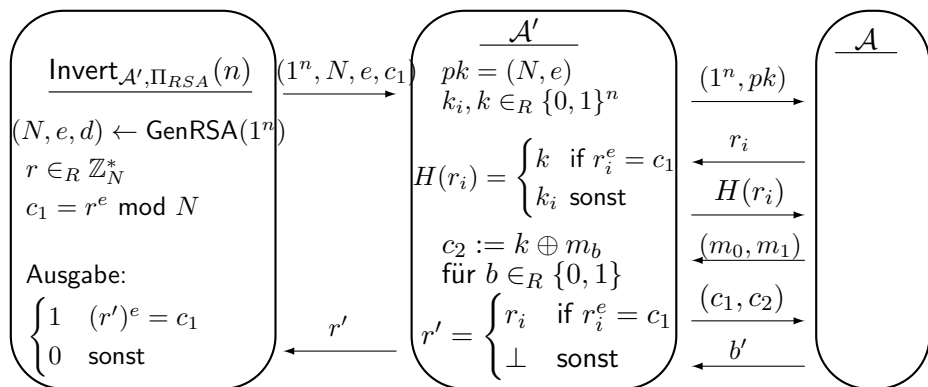
EINGABE: $N, e, c_1 = r^e \bmod N$

- 1 Wähle $k \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)}$. (Wir setzen $H(r) = k$, ohne r zu kennen.)
- 2 $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(N, e)$, beantworte Orakelanfragen r_i an $H(\cdot)$
konsistent mit $\begin{cases} k_i = k & \text{für } r_i^e = c_1 \bmod N \\ k_i \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)} & \text{sonst} \end{cases}$.
- 3 Berechne $c \leftarrow (c_1, k \oplus m_b)$ für ein $b \in_R \{0, 1\}$.
- 4 $b' \leftarrow \mathcal{A}(c)$, beantworte Anfragen von \mathcal{A} an $H(\cdot)$ wie zuvor.
- 5 Falls $r_i^e = c_1 \bmod N$ für eine der Orakelanfragen, setze $r \leftarrow r_i$.

AUSGABE: r

- Es gilt $Ws[Query] = Ws[\mathcal{A}'(N, e, r^e) = r] \leq \text{negl}(n)$.

Beweis der CPA-Sicherheit von ROM-RSA (3/3)



Sicherheit gegenüber CCA

Idee:

- Ersetze One-Time Pad durch CCA-sicheres Secret Key Verfahren.
- *Erinnerung Krypto I*: Konstruktion von CPA-sicherem Secret Key Verfahren mittels Pseudozufallsfunktion (und MAC) möglich.

Verschlüsselung ROM-RSA-2

Sei $H : \mathbb{Z}_N^* \rightarrow \{0, 1\}^{\ell(n)}$ ein Random Oracle, $\Pi' = (Gen', Enc', Dec')$ ein CPA-sicheres Secret Key Verschlüsselungsverfahren.

- 1 **Gen:** $(N, e, d) \leftarrow GenRSA(1^n)$ mit $pk = (N, e)$, $sk = (N, d)$.
- 2 **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}^{\ell(n)}$, wähle $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$. Berechne $k = H(r)$ und
$$c \leftarrow (r^e \bmod N, Enc'_k(m)).$$
- 3 **Dec:** Für $c = (c_1, c_2)$ berechne
$$r \leftarrow c_1^d \bmod N, k \leftarrow H(r) \text{ und } m \leftarrow Dec'_k(c_2).$$

Sicherheit von ROM-RSA-2

Satz Sicherheit von ROM-RSA-2

Unter der RSA-Annahme, für ein Random Oracle H und ein CPA-sicheres Π' liefert ROM-RSA-2 CCA-sichere Verschlüsselung.

Anmerkungen:

- Wir werden den Satz hier nicht formal beweisen.
- Der Beweis verläuft größtenteils analog zum vorigen Beweis.
- Problem: Müssen Orakel $Dec_{sk}(\cdot)$ simulieren, ohne sk zu kennen.
- Verwende dazu geschicktes Simulieren des Random Oracles $H(\cdot)$.
- Bsp. für geschicktes Simulieren: s. Beweis zu RSA-FDH (später).

Jacobi-Symbol

Erinnerung Jacobi-Symbol: Beweise siehe Diskrete Mathematik II

Definition Quadratischer Rest

Sei $N \in \mathbb{N}$. Ein Element $a \in \mathbb{Z}_N$ heißt *quadratischer Rest* in \mathbb{Z}_N , falls es ein $b \in \mathbb{Z}_N$ gibt mit $b^2 = a \pmod N$. Wir definieren

$$QR_N = \{a \in \mathbb{Z}_N^* \mid a \text{ ist quadratischer Rest}\} \text{ und } QNR_N = \mathbb{Z}_N^* \setminus QR_N.$$

Lemma Anzahl quadratischer Reste in primen Restklassen

Sei $p > 2$ prim. Dann gilt $|QR_p| = \frac{|\mathbb{Z}_p^*|}{2} = \frac{p-1}{2}$.

Beweisidee:

- Quadrieren auf \mathbb{Z}_p^* , $x \mapsto x^2$, ist eine 2:1-Abbildung.
- Die verschiedenen Werte $x, (-x)$ werden beide auf x^2 abgebildet.

Legendre-Symbol

Definition Legendre Symbol

Sei $p > 2$ prim und $a \in \mathbb{N}$. Das *Legendre Symbol* ist definiert als

$$\left(\frac{a}{p}\right) = \begin{cases} 0 & \text{falls } p|a \\ 1 & \text{falls } (a \bmod p) \in QR_p \\ -1 & \text{falls } (a \bmod p) \in QNR_p \end{cases} .$$

Satz

$$\left(\frac{a}{p}\right) = a^{\frac{p-1}{2}} \bmod p$$

Eigenschaften Quadratischer Reste

- 1 Multiplikativitat: $\left(\frac{ab}{p}\right) = \left(\frac{a}{p}\right) \left(\frac{b}{p}\right)$
- 2 (QR_p, \cdot) ist eine multiplikative Gruppe.

Das Jacobi Symbol

Definition Jacobi Symbol

Sei $N = p_1^{e_1} \cdot \dots \cdot p_k^{e_k} \in \mathbb{N}$ ungerade und $a \in \mathbb{N}$. Dann ist das *Jacobi Symbol* definiert als

$$\left(\frac{a}{N}\right) = \left(\frac{a}{p_1}\right)^{e_1} \cdot \dots \cdot \left(\frac{a}{p_k}\right)^{e_k}.$$

- **Warnung:** $\left(\frac{a}{N}\right) = 1$ impliziert nicht, dass $a \in QR_N$ ist.
- Bsp: $\left(\frac{2}{15}\right) = \left(\frac{2}{3}\right) \cdot \left(\frac{2}{5}\right) = (-1)(-1) = 1$.
- D.h. $2 \in QNR_3$ und $2 \in QNR_5$. Damit besitzt $x^2 = 2$ weder Lösungen modulo 3 noch modulo 5.
- Nach CRT besitzt $x^2 = 2 \pmod{15}$ ebenfalls keine Lösung.

Pseudoquadrate

Berechnung des Jacobi-Symbols: Sei $a \in \mathbb{Z}_N$.

- Berechnung von $\left(\frac{a}{N}\right)$ ist in Zeit $\log^2(\max\{N, a\})$ möglich, **ohne** die Faktorisierung von N zu kennen.
- Algorithmus ist ähnlich zum Euklidischen Algorithmus, verwendet das Gaußsche Reziprozitätsgesetz.

Definition Pseudoquadrat

Sei $N \in \mathbb{N}$. Die Menge der *Pseudoquadrate* ist definiert als

$$QNR_N^{+1} = \{a \in \mathbb{Z}_N^* \mid \left(\frac{a}{N}\right) = 1 \text{ und } a \notin QR_N\}.$$

Multiplikation von Resten/Nichtresten

Lemma Multiplikation von Resten/Nichtresten

Sei $N = pq$ ein RSA-Modul. Seien $x, x' \in QR_N$ und $y, y' \in QNR_N^{+1}$.

- 1 $xx' \in QR_N$
- 2 $yy' \in QR_N$
- 3 $xy \in QNR_N^{+1}$

Beweis: für 3 (1+2 folgen analog)

- Nach Chinesischem Restsatz gilt

$$QR_N \simeq QR_p \times QR_q \text{ und } QNR_N^{+1} \simeq QNR_p \times QNR_q.$$

- Aus der Multiplikativität des Legendre-Symbols folgt

$$\left(\frac{xy}{N}\right) = \left(\frac{xy}{p}\right) \left(\frac{xy}{q}\right) = \left(\frac{x}{p}\right) \left(\frac{x}{q}\right) \left(\frac{y}{p}\right) \left(\frac{y}{q}\right) = 1 \cdot 1 \cdot (-1) \cdot (-1) = 1.$$

- Analog gilt

$$\left(\frac{xy}{p}\right) = \left(\frac{x}{p}\right) \left(\frac{y}{p}\right) = (-1).$$

- Daraus folgt $xy \in QNR_N^{+1}$.

Quadratische Residuositätsannahme

Definition Quadratische Residuosität

Das Unterscheiden quadratischer Reste ist hart bezüglich $\text{GenModulus}(1^n)$ falls für alle ppt \mathcal{D} gilt

$$|\text{Ws}[\mathcal{D}(1^n, N, qr) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{D}(1^n, N, qnr) = 1]| \leq \text{negl}(n),$$

wobei $qr \in_R QR_N$ und $qnr \in_R QNR_N^{+1}$.

QR-Annahme: Unterscheiden quadratischer Reste ist hart.

Idee des Goldwasser-Micali Kryptosystems

- $pk = N, sk = (p, q)$
- Verschlüsselung von 0 ist zufälliges $x' \in_R QR_N$.
- Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_N^*$ und berechne $x' \leftarrow x^2 \bmod N$.
- Verschlüsselung von 1 ist zufälliges $y \in_R QNR_N^{+1}$.
- **Problem:** Wie wählt man y ohne p, q zu kennen?
- Abhilfe: Public-Key enthält $z \in_R QNR_N^{+1}$.
- Sender wählt $x \in_R \mathbb{Z}_N^*$ und berechnet $y \leftarrow z \cdot x^2 \bmod N \in QNR_N^{+1}$.



GOLDWASSER-MICALI Verschlüsselung (1984)

Definition GOLDWASSER-MICALI Verschlüsselung

Sei n ein Sicherheitsparameter.

- 1 **Gen:** $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$. Wähle $z \in_R \text{QNR}_N^{+1}$. (Wie?)
Schlüssel: $pk = (N, z)$ und $sk = (p, q)$
- 2 **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}$ wähle $x \in_R \{0, 1\}$ und berechne
$$c \leftarrow z^m \cdot x^2 \pmod{N}.$$
- 3 **Dec:** Berechne $m = \begin{cases} 0 & \text{falls } \left(\frac{c}{p}\right) = 1 \\ 1 & \text{sonst} \end{cases}.$

Korrektheit:

- Für $m = 0$ ist $c \in \text{QR}_N \simeq \text{QR}_p \times \text{QR}_q$, d.h. $\left(\frac{c}{p}\right) = 1$.
- Für $m = 1$ ist $c \in \text{QNR}_N^{+1} \simeq \text{QNR}_p \times \text{QNR}_q$, d.h. $\left(\frac{c}{p}\right) = (-1)$.

Sicherheit von GOLDWASSER-MICALI Verschlüsselung

Satz Sicherheit von GOLDWASSER-MICALI

Unter der QR-Annahme ist GOLDWASSER-MICALI Π CPA-sicher.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer für Π mit $\epsilon(n) = \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}, \Pi}^{cpa}(n) = 1]$.
- Konstruieren Unterscheider \mathcal{D} für Quadratische Residuosität.

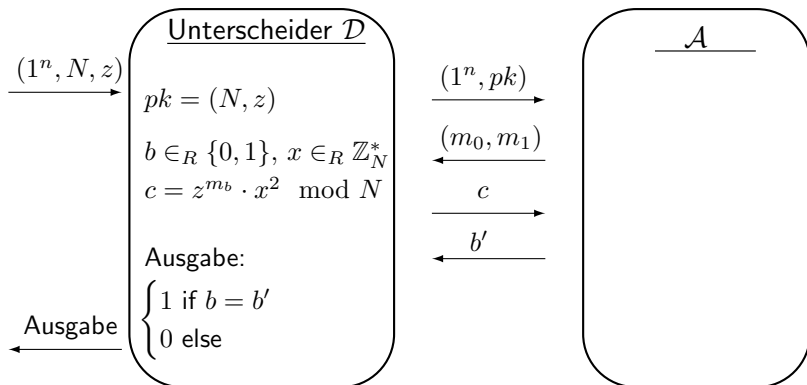
Algorithmus QR-Unterscheider \mathcal{D}

EINGABE: (N, z) mit $\left(\frac{z}{N}\right) = 1$

- 1 Setze $pk = (N, z)$ und berechne $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(pk)$.
OBdA gilt $\{m_0, m_1\} = \{0, 1\}$.
- 2 Wähle $b \in_R \{0, 1\}$ und $x \in_R \mathbb{Z}_N^*$. Berechne $c \leftarrow z^{m_b} \cdot x^2 \pmod N$.
- 3 $b' \leftarrow \mathcal{A}(c)$

AUSGABE: $\begin{cases} 1 & \text{falls } b = b', \text{ Interpretation } z \in QNR_N^{+1} \\ 0 & \text{sonst, Interpretation } z \in QR_N \end{cases}$

Algorithmus QR-Unterscheider



Sicherheit von GOLDWASSER-MICALI Verschlüsselung

Fall 1: $z \in QNR_N^{+1}$

- Verteilung von c ist identisch zu GOLDWASSER-MICALI.
- D.h. $\text{Ws}[D(1^n, N, qnr) = 1] = \epsilon(n)$.

