

Definition Ununterscheidbare Chiffretexte

Ein Verschlüsselungsschema $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ besitzt *ununterscheidbare Chiffretexte gegenüber KPA* falls für alle ppt \mathcal{A} gilt

$$W_s[PrivK_{\mathcal{A}, \Pi}^{eav}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n).$$

Der W_s raum ist definiert über die Münzwürfe von Gen und \mathcal{A} .

Die Differenz $W_s[PrivK_{\mathcal{A}, \Pi}^{eav}(n) = 1] - \frac{1}{2}$ bezeichnen wir als Vorteil von \mathcal{A} . Π heißt *KPA-sicher*, falls der Vorteil vernachlässigbar ist.

Chiffretext liefert kein einzelnes Bit des Klartextes

Notation: Sei m^i das i -te Bit einer Nachricht $m \in \{0, 1\}^n$.

Satz

Sei Π KPA-sicher. Dann gilt für alle ppt \mathcal{A} und alle $i \in [n]$:
 $\text{Ws}[\mathcal{A}(\text{Enc}_k(m)) = m^i] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.

Beweis:

- Sei $I_0^n = \{m \in \{0, 1\}^n \mid m^i = 0\}$ und $I_1^n = \{m \in \{0, 1\}^n \mid m^i = 1\}$.
- Sei \mathcal{A} ein Unterscheider für das i -te Bit mit Vorteil $\epsilon(n)$.
- Konstruieren Angreifer \mathcal{A}' , der $m_0 \in I_0^n$ und $m_1 \in I_1^n$ unterscheidet.

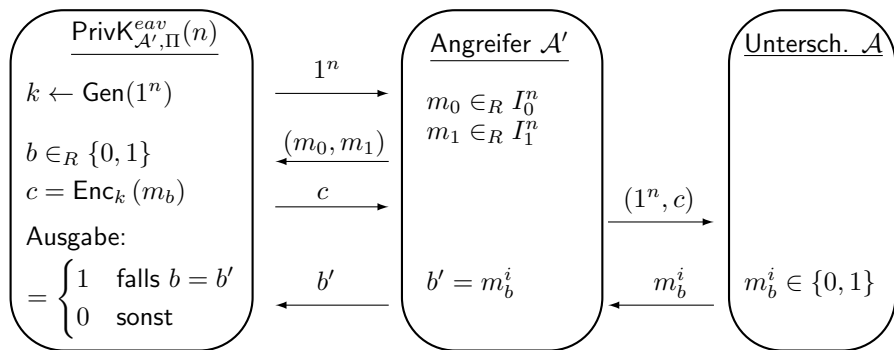
Algorithmus KPA-Angreifer \mathcal{A}'

EINGABE: 1^n

- 1 Wähle $m_0 \in_R I_0^n$, $m_1 \in_R I_1^n$.
- 2 Empfange $\text{Enc}_k(m_b)$ aus $\text{PrivK}_{\mathcal{A}', \Pi}(n)$ -Spiel mit $b \in_R \{0, 1\}$.
- 3 $b' \leftarrow \mathcal{A}(\text{Enc}_k(m_b))$

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

Algorithmus KPA-Angreifer A'



Chiffretext liefert kein einzelnes Bit des Klartextes

Beweis: Es gilt $\text{Ws}[PrivK_{\mathcal{A}', \Pi}^{eav}(n) = 1] = \text{Ws}[\mathcal{A}'(Enc_k(m_b) = b)]$

$$\begin{aligned} &= \sum_{j=0}^1 \text{Ws}[b = j] \cdot \text{Ws}[\mathcal{A}'(Enc_k(m_b)) = b \mid b = j] \\ &= \sum_{j=0}^1 \text{Ws}[b = j] \cdot \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_k(m_b)) = m_b^j \mid b = j] \\ &= \text{Ws}[\mathcal{A}(Enc_k(m)) = m^j] = \frac{1}{2} + \epsilon(n) \end{aligned}$$

- Da Π KPA-sicher ist, gilt $\text{Ws}[PrivK_{\mathcal{A}', \Pi}^{eav}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$.
- Daraus folgt, dass \mathcal{A} Vorteil $\epsilon \leq \text{negl}(n)$ besitzt.

Chiffretext liefert ppt \mathcal{A} keine Information

Ziel: \mathcal{A} kann aus $Enc_k(m)$ keine Funktion $f(m)$ berechnen.

- Sei $\mathcal{M} \subseteq \{0, 1\}^*$ und $S_n = \mathcal{M} \cap \{0, 1\}^n$.
- Wir wählen ein $m \in_R S_n$.

