

Inhaltsverzeichnis

1	Grundlegende Konzepte und mathematisches Wissen	1
1.1	Wichtige Rechenoperationen	1
1.2	Grundlegende Wahrscheinlichkeitstheorie	1
I	Symmetrische Verschlüsselung	2
2	Grundlegende Begrifflichkeiten und Definitionen	2
2.1	Historische Verschlüsselungen	3
2.2	Perfekte Sicherheit	4
3	Grundlage und Entwicklung berechenbarer kryptographischer Sicherheit	6
3.1	Präzisere Formulierung symmetrischer Verfahren	6
3.2	Vernachlässigbarkeit	7
3.3	Berechenbare Ununterscheidbarkeit	8
3.4	Grundidee des Reduktionsbeweises	9
3.5	Pseudorandomgeneratoren	9
3.6	Symmetrische Verschlüsselung mit fester Länge anhand von PRG	11
3.7	Sicherheit bei mehrfacher Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel	12
3.8	Sicherheit gegen Chosen-Plaintext Attacks	12
3.9	Pseudorandom Funktionen	14
3.10	Verschlüsselung mittels PRF mit Sicherheit vor CPA	16
3.11	Pseudorandom Permutationen	17
3.12	Operationsmodi für Blockchiffren	17
3.12.1	Electronic Code Book (ECB) Modus	18
3.12.2	Cipher Block Chaining (CBC) Modus	18
3.12.3	Chained Cipher Block Chaining (Chained CBC) Modus	19
3.12.4	Output Feedback (OFB) Modus	19
3.12.5	Counter (CTR) Modus	19
3.13	Sicherheit gegenüber Chosen Ciphertext Angriffen	20
3.13.1	Orakel Padding Angriffe*	22
3.14	Zusammenfassung der einzelnen Sicherheitsdefinitionen	23
4	Message Authentication Codes	23
4.1	CBC-MAC	25
4.2	Authenticated Encryption	26
4.3	Zusammenfassung bisher erreichter Sicherheit	28
5	Hash-Funktionen	28
5.1	Merkle Damgard Transformation	29
5.2	MACs anhand von Hash-Funktionen	30
5.3	Angriffe gegen Hashing-Verfahren	30
5.3.1	Geburtstagsangriff	30
5.3.2	Random Oracle Model	31
6	Theoretische Konstruktion und Zusammenhänge kryptographischer Primitive	31
6.1	Einwegfunktionen und Einwegpermutierer	31
6.2	PRG aus OWP anhand von Hardcore Predicates	31
6.3	PRG mit stärkerem Expansionsfaktor und Hybridargumenten	32
6.4	Mit Bäumen von PRG zu PRF	34
6.5	Zusammenfassung der Zusammenhänge	34
7	Praktische kryptographische Primitive	34

2.11.2020 - 8.11.2020 #1 and #2 ✓
 9.11.2020 - 15.11.2020 #3 and #4 ✓
 16.11.2020 - 22.11.2020 #5 ✓
 23.11.2020 - 29.11.2020 #6 and #7 ✓

30.11.2020 - 6.12.2020 #8 and #9 ✓
 7.12.2020 - 13.12.2020 #10 and #11 ✓
 14.12.2020 - 20.12.2020 #12 and #13 ✓
 21.12.2020 - 27.12.2020 #14 ✓
 4.1.2021 - 10.1.2021 #15 ✓
 11.1.2021 - 17.1.2021 #16 and #17

18.1.2021 - 24.1.2021 #18 and #19
 25.1.2021 - 31.1.2021 #20 and #21
 1.2.2021 - 7.2.2021 #22 and #23

8.2.2021 - 14.2.2021 #24 and #25
 12.2.2021 QA session for the course and final exam

1 Grundlegende Konzepte und mathematisches Wissen

1.1 Wichtige Rechenoperationen

XOR-Operation

Für die XOR-Operation, auch \oplus -Operation genannt, werden zwei n lange Binärzahlen $b1 = \parallel_{i=0}^n b_i$ und $b2 = \parallel_{i=0}^n b_i$ verrechnet, indem die einzelnen Bits nach folgender Wahrheitstafel verrechnet werden:

$b1_i$	$b2_i$	$b1_i \oplus b2_i$
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

Beispiel 1.1. (XOR-Operator)

$b1$	=	10001000
$b2$	=	11110000
result $b1 \oplus b2$	=	01111000

1.2 Grundlegende Wahrscheinlichkeitstheorie

Wahrscheinlichkeitsraum

Ein Wahrscheinlichkeitsraum besteht aus drei Komponenten:

- Ω ist der Ergebnisraum (sample space)
- Σ ist die Menge an (Zwischen-)Ereignissen (event set)
- $P : \Sigma \rightarrow [0, 1]$ ist die Wahrscheinlichkeitsfunktion

Bemerkung 1.2. (Begrifflichkeiten)

- Die Wahrscheinlichkeitsfunktion kann auch $\Pr[\dots]$ genannt werden kann (Grund: Im Kontext von P und NP ist die Doppelbelegung von P doof). Es gibt keinen Unterschied zwischen beiden Notationen
- **Zufallsvariable:** Abstrakt: Eine ZV filtert die Elemente aus Ω , welchen schließlich ein Wert $\neq 0$ zugewiesen werden kann. Verständlich: Eine ZV ist eine Teilmenge von Ω . Σ bildet die Menge aller möglichen Zufallsvariablen

- **Ereignis:** Ein Element aus Ω

Beispiel 1.3. (Experiment mit einem d4-DnD-Würfel)

$$\Omega = \{1, 2, 3, 4\}$$

$$\Sigma = \{\emptyset, \{1\}, \{2\}, \{3\}, \{4\}, \{1, 2\}, \{1, 3\}, \{1, 4\}, \{2, 3\}, \{2, 4\}, \{3, 4\}, \{1, 2, 3\}, \{1, 2, 4\}, \{1, 3, 4\}, \{2, 3, 4\}, \Omega\}$$

$$P(\{1\}) = P(\{2\}) = P(\{3\}) = P(\{4\}) = 0.25$$

$$P(\{1, 2\}) = P(\{1, 3\}) = P(\{1, 4\}) = \dots = P(\{3, 4\}) = 0.5$$

$$P(\{1, 2\} \wedge \{1, 4\}) = P(\{1, 2\} \wedge \{1, 3\}) = 0.25$$

$$P(\{1, 3\} \mid \{1, 2, 4\}) = P(\{2, 3\} \mid \{1, 3, 4\}) = 0.25/0.75 = 0.33\dots$$

Anschaulich stellt die Zufallsvariable $\mathcal{X} = \{2, 4\}$ die Frage nach allen gerade Ergebnissen. Die Wahrscheinlichkeit für ein Event aus $x \in \mathcal{X}$ wird als $P(x = 2) = 0.25$ geschrieben.

Formelsammlung Stocharschik

Für zwei **unabhängige** Events gilt:

$$P(a \wedge b) = P(a) \cdot P(b)$$

$$P(a \mid b) = P(a)$$

Für zwei **abhängige** Events gilt:

$$P(a \mid b) = \frac{P(a \wedge b)}{P(b)}$$

Generell gilt:

$$P(a \vee b) = P(a) + P(b) - P(a \wedge b)$$

Bayesian Rules für **abhängige** Events:

- **Product Rule:**

$$P(a \wedge b) = P(a \mid b) \cdot P(b)$$

- **Chain Rule:**

$$P(x_1, \dots, x_n) = P(x_n \mid x_{n-1}, \dots, x_1) \cdot P(x_{n-1} \mid x_{n-2}, \dots, x_1) \cdot \dots$$

- **Marginalization:**

$$P(x) = \sum_{y \in Y} P(x, y)$$

$$P(a) = P(a \mid b) \cdot P(b) + P(a \mid \neg b) \cdot P(\neg b)$$

Bayes Theorem:

$$P(a \mid b) = \frac{P(a) \cdot P(b \mid a)}{P(b)}$$

Union Bound:

$$P(E_1 \vee \dots \vee E_n) \leq P(E_1) + \dots + P(E_n)$$

Teil I**Symmetrische Verschlüsselung****2 Grundlegende Begrifflichkeiten und Definitionen****Definition 2.1 (Grundschemas einer Private Key Encryption)**

Ein **Private Key Encryption** Schemata $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ wird über einen Klartextrraum $\mathcal{M} = \{0, 1\}^*$ anhand von drei Algorithmen definiert:

- **Gen:** **Schlüsselgenerierung** (Key-Generation) erzeugt als Output einen Schlüssel k anhand einer gewissen Wahrscheinlichkeitsverteilung

- $Enc_k(m)$: **Verschlüsselung** (Encryption) nimmt als Input den Schlüssel k und die Klartextnachricht $m \in \mathcal{M}$ und erzeugt daraus als Output den Chiffretext $c \in \mathcal{C}$
- $Dec_k(c)$: **Entschlüsselung** (Decryption) nimmt als Input den Schlüssel k und den Chiffretext c und erzeugt daraus als Output den ursprünglichen Klartext m

Bemerkung 2.2.

- Für diese Schemata gilt immer die **perfekte Korrektheit** $Dec_k(Enc_k(m)) = m$
- $P(k)$ gibt die Wahrscheinlichkeit an, dass Gen den Schlüssel k erzeugt, also
- $P(m)$ gibt die Wahrscheinlichkeit an, dass die Nachricht m verwendet wird
- $P(c)$ gibt die Wahrscheinlichkeit an, dass der erzeugte Ciphertext c ist

Definition 2.3 (Angriffsszenarien)

- **Ciphertext-Only Attack**: Der Angreifer sieht nur das Chiphtrat
- **Known-Plaintext Attack**: Dem Angreifer sind gewisse Klartext Ciphertext Paare bekannt
- **Chosen-Plaintext Attack**: Der Angreifer kann jeden Klartext entschlüsseln lassen
- **Chosen-Ciphertext Attack**: Der Angreifer kann gewisse Chiphretexte entschlüsseln lassen

Definition 2.4 (Principles of Modern Cryptography)**Principle 1: Formal Definition**

- Definition des Systems, dessen Sicherheit, Ziele, der möglichen Angriffsszenarien und der Möglichkeiten aller Parteien, die das System nutzen

Principle 2: Precise Assumptions

- Die Annahmen zur Sicherheit eines Systems müssen präzise und nachvollziehbar sein. Beispielsweise eignen sich mathematische Probleme wie der diskrete Logarithmus oder das Faktorisierungsproblem

Principle 3: Proof of security

- Der Sicherheitsbeweis zeigt, dass das definierte System anhand der getätigten Annahmen auch wirklich sicher ist

2.1 Historische Verschlüsselungen**Definition 2.5 (Caesar Cipher)**

- **GEN**: Der Schlüssel kann eine beliebige ganze Zahl $k \in \mathbb{Z}$ sein
- **ENC**: $c_i = m_i + k \pmod{26}$
- **DEC**: $m_i = c_i - k \pmod{26}$

Bemerkung 2.6.

- Sehr einfach mit Brute Force zu knacken
- Daraus kann man ableiten, dass der Schlüsselraum so groß sein muss, dass man diesen nicht einfach durch ausprobieren durchsuchen kann

Mono-Alphabetic Substitution Cipher

- **GEN**: Der Schlüssel ist eine zufällige Substitution $f(x) = y$ für jeden Buchstaben x
- **ENC**: $c_i = f(m_i)$
- **DEC**: $m_i = f^{-1}(c_i)$

Beispiel 2.7. (Schlüssel einer Substitutions Cipher)

a	b	c	d	e	f	g	h	i	j	k	l	m	n	o	p	q	r	s	t	u	v	w	x	y	z
X	E	U	A	D	N	B	K	V	M	R	O	C	Q	F	S	Y	H	W	G	L	Z	I	J	P	T

Bemerkung 2.8.