Fall 2: $z \in QR_N$

- Falls 0 verschlüsselt wird, gilt $c = x^2 \in_R QR_N$.
- Falls 1 verschlüsselt wird, gilt $c = z \cdot x^2 \in_R QR_N$.
- D.h. die Verteilung von c ist unabhängig von der Wahl von b .
- Sei Π' GOLDWASSER-MICALI Verschlüsselung mit $z \in QR_N$.
- Dann gilt $\text{Ws}[D(1^n, N, qr) = 1] = \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}, \Pi'}^{cpa}(n) = 1] = \frac{1}{2}$.

Unter der Quadratischen Residuositäts-Annahme folgt

$$\text{negl}(n) \geq |\text{Ws}[D(N, qr) = 1] - \text{Ws}[D(N, qnr) = 1]| = \left| \frac{1}{2} - \epsilon(n) \right|.$$

Damit gilt $\epsilon(n) \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Rabin Verschlüsselung 1979

Idee: Rabin Verschlüsselung

- Beobachtung: Berechnen von Wurzeln in \mathbb{Z}_p ist effizient möglich.
- Ziehen von Quadratwurzeln in \mathbb{Z}_N ist äquivalent zum Faktorisieren.

Vorteil: CPA-Sicherheit beruht nur auf Faktorisierungsannahme.

Für unsere bisherigen Verfahren verwendeten wir *stärkere* Annahmen.

- RSA: Berechnen von e -ten Wurzeln in \mathbb{Z}_n .
- Goldwasser-Micali: Unterscheiden von QR_N und QNR_N^{+1} .

Berechnen von Quadratwurzeln in \mathbb{Z}_p

Satz Ziehen von Wurzeln in \mathbb{Z}_p

Sei p prim mit $p = 3 \pmod{4}$ und $a \in QR_p$. Dann gilt für $b^2 = a \pmod{p}$, dass $b = \pm a^{\frac{p+1}{4}} \pmod{p}$. Ferner ist $a^{\frac{p+1}{4}} \in QR_p$ und $-a^{\frac{p+1}{4}} \in QNR_p$

Beweis:

- Es gilt $(\pm a^{\frac{p+1}{4}})^2 = a^{\frac{p+1}{2}} = a^{\frac{p-1}{2}} \cdot a = \left(\frac{a}{p}\right) \cdot a = a \pmod{p}$.

- Wir schreiben $p = 4k + 3$. Dann gilt

$$\left(\frac{-a^{\frac{p+1}{4}}}{p}\right) = \left(\frac{-1}{p}\right) \cdot \left(\frac{a^{\frac{p+1}{4}}}{p}\right) = (-1)^{\frac{p-1}{2}} \cdot \left(\frac{a}{p}\right)^{\frac{p+1}{4}} = (-1)^{2k+1} = (-1).$$

- Damit folgt $-a^{\frac{p+1}{4}} \in QNR_p$ und $a^{\frac{p+1}{4}} \in QR_p$.

Quadratwurzel bei bekannter Faktorisierung

Definition Blum-Zahl

Sei $N = pq$ ein RSA-Modul. N heißt *Blum-Zahl* falls $p = q = 3 \pmod{4}$.

Satz Quadratwurzeln in \mathbb{Z}_N

Sei $N = pq$ eine Blum-Zahl mit bekannten p, q . Dann können die vier Quadratwurzeln von $a \in QR_N$ in Zeit $\mathcal{O}(\log^3 N)$ berechnet werden.

Beweis:

Algorithmus QUADRATWURZEL

EINGABE: $N, p, q, a \in QR_N$

① Berechne $x_p \leftarrow a^{\frac{p+1}{4}} \pmod{p}$, $x_q \leftarrow a^{\frac{q+1}{4}} \pmod{q}$.

② Berechne mittels Chinesischem Restsatz die Lösungen von

$$\left| \begin{array}{l} b_1 = x_p \pmod{p} \\ b_1 = x_q \pmod{q} \end{array} \right|, \left| \begin{array}{l} b_2 = -x_p \pmod{p} \\ b_2 = x_q \pmod{q} \end{array} \right|, \left| \begin{array}{l} b_3 = x_p \pmod{p} \\ b_3 = -x_q \pmod{q} \end{array} \right|, \left| \begin{array}{l} b_4 = -x_p \pmod{p} \\ b_4 = -x_q \pmod{q} \end{array} \right|$$

AUSGABE: b_1, \dots, b_4 mit $b_i^2 = a \pmod{N}$

Satz Existenz einer Hauptwurzel

Sei $N = pq$ eine Blumzahl. Dann besitzt jedes $a \in QR_N$ genau ein $b \in QR_N$ mit $b^2 = a \pmod N$. Wir bezeichnen b als *Hauptwurzel*.

Beweis:

- Algorithmus QUADRATWURZEL liefert

$$b_1 \simeq (x_p, x_q) \in QR_p \times QR_q.$$

- Damit ist $b_1 \in QR_N$ eine Hauptwurzel.
- Alle anderen Wurzel b_2, b_3, b_4 sind keine Hauptwurzeln.
- Z.B. gilt $b_2 = (-x_p, x_q) \in QNR_p \times QR_q$ und damit $b_2 \in QNR_N$.

Quadratwurzeln ohne Faktorisierung

Spiel Wurzelziehen $SQR_{\mathcal{A}, GenModulus}(n)$

1 $(N, p, q) \leftarrow GenModulus(1^n)$

2 Wähle $z \in_R QR_N$.

3 $y \leftarrow \mathcal{A}(1^n, N, z)$

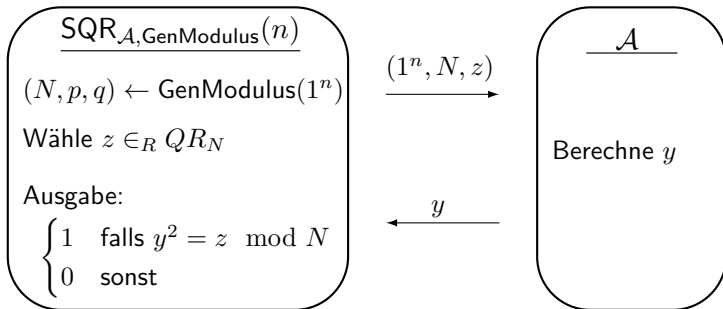
4 $SQR_{\mathcal{A}, GenModulus}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } y^2 = z \pmod N \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

Definition Quadratwurzelannahme

Das Berechnen von Quadratwurzeln ist hart bezüglich $GenModulus$, falls für alle ppt \mathcal{A} gilt $Ws[SRQ_{\mathcal{A}, GenModulus}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Quadratwurzelannahme: Berechnen von Quadratwurzeln ist hart.

Spiel Wurzelziehen



Nicht-triviale Quadratwurzeln

Satz Faktorisieren mit Wurzeln

Sei $N = pq$ ein RSA-Modul. Seien $x, y \in \mathbb{Z}_N^*$ mit $x^2 = y^2 \pmod N$ und $x \not\equiv \pm y \pmod N$. Dann können p, q in Zeit $\mathcal{O}(\log^2 N)$ berechnet werden.

Beweis:

- Mittels CRT erhalten wir $x \simeq (x_p, x_q) \in \mathbb{Z}_p^* \times \mathbb{Z}_q^*$.
- Es gilt $y \simeq (x_p, -x_q)$ oder $y \simeq (-x_p, x_q)$.
- Wir betrachten den Fall $y \simeq (x_p, -x_q)$. Der zweite Fall ist analog.
- Es gilt $x + y \simeq (2x_p, 0)$ bzw. $x - y \simeq (0, 2x_q)$.
- Damit folgt $\text{ggT}(N, x + y) = q$ bzw. $\text{ggT}(N, x - y) = p$ wegen $2x_p \in \mathbb{Z}_p^*$ und $2x_q \in \mathbb{Z}_q^*$.
- Die ggT-Berechnung benötigt Laufzeit $\mathcal{O}(\log^2 N)$.

Quadratwurzeln implizieren Faktorisierung

Satz Quadratwurzeln implizieren Faktorisierung

Quadratwurzel- und Faktorisierungsannahme sind äquivalent.

Beweis:

- Bereits gezeigt: Faktorisierung impliziert Quadratwurzeln.
- Sei \mathcal{A} Angreifer im Spiel $SQR_{\mathcal{A}, GenModulus}(n)$ mit Erfolgsws $\epsilon(n)$.
- Konstruieren einen Angreifer \mathcal{A}' im Spiel $Factor_{\mathcal{A}', GenModulus}(n)$.

Algorithmus \mathcal{A}'

EINGABE: N

- 1 Wähle $x \in \mathbb{Z}_N^*$ und berechne $z \leftarrow x^2 \bmod N$.
- 2 $y \leftarrow \mathcal{A}(1^n, N, z)$
- 3 Falls $x = \pm y \bmod N$ oder $x^2 \neq y^2 \bmod N$, Abbruch.

AUSGABE: $p, q = \{\text{ggT}(N, x + y), \text{ggT}(N, x - y)\}$

Faktorisieren mit Quadratwurzeln

- Unter der Faktorisierungsannahme gilt

$$\begin{aligned} \text{negl}(n) &\geq \text{Ws}[\text{Factor}_{\mathcal{A}', \text{GenModulus}}(n) = 1] \\ &= \text{Ws}[x \neq \pm y \bmod N \wedge x^2 = y^2 \bmod N] \\ &= \text{Ws}[x \neq \pm y \bmod N \mid x^2 = y^2 \bmod N] \cdot \text{Ws}[x^2 = y^2 \bmod N] \\ &= \text{Ws}[x \neq \pm y \bmod N \mid x^2 = y^2 \bmod N] \cdot \epsilon(n) \\ &= \frac{1}{2} \cdot \epsilon(n) \end{aligned}$$

- Die letzte Gleichung folgt, da x^2 exakt vier Wurzeln in \mathbb{Z}_N^* besitzt.

Einwegfunktion unter Quadratwurzelannahme

Definition Einwegfunktion QUADRAT

Definieren *Einwegfunktionfamilie* QUADRAT = (Gen, Samp, f) als

- 1 **Gen**(1^n) : $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$, Ausgabe $I = N$.
Definiert $f : \mathbb{Z}_N^* \rightarrow QR_N$.
- 2 **Samp**(I) : Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_N^*$ zufällig.
- 3 **f_I**(x) : Berechne $f(x) := x^2 \bmod N$.

Anmerkungen:

- QUADRAT ist Einwegfunktion unter der Quadratwurzelannahme.
- D.h. QUADRAT ist Einwegfunktion unter Faktorisierungsannahme.
- **Ziel:** Konstruktion einer Trapdoor-Einwegpermutation.

RABIN Trapdoor-Einwegpermutation

Definition RABIN Trapdoor-Einwegpermutation

Trapdoor-Einwegpermutationsfamilie $RABIN = (Gen, Samp, f)$ mit

- 1 **Gen**(1^n) : $(N, p, q) \leftarrow GenModulus(1^n)$ mit Blumzahl N .
Ausgabe $I = N$, $td = (p, q)$. Definiert $f : QR_N \rightarrow QR_N$.
- 2 **Samp**(I) : Wähle $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$ zufällig. Berechne $x \leftarrow r^2 \bmod N$.
- 3 **f_I**(x) : Berechne $y = f(x) := x^2 \bmod N$.
- 4 **Inv_{td}**(y) : Bestimme Hauptwurzel $x \in QR_N$ von $y = x^2$.

Anmerkungen:

- RABIN ist einweg unter der Faktorisierungsannahme. Wir wissen:
Trapdoor-Einwegpermutation + Hardcore-Prädikat
= CPA-sichere Verschlüsselung.
- Benötigen ein Hardcore-Prädikat $hc : QR_N \rightarrow \{0, 1\}$ für f .

Berechnen des niederwertigsten Bits

Satz Hardcore-Prädikat $lsb(x)$

Sei f die RABIN Trapdoor-Einwegpermutation und N eine Blumzahl. Für $x \in QR_N$ bezeichne $lsb(x)$ das niederwertigste Bit von x . Dann ist $hc(x) := lsb(x)$ ein Hardcore-Prädikat für f .

- ohne Beweis (nicht-trivial)
- Für alle ppt \mathcal{A} gilt damit $W_S[\mathcal{A}(1^n, N, x^2) = lsb(x)] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

RABIN Kryptosystem (1979)

Algorithmus RABIN Verschlüsselung

- 1 **Gen:** $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$, wobei N eine Blumzahl ist.
Ausgabe $pk = N, sk = (p, q)$.
- 2 **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}$ wähle $r \in \mathbb{Z}_N^*$, berechne $x \leftarrow r^2 \bmod N$ und
 $c \leftarrow (x^2 \bmod N, \text{lsb}(x) \oplus m)$.
- 3 **Dec:** Für $c = (c_1, c_2)$ berechne Hauptwurzel x von c_1 und
 $m := \text{lsb}(x) \oplus c_2$.

Satz CPA-Sicherheit von RABIN

RABIN Verschlüsselung ist CPA-sicher unter der Faktorisierungsannahme.

Beweis:

- Folgt aus dem Satz zur CPA-Sicherheit von $\text{VERSCHLÜSSELUNG}_{\Pi}$.