Satz Nicht-Berechenbarkeit von Funktionen

Sei Π KPA-sicher. Für jeden ppt Angreifer \mathcal{A} existiert ein ppt Algorithmus \mathcal{A}' , so dass für alle ppt-berechenbaren Funktionen f

$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(m)) = f(m)] - \text{Ws}[\mathcal{A}'(1^n) = f(m)]| \leq \text{negl}(n).$$

Wsraum: Zufällige Wahl von m, k , Münzwürfe von $\mathcal{A}, \mathcal{A}', Enc$.

Beweis:

- Wir zeigen zunächst, dass für alle ppt \mathcal{A} gilt
$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(m)) = f(m)] - \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(1^n)) = f(m)]| \leq \text{negl}(n).$$
- Wir konstruieren dazu KPA-Angreifer D auf Π mittels \mathcal{A} .

\mathcal{A} kann $Enc_k(m)$ und $Enc_k(1^n)$ nicht unterscheiden.

Algorithmus Angreifer D im Spiel $PrivK_{D,\Pi}^{eav}(n)$

EINGABE: 1^n .

- 1 Wähle $m_0 = m \in_R \mathcal{S}_n$, $m_1 = 1^n$. Erhalte $Enc_k(m_b)$ für $b \in_R \{0, 1\}$.
- 2 Sende $(1^n, Enc_k(m_b))$ an \mathcal{A} . Erhalte Ausgabe $f(m_b)$.

AUSGABE: $b' = \begin{cases} 0 & \text{falls } f(m) = f(m_b) \\ 1 & \text{sonst} \end{cases}$.

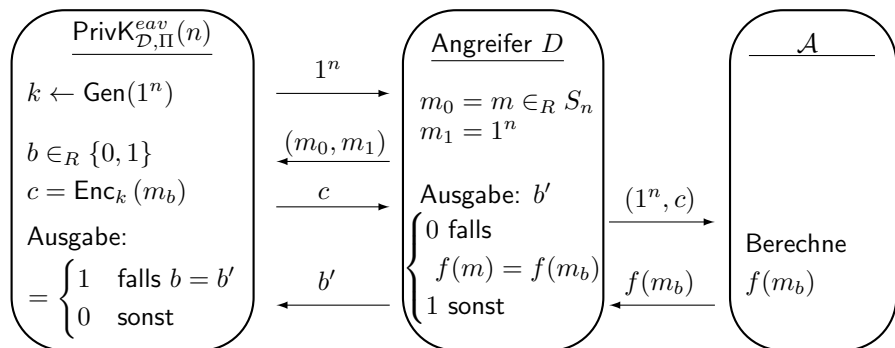
Fall 1: $b = 0$, d.h. \mathcal{A} erhält $Enc_k(m)$.

- Es gilt $\text{Ws}[PrivK_{D,\Pi} = 1 \mid b = 0] = \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(m)) = f(m)]$.

Fall 2: $b = 1$, d.h. \mathcal{A} erhält $Enc_k(1^n)$.

- Es gilt $\text{Ws}[PrivK_{D,\Pi} = 1 \mid b = 1] = \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(1^n)) \neq f(m)]$
 $= 1 - \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(1^n)) = f(m)]$.

Angreifer \mathcal{D}



\mathcal{A} kann $Enc_k(m)$ und $Enc_k(1^n)$ nicht unterscheiden.

- Insgesamt folgt damit aus der KPA-Sicherheit von Π

$$\begin{aligned} \text{negl}(n) &\geq \left| \frac{1}{2} - \text{Ws}[\text{PrivK}_{D,\Pi} = 1] \right| \\ &= \left| \frac{1}{2} - \sum_{i \in \{0,1\}} \text{Ws}[\text{PrivK}_{D,\Pi} = 1 \mid b = i] \cdot \text{Ws}[b = i] \right| \\ &= \left| \frac{1}{2} - \frac{1}{2} (\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(m)) = f(m)] \right. \\ &\quad \left. + 1 - \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(1^n)) = f(m)]) \right|. \end{aligned}$$

- Daraus folgt wie gewünscht

$$|\text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(m)) = f(m)] - \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, Enc_k(1^n)) = f(m)]| \leq \underbrace{2\text{negl}(n)}_{\text{negl}(n)}.$$

Konstruktion von \mathcal{A}'

Algorithmus \mathcal{A}'

EINGABE: 1^n

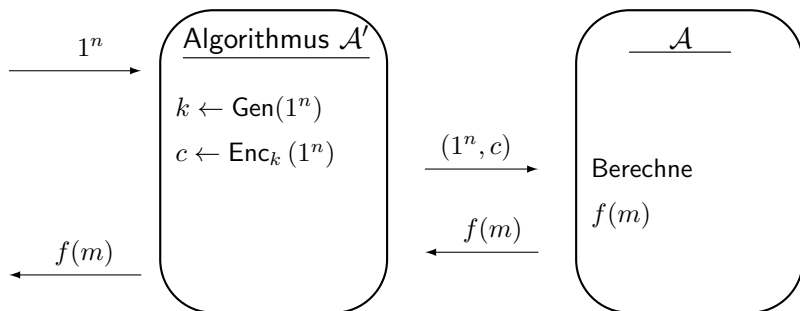
- 1 Berechne $k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$ und $c \leftarrow \text{Enc}_k(1^n)$.
- 2 $f(m) \leftarrow \mathcal{A}(1^n, \text{Enc}_k(1^n))$.