- Ca. $26! = 2^{88}$ verschiedene Schlüssel
- Mittels Häufigkeitsanalyse entschlüsselbar

Exkurs: Häufigkeitsanalyse

In jeder Sprache kommen gewisse Buchstaben häufiger vor als andere. Kennt man diese Verteilung, kann man bei einer Monoalphabetischen Verschlüsselung die Häufigkeit aller Buchstaben ermitteln und diese mit der Buchstabenverteilung der Ausgangssprache vergleichen. Damit können Informationen über den Schlüssel gewonnen werden.

Vigenere Cipher

- Verschlüsselungsverfahren ist ähnlich zur Monoalphabetischen Substitution
- Der Schlüssel ist ein Wort, welches solange wiederholt wird, bis die Länge des Klartextes erreicht ist
- War hunderte Jahre sicher, heutzutage aber nicht mehr (Kasiski Angriff)

Beispiel 2.9. (Vigenere Verschlüsselung)

Plaintext:	tellhimaboutme
Key:	cafecafecafeca
Ciphertext:	WFRQKJSFEPAYPF

2.2 Perfekte Sicherheit

Perfekte Sicherheit

Ein Verschlüsselungssystem mit Klartexten $m \in \mathcal{M}$ und Chiffretexten $c \in \mathcal{C}$ ist genau dann sicher, wenn Klartext und Chiffretext voneinander unabhängig sind (mit $P(c) > 0$):

$$P(m | c) = P(m)$$

Daraus kann man folgern:

$$P(c | m) = P(c)$$

Bemerkung 2.10.

- Nach Claude Shannon: Das Verschlüsselungsverfahren ist perfekt sicher, genau dann, wenn die Wahrscheinlichkeitsverteilung auf dem Schlüsselraum die Gleichverteilung ist und es zu jedem Klartext genau einen Schlüssel und Chiffretext gibt.
- Daraus kann $P(m \wedge c) = P(m) \cdot P(c)$ gefolgert werden
- Zudem kann $P(c | m_0) = P(c | m_1)$
- Perfekte Sicherheit ist unpraktisch, da die Größe des Schlüssels ineffizient ist

One Time Pad

Sei der Schlüsseltext $c \in \mathcal{C}$ und die Klartextnachricht $m \in \mathcal{M}$ und beides von der Länge n :

- **Gen:** Zufälliger Schlüssel: $k \in \mathcal{K} = \{0, 1\}^n$
- **Enc:** $c = m \oplus k$
- **Dec:** $m = c \oplus k$

Beweis 2.11.

Man weiß, dass $P(k) = 2^{-n}$ und damit $P(k = m \text{ XOR } c) = 2^{-n}$ gilt. Damit kann man folgern:

$$P(c) = P(c = m \text{ XOR } k) = P(k = m \text{ XOR } c) = 2^{-n}$$

$$P(c | m) = P(c = m \text{ XOR } k) = P(k = m \text{ XOR } c) = 2^{-n}$$

(Man kann nach dem gleichen Prinzip folgern, dass $P(m) = 2^{-n}$ gilt. Dies würde den Beweis aber seiner Eleganz berauben). Anhand dieser Erkenntnisse kann schließlich, unter Verwendung von Bayes Theorem, die Gleichheit des Ausgangstheorems abgeleitet werden:

$$P(m | c) = \frac{P(c | m) \cdot P(m)}{P(c)} = \frac{2^{-n} \cdot P(m)}{2^{-n}} = P(m)$$

□

Bemerkung 2.12.

- One Time Pad ist perfekt korrekt: $Dec_k(Enc_k(m)) = Dec_k(k \oplus m) = k \oplus k \oplus m = m$,
- One Time Pad erfüllt die Bedingungen für Perfekte Sicherheit

Two Time Pad

Seien die Schlüsseltexte $c_1, c_2 \in C$ und die Klartextnachrichten $m_1, m_2 \in M$ von Länge n :

- **Gen:** Zufälliger Schlüssel: $k \in \mathcal{K} = \{0, 1\}^n$
- **Enc:** $(c_1, c_2) = (m_1, m_2) \oplus k$
- **Dec:** $(m_1, m_2) = (c_1, c_2) \oplus k$

Beweis 2.13 (Unsicherheit von Two Time Pad).

Die perfekte Sicherheit zweier Nachrichten kann folgendermaßen definiert werden:

$$P[m_1 \wedge m_2 \mid c_1 \wedge c_2] = P[m_1 \wedge m_2] = P[m_1] \cdot P[m_2]$$

Man solle also zeigen, dass beide Klartexte unabhängig vom Chiffretext sind. Dafür kann man nun die erste Formel umschreiben, da offensichtlich beide Klartexte voneinander unabhängig sind:

$$P(m_1 \wedge m_2 \mid c_1 \wedge c_2) = P(m_1 \mid m_2 \wedge c_1 \wedge c_2) \cdot P(m_2 \mid c_1 \wedge c_2)$$

Damit kann man nun eine Fallunterscheidung beginnen. Betrachte man sich zuerst m_2 . In diesem Fall kann die dazugehörige Formel noch vereinfacht werden, da beim One Time Pad Klartexte von Chiffretexten anderer Klartexte unabhängig sind:

$$P(m_2 \mid c_1 \wedge c_2) = P(m_2 \mid c_2) = P(m_2)$$

Der letzte Umformungsschritt ist möglich, da dies aus dem One Time Pad für eine Nachricht hervorgeht. Damit wäre dann auch für den ersten Fall die Gültigkeit bewiesen.

Der zweite Fall ist etwas komplizierter. Zuerst muss man feststellen, dass $c_1 = m_1 \oplus k$ und $c_2 = m_2 \oplus k$ anhand der arithmetischen Operationen des One Time Pads gilt. Damit kann folgender Zusammenhang abgeleitet werden $m_1 = c_1 \oplus c_2 \oplus m_2$. Setzt man dies ein so erhält man:

$$P(m_1 \mid m_2 \wedge c_1 \wedge c_2) = P(m_1 = c_1 \oplus c_2 \oplus m_2 \mid m_2 \wedge c_1 \wedge c_2)$$

Diese Wahrscheinlichkeit wertet folglich immer zu 1 aus. Es sollte aber, damit die Ursprungsaussage bewiesen wird, $P(m_1)$ herauskommen. Dies führt nämlich zu dem Problem, dass bei Einsetzen in die Ausgangsformeln folgendes herauskommt:

$$P(m_1 \wedge m_2 \mid c_1 \wedge c_2) = P(m_1 \mid m_2 \wedge c_1 \wedge c_2) \cdot P(m_2 \mid c_1 \wedge c_2) = 1 \cdot P(m_2) \neq P[m_1 \wedge m_2]$$

Damit ist also per Widerspruch bewiesen, dass Two Time Pad unsicher ist. □

Perfekte Ununterscheidbarkeit (Indistinguishability)

Ein Kryptosystem $\Pi = (\text{Gen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ ist perfekt Ununterscheidbar, wenn für jeden Angreifer \mathcal{A} gilt:

$$P[\text{PrivK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{eav}} = 1] = \frac{1}{2}$$

Experiment $\text{PrivK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{eav}}$

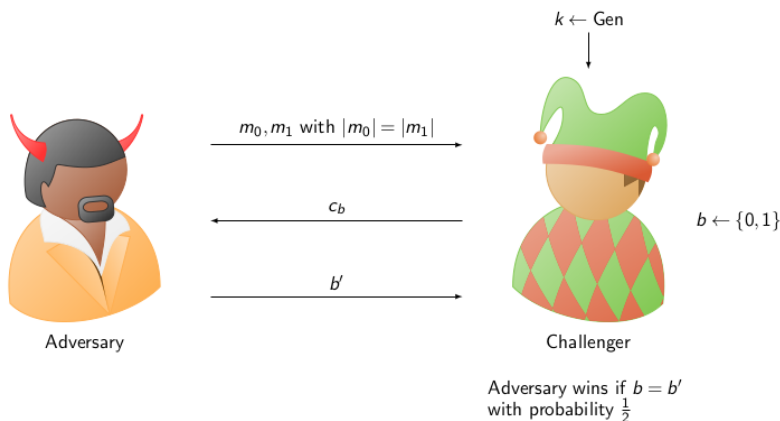
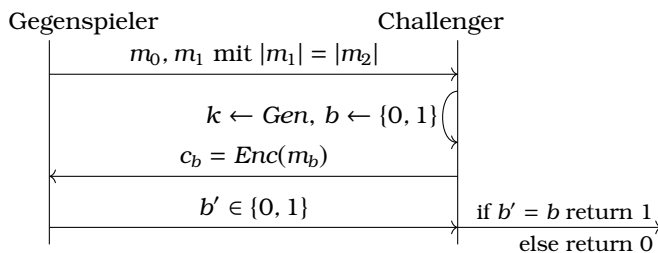
Sei $\Pi = (\text{Gen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ ein Kryptosystem mit Klartextrraum M . Sei \mathcal{A} der Angreifer/Gegenspieler, welcher formell als Algorithmus angesehen werden kann. Das Experiment findet zwischen dem Angreifer und einem imaginären Herausforderer C statt:

- \mathcal{A} erzeugt zwei Nachrichten $m_0, m_1 \in M$ und gibt diese C
- C erzeugt einen zufälligen Schlüssel und ein zufälliges Bit $b \in \{0, 1\}$. Dann erzeugt C den Chiffretext $Enc(m_b) = c$ und schickt diesen \mathcal{A}
- \mathcal{A} verarbeitet c und schickt $b' \in \{0, 1\}$ an C
- Der Ausgang des Experimentes ist 1, wenn $b' = b$ gilt. In diesem Fall hat \mathcal{A} gewonnen und man schreibt $\text{PrivK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{\text{eav}} = 1$

Alternative Darstellung:

```

PrivKA,Πew
(m0, m1) ← A, m0, m1 ∈ M
k ← Gen
b ← {0, 1}
c ← Enc(mb)
b' ← A(c)
if b' = b return 1 else return 0
    
```



Bemerkung 2.14.

- Theorem und Experiment gehören zusammen und bauen aufeinander auf
- Es gilt: Jeglicher Angreifer in diesem Experiment nicht besser sein kann, als ein Angreifer der rät
- Es gilt: Perfekte Sicherheit ⇔ Perfekte Ununterscheidbarkeit
- Zur Vereinfachung kann angenommen werden, dass die beiden Nachrichten gleich lang sind, da man ansonsten einen Spezialfall für Padding benötigt

Beispiel 2.15. (Ununterscheidbarkeit und Vigenere-Chiffre)

Anhand des aufgezeigten Experimentes kann nun Beispielsweise bewiesen werden, dass Vigenere unsicher ist. Dafür verwendet der Angreifer die Texte $m_0 = aaaaaa\dots$ und $m_1 = adfwofn\dots$, also ein Text mit beliebig vielen gleichen Buchstaben und ein Text mit beliebig vielen zufälligen Buchstaben. Der Chiffretext von m_0 sollte also, ähnlich zum Schlüssel bei Vigenere, Zyklisch identisch sein, wohingegen m_1 weiterhin komplett zufällig ist. Dadurch kann der Angreifer die Chiffretexte auseinanderhalten und die Ununterscheidbarkeit ist nicht gegeben.