Diskussion RSA versus RABIN

Vergleich: RSA und RABIN

- Quadrieren und Exponentieren mit e erscheinen ähnlich.
- Aber: RABIN ist kein Spezialfall von RSA, da $e = 2 \notin \mathbb{Z}_{\phi(N)}^*$.
- RABIN-Einwegpermutation beruht auf Faktorisierungsannahme.
- Die Faktorisierungsannahme ist möglicherweise schwächer als die RSA-Annahme. Offen: Invertieren von RSA \Rightarrow Faktorisierung?
- RABIN ist nicht ineffizienter als RSA.

- Historische Variante: Textbook RABIN mit $c := m^2 \bmod N$.
- Es existiert ein CCA-Angriff auf Textbook RABIN, der p, q liefert. (Wie?)

Die Gruppe $\mathbb{Z}_{N^2}^*$

Lemma Teilerfremdheit von N und $\phi(N)$

Sei $N = pq$ ein RSA-Modulus mit p, q gleicher Bitlänge. Dann gilt $\text{ggT}(N, \phi(N)) = 1$.

Beweis:

- OBdA $p > q$. Dann kann p weder $(p - 1)$ noch $(q - 1)$ teilen.
- Annahme: q teilt $p - 1$. Dann ist $\frac{p-1}{q} \geq 2$.
- Widerspruch: $\frac{p}{q} < 2$, da p, q gleiche Bitlänge besitzen.

Lemma Ordnung von $(1 + N) \bmod N^2$

Sei N ein RSA-Modul. Dann besitzt $(1 + N)$ in $\mathbb{Z}_{N^2}^*$ Ordnung N .

Beweis:

- Es gilt $(1 + N)^a = \sum_{i=0}^a \binom{a}{i} N^i = 1 + aN \bmod N^2$.
- D.h. $(1 + N)^a \neq 1 \bmod N^2$ für $1 \leq a < N$ und $(1 + N)^N = 1 \bmod N^2$.

Die Struktur von $\mathbb{Z}_{N^2}^*$

Satz Isomorphismus $\mathbb{Z}_N \times \mathbb{Z}_N^* \simeq \mathbb{Z}_{N^2}^*$

Die Abbildung $f : \mathbb{Z}_N \times \mathbb{Z}_N^* \rightarrow \mathbb{Z}_{N^2}^*$ mit $f(a, b) = (1 + N)^a \cdot b^N \pmod{N^2}$ ist ein Isomorphismus, d.h.

- 1 f ist bijektiv.
- 2 $f(a_1, b_1) \cdot f(a_2, b_2) = f(a_1 + a_2, b_1 b_2) \quad \forall a_1, a_2 \in \mathbb{Z}_N, b_1, b_2 \in \mathbb{Z}_N^*$.

Beweis: Bijektivität

- Zeigen, dass $|\mathbb{Z}_N \times \mathbb{Z}_N^*| = |\mathbb{Z}_{N^2}^*|$ und dass f injektiv ist.
- $|\mathbb{Z}_{N^2}^*| = \phi(N^2) = (p^2 - p)(q^2 - q) = pq(p - 1)(q - 1) = |\mathbb{Z}_N| \cdot |\mathbb{Z}_N^*|$
- **Annahme:** $\exists (a_1, b_1) \neq (a_2, b_2)$ mit $f(a_1, b_1) = f(a_2, b_2)$.
- Dann folgt $(1 + N)^{a_1} b_1^N = (1 + N)^{a_2} b_2^N \pmod{N^2}$.
- Wegen $|\mathbb{Z}_{N^2}^*| = N \cdot \phi(N)$ liefert Potenzieren mit $\phi(N)$
$$(1 + N)^{(a_1 - a_2)\phi(N)} = 1 \pmod{N^2}$$
- Es gilt $\text{ord}(1 + N) = N$ und daher $N \mid (a_1 - a_2)\phi(N)$.
- Wegen $\text{ggT}(N, \phi(N)) = 1$ folgt $N \mid a_1 - a_2$, d.h. $a_1 = a_2 \pmod{N}$.

Beweis: Fortsetzung Bijektivität

- $a_1 = a_2$ liefert $b_1^N = b_2^N \pmod{N^2}$ und damit $b_1^N = b_2^N \pmod{N}$.
- Wegen $\text{ggT}(N, \phi(N))$ ist die Exponentiation mit N bijektiv.
- Daraus folgt $b_1 = b_2 \pmod{N}$. (Widerspruch: $(a_1, b_1) \neq (a_2, b_2)$)

Beweis: Homomorphismus-Eigenschaft

- Es gilt $f(a_1, b_1) \cdot f(a_2, b_2) = (1 + N)^{a_1+a_2} \cdot (b_1 b_2)^N \pmod{N^2}$.
- Wegen $\text{ord}(1 + N) = N$ entspricht dies $(1 + N)^{a_1+a_2 \pmod{N}} \cdot (b_1 b_2)^N$.
- Es gilt
$$f(a_1 + a_2, b_1 b_2) = (1 + N)^{a_1+a_2 \pmod{N}} \cdot (b_1 b_2 \pmod{N})^N \pmod{N^2}.$$
- Sei $r = b_1 b_2 \pmod{N}$. D.h. $b_1 b_2 = r + kN$.
- Dann gilt $(b_1 b_2)^N = (r + kN)^N = r^N = (b_1 b_2 \pmod{N})^N \pmod{N^2}$. \square

N -te Reste

Definition N -te Reste

Sei N ein RSA-Modul. Wir bezeichnen die Elemente der Menge $\text{Res}(N^2) := \{y \in \mathbb{Z}_{N^2}^* \mid \exists x \in \mathbb{Z}_{N^2}^* \text{ mit } x^N = y\}$ als N -te Reste in $\mathbb{Z}_{N^2}^*$.

Lemma Eigenschaften N -ter Reste

- 1 Exponentiation mit N ist eine $(N : 1)$ -Abbildung in $\mathbb{Z}_{N^2}^*$.
- 2 $\text{Res}(N^2) \simeq \{(0, b) \mid b \in \mathbb{Z}_N^*\}$

Beweis:

- Sei $x \in \mathbb{Z}_{N^2}^*$ mit $x \simeq (a, b)$. Dann gilt
$$x^N \bmod N^2 \simeq (a, b)^N = (N \cdot a \bmod N, b^N \bmod N) = (0, b^N).$$
- Für die N Elemente (a, b) , $a \in \mathbb{Z}_N$, gilt $(a, b)^N = (0, b^N)$.
- Damit ist jeder N -te Rest von der Form $(0, b^N)$.
- Bleibt zu zeigen, dass jedes Element $y \simeq (0, b)$ ein N -ter Rest ist.
- Falls $y \simeq (0, b)$ ist, so gilt $y = (1 + N)^0 \cdot b^N = b^N \bmod N^2$.
- Damit ist y ein N -ter Rest.

DCR Annahme

Satz Decisional Composite Residuosity (DCR)

Das *Decisional Composite Residuosity* Problem ist hart bezüglich GenModulus falls für alle ppt \mathcal{A} und $r \in_R \mathbb{Z}_{N^2}^*$ gilt

$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, N, r^N \bmod N^2) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, N, r) = 1]| \leq \text{negl}(n).$$

DCR Annahme: DCR ist hart bezüglich GenModulus.

- DCR Annahme: Unterscheiden von $(0, r)$ und (r', r) ist schwer.

Idee: zur Konstruktion einer Verschlüsselungsfunktion

- Sei $m \in \mathbb{Z}_N$. Wähle einen zufälligen N -ten Rest $(0, r)$ und setze
$$c \leftarrow (m, 1) \cdot (0, r) = (m, r).$$
- Da $(0, r)$ ununterscheidbar von (r', r) , ist c ununterscheidbar von
$$c' \leftarrow (m, 1) \cdot (r', r) = (m + r', r).$$
- $c' = (m + r', r)$ ist für $r' \in_R \mathbb{Z}_N$ ein zufälliges Element in $\mathbb{Z}_N \times \mathbb{Z}_N^*$.
- Insbesondere ist c' unabhängig von m .

Verschlüsselung

Algorithmus Verschlüsselung

EINGABE: $m \in \mathbb{Z}_N$

- 1 Wähle $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$.
- 2 Berechne $c \leftarrow f(m, r) = (1 + N)^m \cdot r^N \bmod N^2$.

AUSGABE: $c \in \mathbb{Z}_{N^2}^*$

Anmerkungen:

- Wir berechnen das Bild von (m, r) unter unserem Isomorphismus.
- Faktor der Nachrichtenexpansion beträgt 2.

Entschlüsselung

Algorithmus Entschlüsselung

EINGABE: $c \simeq (m, r) \in \mathbb{Z}_{N^2}^*$

- 1 Berechne $c' := c^{\phi(N)} \bmod N^2$.
- 2 Berechne $m' := \frac{c'-1}{N}$ über \mathbb{N} .
- 3 Berechne $m := m' \cdot \phi(N)^{-1} \bmod N$.

AUSGABE: $m \in \mathbb{Z}_N$

Korrektheit:

- Es gilt $c' \simeq (m, r)^{\phi(N)} = (m\phi(N), r^{\phi(N)}) = (m\phi(N), 1)$.
- Damit gilt
$$c' = (1 + N)^{m\phi(N)} \bmod N \quad 1^N = 1 + (m\phi(N) \bmod N) \cdot N \bmod N^2.$$
- Da $1 + (m\phi(N) \bmod N)N < N^2$ gilt die Gleichung über \mathbb{N} .
- Daraus folgt $m' = m\phi(N) \bmod N$. Multiplikation mit $\phi(N)^{-1}$ liefert

$$m = m' \cdot \phi(N)^{-1} \bmod N.$$

Paillier Kryptosystem (1999)

Algorithmus Paillier Verschlüsselung

- 1 **Gen:** $(N, p, q) \leftarrow \text{GenModulus}(1^n)$. Ausgabe $pk = N, sk = \phi(N)$.
- 2 **Enc:** Für eine Nachricht $m \in \mathbb{Z}_N$, wähle ein $r \in_R \mathbb{Z}_N^*$ und berechne
$$c \leftarrow (1 + N)^m \cdot r^N \bmod N^2.$$
- 3 **Dec:** Für einen Chiffretext $c \in \mathbb{Z}_{N^2}^*$ berechne

$$m' := \frac{(c^{\phi(N) \bmod N^2}) - 1}{N} \text{ über } \mathbb{N} \quad \text{und} \quad m := m' \cdot \phi(N)^{-1} \bmod N.$$

Sicherheit von Paillier Verschlüsselung

Satz Sicherheit von Paillier Verschlüsselung

Unter der DCR Annahme ist Paillier Verschlüsselung Π_P CPA-sicher.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer mit Erfolgsws $\epsilon(n) = \text{Ws}[PubK_{\mathcal{A}, \Pi_P}^{cpa}(n) = 1]$.
- Konstruieren Algorithmus \mathcal{A}_{dcr} für das DCR Problem.

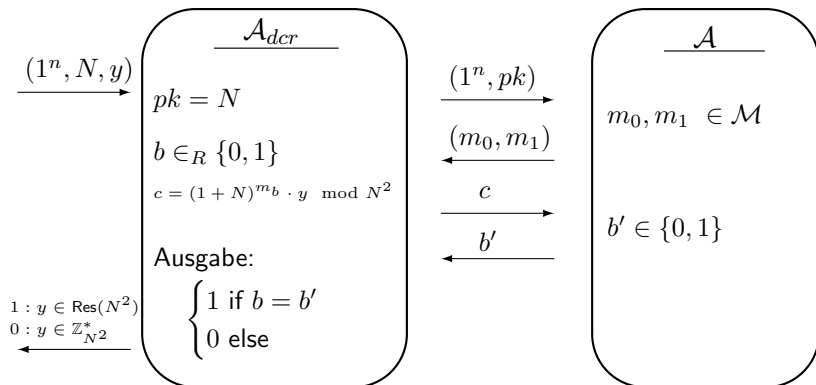
Algorithmus DCR Unterscheider \mathcal{A}_{dcr}

EINGABE: $1^n, N, y$

- 1 Setze $pk = N$ und berechne $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(1^n, pk)$.
- 2 Wähle $b \in \{0, 1\}$ und berechne $c \leftarrow (1 + N)^{m_b} \cdot y \bmod N^2$.
- 3 $b' \leftarrow \mathcal{A}(c)$.

AUSGABE: $= \begin{cases} 1 & \text{falls } b = b', \\ 0 & \text{sonst,} \end{cases} \quad \begin{array}{l} \text{Interpretation } y \in \text{Res}(N^2) \\ \text{Interpretation } y \in \mathbb{Z}_{N^2}^* \end{array}$.

Algorithmus DRC Unterscheider



Sicherheit von Paillier Verschlüsselung

Fall 1: $y \in_R \text{Res}(N^2)$, d.h. $y = r^N$ für $r \in_R \mathbb{Z}_{N^2}$.

- Verteilung von c ist identisch zum Paillier Verfahren.
- D.h. $\text{Ws}[\mathcal{A}_{dcr}(1^n, N, r^N) = 1] = \epsilon(n)$.

Fall 2: $y \in_R \mathbb{Z}_{N^2}^*$, d.h. $y = r \in_R \mathbb{Z}_{N^2}^*$.

- Dann ist $c = (1 + N)^{m_b} \cdot y \bmod N^2$ zufällig in $\mathbb{Z}_{N^2}^*$.
- Insbesondere ist die Verteilung von c unabhängig von b .
- Daraus folgt $\text{Ws}[\mathcal{A}_{dcr}(1^n, N, r) = 1] = \frac{1}{2}$.