AUSGABE: $f(m)$

Unser Satz zur Nicht-Berechenbarkeit von Funktionen folgt aus

$$\text{Ws}[\mathcal{A}'(1^n) = f(m)] = \text{Ws}[\mathcal{A}(1^n, \text{Enc}_k(1^n)) = f(m)].$$

Semantische Sicherheit



Semantische Sicherheit (informal): Erweiterung auf:

- Beliebige Verteilung anstatt Gleichverteilung $m \in_R S_n$.
- \mathcal{A} und \mathcal{A}' erhalten zusätzliche Information über den Klartext.

Man kann zeigen:

Semantische Sicherheit ist äquivalent zu KPA-Sicherheit.

Pseudozufälligkeit

Motivation: Pseudozufallsgenerator

- One-Time Pad: Sicherheit von $m \oplus k$ für $m \in \{0, 1\}^n$, $k \in_R \{0, 1\}^n$.
- D.h. wir benötigen einen echten Zufallsstring $k \in \{0, 1\}^n$.
- Sei G ein Algorithmus, der eine Verteilung \mathcal{D} auf $\{0, 1\}^n$ liefert.
- Falls es für ppt D unmöglich ist, \mathcal{D} von der Gleichverteilung auf $\{0, 1\}^n$ zu unterscheiden, so können wir k mittels G wählen.

Definition Pseudozufallsgenerator

Sei G ein ppt Algorithmus, der eine Funktion $\{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^{\ell(n)}$ mit $\ell(n) > n$ berechne. G heißt *Pseudozufallsgenerator* falls für alle ppt D

$$|\text{Ws}[D(r) = 1] - \text{Ws}[D(G(s)) = 1]| \leq \text{negl}(n),$$

wobei $r \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)}$ und $s \in_R \{0, 1\}^n$, die sogenannte *Saat*.

Wsraum: Zufällige Wahl von r, s , Münzwürfe von D .

Anmerkung: G expandiert die echt zufällige Saat $s \in \{0, 1\}^n$ in ein pseudozufälliges $G(s) \in \{0, 1\}^{\ell(n)}$ mit Expansionsfaktor $\ell(n)$.

Unterscheider D mit beliebiger Laufzeit

Satz Unterscheider D mit beliebiger Laufzeit

Sei $G : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^{\ell(n)}$ ein Pseudozufallsgenerator. Dann existiert ein Unterscheider D mit Laufzeit $\mathcal{O}(2^n \cdot \text{Laufzeit}(G))$ und Erfolgsws

$$\text{Ws}[D(r) = 1] - \text{Ws}[D(G(s)) = 1] \geq \frac{1}{2}.$$

Beweis:

- D prüft, ob w mittels G generiert werden kann.

Algorithmus Unterscheider D

EINGABE: $w \in \{0, 1\}^{\ell(n)}$

- 1 Berechne $G(s)$ für alle $s \in \{0, 1\}^n$.

AUSGABE: $= \begin{cases} 1 & \text{falls } G(s) = w \text{ für ein } s \in \{0, 1\}^n \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}.$

Unterscheider D mit beliebiger Laufzeit

1. Fall: $w \in G(s)$, d.h. w wurde mittels G generiert

- Dann gilt $W_s[D(G(s)) = 1] = 1$.

2. Fall: $w = r \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)}$, d.h. w ist echt zufällig.

- Es gilt $|\{y \in \{0, 1\}^{\ell(n)} \mid y = G(s) \text{ für ein } s \in \{0, 1\}^n\}| \leq 2^n$.
- Damit ist $r \in_R \{0, 1\}^{\ell(n)}$ mit $W_s \leq 2^{n-\ell(n)}$ im Bildraum von G .
- D.h. $W_s[D(r) = 1] \leq 2^{n-\ell(n)} \leq \frac{1}{2}$ wegen $\ell(n) > n$.

Daraus folgt insgesamt $W_s[D(r) = 1] - W_s[D(G(s)) = 1] \geq \frac{1}{2}$.