3 Grundlage und Entwicklung berechenbarer kryptographischer Sicherheit

3.1 Präzisere Formulierung symmetrischer Verfahren

Definition 3.1 (Grundlegende Begrifflichkeiten und Abkürzungen)

- Ein **polynomialzeit Algorithmus** kann in polynomieller Zeit berechnet werden, d.h. die Funktion der Laufzeit abhängig von der Inputgröße wächst nicht wesentlicher schneller als ein Polynom (Landau Symbol O-Notation)
- Ein **probabilistischer polynomialzeit Algorithmus** berechnet für jede zufällige Eingabe in polynomieller Zeit das Ergebnis

Definition 3.2 (Grundschemata Berechenbarer Symmetrische Verschlüsselung)

Ein **Private Key Encryption** Schemata $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ wird über einen Klartextrraum $\mathcal{M} = \{0, 1\}^*$ anhand von drei probabilistischen polynomialzeit Algorithmen definiert:

- $k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$: **Schlüsselgenerierung** (Key-Generation) erzeugt als Output einen Schlüssel k anhand einer gewissen Wahrscheinlichkeitsverteilung aus dem Schlüsselraum \mathcal{K} und kann dafür einen Inputparameter 1^n verwenden
- $c \leftarrow \text{Enc}_k(m)$: **Verschlüsselung** (Encryption) nimmt als Input den Schlüssel k und die Klartextnachricht $m \in \mathcal{M}$ und erzeugt daraus als Output den Chiffretext $c \in \mathcal{C}$
- $m \leftarrow \text{Dec}_k(c)$: **Entschlüsselung** (Decryption) nimmt als Input den Schlüssel k und den Chiffretext c und erzeugt daraus als Output den ursprünglichen Klartext m

Bemerkung 3.3.

- Für diese Schemata gilt immer die **perfekte Korrektheit** $\text{Dec}_k(\text{Enc}_k(m)) = m$
- Der große Unterschied zur vorhergehenden Definition ist, dass hierbei nun auf $P =? \neq NP$ miteinbezogen wird

3.2 Vernachlässigbarkeit**Vernachlässigbare Funktionen**

Eine Funktion f ist **vernachlässigbar** wenn es zu jedem Polynom p ein N gibt, sodass für alle Zahlen n mit $n > N$ gilt:

$$f(n) < \frac{1}{p(n)}$$

Beispiel 3.4. (Vernachlässigbare Funktionen)

- (a) $\frac{1}{2^x}$: Vernachlässigbar, da 2^x exponentiell ist
- (b) $\frac{1}{x^{100}}$: Nicht Vernachlässigbar, da x^{100} nicht exponentiell ist. In anderen Worten: Sei $p(x) = x^{101}$. Setzt man dies ins Theorem ein so erhält man:

$$f(x) = \frac{1}{x^{100}} \not< \frac{1}{x^{101}}$$

- (c) $h(x)$ mit $h(x) < f(x) \forall x$. Offensichtlich ist das Vernachlässigbar:

$$h(x) < f(x) < \frac{1}{p(x)} \Rightarrow h(x) < \frac{1}{p(x)}$$

- (d) $\frac{1}{2^x} + \frac{1}{7^x}$: Vernachlässigbar, da Addition vernachlässigbarer Funktionen
- (e) $\frac{1}{2^x} \cdot \frac{1}{x^7}$: Vernachlässigbar, da Verknüpfung einer vernachlässigbaren Funktion mit positivem Polynom.
- (f) $\frac{f(x)}{g(x)}$ Nicht Vernachlässigbar. Gilt nämlich $f(x) = g(x)$ so ist das Ergebnis immer 1, also eine Konstante.
- (g) 2^{-100} : Nicht Vernachlässigbar, da es ein Konstanter Wert ist.

Bemerkung 3.5.

- Vernachlässigbare Funktionen werden auch als *negl*(n) geschrieben
- Es wurde sich hier für den analytischen Ansatz, statt den stochastischen Ansatz, entschieden, da man damit besser Unterschiede bei verschiedenen Leistungsstarken Rechenmaschinen abdecken kann
- Jede Funktion die exponentiell gegen null geht ist vernachlässigbar: Gilt $f(n) = 1/f'(n)$ und ist $f'(n)$ exponentiell, so ist $f(x)$ vernachlässigbar: Polynome wachsen nämlich nie schneller als exponentielle Funktionen
- Konstante Werte sind nicht vernachlässigbar: $p(n) = n$ ist ein Gegenbeispiel anhand des Theorems
- Seien $f_1(x)$ und $f_2(x)$ vernachlässigbare Funktionen, dann ist $f_3(x) = f_1(x) + f_2(x)$ vernachlässigbar: Es gibt ein $x > N_{2p}$ sodass $f(x) < \frac{1}{2p(x)}$ und ein $x > N'_{2p}$, sodass $g(x) < \frac{1}{2p(x)}$ gilt.

Daraus folgt $f(x) + g(x) < \frac{1}{p(x)}$ für alle $x > \max\{N_{2p}, N'_{2p}\}$

- Sei $f_1(x)$ eine vernachlässigbare Funktion und $p(x)$ ein positives Polynom, dann ist $f_2(x) = p(x) \cdot f_1(x)$ vernachlässigbar: Sei $q(x)$ ein Polynom. Dann existiert ein N_{pq} , sodass $f(x) < \frac{1}{p(x)q(x)}$ für alle $x > N_{pq}$ gilt. Dies kann man zu $f(x)q(x) < \frac{1}{p(x)}$ umformen.

3.3 Berechenbare Ununterscheidbarkeit

Berechenbare Ununterscheidbarkeit (Indistinguishability)

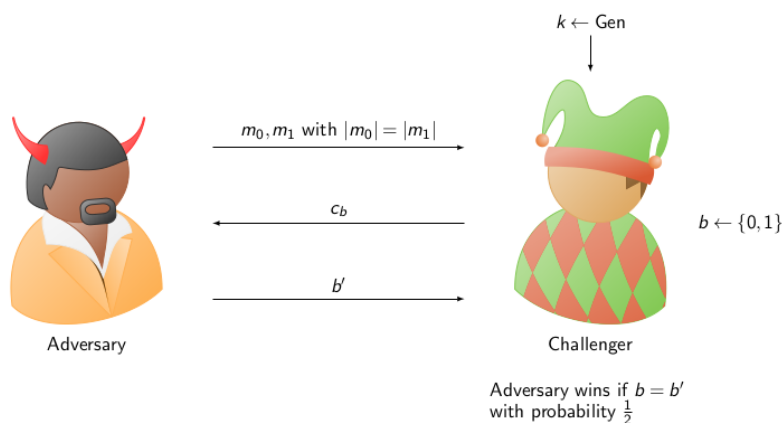
Ein Kryptosystem $\Pi = (\text{Gen}, \text{Enc}, \text{Dec})$ hat eine ununterscheidbare Verschlüsselung, wenn für jeden PPT (propabilistischen polynomialzeit) Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion existiert, sodass gilt:

$$P[\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}} = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n) \forall n \in \mathbb{N}$$

Anmerkung: Die Wahrscheinlichkeit wird über die Zufälligkeit von \mathcal{A} und die des Experimentes berechnet.

Experiment $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}(n)$

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



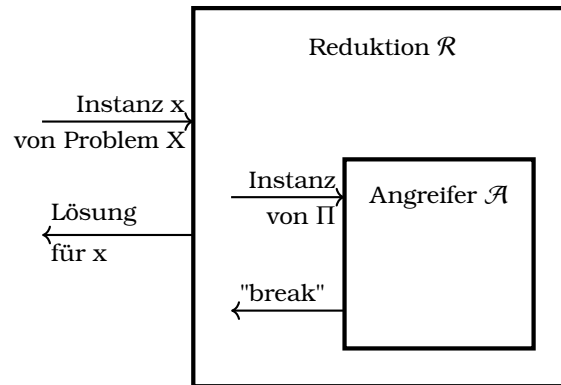
$\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}(n)$
$(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}(1^n), m_0, m_1 \in \mathcal{M}, m_0 = m_1 $
$k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$
$b \leftarrow \{0, 1\}$
$c \leftarrow \text{Enc}(m_b)$
$b' \leftarrow \mathcal{A}(c)$
if $b' = b$ return 1 else return 0

Man schreibt $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}(n) = 1$ wenn der Output des Experimentes 1 ist und \mathcal{A} gewonnen hat.

Bemerkung 3.6.

- **Abkürzung:** ING-EAV-Single-Sicherheit (indistinguishable single encryption eavesdropper security) bzw. EAV-Single-Sicherheit
- Das ist die grundlegendste Definition von berechenbarer Sicherheit
- Damit wird die Sicherheit vor Ciphertext Only Angriffen definiert, wobei der Gegenspieler nur einen einzigen Ciphertext sieht, bzw. wenn für jede Nachricht ein neuer Schlüssel erzeugt wird
- Der Unterschied von $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}(n)$ zu $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}$ ist, dass nur polynomialzeit Algorithmen, Nachrichten gleicher Länge und ein zusätzlicher Sicherheitsparameter betrachtet werden
- Gilt perfekte Ununterscheidbarkeit, so folgt daraus auch berechenbare Ununterscheidbarkeit

3.4 Grundidee des Reduktionsbeweises



Bemerkung 3.7. (Theoretische Vorgehensweise eines Reduktionsbeweises)

1. Ein zugrundeliegendes Problem, hier X , wird als schwierig angesehen und kann daher von einem PPT Algorithmus nur mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit effizient gelöst werden
2. Wir nehmen an, dass ein Kryptosystem Π nicht sicher ist und daher ein effizienter Angreifer \mathcal{A} gegen dieses Kryptosystem existiert. Wie dieser funktioniert ist egal. Nehme man zudem an, dass \mathcal{A} Π mit nicht vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit $\epsilon(n)$ brechen kann
3. Man konstruiert einen Angreifer \mathcal{A}' , auch Reduktion \mathcal{R} genannt, welcher Problem X anhand von \mathcal{A} (Black Box Prinzip) lösen kann. Dafür übergibt \mathcal{A}' geschickt die Daten von x (indem man z.B. als Challenger bei $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{eav}}(n)$ agiert), bzw. Abwandlungen davon, an \mathcal{A} und versucht aus dessen Output x zu lösen. \mathcal{A}' sollte anhand des Output x mit mind. einer invertierten polynomiellen Wahrscheinlichkeit $1/p(n)$ brechen
4. Daraus kann man folgern, dass \mathcal{A}' das Problem X mit Wahrscheinlichkeit $\epsilon(n)/p(n)$ löst, welche folglich auch nicht vernachlässigbar ist. Dadurch hat \mathcal{A}' etwas geschafft, was wir als unmöglich angenommen haben
5. Abschließend stellt man also fest, dass es sich um einen Widerspruch zu der definierten Annahme handelt, und damit das Schemata Π sicher ist

3.5 Pseudorandomgeneratoren

Theorem 3.8 (Pseudorandomness)

Eine Verteilung \mathcal{D} über eine Menge von Zeichenketten der Länge l ist **pseudorandom**, wenn \mathcal{D} ununterscheidbar zu einer gleichverteilten (echt zufälligen) Menge von Zeichenketten der Länge l ist.

Bemerkung 3.9.