Unter der DCR-Annahme folgt

$$\begin{aligned} \text{negl}(n) &\geq \left| \text{Ws}[\mathcal{A}_{dcr}(1^n, N, r^N \bmod N^2) = 1] - \text{Ws}[\mathcal{A}_{dcr}(1^n, N, r) = 1] \right| \\ &= \left| \epsilon(n) - \frac{1}{2} \right|. \end{aligned}$$

Daraus folgt $\epsilon(n) \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Homomorphe Verschlüsselung

Definition Homomorphe Verschlüsselung

Sei Π ein Verschlüsselungsverfahren mit $Enc : G \rightarrow G'$ für Gruppen G, G' . Π heißt *homomorph*, falls $Enc(m_1) \circ_{G'} Enc(m_2)$ eine gültige Verschlüsselung von $m_1 \circ_G m_2$ für alle $m_1, m_2 \in G$ ist.

Bsp:

- **Textbook-RSA** mit $Enc : (\mathbb{Z}_N^*, \cdot) \rightarrow (\mathbb{Z}_N^*, \cdot)$ und

$$m_1^e \cdot m_2^e = (m_1 \cdot m_2)^e \text{ mod } N.$$

- **ElGamal** mit $Enc : (\mathbb{Z}_p^*, \cdot) \rightarrow (\mathbb{Z}_p^*, \cdot) \times (\mathbb{Z}_p^*, \cdot)$ und

$$(g^{y_1}, h^{y_1} m_1) \cdot (g^{y_2}, h^{y_2} m_2) = (g^{y_1+y_2}, h^{y_1+y_2} m_1 m_2).$$

Hier ist $\circ_{G'}$ die komponentenweise Multiplikation in $\mathbb{Z}_p^* \times \mathbb{Z}_p^*$.

- **Goldwasser-Micali** mit $Enc : (\mathbb{Z}_2, +) \rightarrow (\mathbb{Z}_N^*, \cdot)$ und

$$z^{m_1} x_1^2 \cdot z^{m_2} x_2^2 = z^{m_1+m_2 \text{ mod } 2} (x_1 x_2)^2 \text{ mod } N.$$

E-voting mit Paillier

- **Paillier** mit $Enc : (\mathbb{Z}_N, +) \rightarrow (\mathbb{Z}_{N^2}^*, \cdot)$ und
$$(1 + N)^{m_1} r_1^N \cdot (1 + N)^{m_2} r_2^N = (1 + N)^{m_1 + m_2 \bmod N} (r_1 r_2)^N \bmod N^2.$$
Vorteil: $G = (\mathbb{Z}_N, +)$ ist additiv und groß.

Algorithmus E-voting mit Paillier

- Wahlleiter generiert öffentlichen RSA-Modul $N = pq$.
- Wähler $i \in [n]$ mit $n < N$ wählt $v_i = 0$ für NEIN, $v_i = 1$ für JA und sendet an alle anderen Wähler $c_i = (1 + N)^{v_i} r_i^N \bmod N^2$.
- Wähler aggregieren $c := \prod_{i=1}^n c_i \bmod N^2$.
- Wahlleiter erhält c und veröffentlicht $Dec(c) = \sum_{i=1}^n v_i$.

Eigenschaften: (falls alle Parteien sich an das Protokoll halten)

- Wahlleiter erhält c , ohne die einzelnen c_i kennenzulernen.
- Kein Wähler erhält Informationen über die v_i anderer Wähler.
- Berechnung von c ist öffentlich verifizierbar.

Voll homomorphe Verschlüsselung

Definition Voll homomorphe Verschlüsselung

Sei Π ein Verschlüsselungsverfahren mit $Enc : R \rightarrow R'$ für Ringe R, R' . Π heißt *voll homomorph*, falls

- 1 $Enc(m_1) + Enc(m_2)$ eine gültige Verschlüsselung von $m_1 + m_2$
 - 2 $Enc(m_1) \cdot Enc(m_2)$ eine gültige Verschlüsselung von $m_1 \cdot m_2$
- für alle $m_1, m_2 \in R$ ist.

Anwendung: Cloud Computing

- Sende verschlüsselt Algorithmus \mathcal{A} , Eingabe x an einen Server S .
- S berechnet daraus die verschlüsselte Ausgabe $Enc(\mathcal{A}(x))$.
- Erlaubt Auslagern von Berechnungen an S .
- S lernt nichts über das Programm \mathcal{A} oder die Eingabe x .

Erste voll homomorphe Verschlüsselung:

Gentry Verfahren (2009), basierend auf Problemen der Gittertheorie.

Digitale Signaturen

Funktionsweise von digitalen Signaturen:

- Schlüsselgenerierung erzeugt pk, sk .
- Signieren ist Funktion von sk .
- Verifikation ist Funktion von pk .

Idee: Es soll unmöglich sein, ein gültiges Paar von Nachricht m mit zugehöriger Signatur σ zu erzeugen, ohne sk zu kennen.

Eigenschaften digitaler Signaturen.

- **Integrität:** m kann nicht verändert werden, da man keine gültige Signatur zu einem $m' \neq m$ erstellen kann.
- **Authentizität:** Falls σ ein gültige Signatur zu m ist, so kommt die Signatur vom Besitzer des sk .
- **Transferierbarkeit:** Jeder kann die Gültigkeit von (m, σ) überprüfen. Insbesondere kann (m, σ) weitergereicht werden.
- **Nicht-Abstreitbarkeit:** Signierer kann nicht behaupten, dass eine andere Person eine gültige Signatur erzeugt hat.

Definition Signaturverfahren

Definition Signaturverfahren

Ein *Signaturverfahren* ist ein 3-Tupel $(Gen, Sign, Vrfy)$ von ppt Alg mit

- 1 **Gen:** $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$.
- 2 **Sign:** Für eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ berechne

$$\sigma := Sign_{sk}(m).$$

- 3 **Vrfy:** Für ein Tupel (m, σ) berechne

$$Vrfy_{pk}(m, \sigma) = \begin{cases} 1 & \text{falls } \sigma \text{ gültig ist für } m. \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}.$$

Für alle $m \in \{0, 1\}^*$ gilt $Vrfy_{pk}(m, \sigma) = 1$ gdw $\sigma = Sign_{sk}(m)$.

Unfälschbarkeit von Signaturen

Spiel CMA-Spiel $Forge_{\mathcal{A},\Pi}(n)$

Sei Π ein Signaturverfahren mit Angreifer \mathcal{A} .

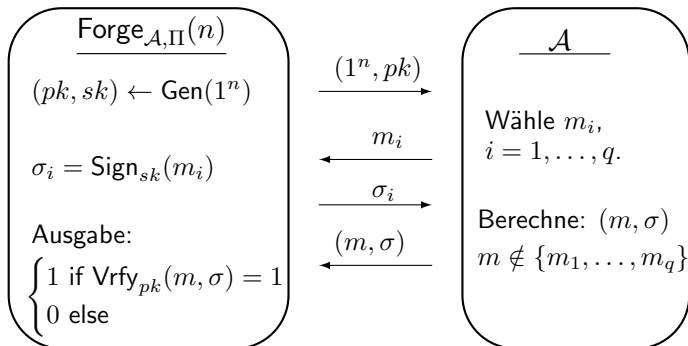
- 1 $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}^{Sign_{sk}(\cdot)}(pk)$, wobei $Sign_{sk}(\cdot)$ ein Signierorakel für beliebige Nachrichten $m' \neq m$ ist.
- 3 $Forge_{\mathcal{A},\Pi}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } Vrfy_{pk}(m, \sigma) = 1, Sign_{sk}(m) \text{ nicht angefragt} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

Definition CMA-Sicherheit

Sei Π ein Signaturverfahren. Π heißt *existentiell unfälschbar* unter *Chosen Message Angriffen* (oder kurz *CMA-sicher*), falls für alle ppt Angreifer \mathcal{A} gilt

$$\text{Ws}[Forge_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1] \leq \text{negl}(n).$$

CMA Spiel Forge



Unsicherheit von Textbook RSA Signaturen

Algorithmus Textbook RSA Signaturen

- 1 **Gen:** $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$. Setze $pk = (N, e)$, $sk = (N, d)$.
- 2 **Sign:** Für $m \in \mathbb{Z}_N$ berechne $\sigma = m^d \bmod N$.
- 3 **Vrfy:** Für $(m, \sigma) \in \mathbb{Z}_N \times \mathbb{Z}_N$ Ausgabe $\begin{cases} 1 & \text{falls } \sigma^e \stackrel{?}{=} m \bmod N \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

Unsicherheit: gegenüber CMA-Angriffen

- Wähle beliebiges $\sigma \in \mathbb{Z}_N$. Berechne $m := \sigma^e \bmod N$.
- Offenbar ist σ eine gültige Signatur für m .
- Angreifer besitzt keine Kontrolle über m (existentielle Fälschung).

Fälschen einer Signatur für ein gewähltes $m \in \mathbb{Z}_N$:

- Wähle $m_1 \in_R \mathbb{Z}_N^* \setminus \{1, m\}$. Berechne $m_2 = \frac{m}{m_1} \bmod N$.
- Lasse m_1, m_2 vom Orakel $\text{Sign}_{sk}(\cdot)$ unterschreiben.
- Seien σ_1, σ_2 die Signaturen. Dann ist $\sigma = \sigma_1 \cdot \sigma_2 = m_1^d \cdot m_2^d = (m_1 m_2)^d = m^d \bmod N$ gültig für m .

Hashfunktionen und Kollisionen

Definition Hashfunktion

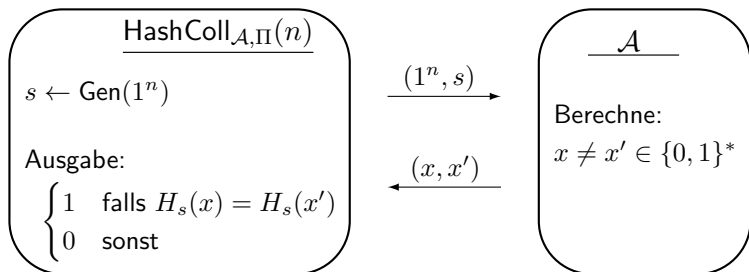
Eine *Hashfunktion* ist ein Paar (Gen, H) von pt Algorithmen mit

- 1 **Gen:** $s \leftarrow Gen(1^n)$. *Gen* ist probabilistisch.
- 2 **H:** Für einen Index s und ein Argument $x \in \{0, 1\}^*$ berechne $H_s(x)$, wobei $H_s : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n, x \mapsto H_s(x)$.

Spiel $HashColl_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$

- 1 $s \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(x, x') \leftarrow \mathcal{A}(s)$
- 3 $HashColl_{\mathcal{A}, \Pi} = \begin{cases} 1 & \text{falls } H_s(x) = H_s(x') \text{ und } x \neq x' \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.

Kollisionsresistente Hashfunktionen



Definition Kollisionsresistenz

Eine Hashfunktion Π heißt *kollisionsresistent*, falls für alle ppt \mathcal{A} gilt $\mathbb{W}_s[\text{HashColl}_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Hashed RSA

Algorithmus Hashed RSA

- 1 Gen:** $(N, e, d, H) \leftarrow \text{GenHashRSA}(1^n)$ mit $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{Z}_N$.
Ausgabe $pk = (N, e, H)$, $sk = (N, d, H)$.
- 2 Sign:** Für $m \in \{0, 1\}^*$ berechne $\sigma = H(m)^d \bmod N$.
- 3 Vrfy:** Für $(m, \sigma) \in \mathbb{Z}_N^2$ Ausgabe 1 gdw $\sigma^e \stackrel{?}{=} H(m) \bmod N$.

Einfacher Angriff:

- Sei $m_1 \neq m_2$ eine Kollision für H ist, d.h. $H(m_1) = H(m_2)$.
- Frage (m_1, σ) an. Dann ist (m_2, σ) eine gültige Fälschung.
- D.h. wir benötigen für H Kollisionsresistenz.

Anmerkung: Sicherheit gegen unsere Angriffe für Textbook RSA

- 1** Wähle $\sigma \in \mathbb{Z}_N$, berechne σ^e . Müssen $m \in H^{-1}(\sigma^e)$ bestimmen.
Übung: Urbildbestimmung ist schwer für kollisionsresistentes H .
- 2** Für ein $m \in \mathbb{Z}_N^*$ benötigen wir m_1, m_2 mit $H(m) = H(m_1) \cdot H(m_2)$ in \mathbb{Z}_N . Scheint Invertierbarkeit von H zu erfordern.

RSA Full Domain Hash (RSA-FDH) Signaturen

Signatur RSA-FDH

Sei $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{Z}_N^*$ ein Random-Oracle.

① **Gen:** $(N, e, d) \leftarrow \text{GenRSA}(1^n)$ mit $pk = (N, e)$ und $sk = (N, d)$.

② **Sign:** Für eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ berechne

$$\sigma \leftarrow H(m)^d \bmod N.$$

③ **Vrfy:** Für (m, σ) überprüfe

$$\sigma^e \stackrel{?}{=} H(m) \bmod N.$$

Anmerkung:

- RSA-FDH entspricht Hashed-RSA mit einem Random Oracle als Hashfunktion.

Satz CMA-Sicherheit von RSA-FDH

Unter der RSA-Annahme und für ein Random-Oracle H ist RSA-FDH ein CMA-sicheres Signaturverfahren.

Beweisskizze:

- Sei $\Pi = \text{RSA-FDH}$ und $\epsilon = \text{Ws}[\text{Forge}_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1]$.
- OBdA gelten folgende Annahmen für die Orakelanfragen von \mathcal{A} :
 - 1 \mathcal{A} fragt verschiedene x_1, \dots, x_q an $H(\cdot)$.
 - 2 Bevor \mathcal{A} Anfrage m an $\text{Sign}_{sk}(\cdot)$ stellt, fragt er $H(m)$ an.
 - 3 Für eine Fälschung (m, σ) hat \mathcal{A} zuvor Anfrage $H(m)$ gestellt.
- Konstruieren RSA-Invertierer \mathcal{A}' mittels \mathcal{A} .