- Ein einzelnes Element kann zufällig sein, sondern nur eine Menge an Elementen
- Ich übersetze in dieser Arbeit *uniform* mit *echtzufaellig*
- In der echten Welt gibt es (*fast*) keinen perfekten Zufall, welcher zu einer Gleichverteilung führen würde. Es gibt immer Faktoren, egal wie minimal, die das Ergebnis verfälschen und damit "nur" pseudorandom machen (z.B. hat jeder Würfel, aber einer gewissen Genauigkeit Herstellungsmängel und ist damit nur Pseudorandom. Das Argument brauch ich beim nächsten Pen and Paper Abend...)

Definition 3.10 (Pseudorandom Generator)

Sei p ein beliebiges Polynom und G ein deterministischer polynomialzeit Algorithmus, welcher für die Eingabe $s \in \{0, 1\}^n$ mit $n \in \mathbb{N} \setminus \{0\}$ eine Zeichenkette der Länge $l(n)$ ausgibt. G ist ein **Pseudorandom Generator PRG**, falls folgende Eigenschaften erfüllt sind:

- **Expansion:** Für jedes n gilt $l(n) > n$
- **Pseudorandomness:** Für einen stochastischen polynomialzeit berechenbaren Unterschei-

der D gilt:

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

Dabei wird $\Pr[D(r) = 1]$ anhand der gleichverteilten (echten zufälligen) Wahl von $r \in \{0, 1\}^n$ und anhand der Zufallsprinzip von D berechnet. Die zweite Wahrscheinlichkeit wird anhand der gleichverteilten (echten zufälligen) Wahl von $s \in \{0, 1\}^n$ und dem Zufallsprinzip von D berechnet.

Beispiel 3.11.

Sei $G : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^{n+1}$ ein pseudorandom Generator. Sind die folgenden darauf aufbauenden Generatoren auch pseudorandom?

- $G_1(x) := G(x)||1$: Nein. Bekommt der Unterscheider D eine pseudozufällige Zeichenkette, so hat diese immer eine 1 am Ende und D kann eine eins ausgeben, wodurch er mit 100% richtig liegt. Bekommt D nun eine echt zufällige gibt er bei einer 1 am Ende wieder 1 aus, aber bei einer 0 am Ende schließlich 0. Damit hat er eine 50% Erfolgswahrscheinlichkeit:

$$| \Pr[D(r) = 1] - \Pr[D(G(s)) = 1] | = \left| \frac{1}{2} - 1 \right| = \frac{1}{2} \not\leq \text{negl}(n)$$

- $G_2(x) = G(x)||G(x)$: Ähnliche Argumentation wie G_1
- $G_3(x||b) = G(s)||b$ mit $|b| = 1$: G_3 ist auch weiterhin ein PRG. Zuersteinmal sind die nötigen Bedingungen (determinismus, polynomialzeit, Expansion) trivialerweise erfüllt. Für die Pseudorandomness nutzt man einen Reduktionsbeweis:

1. Grundlegende Annahme: G ist ein PRG.
2. Annahme: G_b ist kein PRG und es gibt einen Unterscheider D , der den Output von G_b besser von einer echt zufälligen Zeichenkette unterscheiden kann, als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit
3. Nun will man einen Unterscheider D' bauen, der anhand von D den PRG G unterscheiden kann: D' bekommt den Input s , hängt da ein echt zufälliges $b \leftarrow \{0, 1\}$ dran (das ist nötig, da D einen string benötigt, der ein Bit länger ist). D' gibt nun das aus, was D ausgeben würde
4. Dadurch entstehen zwei Fälle: 1. D' bekommt eine echt zufällige Zeichenkette, wandelt diese in eine weitere echt zufällige Zeichenkette um, D rät und damit auch D' . 2. Bekommt D' eine Zeichenkette von G_b , so ist die durch anhängen weiterhin pseudorandom, D erkennt dies und damit auch D' , wodurch in dem Fall gilt (wenn in diesem Fall 1 zurückgegeben wird):

$$| \Pr[D(r) = 1] - \Pr[D(G(s)) = 1] | = \left| \frac{1}{2} - 1 \right| = \frac{1}{2} \not\leq \text{negl}(n)$$

5. Somit könnte man einen Unterscheider D' entwickeln, der G mit nicht vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit unterscheidet, was einen Widerspruch darstellt
- $G_4(x) = G(x)||0$: Ein Gegenbeispiel hierfür wäre der PRG G_3 . Wird dieser verwendet, ist am Ende immer eine 0 und die gleiche Argumentation wie für G_1 kann verwendet werden

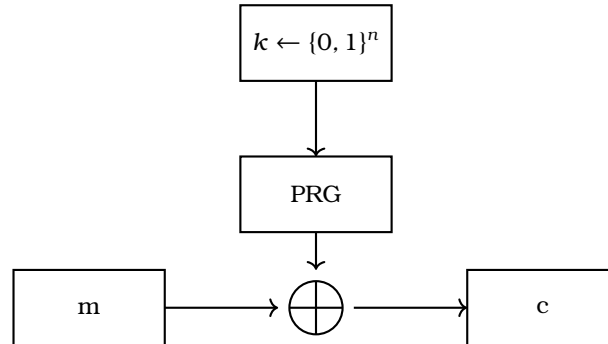
Bemerkung 3.12.

- In anderen Worten: Ein Pseudorandom Generator nutzt eine kleine zufällige Zeichenkette um daraus eine größere pseudozufällige Zeichenkette zu erzeugen
- PRG sind praktisch, da die Erzeugung von echten Zufallszahlen aufwändig ist, und man damit aus wenigen Zufallszahlen viele machen kann
- **Erklärung des Unterscheiders:** Der Unterscheider D bekommt einen String s (dieser ist echt zufällig oder pseudo zufällig). D verarbeitet die Eingabe und gibt 1 zurück, wenn er denkt s ist echt zufällig und 0, wenn er denkt s ist pseudorandom. (Die Ausgabe 1 und 0 kann auch vertauscht werden). Mit $\Pr[D(G(s)) = 1]$ wird die Wahrscheinlichkeit gegeben, dass D 1 ausgibt, wenn er ein pseudozufälliges s bekommt. Mit $\Pr[D(s) = 1]$ wird die Wahrscheinlichkeit gegeben, dass D 1 ausgibt, wenn er ein echt zufälliges s bekommt.
- Um zu beweisen, dass der PRG nicht funktioniert versucht man einen Unterscheider

zu konstruieren, welcher besser als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit richtig entscheiden kann

- Um die Sicherheit zu beweisen nutzt man einen Reduktionsbeweis, insofern der neue PRG auf einem richtigen PRG (oder etwas vergleichbarem) aufbaut
- In der Praxis verwendet man teilweise Lineare Kongruenzgleichungen oder logistische Funktionen als PRG, da diese effizient zu berechnen sind. Diese eignen sich aber nicht für kryptographische Anwendungen

3.6 Symmetrische Verschlüsselung mit fester Länge anhand von PRG



Definition 3.13 (Symmetrische Verschlüsselung anhand von PRG)

Sei G ein pseudorandom Generator PRG mit Expansionsfaktor $l(n)$. Damit kann ein symmetrisches Verfahren Π_{PRG} für Nachrichten der Länge $l(n)$ definiert werden:

- $Gen(1^n)$: Schlüssel $k \leftarrow \{0, 1\}^n$ wird mit gleichverteilter Wahrscheinlichkeit erzeugt
- $Enc_k(m)$: Nachrichten $m \in \{0, 1\}^{l(n)}$ werden mit $c = m \oplus G(k)$ verschlüsselt
- $Dec_k(c)$: Erzeugt den Klartext $m = c \oplus G(k)$

Satz 3.14 (Ununterscheidbarkeit des PRG Kryptosystems)

Sei G ein Pseudorandom Generator, dann ist Π_{PRG} ein symmetrisches Verschlüsselungsverfahren fester Länge, welches berechenbar Ununterscheidbar gegenüber einem abhörendem Angreifer ($PrivK_{\mathcal{A}, \Pi}^{eav}(n)$) ist.

Beweis 3.15.

Grundidee des Beweises ist eine Reduktion:

- Grundlegendes schweres Problem: G ist ein PRG und es gibt daher keinen Unterscheider D , welcher effizient und gut ist
- Annahme: Π_{PRG} ist unsicher, d.h. es existiert ein Angreifer \mathcal{A} welcher im Experiment $PrivK_{\mathcal{A}, \Pi}^{eav}(n)$ besser als mit vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden kann, um welche Nachricht es sich handelt
- Damit kann man einen Unterscheider D konstruieren, welcher G effizient unterscheidet:
 1. D bekommt als Input einen String $w \in \{0, 1\}^{l(n)}$
 2. D starte das $PrivK_{\mathcal{A}, \Pi}^{eav}(n)$ mit A und erhält $m_0, m_1 \in \{0, 1\}^{l(n)}$
 3. D wählt zufällig ein $b \in \{0, 1\}$ und erzeugt $c = w \oplus m_b$
 4. D gibt c an A und erhält b' . Der Output von D ist 1 falls $b' = b$, ansonsten 0
- Es entstehen zwei Fälle:
 1. $w \in \{0, 1\}^{l(n)}$ wird echtzufällig gewählt und A muss versuchen ein One-Time-Pad zu unterscheiden, was durch informationstheoretische Sicherheit unmöglich ist, und damit A und folglich auch D eine Erfolgswahrscheinlichkeit von $1/2$ haben
 2. $w \in \{0, 1\}^{l(n)}$ wird vom PRG erzeugt. A kann dies besser als mit vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden, wodurch auch die Ergebnisse von D besser als mit vernachlässigbarer Wslk. richtig sind
- **Fazit:** Da das grundlegende Problem (G ist ein PRG) dadurch gebrochen wurde entsteht ein Widerspruch. Dieser Widerspruch beweist, dass die Sicherheit von G auch die Sicherheit von Π_{PRG} impliziert

□

3.7 Sicherheit bei mehrfacher Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel

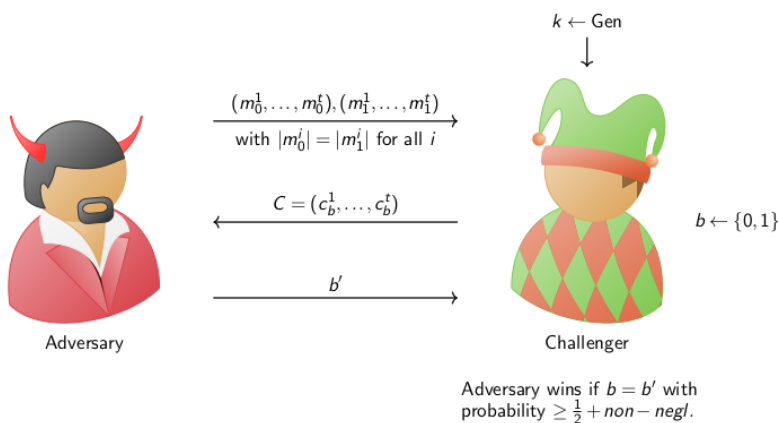
Definition 3.16 (Sicherheit für mehrfache Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel)

Ein Kryptosystem Π hat mehrfach ununterscheidbare Verschlüsselung gegenüber einem Abhörer, wenn für jeder probabilistische polynomialzeit Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ existiert, sodass gilt:

$$P[\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{mult}}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + negl(n)$$

Experiment $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{mult}}(n)$

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



$\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{mult}}(n)$
$(m_0^1, \dots, m_0^t, m_1^1, \dots, m_1^t) \leftarrow \mathcal{A}(1^n), m_0^i = m_1^i \forall i \in [1, t]$
$k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$
$b \leftarrow \{0, 1\}$
$C = (c_b^1, \dots, c_b^t) \leftarrow (\text{Enc}_k(m_b^1), \dots, \text{Enc}_k(m_b^t))$
$b' \leftarrow \mathcal{A}(C)$
if $b' = b$ return 1 else return 0

Man schreibt $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{mult}}(n) = 1$ wenn der Output des Experimentes 1 ist und \mathcal{A} gewonnen hat.

Bemerkung 3.17.

- **Abkürzung:** EAV-Mult-Sicherheit (indistinguishable multiple encryption eavesdropper security) bzw. EAV-Mult Sicherheit
- **Vergleich zu de vorherigen Sicherheitsdefinitionen:** Diese Sicherheitsdefinition ist stärker als die vorrangegangene Definition, bei der nur eine Nachricht verschlüsselt und unterschieden wurde, da EAV-Single ein Spezialfall von EAV-Mult ist
- **Konstruktion:** Ein deterministische Kryptosystem kann die Sicherheit für mehrfache Verschlüsselung niemals erfüllen: Würde man hierbei als Gegenspieler $M_0 = (0^n, 0^n)$ und $M_1 = (0^n, 1^n)$ für $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{mult}}(n)$ wählen, so könnte man die Verschlüsselungen immer unterscheiden
- **Folgerung:** Kryptosysteme für mehrfache Verschlüsselungen dürfen nicht deterministisch sein und müssen Zufallsvariablen enthalten

3.8 Sicherheit gegen Chosen-Plaintext Attacks

Definition 3.18 (Sicherheit gegen Chosen Plaintext Attacks)

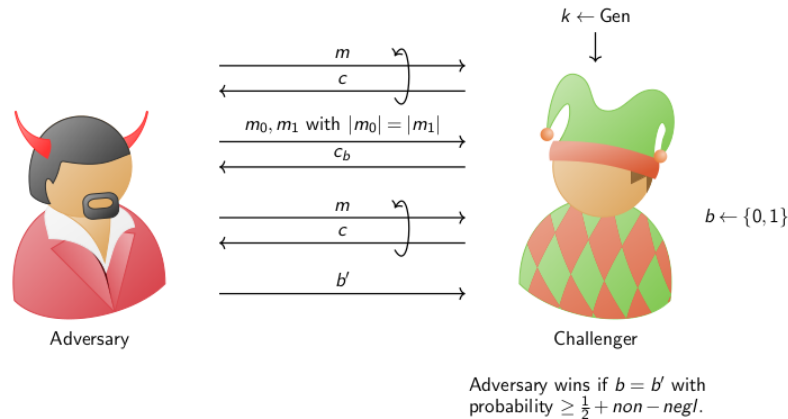
Ein Kryptosystem Π hat ununterscheidbare Verschlüsselung gegenüber einem Chosen Plaintext Attack, auch CPA-Secure bzw. CPA-sicher genannt, wenn für alle probabilistischen polynomial-

zeit Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ existiert, sodass gilt:

$$P[\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + negl(n)$$

Experiment $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n)$

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



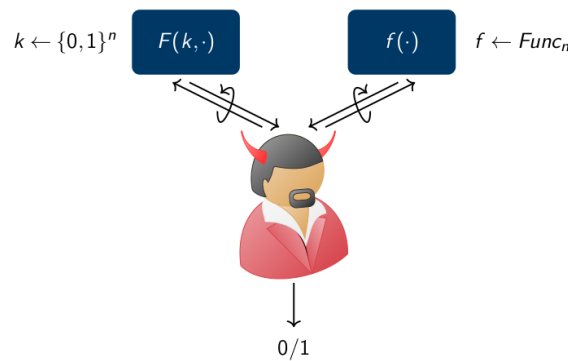
$\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n)$ $k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$ $(m_0, m_1) \leftarrow \mathcal{A}^{Enc_k(\cdot)}, m_0 = m_1 $ $b \leftarrow \{0, 1\}$ $c_b \leftarrow Enc_k(m_b)$ $b' \leftarrow \mathcal{A}^{Enc_k(\cdot)}(c_b)$ $\text{if } b' = b \text{ return 1 else return 0}$

Mit $\mathcal{A}^{Enc_k(\cdot)}$ ist gemeint, dass der Gegenspieler \mathcal{A} Zugang zu einem Verschlüsselungsrakel hat, welches beliebige Nachrichten von \mathcal{A} mit dem Schlüssel des Challengers k verschlüsselt. \mathcal{A} kann das Orakel so oft nutzen, wie er will. Man schreibt $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{cpa}(n) = 1$ wenn der Output des Experimentes 1 ist und \mathcal{A} gewonnen hat.

Bemerkung 3.19.

- **Abkürzung:** Diese Sicherheit wird auch als ING-CPA-Sicherheit (Indistinguishable chosen plaintext attack secure) bzw. CPA-Sicherheit bezeichnet
- **Erinnerung:** Chosen Plaintext Angriffe ermöglichen einen Angreifer die Verschlüsselung beliebiger Nachrichten mit dem Verfahren, welches die Angegriffenen Parteien nutzen
- **Anmerkung Einfache und Mehrfache Verschlüsselung:** Ein Kryptosystem das CPA-Sicher für einfache Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel ist, ist auch CPA-Sicher für mehrfache Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel und andersrum, d.h. (ING-CPA-Single-Secure \Leftrightarrow ING-CPA-Mult-Secure) = ING-CPA-Secure!
- **Vergleich zu den vorherigen Sicherheitsdefinitionen:** Da das ING-EAV-Mult und ING-EAV-Single Experiment im CPA-Experiment enthalten sind, kann man per Reduktion zeigen, dass CPA-Sicherheit auch ING-EAV-Mult-Sicherheit und ING-EAV-Single-Sicherheit impliziert (Andersum gilt dies nicht). D.h. auch, dass CPA-Sicherheit stärker als die vorherigen Sicherheitsdefinitionen ist
- **Anmerkung:** Diese Definition stellt das Minimum an Sicherheit dar, welches heute für Kryptosysteme gelten sollte

3.9 Pseudorandom Funktionen



Definition 3.20 (Pseudorandom Funktionen PRF)

Sei $F : \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^n$ eine effiziente, längenerhaltende, schlüsselabhängige Funktion. F ist eine pseudorandom Funktion PRF, wenn für alle probabilistischen polynomialzeit Unterscheider D eine vernachlässigbare Funktion $\text{negl}(n)$ existiert, sodass gilt:

$$|P[D^{F(k, \cdot)}(1^n) = 1] - P[D^{f(\cdot)}(1^n) = 1]| \leq \text{negl}(n)$$

Dabei wird $P[D^{F(k, \cdot)}(1^n) = 1]$ anhand der gleichverteilen (echten zufälligen) Wahl von $k \in \{0, 1\}^n$ und anhand der Zufallsprinzip von D berechnet. Die zweite Wahrscheinlichkeit wird anhand der gleichverteilen (echten zufälligen) Wahl von $f \in \text{Func}_n$ und dem Zufallsprinzip von D berechnet.

Beispiel 3.21.

Sei $F : \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^n$ eine PRF. Sind die folgenden Konstruktionen auch Pseudorandom Funktionen? (Längenerhaltung wird Ignoriert!)

- $F'_k(x) = F_k(x) \parallel 0$: Keine PRF, ein Unterscheider D gibt ein beliebiges x an das Orakel und erhält y und gibt einfach das letzte Bit von y aus.
- $F'_k(x) = F_k(x \oplus 1^n)$: Ja, $F'_k(x)$ ist weiterhin eine PRF. Beweis durch Reduktion:
 1. Grundlegende Annahme: F_k ist eine PRF
 2. Annahme: F'_k ist keine PRF und es gibt einen Unterscheider D , der den Output von F'_k besser von einer echt zufälligen Zeichenkette unterscheiden kann, als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit
 3. Konstruktion von D' um F_k anhand von D zu unterscheiden: D' nimmt eine beliebige Zeichenkette (Länge n) s berechnet damit $s' = s \oplus 1^n$. s' gibt D nun an sein Orakel, welches $x = F_k(s') = F_k(s \oplus 1^n)$ berechnet. Dann gibt D' x an D und folglich gibt D' das Ergebnis von D aus
 4. Es entstehen zwei Fälle: 1. D' bekommt eine echt zufällige Funktion als Orakel und kann daher nur mit einer Wslk. von $1/2$ anhand von D den richtigen Output generieren. 2. D' bekommt die Funktion $F_k(x)$ als Orakel, welche D folglich besser als vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden kann, wodurch auch D' die Eingabe besser als mit vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden kann
 5. Dadurch entsteht ein Widerspruch und F_k ist eine PRF
- $F'_k(x) = F_k(x) \parallel F_k(x \oplus 1^n)$: Keine PRF, ein Unterscheider D gibt zuerst $m_0 = 0^n$ an das Orakel und erhält $y_0^0 \parallel y_0^1$, danach gibt er $m_1 = 1^n$ an das Orakel und erhält $y_1^0 \parallel y_1^1$. Bei F'_k gilt immer $y_0^0 = y_1^0$ bzw. $y_0^1 = y_1^1$ bei einer echt zufälligen Funktionen nur mit vernachlässigbarer Wslk.
- $F'_k(x_1 \parallel x_2) = F_k(x_1) \parallel F_k(x_2)$ mit $x_1, x_2 \in \{0, 1\}^n$: Kein PRF, ein Unterscheider D gibt dem Orakel $x \parallel x$ und erhält $y_1 \parallel y_2$. Bei F'_k gilt immer $y_1 = y_2$ bei einer echt zufälligen Funktionen nur mit vernachlässigbarer Wslk.
- $F'_k(x) = F_k(0 \parallel x) \parallel F_k(1 \parallel x)$ mit $x \in \{0, 1\}^{n-1}$: Ja, $F'_k(x)$ ist weiterhin eine PRF. Grund: F_k hat immer unterschiedliche Eingaben, wodurch der Output immer pseudozufällig ist. Beweis durch Reduktion:
 1. Grundlegende Annahme: F_k ist eine PRF

2. Annahme: F'_k ist keine PRF und es gibt einen Unterscheider D , der den Output von F'_k besser von einer echt zufälligen Zeichenkette unterscheiden kann, als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit
 3. Konstruktion von D' um F_k anhand von D zu unterscheiden: D' gibt seinem Orakel zuerst $0||x$ mit und erhält a . Danach gibt er dem Orakel $1||x$ mit und erhält b . x kann beliebig gewählt von Länge n sein. D' gibt D nun $a||b$ mit und anschließend gibt D' den Output von D aus
 4. Es entstehen zwei Fälle: 1. D' bekommt eine echt zufällige Funktion als Orakel und kann daher nur mit einer Wslk. von $1/2$ anhand von D den richtigen Output generieren. 2. D' bekommt die Funktion $F_k(x)$ als Orakel, welche D folglich besser als vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden kann, wodurch auch D' die Eingabe besser als mit vernachlässigbarer Wslk. unterscheiden kann
 5. Dadurch entsteht ein Widerspruch und F_k ist eine PRF
- $F'_k(x) = F_k(x||0)||F_k(x||1)$ mit $x \in \{0, 1\}^{n-1}$: Ja, ähnliche Argumentation wie bei der vorherigen Aufgabenstellung
 - $F'_k(x) = F_k(0||x)||F_k(x||1)$ mit $x \in \{0, 1\}^{n-1}$: Nein, da man gleiche Inputs erzeugen kann. Ein Unterscheider D erstellt zuerst eine Zeichenkette $m_0 = 0^{n-1}||1$, gibt die dem Orakel und erhält eine Zeichenkette der Form $m_0es0 = a||b$. Dann erstellt D die Zeichenkette $m_1 = 0^n$ und gibt die dem Orakel und bekommt immer $m_1es1 = c||a$, insofern er mit der Pseudozufälligen Funktion interagiert. Wenn er mit der echt zufälligen Funktion interagiert, erhält D dies nur mit vernachlässigbarer Wslk.