Beweis der CMA-Sicherheit von RSA-FDH

Algorithmus RSA-Invertierer \mathcal{A}'

EINGABE: $N, e, y = x^e \bmod N$

1 Wähle $j \in_R \{1, \dots, q\}$.

2 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}^{\text{Sign}_{sk}(\cdot)}(N, e)$.

▶ Beantworte Orakelanfragen m_i an $H(\cdot)$ konsistent mit

$$H(m_i) = \begin{cases} \sigma_i^e \bmod N & \text{für ein selbst gewähltes } \sigma \in_R \mathbb{Z}_N^* \text{ für } i \neq j \\ y & \text{sonst} \end{cases}$$

▶ Beantworte Orakelanfragen m_i an $\text{Sign}_{sk}(\cdot)$ mit

$$\text{Sign}_{sk}(H(m_i)) = \begin{cases} \sigma_i & \text{für } i \neq j \\ \text{Abbruch} & \text{sonst} \end{cases}$$

3 Falls $m = m_j$ und $\sigma^e = y \bmod N$, setze $x \leftarrow \sigma$.

AUSGABE: x

• Unter der RSA-Annahme gilt $\text{negl}(n) \geq \text{Ws}[\mathcal{A}'(N, e, x^e) = x]$
 $= \text{Ws}[m = m_j] \cdot \text{Ws}[\text{Forge}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] = \frac{\epsilon(n)}{q}$.

• Damit ist $\epsilon(n) \leq q \cdot \text{negl}(n)$ vernachlässigbar für polynomielles q .

Hash-and-Sign Paradigma

Ziel: Signaturen für Nachrichten beliebiger Länge

- Starten mit Signaturverfahren Π für $m \in \{0, 1\}^n$.
- Verwenden Hashfunktion $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$.
- Unterschreiben Hashwerte statt der Nachrichten.

Definition Hash-and-Sign Paradigma

Sei $\Pi = (\text{Gen}, \text{Sign}, \text{Vrfy})$ und $\Pi_H = (\text{Gen}_H, H)$ eine Hashfunktion.

- 1 **Gen'**: $(pk, sk) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$, $s \leftarrow \text{Gen}_H(1^n)$.
Ausgabe $pk' = (pk, s)$ und $sk' = (sk, s)$.
- 2 **Sign'**: Für eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ berechne
$$\sigma \leftarrow \text{Sign}_{sk}(H_s(m)).$$
- 3 **Vrfy'**: Für eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ mit Signatur σ prüfe
$$\text{Vrfy}_{pk}(H_s(m), \sigma) \stackrel{?}{=} 1.$$

Intuition: Fälschung impliziert Fälschung in Π oder Kollision in H .

Sicherheit von Hash-and-Sign

Satz Sicherheit des Hash-and-Sign Paradigmas

Sei Π CMA-sicher und Π_H kollisionsresistent. Dann ist das Hash-and-Sign Signaturverfahren Π' CMA-sicher.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer für Hash-and-Sign Π' mit Ausgabe (m, σ) .
- Sei $Q = \{m_1, \dots, m_q\}$ die Menge der von \mathcal{A} an das Signierorakel $Sign_{sk}(\cdot)$ gestellten Anfragen. Es gilt $m \notin Q$.
- Sei $coll$ das Ereignis, dass $m_i \in Q$ mit $H_s(m_i) = H_s(m)$.
- Dann gilt $W_s[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) = 1]$

$$\begin{aligned} &= W_s[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) = 1 \wedge coll] + W_s[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) = 1 \wedge \overline{coll}] \\ &\leq W_s[coll] + W_s[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) = 1 \wedge \overline{coll}] \end{aligned}$$

- Wir zeigen nun, dass beide Summanden vernachlässigbar sind.

Algorithmus für Kollisionen

Beweis: $Ws[coll] \leq \text{negl}(n)$

- Konstruieren mittels \mathcal{A} einen Algorithmus \mathcal{C} für Kollisionen.

Algorithmus \mathcal{C}

EINGABE: s

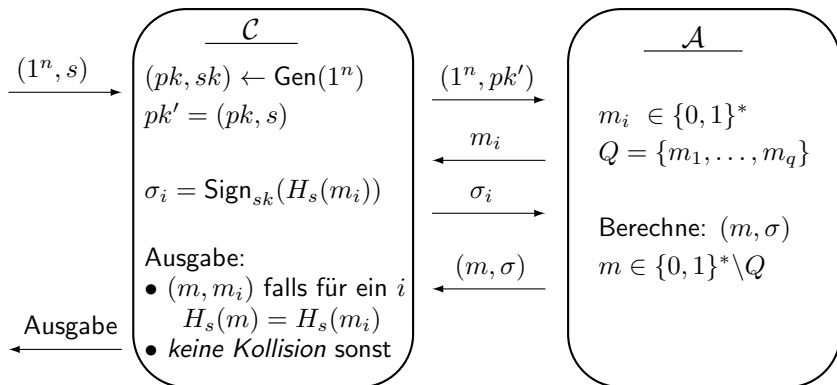
- 1 Berechne $(pk, sk) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$. Setze $pk' \leftarrow (pk, s)$.
- 2 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}(pk')$. Auf Orakelanfrage $m_i \in \{0, 1\}^*$, antworte mit $\sigma_i \leftarrow \text{Sign}_{sk}(H_s(m_i))$.

AUSGABE: $\begin{cases} (m, m_i) & \text{falls } H_s(m) = H_s(m_i) \text{ für ein } m_i \\ \text{keine Kollision} & \text{sonst} \end{cases}$.

- Es gilt $Ws[coll] = Ws[\text{HashColl}_{\mathcal{C}, \Pi_H}(n) = 1]$.
- Aus der Kollisionsresistenz von H folgt

$$Ws[\text{HashColl}_{\mathcal{C}, \Pi_H}(n) = 1] \leq \text{negl}(n).$$

Algorithmus \mathcal{C} für Kollisionen



Fälschen von Signaturen in Π

Beweis: $Ws[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) = 1 \wedge \overline{coll}] \leq \text{negl}(n)$

- Konstruieren mittels \mathcal{A} einen Angreifer \mathcal{A}' für Π .

Algorithmus \mathcal{A}'

EINGABE: pk , Zugriff auf Signierorakel $Sign_{sk}(\cdot)$

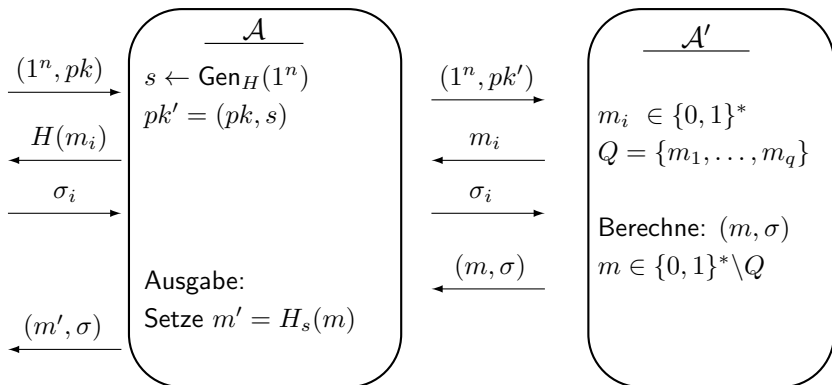
- 1 Berechne $s \leftarrow Gen_H(1^n)$. Setze $pk' = (pk, s)$.
- 2 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}(pk')$. Beantworte Orakelanfrage $m_i \in \{0, 1\}^*$ mit Ausgabe $\sigma_i \leftarrow Sign_{sk}(H_s(m_i))$ des Signierorakels.
- 3 Setze $m' \leftarrow H_s(m)$.

AUSGABE: (m', σ)

- Falls (m, σ) gültig ist für Π' , so ist $(m', \sigma) = (H_s(m), \sigma)$ gültig für Π .
- Ereignis \overline{coll} bedeutet, dass $m' \neq H_s(m_i)$ für alle Anfragen $H_s(m_i)$.
- Damit gilt $Ws[Forge_{\mathcal{A}, \Pi'}(n) \wedge \overline{coll}] = Ws[Forge_{\mathcal{A}', \Pi}(n) = 1]$.
- Aus der CMA-Sicherheit von Π folgt

$$Ws[Forge_{\mathcal{A}', \Pi}(n) = 1] \leq \text{negl}(n).$$

Algorithmus \mathcal{A} für Fälschungen



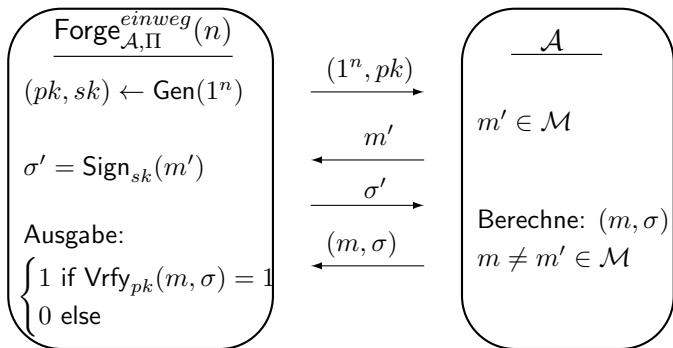
Einwegsignaturen

Ziel: Einwegsignaturen

- Konstruieren Verfahren zum sicheren Signieren *einer* Nachricht.
- Konstruktion mittels kollisionsresistenter Hashfunktionen.

Spiel $Forge_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{einweg}}(n)$

- 1 $(pk, sk) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}^{Sign_{sk}(\cdot)}(pk)$, wobei \mathcal{A} **eine** Nachricht $m' \neq m$ an $Sign_{sk}(\cdot)$ anfragen darf.
- 3 $Forge_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{einweg}}(n) = \begin{cases} 1 & \text{falls } Vrfy_{pk}(m, \sigma) = 1 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$.



Definition CMA-sichere Einwegsignaturen

Ein Signaturverfahren Π heißt *CMA-sichere Einwegsignature*, falls für alle ppt \mathcal{A} gilt $\Pr[\text{Forge}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{einweg}}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$.

Beispiel von Lamports Einwegsicherungen

Illustration: Signieren einer 3-Bit Nachricht

- Verwende Einwegfunktion $f : D \rightarrow R$.
- Wähle als geheimen Schlüssel 6 Element $x_{i,j}$ zufällig aus D . Setze

$$sk = \begin{pmatrix} x_{1,0} & x_{2,0} & x_{3,0} \\ x_{1,1} & x_{2,1} & x_{3,1} \end{pmatrix}.$$

- Für alle $x_{i,j}$ berechne $y_{i,j} = f(x_{i,j})$. Dies liefert

$$pk = \begin{pmatrix} y_{1,0} & y_{2,0} & y_{3,0} \\ y_{1,1} & y_{2,1} & y_{3,1} \end{pmatrix}.$$

- Unterschreibe $m = m_1 m_2 m_3 \in \{0, 1\}^3$ mit $\sigma = x_{1,m_1} x_{2,m_2} x_{3,m_3}$.
- Verifikation von (m, σ) : Überprüfe $f(\sigma_i) = y_{i,m_i}$ für $i = 1, 2, 3$.

Lamports Einwegsignaturen

Definition Lamport Einwegsignaturen

Sei f eine Einwegfunktion. Konstruieren Signaturen für $m \in \{0, 1\}^\ell$.

- **Gen:** Bei Eingabe 1^n :

Wähle $x_{i,j} \in_R \{0, 1\}^n$, berechne $y_{i,j} := f(x_{i,j})$ für $i \in [\ell], j \in \{0, 1\}$.

Setze $sk = \begin{pmatrix} x_{1,0} & \dots & x_{\ell,0} \\ x_{1,1} & \dots & x_{\ell,1} \end{pmatrix}$ und $pk = \begin{pmatrix} y_{1,0} & \dots & y_{\ell,0} \\ y_{1,1} & \dots & y_{\ell,1} \end{pmatrix}$.

- **Sign:** Für $m_1 \dots m_\ell \in \{0, 1\}^\ell$, Ausgabe (m, σ) mit

$$\sigma = (x_{1,m_1}, \dots, x_{\ell,m_\ell}).$$

- **Vrfy:** Für (m, σ) überprüfe $f(\sigma_i) \stackrel{?}{=} y_{i,m_i}$ für $i \in [\ell]$.

Sicherheit von Lamport Einwegsignaturen

Satz CMA-Sicherheit von Lamport

Unter der Annahme, dass f eine Einwegfunktion ist sind Lamport Einwegsignaturen CMA-sicher für Nachrichtenlänge ℓ polynomiell in n .

Beweis: Sei $\Pi = (\text{Gen}, \text{Sign}, \text{Vrfy})$ das Lamport Signaturverfahren.

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer mit $\epsilon(n) := \text{Ws}[\text{Forge}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{einweg}}(n) = 1]$.
- Wir konstruieren einen Invertierer \mathcal{A}' für f mittels \mathcal{A} .

Algorithmus Invertierer \mathcal{A}'

EINGABE: y

- 1 Wähle $i \in_R \{0, 1\}^\ell$ und $b \in_R \{0, 1\}$.
- 2 Berechne $(pk, sk) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$. Setze $y_{i,b} \leftarrow y$ in pk .
- 3 $(m, \sigma) \leftarrow \mathcal{A}$. Bei Signaturanfrage für m' antworte mit $\sigma' = (\sigma_{1,m'_1}, \dots, \sigma_{\ell,m'_\ell})$ falls $m'_i \neq b$. Sonst Abbruch.