Bemerkung 3.22.

- $Func_n$ ist die Menge aller Funktionen, die ein n -bit Eingabe auf ein n -bit Ausgabe projiziert
- Typischerweise wird für den Nachweis ein key k echt zufällig gewählt und die zu Prüfende Funktion mit k festgesetzt (Für einen Durchlauf mit dem Experiment). Der Unterscheider bekommt niemals den key
- Anstatt nun also Zufällig aussehende Zeichenkette zu betrachten, wie es bei PRG der Fall war, betrachtet man sich hier zufällig aussehende Funktionen. D.h. Ein Unterscheider bekommt eine Funktion, hier auch Orakel genannt, mit der er beliebig arbeiten kann. Das Orakel ist aber deterministisch, d.h. für die gleiche Eingabe gibt es den gleichen Output. Das Ziel ist zu unterscheiden, ob diese Funktion echt zufällig oder die konstruierte zu testende pseudozufällige Funktion ist. Kann ein Angreifer dies nicht, so unterscheiden, so ist die konstruierte Funktion wirklich pseudozufällig, ansonsten nicht
- **Anmerkung Längenerhaltend:** Dies wird nur zur Vereinfachung angenommen und ist nicht zwingend notwendig

Satz 3.23 (Existenz von Pseudorandom Funktionen)

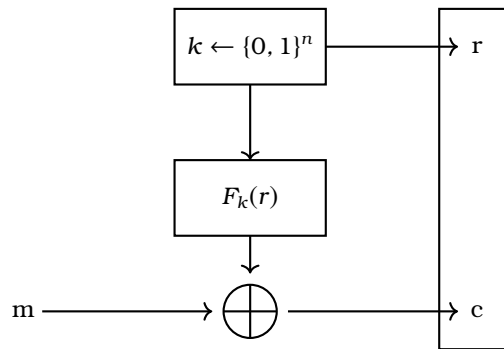
Pseudorandom Funktionen existieren genau dann wenn Pseudorandom Generatoren existieren.

Beweis 3.24.

- Beweisidee: Aus PRF kann man PRG erzeugen und andersrum
- **1. Fall PRG mittel PRF:** Sei F_k eine PRF, dann ist $G(k) = F_k(0^n)||F_k(1^n)$ ein PRG
- **2. Fall PRF mittel PRG:** Möglich mit Goldreich Goldwasser Micali Konstruktion. Diese wird später genauer erläutert

□

3.10 Verschlüsselung mittels PRF mit Sicherheit vor CPA



Definition 3.25 (Symmetrische Verschlüsselung anhand von PRF)

Sei F_k ein pseudorandom Funktion PRF. Damit kann ein symmetrisches Verfahren Π_{PRF} für Nachrichten der Länge n definiert werden:

- $Gen(1^n)$: Schlüssel $k \leftarrow \{0, 1\}^n$ wird mit gleichverteilter Wahrscheinlichkeit erzeugt
- $Enc_k(m)$: Wähle $r \leftarrow \{0, 1\}^n$ mit gleichverteilter Wahrscheinlichkeit und berechne $c = (r, s) = (r, F_k(r) \oplus m)$
- $Dec_k(c)$: Erhalte $c = (r, s)$ und berechne $m = F_k(r) \oplus c$

Satz 3.26 (CPA-Sicherheit von Π_{PRF})

Ist F eine pseudorandom Funktion, dann ist Π_{PRF} sicher vor Chosen-Plaintext Angriffen.

Beweis 3.27.

- Grundlegende Annahme: F_k ist eine PRF
- Annahme: Π_{PRF} ist unsicher, d.h. es gibt einen Angreifer A der das CPA-Experiment besser als mit vernachlässigbarer Wslk gewinnt:

$$P[P_{\Pi, A}^{cpa}(1^n) = 1] = \frac{1}{2} + \epsilon$$

- **Einschub (Kurze genauere Analyse von A):** Kommuniziert A mit einer echt zufälligen Funktion, bzw. einer echten PRF, so kann A im Zuge des Experimentes mehrfach, also $q(n)$ -mal, Nachrichten entschlüsseln lassen. Bei jeder Entschlüsselung hat A die Wahrscheinlichkeit $\frac{1}{2^n}$ das CPA-Experiment mit Wslk. 1 zu gewinnen. Daraus folgt:

$$P[P_{\Pi, A}^{cpa}(1^n) = 1] = \frac{1}{2} + \frac{q(n)}{2^n}$$

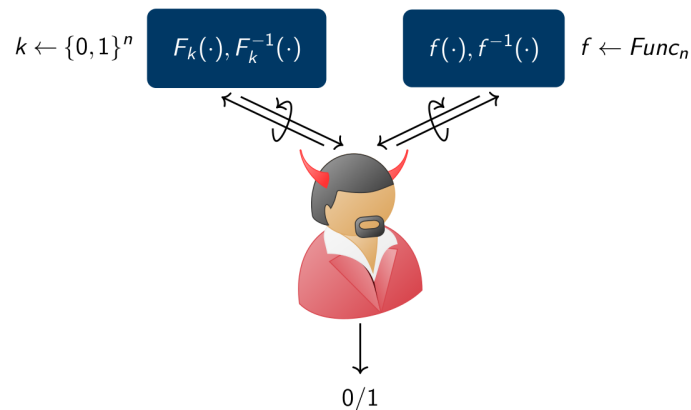
- Konstruktion von R_A um F_k anhand von A zu unterscheiden: R_A bekommt entweder F_k oder eine echt zufällige Funktion gegeben. Mit dieser kann R_A das Kryptosystem Π_{PRF} simulieren. Damit kann er als Challenger im CPA-Experiment agieren und A als Gegenspieler nutzen. R_A gibt anschließend den Output von A aus. Es entstehen zwei Fälle:
 1. R_A bekommt eine echt zufällige Funktion und simuliert das CPA-Experiment. In diesem Fall ist das Kryptosystem im CPA-Experiment informationstheoretisch sicher. A kann dieses also nur mit Wslk $P[D^{f(\cdot)}(1^n)] = \frac{1}{2} + \frac{q(n)}{2^n}$ unterscheiden
 2. R_A bekommt eine echt zufällige Funktion und simuliert das CPA-Experiment. A kann dies nun mit Wslk $P[D^{F(\cdot)}(1^n)] = \frac{1}{2} + \epsilon$ unterscheiden
- Kombiniert man beide Fälle so erhält man folgendes Resultat

$$|P[D^{F(\cdot)}(1^n) = 1] - P[D^{f(\cdot)}(1^n) = 1]| > \text{negl}(n)$$

- Das führt zu einem Widerspruch, da dies implizieren würde, dass D effizient PRF unterscheiden kann. Daher muss Π_{PRF} CPA-Sicher sein

□

3.11 Pseudorandom Permutationen



Definition 3.28 (Pseudorandom Permutierer)

Sei $F : \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^n$ einer effizienter, längenerhaltender, schlüsselabhängiger Permutierer. F ist ein starker pseudorandom Permutierer, wenn für alle probabilistischen polynomialzeit Unterscheider D eine vernachlässigbare Funktion $\text{negl}(n)$ existiert, sodass gilt:

$$P[D^{F_k(\cdot), F_k^{-1}(\cdot)}(1^n) = 1] - P[D^{f(\cdot), f^{-1}(\cdot)}(1^n) = 1] < \text{negl}(n)$$

Dabei wird die erste Wahrscheinlichkeit über die echt zufällige Wahl von $k \in \{0, 1\}^n$ und das Zufallsprinzip von D berechnet und die zweite Wahrscheinlichkeit wird über die echt zufällige Wahl von $f \in \text{Perm}_n$ und das Zufallsprinzip von D berechnet.

Bemerkung 3.29.

- PRP sind bijektive PRF und damit ein Spezialfall von PRF der die invertierte Berechnung zulässt
- Wenn F ein PRP ist, dann ist F auch eine PRF
- Der Unterscheider hat in diesem Fall ein Orakel welches sowohl F_k als auch F_k^{-1} berechnet
- Ähnlich zu PRP sind Bit-Permutierer. Diese erhalten die 1er und 0er der Eingabe und vertauschen nur die jeweiligen Positionen. Bit-Permutierer sind keine starken PRP, da ein Unterscheider D die Anzahl der 1er und 0er speichert und für die Ein und Ausgabe für sein Orakel abgleicht. Damit kann er einen Bit-Permutierer erkennen

3.12 Operationsmodie für Blockchiffren

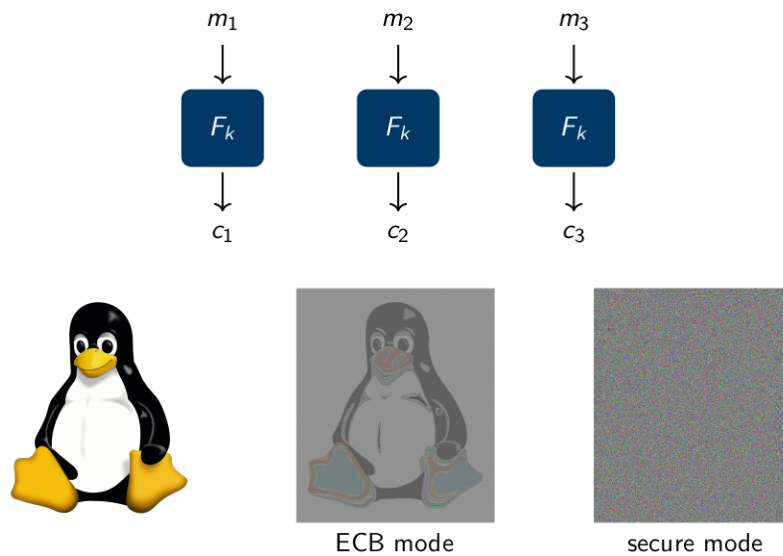
Definition 3.30 (Blockchiffren)

Bisher konnten die Kryptosystem Nachrichten beliebiger Länge bearbeiten. Bei **Blockchiffren** ist dies nicht der Fall. Hierbei werden Nachrichten in festen Blöcke aufgeteilt und diese jeweils verschlüsselt. Der letzte Block wird überlicherweise gepadded, d.h. aufgefüllt damit er die nötige Länge hat.

Bemerkung 3.31.

- Blockchiffren sind (je nach Wahl) sichere Instanzen eines starken pseudorandom Permutierers mit fester Schlüssel und Blocklänge
- Die folgenden Operationsmodie beschreiben unterschiedliche Umsetzungen von Blockchiffren
- Alle Modie die vorgestellt werden sind nicht CCA-Sicher!

3.12.1 Electronic Code Book (ECB) Modus



Satz 3.32 (ECB und CPA-Sicherheit)

ECB ist nicht CPA-sicher, da ECB deterministisch ist.

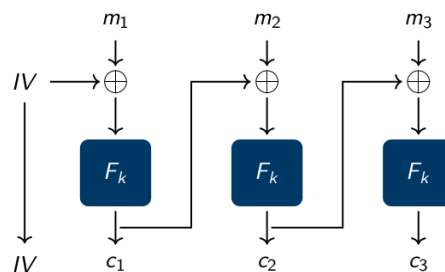
Satz 3.33 (ECB und EAV-Sicherheit)

ECB ist nicht EAV-Mult-sicher.

Beweis 3.34.

Als Gegenspieler A im EAV-Mult Experiment kann die Nachricht $m_0 = 0^{2n}$ und die Nachricht $m_1 = 0^n || 1^n$ dem Challenger geben. Ist der zurückkommende Crpytotext von der Form $c || c$, dann gibt A 0 aus, ansonsten 1. Damit gewinnt A immer das Experiment und ECB ist nicht EAV-Mult-Sicher. \square

3.12.2 Cipher Block Chaining (CBC) Modus



Satz 3.35 (CBC ist CPA-Sicherheit)

Wenn IV echt zufällig ist und F_k ein PRP ist, dann ist CBC auch CPA-sicher.

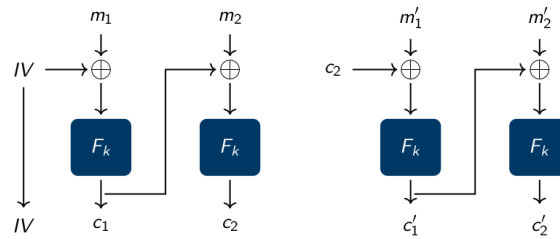
Beweis 3.36.

Ähnlich wie der CPA-Beweis für den CTR Modus. \square

Bemerkung 3.37.

- IV ein ein echt zufällig ausgewählter Initial Vektor der Länge n
- CBC erfüllt die Eigenschaften der korrekten Ver und Entschlüsselung, daher muss F_k auch ein PRP sein

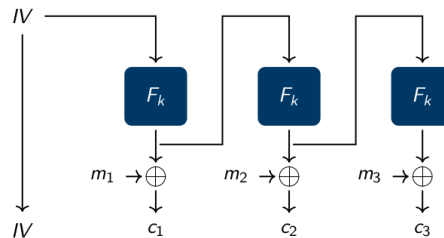
3.12.3 Chained Cipher Block Chaining (Chained CBC) Modus



Bemerkung 3.38.

- Der letzte Block des vorrangegangenen Chiffretextes ist der IV des nächsten Chiffretextes
- Dadurch kennt ein Angreifer einige IV und das Kryptosystem ist nicht mehr CPA-sicher
- Daher gilt: Auch kleine Veränderungen an einem Kryptosystem können es schon unsicher machen

3.12.4 Output Feedback (OFB) Modus



Satz 3.39 (OFB ist CPA-Sicherheit)

Wenn IV echt zufällig ist und F_k ein PRF ist, dann ist OFB auch CPA-sicher.

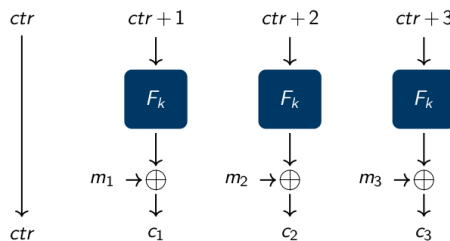
Beweis 3.40.

Ähnlich wie der CPA-Beweis für den CTR Modus. □

Bemerkung 3.41.

- Der Vorteil von OFB gegenüber CBC ist, dass hierbei Preprocessing angewendet werden kann (F_k kann zeitlich mit der vorhergehenden Verschlüsselung berechnet werden), wodurch OFB effizienter sein kann

3.12.5 Counter (CTR) Modus



Satz 3.42 (CTR ist CPA-Sicherheit)

Wenn F_k ein PRF ist, dann ist CTR auch CPA-sicher.

Beweis 3.43.

1. Grundlegende Annahme: Die PRF ist sicher
2. Annahme: Π_{CTR} ist unsicher, d.h. es gibt einen Angreifer A der das CPA-Experiment besser als mit vernachlässigbarer Wslk gewinnt:

$$P[P_{\Pi_{CTR}, A}^{cpa}(1^n) = 1] = \frac{1}{2} + \epsilon$$

3. Konstruktion von R_A um PRF anhand von A zu unterscheiden: R_A bekommt entweder die PRF oder eine echt zufällige Funktion f gegeben. Es entstehen zwei Fälle:

- (a) R_A bekommt die PRF. D nutzt Π_{CTR} mit der PRF und simuliert damit und mit A als adversary das CPA-Experiment. A kann Π_{CTR} besser als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit brechen und R_A gibt einfach den Output von A aus
- (b) R_A bekommt die echt zufällige Funktion f : Damit muss man nun zuerst das zugrundeliegende Kryptosystem anpassen, sodass dieses f verwendet und zu Π'_{CTR} wird. A kann Π'_{CTR} nun nicht effizient brechen: A bekommt vom Challenger (IV, c) und kann $p(n)$ polynomial oft Anfragen an sein Verschlüsselungsorakel senden. Von diesem bekommt A die Antworten (IV_i, c_i) . Dabei sind nun die Überschneidungen interessant: Gilt $IV = IV_i$, so gibt es eine Überschneidung. Da CTR aber sequentiell hochzählt erhält man auch bei $IV + x = IV_i + y$ für beliebig mögliche x, y eine Überschneidung. Anhand des Geburtstagsparadoxon kann man daraus die Wahrscheinlichkeit für eine Überschneidung berechnen, nämlich $2p(n)^2/2^n$. Tritt eine Überschneidung auf, kann A das Experiment mit Wahrscheinlichkeit 1 richtig beantworten. Ansonsten muss A raten. Zusammengefasst ergibt sich also die Erfolgswahrscheinlichkeit:

$$P[P_{\Pi_{CTR}^{cpa}}^{cpa}(1^n) = 1] = \frac{1}{2} + \frac{2p(n)^2}{2^n} \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$$

D nutzt nun Π'_{CTR} mit f und simuliert damit und mit A als adversary das CPA-Experiment. Diesmal kann A Π'_{CTR} nicht besser als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit brechen. Trotzdem gibt R_A wieder einfach den Output von A aus

4. Fässt man dies zusammen, so kann R_A die PRF besser als mit vernachlässigbarer Wahrscheinlichkeit entscheiden:

$$P[D^{PRF}(1^n) = 1] - P[D^f(1^n) = 1] > \text{negl}(n)$$

5. Dadurch entsteht ein Widerspruch zur Grundlegenden Annahme, welcher die CPA-Sicherheit von Π_{CTR} beweist
6. **Anmerkung:** Es wurde IND-CPA-Sicherheit für einzelne Nachrichten bewiesen, was aber auch die gleiche Sicherheit für mehrfache Nachrichten impliziert

□

Bemerkung 3.44.

- Im Gegensatz zu den anderen Varianten (bis auf ECB) ist dieser Modus gut parallelisierbar und daher effizienter

3.13 Sicherheit gegenüber Chosen Ciphertext Angriffen

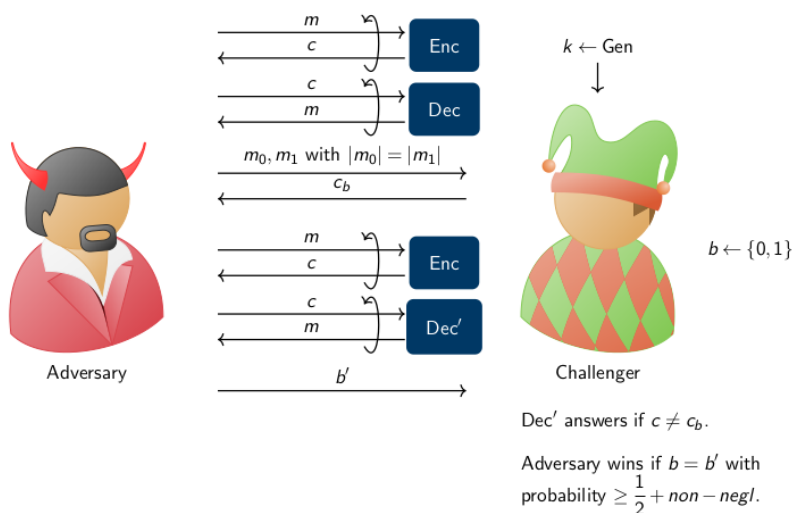
Definition 3.45 (CCA-Sicherheit)

Ein Kryptosystem Π hat ununterscheidbare Verschlüsselung gegenüber einem Chosen Ciphertext Angriff, auch CCA-Sicherheit genannt, falls für jeden probabilistischen polynomialzeit Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion $\text{negl}(n)$ existiert, sodass gilt:

$$P[\text{PrivK}_{\mathcal{A}, \Pi}^{cca}(n) = 1] \leq \frac{1}{2} + \text{negl}(n)$$

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

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



```

PrivKA,Πcca(n)
k ← Gen(1n)
(m0, m1) ← AEnck(·), Deck(·)(1n), |m0| = |m1|
b ← {0, 1}
cb ← Enck(mb)
b' ← AEnck(·), Deck(·)(cb), c ≠ cb
if b' = b return 1 else return 0
    
```

Dabei bedeutet $c \neq c_b$, dass der Gegenspieler \mathcal{A} alle Ciphertexte bis auf c_b seinem Entschlüsselungorakel mitgeben kann. Es wird $\text{PrivK}_{\mathcal{A},\Pi}^{\text{cca}}(n) = 1$ geschrieben falls die Ausgabe des Experimentes 1 ist, was impliziert, dass \mathcal{A} erfolgreich war.

Bemerkung 3.46.

- **Abkürzung:** Diese Sicherheit wird auch als ING-CCA-Sicherheit (Indistinguishable chosen ciphertext attack secure) bzw. CCA-Sicherheit bezeichnet
- **Erinnerung:** Bei einem Chosen Ciphertext Angriff kann ein Angreifer beliebige Nachrichten (bis auf die abgehörte Nachricht) ver- und entschlüsseln lassen
- **Anmerkung Einfache und Mehrfache Verschlüsselung:** Ein Kryptosystem das CCA-Sicher für einfache Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel ist, ist auch CCA-Sicher für mehrfache Verschlüsselung mit gleichem Schlüssel und andersrum, d.h. ING-CCA-Single \Leftrightarrow ING-CCA-Mult!
- **Vergleich zu den vorherigen Sicherheitsdefinitionen:** Da das CPA Experiment im CCA Experiment enthalten ist, kann man per Reduktion zeigen, dass CCA-Sicherheit auch CPA-Sicherheit impliziert (Andersum gilt dies nicht). D.h. auch, dass CCA-Sicherheit stärker als die vorherigen Sicherheitdefinitionen ist
- **Unverkettbarkeit:** CCA-Sicherheit impliziert Unverkettbarkeit (non malleability) von Nachrichten, d.h. verändert der Angreifer im Experiment den Cifretext auch nur minimal, so verrät die dazugehörige Entschlüsselung nur noch vernachlässigbare viel Informationen über den ursprünglichen Klartext
- **Konstruktion:** CCA-sichere Verfahren können mit dem bisherigen Wissen nicht implementiert werden. Dafür braucht man z.b. MACs, welche später erläutert werden

Satz 3.47 (CCA-Sicherheit und bisherige Kryptosysteme)

Die bisher vorgestellten Kryptosysteme sind nicht CCA-sicher!

Beweis 3.48.