AUSGABE: $= \begin{cases} x_i & \text{falls } m_i = b \\ \text{Abbruch} & \text{sonst} \end{cases}$.

Sicherheit von Lamport Einwegsignaturen

Beweis: Fortsetzung

- Sei (m, σ) eine gültige Signatur mit $m_i = b$.
- Dann ist σ_i ein Urbild von y , d.h. $f(\sigma_i) = y$.
- Wahl von y im Invertier-Spiel erfolgt durch $x \in_R D$ und $y := f(x)$.
- D.h. pk ist identisch verteilt zum Lamport Signaturverfahren.

- Benötigen $m'_i \neq b$ und $m_i = b \neq m_i$. Es gilt $\text{Ws}[m'_i \neq b] = \frac{1}{2}$.
- Wegen $m \neq m'$ folgt $\text{Ws}[m'_i \neq m_i] \geq \frac{1}{\ell}$.
- Wir erhalten insgesamt $\text{Ws}[Invert_{\mathcal{A},f}(n) = 1]$
 - $= \text{Ws}[Forge_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{einweg}}(n) \wedge (m'_i \neq b) \wedge (m'_i \neq m_i)]$
 - $= \text{Ws}[Forge_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{einweg}}(n)] \cdot \text{Ws}[(m'_i \neq b)] \cdot \text{Ws}[(m'_i \neq m_i)] \geq \epsilon(n) \cdot \frac{1}{2\ell}$
- Aufgrund der Einweg-Eigenschaft von f gilt
$$\text{negl}(n) \geq \text{Ws}[Invert_{\mathcal{A},f}(n) = 1].$$
- Daraus folgt $\epsilon(n) \leq 2\ell \cdot \text{negl}(n)$.
- Dies ist vernachlässigbar für polynomielles ℓ .

Einwegsignaturen für Nachrichten beliebiger Länge

Satz Einwegsignaturen für Nachrichten beliebiger Länge

Unter der Annahme kollisionsresistenter Hashfunktionen existiert ein CMA-sicheres Einwegsignatur-Verfahren für Nachrichten beliebiger Länge.

Beweis:

- Aus der Existenz von kollisionsresistenten Hashfunktionen folgt die Existenz von Einwegfunktionen. (Übung, siehe auch Krypto I)
- Nutzen Einwegfunktion f zur Konstruktion von CMA-sicheren Lamport-Signaturen der Nachrichtenlänge ℓ .
- Nutzen Hash-and-Sign Paradigma für beliebige Nachrichtenlänge. Hier verwenden wir erneut kollisionsresistente Hashfunktionen.

Einfache k -weg Signaturen

k -weg Signaturen

- Definiere mittels k -maliger Anwendung von $Gen_{\text{Lamport}}(1^n)$
 $pk = (pk_1, \dots, pk_k)$ und $sk = (sk_1, \dots, sk_k)$.
- Unterzeichnen die i -te Nachricht m mittels sk_i als (m, σ) .
- Man bezeichnet i auch als *Zustand* im Signaturverfahren.
- (m, σ) gilt als gültig, falls (m, σ) für ein pk_i gültig ist.

Nachteile:

- Anzahl k muss bei Schlüsselgenerierung feststehen.
- Länge von pk und sk hängen beide von k ab.

Idee:

- Konstruiere neues Schlüsselpaar nur bei Bedarf.
- Validiere (pk_{i+1}, sk_{i+1}) mittels (pk_i, sk_i) .

Zwei Signaturen mit einem öffentlichen Schlüssel

- Sei $\Pi = (Gen, Sign, Vrfy)$ ein Einwegsignaturverfahren.
- Konstruieren $\Pi' = (Gen', Sign', Vrfy')$ für zwei Signaturen.

Gen':

- Erzeuge $(pk_1, sk_1) \leftarrow Gen(1^n)$.

Sign' und Vrfy' von m_1 :

- Erzeuge $(pk_2, sk_2) \leftarrow Gen(1^n)$. Berechne $\sigma'_1 \leftarrow Sign_{sk_1}(m_1 || pk_2)$.
- Ausgabe der Signatur $\sigma_1 = (pk_2, \sigma'_1)$. Merke (m_1, σ_1, sk_2) .
- Verifikation von $(m_1, \sigma_1) = (m_1, pk_2, Sign_{sk_1}(m_1 || pk_2))$:

Überprüfe $Vrfy_{pk_1}(m_1 || pk_2, \sigma'_1) \stackrel{?}{=} 1$.

Sign' und Vrfy' von m_2 :

- Erzeuge $(pk_3, sk_3) \leftarrow Gen(1^n)$. Berechne $\sigma'_2 \leftarrow Sign_{sk_2}(m_2 || pk_3)$.
- Ausgabe $\sigma_2 = (m_1, \sigma_1, pk_3, \sigma'_2)$. Merke (m_2, σ_2, sk_3)
- Verifikation von $(m_2, \sigma_2) = (m_2, m_1, pk_2, \sigma'_1, pk_3, \sigma'_2)$:

Überprüfe $Vrfy_{pk_1}(m_1 || pk_2, \sigma'_1) \stackrel{?}{=} 1$ und $Vrfy_{pk_2}(m_2 || pk_3, \sigma'_2) \stackrel{?}{=} 1$.

Beliebige Anzahl von Signaturen

Algorithmus Signaturketten

Sei $\Pi = (Gen, Sign, Vrfy)$ ein Einwegsignaturverfahren.

- 1 **Gen'**: $(pk_1, sk_1) \leftarrow Gen(1^n)$
- 2 **Sign'**: Signieren der Nachricht m_i .
 - ▶ Verwende gemerkten Zustand $(m_{i-1}, \sigma_{i-1}, sk_i)$.
 - ▶ $(pk_{i+1}, sk_{i+1}) \leftarrow Gen(1^n)$. Berechne $\sigma'_i = Sign_{sk_i}(m_i || pk_{i+1})$.
 - ▶ Ausgabe $\sigma_i = (m_{i-1}, \sigma_{i-1}, pk_{i+1}, \sigma'_i)$. Merke $(m_i, \sigma_i, sk_{i+1})$.
- 3 **Vrfy'**: Verifikation von $(m_i, \sigma_i) \stackrel{\text{Sortieren}}{=} (m_j, pk_{j+1}, \sigma'_j)_{j=1}^i$:
Überprüfe $Vrfy_{pk_j}(m_j || pk_{j+1}, \sigma'_j) \stackrel{?}{=} 1$ für $j = 1, \dots, i$.

Vorteil: Ein öffentlicher Schlüssel pk_1 , beliebige Signaturanzahl.

Nachteile:

- Signaturlänge, Zustandsgröße und Verifikationszeit sind linear in der Anzahl der signierten Dokumente.
- Signaturen geben alle zuvor signierten Dokumente preis.

Merkle-Baum

Idee: Konstruktion von Merkle-Bäumen

- Ersetze Signaturkette durch Baum (sogenannter Merkle-Baum).
- Verwenden Baum der Tiefe n für Nachrichten der Länge n .
- Die Wurzel erhält Label ϵ .
- Die Kinder eines Knotens mit Label w erhalten Label $w0$ und $w1$.
- Blätter besitzen Nachrichten-Label $m \in \{0, 1\}^n$.
- Knoten mit Label w speichern Schlüsselpaar pk_w, sk_w .
- Wurzelschlüssel pk_ϵ ist der öffentliche Schlüssel.

Ziel: Zertifiziere Pfad von Wurzel zu m mittels Signaturen.

- Signieren Public-Keys auf Pfad inklusive der Nachbarknoten.

Signieren und Verifizieren von $m = 001$

Signieren von $m = 001$

- Pfad von Wurzel zu m : $\epsilon, 0, 00, 001$ mit Nachbarknoten $1, 01, 000$.
- Signiere $(pk_0 || pk_1)$ mittels sk_ϵ . Sei dies σ_ϵ .
- Signiere $(pk_{00} || pk_{01})$ mittels sk_0 . Sei dies σ_0 .
- Signiere $(pk_{000} || pk_{001})$ mittels sk_{00} . Sei dies σ_{00} .
- Signiere m mittels sk_{001} . Sei dies σ_{001} .
- Signatur ist $\sigma = (pk_0 || pk_1, \sigma_\epsilon, pk_{00} || pk_{01}, \sigma_0, pk_{000} || pk_{001}, \sigma_{00}, \sigma_{001})$

Verifizieren von (m, σ) :

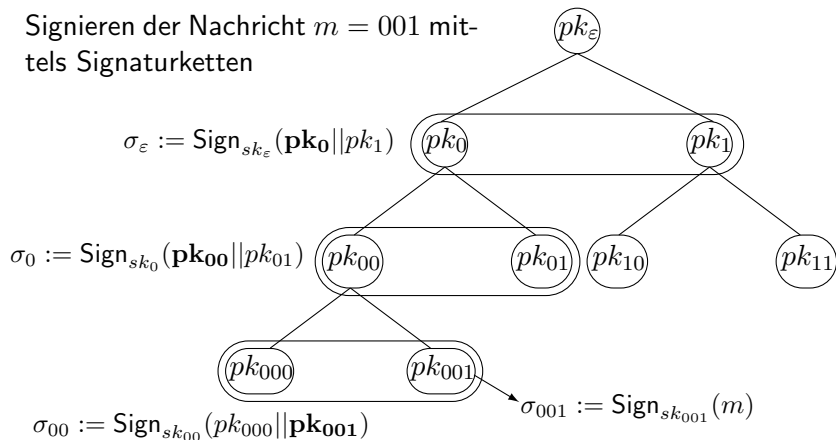
- Verifiziere $(pk_0 || pk_1, \sigma_\epsilon)$ mittels pk_ϵ .
- Verifiziere $(pk_{00} || pk_{01}, \sigma_0)$ mittels pk_0 .
- Verifiziere $(pk_{000} || pk_{001}, \sigma_{00})$ mittels pk_{00} .
- Verifiziere $(001, \sigma_{001})$ mittels pk_{001} .

Notation:

- Sei $m \in \{0, 1\}^n$. Wir definieren $m|_i := m_1 \dots m_i$ für $i = 0, \dots, n$.
- D.h. $m|_i$ ist der i -Zeichen Präfix von m und $m|_i = \epsilon$.

Signaturpfad der Nachricht $m = 001$

Signieren der Nachricht $m = 001$ mittels Signaturketten



Merkle Signaturen

Algorithmus Merkle Signatur

Sei $\Pi' = (Gen', Vrfy', Sign')$ ein Einwegsignaturverfahren.

- 1 **Gen:** $(pk_\epsilon, sk_\epsilon) \leftarrow Gen'(1^n)$
- 2 **Sign:** Für Nachricht $m \in \{0, 1\}^n$: FOR $i := 0$ to $n - 1$
 - ▶ Falls $pk_{m|i,0}, pk_{m|i,1}$ noch nicht erzeugt, erzeuge und speichere $(pk_{m|i,0}, sk_{m|i,0}) \leftarrow Gen'(1^n), (pk_{m|i,1}, sk_{m|i,1}) \leftarrow Gen'(1^n)$.
 - ▶ Erzeuge $\sigma_{m|i} \leftarrow Sign'_{sk_{m|i}}(pk_{m|i,0}, pk_{m|i,1})$.

Berechne $\sigma_m \leftarrow Sign'_{sk_m}(m)$

Ausgabe von $\sigma = ((pk_{m|i,0} || pk_{m|i,1}, \sigma_{m|i})_{i=0}^{n-1}, \sigma_m)$.

- 3 **Vrfy':** Für (m, σ) überprüfe $Vrfy'_{pk_{m|i}}(pk_{m|i,0} || pk_{m|i,1}, \sigma_{m|i}) \stackrel{?}{=} 1$ für $i = 0, \dots, n - 1$ und $Vrfy'_{pk_m}(m, \sigma_m) \stackrel{?}{=} 1$.

Eigenschaften von Merkle Signaturen

Eigenschaften:

- Erlaubt das Signieren aller möglichen 2^n Nachrichten.
- Schlüsselpaare werden nur bei Bedarf erzeugt.

Vorteile: gegenüber Signaturketten

- Signaturlänge/Verifikationszeit sind linear in der Nachrichtenlänge aber unabhängig von der Anzahl Signaturen.
- Keine Preisgabe der zuvor signierten Nachrichten.

Satz Sicherheit von Merkle Signaturen

Sei Π' eine CMA-sichere Einwegsignatur. Dann sind Merkle Signaturen Π ein CMA-sicheres Signaturverfahren.

Beweis:

- Sei \mathcal{A} ein Angreifer mit $\epsilon(n) := Ws[Forge_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1]$.
- \mathcal{A}' frage höchstens q Signaturen an. Setze $\ell := 2nq + 1$ als obere Schranke für die Anzahl der benötigten Schlüssel in Π .
- Wir konstruieren mittels \mathcal{A} einen Angreifer \mathcal{A}' für Π' .

Sicherheit von Merkle Signaturen

Algorithmus Angreifer \mathcal{A} für die Einwegsignatur

EINGABE: pk , Zugriff auf eine Anfrage an Orakel $Sign_{sk}(\cdot)$

- 1 Berechne $(pk^{(i)}, sk^{(i)}) \leftarrow Gen(1^n)$ für $i = 1, \dots, \ell$.
Wähle $i' \in_R [\ell]$. Ersetze $pk^{(i')}$ durch pk . $j \leftarrow 2$
- 2 $(m, \sigma') \leftarrow \mathcal{A}'(pk^{(1)})$. Signaturanfragen für m : For $i \leftarrow 1$ to $n - 1$
 - ▶ Falls $pk_{m|i,0}, pk_{m|i,1}$ undefiniert, $(pk_{m|i,0}, pk_{m|i,1}) \leftarrow (pk^{(j)}, pk^{(j+1)})$.
 $j \leftarrow j + 2$
 - ▶ Berechne $\sigma_{m|i}, \sigma_m$ und σ analog zu Merkle-Signaturen.
Falls $sk = sk^{(i')}$ benötigt, verwende das Signierorakel $Sign_{sk}(\cdot)$.
- 3 Sei $\sigma' = ((pk'_{m|i,0} || pk'_{m|i,1}, \sigma'_{m|i})_{i=0}^{n-1}, \sigma'_m)$
 - ▶ **Fall 1:** $\exists 0 \leq i < n$ mit $(pk'_{m|i,0} || pk'_{m|i,1}) \neq (pk_{m|i,0} || pk_{m|i,1})$.
Sei i minimal. Dann gilt $pk'_{m|i} = pk_{m|i} = pk^{(k)}$ für ein $k \in [\ell]$.
Falls $k = i'$, Ausgabe $(pk'_{m|i,0} || pk'_{m|i,1}, \sigma'_{m|i})$.
 - ▶ **Fall 2:** Es gilt $pk'_m = pk_m = pk^{(k)}$ für ein $k \in [\ell]$.
Falls $k = i'$, Ausgabe (m, σ'_m) .

Sicherheit von Merkle Signaturen

Beweis: Fortsetzung

- Verteilung der Nachrichten für \mathcal{A}' ist identisch zum Forge-Spiel.
- D.h. \mathcal{A} liefert eine gültige Signatur (m', σ') mit $\text{Ws } \epsilon(n)$.
- Sowohl für Fall 1 als auch für Fall 2 gilt $\text{Ws}[k = i'] = \frac{1}{\ell}$.
- Wir nehmen im folgenden an, dass $k = i'$.
- **Fall 1:** \exists neuer Public-Key in Geschwisterknotenpaar.
- \mathcal{A} stellte eventuell Orakelanfrage für Nachricht $(pk_{m|i,0} || pk_{m|i,1})$.
- Wegen $(pk'_{m|i,0} || pk'_{m|i,1}) \neq (pk_{m|i,0} || pk_{m|i,1})$ ist $\sigma'_{m|i}$ bezüglich pk eine gültige Signatur für eine neue Nachricht.
- **Fall 2:** pk'_m existiert bereits.
- \mathcal{A}' kann nicht Orakelanfrage m gestellt haben, da er m ausgibt.
- Damit ist σ'_m eine gültige neue Signatur für m bezüglich pk .
- **Insgesamt:** $\text{negl}(n) \geq \text{Ws}[Forge_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{einweg}}(n) = 1] = \frac{\epsilon(n)}{\ell}$.
- Da ℓ polynomiell ist, folgt $\epsilon(n) \leq \text{negl}(n)$.

Existenz CMA-sicherer Signatur

Korollar Signatursatz

Falls kollisionsresistente Hashfunktionen existieren, so existiert ein CMA-sicheres Signaturverfahren.

Beweis:

- Unter der Annahme kollisionsresistenter Hashfunktionen existieren CMA-sichere Einwegsignaturen.
- Aus CMA-sicheren Einwegsignaturen können CMA-sichere Signaturen konstruiert werden.

Anmerkung:

- Man kann sogar zeigen, dass ein CMA-sicheres Signaturverfahren existiert unter der Annahme der Existenz von Einwegfunktionen.

Schnorr Identifikation (1989)

Ziel: 3-Wege Authentisierung

- Sei $y = g^x$ ein Dlog-Problem mit $\text{ord}(g) = q$ prim.
- Setze $pk = (g, q, y)$ und $sk = x$.
- Prover P beweist einem Verifier V , dass er den x kennt.
- Dabei soll V nichts über x lernen (Zero-Knowledge).

Algorithmus Challenge-Response Verfahren

- 1 **Commitment:** P sendet $r = g^k$ and V .
- 2 **Challenge:** V sendet $e \in \mathbb{Z}_q$ an P .
- 3 **Reponse:** P sendet $s = k + xe \text{ mod } q$. V überprüft $g^s = r \cdot y^e$.

Sicherheit Schnorr Identifikation

Anmerkungen:

- V lernt nichts über x , sofern k unbekannt ist.
- Das Protokoll ist simulierbar, ohne Kenntnis von x .
- Konstruiere (r, e, s) durch $e, s \in_R \mathbb{Z}_q$ und berechne $r = g^s y^{-e}$.
- Damit ist das Transkript (r, e, s) **kein** übertragbarer Beweis.
- D.h. die Sicherheit kommt durch die Interaktivität und die Reihenfolge.
- Seien s_1, s_2 gültige Antworten für die Challenges $e_1 \neq e_2$.
- Dann kann x berechnet werden mittels

$$s_1 - s_2 = x(e_1 - e_2) \text{ bzw. } x = \frac{s_1 - s_2}{e_1 - e_2} \text{ mod } q.$$

- D.h. $r = g^k$ darf nicht wiederverwendet werden.

Fiat-Shamir Transformation

Ziel: Wandle Challenge-Response Protokoll in Signaturverfahren.

- Zerstöre Interaktivität, indem P die Challenge e selbst berechnet.
- Sei $e = H(r||m)$ für eine Hashfunktion $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{Z}_q$.

Algorithmus Schnorr-Signatur (1989)

- 1 **Gen:** $(g, q) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$. Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_q$.
Setze $pk = (g, q, y, H)$, $sk = x$.
- 2 **Sign:** Für eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ wähle $k \in_R$. Berechne
 $r = g^k$, $e = H(r||m)$ und $s = k + xe \pmod q$.
Ausgabe der Signatur $\sigma = (e, s)$.
- 3 **Vrfy:** Für $(m, \sigma) = (m, e, s)$ berechne $r = g^s y^{-e}$. Verifiziere
 $e \stackrel{?}{=} H(r||m)$.

Schnorr Signaturen

Satz

Unter der Dlog-Annahme und im Random Oracle Modell sind Schnorr-Signaturen CMA-sicher.

Anmerkung:

- Ohne Beweis. Der Beweis verwendet Ideen von zuvor, aber neue Beweistechniken (sog. Rewinding).

Instantiierung von Schnorr-Signaturen

- Wähle $ord(g) = q$ prim mit Bitgröße 160, z.B. g Generator einer
 - ▶ Untergruppe von \mathbb{Z}_p^* mit p der Bitgröße 1024 oder
 - ▶ Elliptische Kurve.
- Die Signaturlänge von σ beträgt damit nur 320 Bit.
- RSA-Signaturen mit gleicher Sicherheit besitzen Länge 1024 Bit.

Digital Signature Standard

Digital Signature Algorithm (DSA):

- Standardisierte modifizierte Variante von Schnorr Signaturen.

Algorithmus Digital Signature Standard

- 1 Gen:** $(p, q, g, H) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$ mit Hashfunktion $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{Z}_q$.
Wähle $x \in_R \mathbb{Z}_q$, berechne $y := g^x \bmod p$.
Setze $pk = (p, q, g, H, y)$, $sk = (p, q, g, H, x)$.
- 2 Sign:** Für $m \in \{0, 1\}^*$, wähle $k \in_R \mathbb{Z}_q^*$ und berechne
 $r := (g^k \bmod p) \bmod q$ und $s := (H(m) + xr) \cdot k^{-1} \bmod q$.
Signatur $\sigma = (r, s)$.
- 3 Vrfy:** Für $(m, \sigma) = (m, r, s)$ überprüfe
 $r \stackrel{?}{=} (g^{H(m) \cdot s^{-1} \bmod q} y^{r \cdot s^{-1} \bmod q} \bmod p) \bmod q$.

Korrektheit:

$$\begin{aligned} g^{H(m) \cdot s^{-1}} y^{r \cdot s^{-1}} &= g^{H(m)(H(m)+xr)^{-1}k} g^{xr(H(m)+xr)^{-1}k} \bmod p \\ &= g^{(H(m)+xr) \cdot (H(m)+xr)^{-1}k} \bmod p = g^k \bmod p. \end{aligned}$$

Übersicht Krypto II - Verschlüsselung

Abkürzung: TD-OWP = Trapdoor-Einwegpermutation

Funktionalität	Konstrukt	Annahme
Schlüsselaustausch <i>Diffie-Hellman</i>	sicher g^{xy}	Unterscheidungsannahme <i>DDH</i> : $g^{xy} \leftrightarrow g^z$
PK Verschlüsselung <i>RSA</i> <i>Rabin</i>	CPA $(r^e, hc(r) \oplus m)$ $(x^2, lsb(x) \oplus m)$	TD-OWP <i>RSA-Annahme</i> <i>Faktorisierungsannahme</i>
PK Verschlüsselung <i>ROM-RSA</i>	CPA (ROM) $(r^e, H(r) \oplus m)$	TD-OWP <i>RSA-Annahme</i>
PK Verschlüsselung <i>ROM-RSA2</i>	CCA (ROM) $(r^e, Enc'_{H(r)}(m))$	TD-OWP + PRF <i>RSA-Annahme</i>
PK Verschlüsselung <i>EIGamal</i> <i>Goldwasser-Micali</i> <i>Paillier</i>	CPA $(g^y, g^{xy} \cdot m)$ $z^m \cdot x^2$ $(1 + N)^m \cdot r^N$	Unterscheidungsannahme <i>DDH</i> : $g^{xy} \leftrightarrow g^z$ <i>QR</i> : $QR_N \leftrightarrow QNR_N^{+1}$ <i>DCR</i> : $r^N \bmod N^2 \leftrightarrow r$

Shors Algorithmus (1994)

Auf Quantenrechnern kann *Faktorisierung* und *Diskrete Logarithmen* mit jeweils Bitlänge n in Komplexität $\tilde{O}(n^2)$ gelöst werden.

Anmerkungen:

- Kryptanalyse ist schneller als die Kryptosysteme selbst.
- Diskrete Logarithmen können in *jeder* Gruppe berechnet werden. (z.B. auch in Elliptischen Kurven)
- Großes Problem für alle in Krypto I vorgestellte Systeme.
- Weniger großes Problem für viele Konstruktionen aus Krypto II.
- Bau von Quantenrechner mit genügend vielen Qubits möglich?
- Benötigen Krypto basierend auf Quanten-schweren Probleme.
- NP-schwere Problem scheinen Quanten-schwer zu sein.

Lineare Codes

Definition Linearer Code

Ein *linearer Code* ist ein k -dimensionaler Unterraum $C \subseteq \mathbb{F}_2^n$. Wir definieren die Minimaldistanz von C als

$$d = \min_{\mathbf{c} \neq \mathbf{c}'} \{H(\mathbf{c}, \mathbf{c}')\},$$

wobei H die Hammingdistanz ist. Wir bezeichnen C als $[n, k, d]$ -Code.

Anmerkung:

- C kann mittels Generatormatrix $G \in \mathbb{F}_2^{k \times n}$ definiert werden

$$C = \{\mathbf{c} \in \mathbb{F}_2^n \mid \mathbf{c} = \mathbf{x}G \text{ mit } \mathbf{x} \in \mathbb{F}_2^k\}.$$

Beispiel: Sei $G = \begin{pmatrix} 1110 \\ 0111 \end{pmatrix}$.

Dann ist $C = \{0000, 1110, 0111, 1001\}$ ein $[4, 2, 2]$ -Code.

Dekodierung

Definition Dekodierproblem

Gegeben: $G \in \mathbb{F}_2^{k \times n}$, $\mathbf{y} = \mathbf{x}G + \mathbf{e} \in \mathbb{F}_2^n$ mit $H(\mathbf{e}) \leq \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$

Gesucht: $\mathbf{x} \in \mathbb{F}_2^k$

Konstruktion einer Trapdoor-Einwegfunktion:

- Für zufällige $G \in_R \mathbb{F}_2^{k \times n}$ ist das Dekodierproblem NP-schwer.
- D.h. unter Annahme $P \neq NP$ erhalten wir eine injektive Einwegfkt.

$$f : \mathbb{F}_2^k \times \mathbb{F}_2^n \rightarrow \mathbb{F}_2^n, (\mathbf{x}, \mathbf{e}) \mapsto \mathbf{x}G + \mathbf{e}.$$

- G' mit spezieller Basismatrix erlauben die Invertierung von f .
- Starten mit G' als sk unserer Verschlüsselung.
- Konstruieren aus G' äquivalenten Code G mittels Transformation
 $G = SG'P$ für invertierbares $S \in \mathbb{F}_2^{k \times k}$, Permutation $P \in \mathbb{F}_2^{n \times n}$.
- Beachte: G, G' generieren denselben Code C .
- Verwende G' als öffentlichen Schlüssel pk .
- Hoffnung: Für G' ist das Dekodierproblem schwer.

McEliece Kryptosystem

Verschlüsselung Textbook McEliece (1979)

- 1 Gen:** Verwende $G' \in \mathbb{F}_2^{k \times n}$ mit effizienter Dekodierung. Berechne $G = SG'P$ für ein invertierbares $S \in_R \mathbb{F}_2^{k \times k}$ und eine Permutationsmatrix $P \in \mathbb{F}_2^{n \times n}$. Setze $pk = G, sk = G'$.
- 2 Enc:** Für $m \in \{0, 1\}^k$ wähle $\mathbf{e} \in_R \mathbb{F}_2^n$ mit $H(\mathbf{e}) = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$. Berechne $\mathbf{c} \leftarrow \mathbf{m}G + \mathbf{e}$.
- 3 Dec:** Für $\mathbf{c} \in \mathbb{F}_2^n$ setze $\mathbf{c}' := \mathbf{c}P^{-1}$. Dekodiere \mathbf{c}' mittels G' zu \mathbf{m}' . Berechne $\mathbf{m} := \mathbf{m}'S^{-1}$.

Korrektheit:

- Es gilt $\mathbf{c}' := \mathbf{c}P^{-1} = (\mathbf{m}G + \mathbf{e})P^{-1} = (\mathbf{m}SG'P + \mathbf{e})P^{-1} = (\mathbf{m}S)G' + \mathbf{e}P^{-1}$.
- Weiterhin ist $H(\mathbf{e}P^{-1}) = H(\mathbf{e}) = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$.
- Daher können wir mittels G' zu $\mathbf{m}' = \mathbf{m}S$ dekodieren.
- Es folgt $\mathbf{m} = \mathbf{m}'S^{-1}$.

CPA-Unsicherheit

CPA-Unsicherheit von Textbook McEliece

Textbook McEliece Verschlüsselung Π ist nicht CPA-sicher.

Beweis:

CPA Angreifer \mathcal{A}

EINGABE: G .

- Frage beliebige $m_0 \neq m_1 \in \mathbb{F}_2^k$ an. Erhalte den Chiffretext

$$\mathbf{c} = \text{Enc}(\mathbf{m}_b) = \mathbf{m}_b G + \mathbf{e}.$$

- Setze $b' = \begin{cases} 0 & \text{falls } H(\mathbf{c} + \mathbf{m}_0 G) = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor \\ 1 & \text{sonst} \end{cases}$.

AUSGABE: $b' \in \{0, 1\}$

Anmerkung:

- Falls $b = 0$ gilt $\mathbf{c} + \mathbf{m}_0 G = \mathbf{m}_0 G + \mathbf{0}_b G + \mathbf{e} = \mathbf{e}$.
- D.h. $\text{Ws}[\text{PubK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{cpa}} = 1] = 1$.

CPA-sicheres McEliece

- Müssen \mathbf{m} randomisieren. Einfaches Padding genügt:

$$Enc(\mathbf{m}) = (\mathbf{r}||\mathbf{m})G + \mathbf{e} \text{ für } \mathbf{r} \in \mathbb{F}_2^{\frac{k}{2}} \text{ und } \mathbf{m} \in \mathbb{F}_2^{\frac{9k}{2}}.$$

- Das gepaddete McEliece Verfahren ist CPA-sicher.

Effizienz:

- Enc: $\mathcal{O}(n^2)$, Dec: $\mathcal{O}(n^2)$ + Dekodierung in C .
- Bester bekannter Angriff in Zeit $\mathcal{O}(2^{\frac{n}{21}})$ (May, Ozerov, 2015).
- Parameter für 80-Bit Sicherheit: [1634, 1217, 39]-Goppa Code C .
- Großer Nachteil: pk besitzt $1634 \cdot 1217$ Bit ≈ 2 MB.

Definition Gitter

Ein *Gitter* L ist eine additive, diskrete abelsche Untergruppe des \mathbb{Z}^m . Dargestellt wird ein Gitter über eine Basis linear unabhängiger Vektoren $\mathbf{b}_1, \dots, \mathbf{b}_n \in \mathbb{Z}^m$, $n \leq m$, so dass

$$L = \{ \mathbf{v} \in \mathbb{Z}^m \mid \mathbf{v} = \sum_{i=1}^n a_i \mathbf{b}_i \text{ mit } a_i \in \mathbb{Z} \}.$$

Beispiele: für Gitter

- \mathbb{Z}^n mit den Einheitsvektoren \mathbf{e}_j als Basisvektoren.
- $(k\mathbb{Z})^n$ mit den Vektoren $2\mathbf{e}_j$ als Basisvektoren.
- Betrachte L aufgespannt von den Zeilenvektoren der Basismatrix

$$B = \begin{pmatrix} \mathbf{b}_1 \\ \mathbf{b}_2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 2 \\ 2 & 6 \end{pmatrix}$$

- Es gilt $\mathbf{b}'_1 = 3\mathbf{b}_1 - \mathbf{b}_2 = (1, 0) \in L$ und $\mathbf{b}'_2 = -2\mathbf{b}_1 + \mathbf{b}_2 \in L$.
- Die Basis $B' = (\mathbf{b}'_1, \mathbf{b}'_2)$ generiert ebenfalls das Gitter L .
- Gittererhaltende Basistransformationen sind
 - ▶ Permutation der Basisvektoren und
 - ▶ $\mathbf{b}_i := \mathbf{b}_i + c\mathbf{b}_j$ für $i \neq j$, $c \in \mathbb{Z}$.

Kürzeste Gittervektoren

Definition Shortest Vector Problem (γ -SVP)

Gegeben: $\mathbf{b}_1, \dots, \mathbf{b}_n \in \mathbb{Z}^m, \gamma \in \mathbb{R}$

Gesucht: $\mathbf{v} = a_1 \mathbf{b}_1 + \dots + a_n \mathbf{b}_n \in L$ mit $\|\mathbf{v}\| \leq \gamma \cdot \min_{u \in L \setminus \{\mathbf{0}\}} \{\|u\|\}$.

Status für verschiedene Werte von γ

- $\gamma = 2^n$: in polynomieller Zeit lösbar. (Lenstra, Lenstra, Lovasz '82)
- $\gamma = 1$: NP-schwer. (Ajtai 1998)
- $\gamma = \text{poly}(n)$: zentral für Krypto, vermutlich nicht NP-schwer.

Learning with Errors Problem

Definiton Learning with Errors (LWE) Search Problem

Gegeben: p prim, $(\mathbf{a}_i, b_i) \in \mathbb{Z}_p^n \times \mathbb{Z}_p$, $b_i = \langle \mathbf{a}_i, \mathbf{s} \rangle + e_i \pmod p$, $i \leq m$.

Gesucht: $\mathbf{s} \in \mathbb{F}_p^n$.

Anmerkungen:

- Die Anzahl m der Samples (\mathbf{a}_i, b_i) ist frei wählbar.
- Für fehlerfreie Sample $e_i = 0$ kann man LWE für $m = \mathcal{O}(n)$ in polynomieller Zeit mittels Gaußelimination lösen.
- Für $e_i \in_R \mathbb{Z}_p$ besitzt das LWE keine eindeutige Lösung \mathbf{s} .
- In der Kryptographie besitzt e_i eine diskrete Normalverteilung χ mit Erwartungswert und Standardabweichung $\frac{p}{\sqrt{n}}$.
- Summen von e_i sind wieder diskret normalverteilt.
- Bester Algorithmus für LWE besitzt Komplexität $p^{\frac{n}{\log n}}$.

Learning with Errors Entscheidungsvariante

Notation: Sei U die Gleichverteilung auf \mathbb{Z}_p^{n+1}

Definition Learning with Errors (LWE) Decisional Problem

Gegeben: Samples $(\mathbf{a}_i, b_i) \in \mathbb{Z}_p^n \times \mathbb{Z}_p$ aus LWE oder aus U .

Gesucht: Ausgabe 1 für LWE samples

Satz

$\text{poly}(n)\text{-SVP} \leq_{\text{quantum-poly}} \text{Computational-LWE}$

(ohne Beweis, nicht trivial!)

Satz Computational-LWE \leq_p Decisional-LWE

Sei \mathcal{A} ein Algorithmus für Decisional-LWE mit Laufzeit $T(\mathcal{A})$. Dann kann Computational-LWE in Zeit $qnT(\mathcal{A})$ gelöst werden.

Beweis:

- Wir zeigen, wie s_1 berechnet wird (analog für alle s_i).

Learning with Errors Entscheidungsvariante

Algorithmus Computational-LWE

- 1 Frage ein Sample (\mathbf{a}, b) an.
- 2 FOR $i = 0$ to $p - 1$
 - 1 Wähle $\ell \in_R \mathbb{Z}_p$.
 - 2 Falls $\mathcal{A}(\mathbf{a} + (\ell, 0, \dots, 0), b + \ell i \bmod p) = 1$, AUSGABE $s_1 = i$.

Fall 1: Samples aus U

- Dann ist auch $(\mathbf{a} + (\ell, 0, \dots, 0), b + \ell i \bmod p) \in U$.

Fall 2: Samples aus LWE

- Es gilt $\langle \mathbf{a} + (\ell, 0, \dots, 0), \mathbf{s} \rangle + e = (a_1 + \ell)s_1 + \sum_{j=2}^n a_j s_j + e$.
- D.h. wir müssen zu b den Term ℓs_1 addieren.
- D.h. für $i = s_1$ erhalten wir wieder ein korrektes LWE Sample.
- Hingegen für $i \neq s_1$ ist $b + \ell i \in_R \mathbb{Z}_p$ und damit
$$(\mathbf{a} + (\ell, 0, \dots, 0), b + \ell i \bmod p) \in U.$$

Selbstreduzierbarkeit

Satz worst-case Decisional-LWE \leq_p average-case Dec.-LWE

Sei \mathcal{A} ein LWE-Unterscheider für uniforme $\mathbf{s} \in_R \mathbb{Z}_p^n$. Dann existiert ein LWE-Unterscheider \mathcal{B} für worst-case Eingaben \mathbf{s} .

Beweis:

- \mathcal{B} erhalte worst-case Eingaben (\mathbf{a}, b) aus LWE oder aus U .
- Transformieren diese in uniforme Eingaben und verwende \mathcal{A} .
- Wähle dazu $t \in_R \mathbb{Z}_p$ und berechne das neue Sample $(\mathbf{a}, b + \langle \mathbf{a}, \mathbf{t} \rangle)$.
- Falls $(\mathbf{a}, b) \in U$ war, so gilt ebenfalls $(\mathbf{a}, b + \langle \mathbf{a}, \mathbf{t} \rangle) \in U$.
- Falls LWE-Sample für \mathbf{s} : $(\mathbf{a}, b + \langle \mathbf{a}, \mathbf{t} \rangle)$ ist Sample für $\mathbf{s} + \mathbf{t} \in_R \mathbb{Z}_p^n$.

Regev's Kryptosystem (2005)

Verschlüsselung Regev

- ① **Gen:** $(p, m) \leftarrow \text{Gen}(1^n)$ mit $p \in [n^2, 2n^2]$ prim und $m = n \log p$.
Wähle $\mathbf{s} \in_R \mathbb{Z}_p^n$ und $\mathbf{a}_1, \dots, \mathbf{a}_m \in_R \mathbb{Z}_p^n$. Setze

$$sk = \mathbf{s} \text{ und } pk = (\mathbf{a}_i, b_i)_{i=1}^m \text{ mit } b_i = \langle \mathbf{a}_i, \mathbf{s} \rangle + e_i.$$

- ② **Enc:** Für $m \in \{0, 1\}$ wähle $S \in_R \mathcal{P}(\{1, \dots, m\})$. Setze

$$c \leftarrow (\sum_{i \in S} \mathbf{a}_i, m \cdot \lfloor \frac{p}{2} \rfloor + \sum_{i \in S} b_i).$$

- ③ Für $c = (\mathbf{a}, b)$ berechne

$$m = \begin{cases} 0 & \text{falls } b - \lfloor \mathbf{a}, \mathbf{s} \rfloor \in [-\frac{p}{4}, \frac{p}{4}] \\ 1 & \text{sonst} \end{cases}.$$

Korrektheit:

- Es gilt $b = \sum_{i \in S} b_i = \sum_{i \in S} \langle \mathbf{a}_i, \mathbf{s} \rangle + e_i = \langle \mathbf{a}, \mathbf{s} \rangle + \sum_{i \in S} e_i$.
- Damit ist $b - \langle \mathbf{a}, \mathbf{s} \rangle = \sum_{i \in S} e_i$.
- Man kann zeigen: Mit hoher Ws gilt $|\sum_{i \in S} e_i| < \frac{p}{4}$.

Sicherheit von Regev Verschlüsselung

Satz CPA-Sicherheit von Regev Verschlüsselung

Unter der Decisional-LWE Annahme ist Regev Verschlüsselung Π CPA-sicher.

Beweisidee:

- Sei \mathcal{A} CPA-Angreifer für Π , wir konstruieren \mathcal{A}' für LWE.
- \mathcal{A}' erhalte entweder Samples $(\mathbf{a}_i, b_i)_{i=1}^m$ von LWE oder von U .
- Setze $pk = (\mathbf{a}_i, b_i)_{i=1}^m$. Verschlüssele entweder $m = 0$ oder $m = 1$.
- Im Fall von LWE-Samples erhalten wir den Vorteil $\epsilon(n)$ von \mathcal{A} .
- Im Fall von U besitzt \mathcal{A} nur Erfolgswahrscheinlichkeit $\frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Übersicht Krypto II - Signatur

Abkürzungen:

- OWF = Einwegfunktion
- CRH = kollisionsresistente Hashfunktion

Funktionalität	Sicherheit	Annahme
Signatur <i>RSA-FDH</i>	CMA (ROM) $\sigma = H(m)^d$	TD-OWP <i>RSA-Annahme</i>
Einwegsignatur fester Länge <i>Lamport</i>	CMA $y_{i,j} = f(x_{i,j}), \sigma_i = x_{i,m_i}$	OWF
Einwegsignatur beliebiger Länge <i>Lamport + Hash&Sign</i>	CMA <i>Signiere $H(m)$.</i>	CRH
Signatur <i>Merkle</i>	CMA <i>Zertifiziere Baumpfad.</i>	CRH