- Auch CCA-sichere Kryptosysteme müssen nicht deterministisch sein, daher sind alle deterministischen Verfahren nicht CCA-sicher
- Die restlichen bisherigen Verfahren bauen auf PRF und der XOR-Operation auf und funktionieren folgendermaßen:

$$\text{Enc}(k, m) = (r, s) = (r, F(k, r) \oplus m)$$

- Ein Gegenspieler A im CCA Experiment sähe folgendermaßen aus:
 1. Setze $m_0 = 0^n$ und $m_1 = 1^n$
 2. A bekommt (r, s) und erzeugt daraus (r, s') indem er das erste Bit von s flippt
 3. A sendet (r, s') an sein Entschlüsselungsorakel und erhält entweder $0||1^{n-1}$ oder $1||0^{n-1}$
 4. Er kann die Nachricht unterscheiden, insofern $n > 2$ ist und gewinnt das Experiment

□

Beispiel 3.49.

Beweis, dass CBC nicht CCA-sicher ist:

1. Der Gegenspieler A schickt die beiden Nachrichten $m_0 = 0^n$ und $m_1 = 1^n$
2. A bekommt $IV||c_1$ und erzeugt $(IV \oplus \partial)||c_1$ mit einem beliebigen ∂
3. A schickt $(IV \oplus \partial)||c_1$ an sein Entschlüsselungsorakel und erhält als Ausgabe $m' = m_b \oplus \partial$
4. A kann ∂ herausrechnen und die Nachrichten unterscheiden

Beweis, dass CTR nicht CCA-sicher ist:

1. Der Gegenspieler A schickt die beiden Nachrichten $m_0 = 0^n$ und $m_1 = 1^n$
2. A bekommt $c = m_b \oplus PRF(\dots)$ und erzeugt damit $c' = m_b \oplus PRF(\dots) \oplus \partial$
3. A schickt c' an sein Entschlüsselungsorakel und erhält $m_b \oplus \partial$
4. A kann ∂ herausrechnen und die Nachrichten unterscheiden

3.13.1 Orakel Padding Angriffe***Zugrundeliegendes System**

- Bei den Block Chiffren muss der letzte Block gepadded werden, d.h. es werden Füllbytes angehängt, damit die Größe passt
- Sei L die Blocklänge und b die Anzahl an bytes die angehängt werden soll
- Beim Verschlüsseln (beispielsweise mit CBC-Modus) wird schließlich die Anzahl an bytes die gepadded werden hinzugepadded, sodass beim Entschlüsseln überprüft werden kann, ob das Padding verändert wurde oder nicht
- Wurde das Padding verändert, entsteht ein `PaddingIncorrectError`
- Somit ist der Wertebereich $b \in \{1, \dots, L\}$, da $b = 0$ durch die Überprüfung beim Entschlüsseln nicht möglich ist

Erläuterung des Angriffes

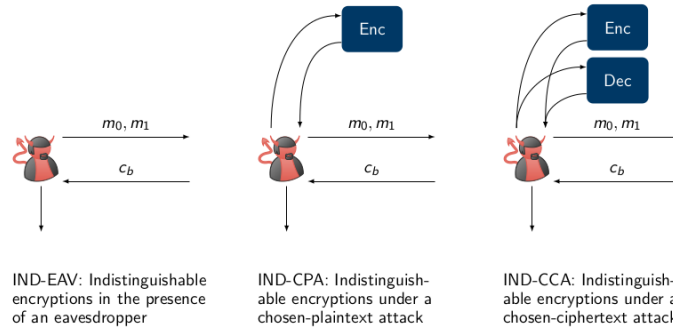
- Zur Vereinfachung wird ein Beispiel mit dem Ciphertext (IV, c_1, c_2) betrachtet und mit den unbekanntenen Nachrichten m_1 und m_2
- Es gilt $m_2 = F_k^{-1}(c_2) \oplus c_1$ und $m_2 = m'_2 || 0xb, \dots, 0xb$
- Der Angriff:
 1. **Die Länge des Paddings herausfinden:** Man modifiziert das letzte Byte von c_1 . Falls man einen `PaddingIncorrectError` bekommt, modifiziert man das vorletzte Byte usw. Das wiederholt man solange, bis man keinen Error bekommt und die Anzahl der benötigten Schritte gibt die Länge des Paddings an (Man nimmt c_1 da Veränderung hierbei auch die gleichen Bytes von c_2 beeinträchtigen und man somit auch den Spezialfall $b = L$ entdeckt)
 2. **Entschlüsselung einzelner Bytes:**
 - m_2 endet mit $0xB||0xb\dots||0xb$, wobei $0xB$ das ite Byte von m_2 ist
 - Dann erstellt man eine Zeichenkette, mit der man das Padding und ite Bit von c_1 verändert: $\delta_i = 0x00||\dots||0xi||0x(b+1)\dots||0x(b+1) \oplus 0x00||\dots||0x00||0xb\dots||0xb$ (Mit dem hinteren Teil negiert man das vorherige Padding)
 - Man verschickt $(IV, c_1 \oplus \delta_i, c_2)$
 - Man erhält solange einen Error, bis $0x(B \oplus i) = 0x(b+1)$ gilt, woraus man auf das Byte des Klartextes schließen kann
 - Auf Ähnliche Weise können auch die weiteren Bytes entschlüsselt werden

Bemerkung 3.50.

- Dieser Angriff hat realitätsbezug und soll zeigen, dass CCA-Sicherheit nicht nur ein theoretisches Konstrukt darstellt

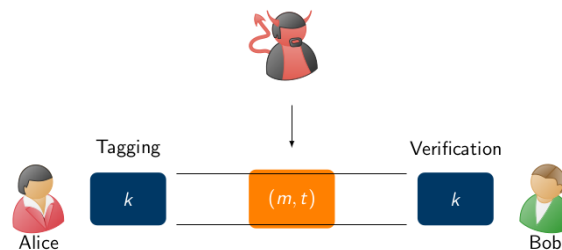
- Die Rückgabe des Errors stellt ein vereinfachtes Entschlüsselungsorakel dar, was ausreichte um die Nachricht zu entschlüsseln

3.14 Zusammenfassung der einzelnen Sicherheitsdefinitionen



EAV-Single \subset EAV-Mult \subset CPA-Single = CPA-Mult = CPA \subset CCA-Single = CCA-Mult = CCA

4 Message Authentication Codes



Definition 4.1 (Message Authentication Codes)

Ein Message Authentication Codes (MAC) ist ein Tupel aus drei probabilistischen polynomialzeit Algorithmen die folgendermaßen definiert sind:

- $k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$: Der Schlüsselgenerierungsalgorithmus erzeugt einen Schlüssel k sodass $|k| \geq n$ gilt
- $t \leftarrow \text{Mac}(k, m)$: Der Tag-Generierungs-Algorithmus nimmt als Input den Schlüssel k und eine Nachricht $m \in \{0, 1\}^*$ und erzeugt daraus den Tag t . Da der Algorithmus randomisiert sein kann, schreibt man auch $t \leftarrow \text{Mac}_k(m)$ (Pfeil wg. Random)
- $b = \text{Vrfy}(k, m, t)$: Der Verifizierungsalgorithmus nimmt als Eingabe den Schlüssel k , eine Nachricht m und einen Tag t . Die Ausgabe ist ein bit b mit $b = 1$, wenn die Verifikation korrekt ist (d.h. zielmäßig die Integrität von m erhalten wurde), und ansonsten wird $b = 0$ ausgegeben. Die Allgemeine Annahme ist, dass Vrfy deterministisch ist (Daher auch das '= \Rightarrow)

Bemerkung 4.2.

- Das grundlegende Ziel ist erstmal die Sicherstellung der Integrität einer Nachricht
- MACs bieten nach dieser Definition noch keine Sicherstellung der Vertraulichkeit!
- Auch für MACs gilt Korrektheit: $\text{Vrfy}_k(m, \text{Mac}_k(m)) = 1$
- Ist der MAC nur für Nachrichten genau einer Länge definiert, so ist es ein MAC fester Länge (fixed length MAC)

Definition 4.3 (Kanonische Verifikation)

Ein deterministischer MAC hat kanonische Verifikation, wenn der Verifikationsalgorithmus einfach auch den Tag mittels des Tag-Generierungs-Algorithmus berechnen und auf Gleichheit prüfen kann:

$$\text{Vrfy}(k, m, t) = \begin{cases} \text{Mac}_k(m) = t & , \text{output } b = 1 \\ \text{Mac}_k(m) \neq t & , \text{output } b = 0 \end{cases}$$

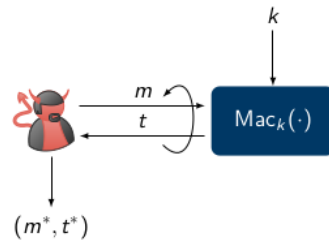
Definition 4.4 (Sicherheit für MACs)

Ein MAC Π_{MAC} ist sicher (fälschungssicher, existentially unforgeable under an adaptive chosen message attack), wenn es für jeden probabilistischen polynomialzeit Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ gibt, sodass gilt:

$$P[\text{MacForge}_{\mathcal{A}, \Pi_{MAC}}(n) = 1] \leq negl(n)$$

Experiment $\text{MacForge}_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



Adversary wins if forgery is valid and m^* was not queried to Mac_k before.

$\text{MacForge}_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$
$k \leftarrow \text{Gen}(1^n)$
$(m', t') \leftarrow \mathcal{A}^{\text{Mac}_k(\cdot)}(1^n)$
Sei \mathcal{Q} das Set aller Anfragen
if $\text{Vrfy}_k(m', t') = 1$ und $m' \notin \mathcal{Q}$ return 1
else return 0

Ein Angreifer besitzt hierbei also ein Orakel $\text{Mac}_k(\cdot)$, welches zu beliebigen Nachrichten einen Tag erzeugt. Es wird $\text{MacForge}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1$ geschrieben falls die Ausgabe des Experimentes 1 ist, was impliziert, dass \mathcal{A} erfolgreich war.

Bemerkung 4.5.

- Der Angreifer gewinnt nicht, wenn er einfach eine bereits bekannte Nachricht (mit Tag) ausgibt, da dies einen Replay-Angriff modellieren würde
- MACs bieten per Definition keinen Schutz vor Replay Angriffen

Definition 4.6 (MACs anhand von PRF)

Sei F eine Funktion, dann kann damit ein MAC $\Pi_{MAC-PRF}$ fester Länge für Nachrichten der Länge n definiert werden:

- $\text{Gen}(1^n)$: Gibt einen echt zufälligen Schlüssel $k \leftarrow \{0, 1\}^n$ aus
- $\text{Mac}_k(m)$: Gibt einen Tag $t = F_k(m)$ aus. Gilt $|m| \neq |k|$ dann wird nichts ausgegeben
- $\text{Vrfy}_k(m, t)$: Gibt 1 zurück genau dann wenn $t = F_k(m)$ gilt. Gilt $|m| \neq |k|$ oder $t \neq F_k(m)$ dann wird 0 ausgegeben

Satz 4.7 (Sicherheit von $\Pi_{MAC-PRF}$)

Ist F aus $\Pi_{MAC-PRF}$ eine PRF, dann ist $\Pi_{MAC-PRF}$ für Nachrichten der Länge n sicher (fälschungssicher).

Beweis 4.8 (Grundlegende Idee des Reduktionsbeweises).

- Grundlegendste Annahme: F ist eine sichere PRF
- Annahme des effizienten Angreifers A gegen $\Pi_{MAC-PRF}$
- Konstruktion des Reduzierer R_D :
 1. R_D bekommt eine PRF. R_D simuliert damit $\text{MacForge}_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$ mit A und gibt das Ergebnis des Experimentes aus, wodurch PRF besser als $negl(n)$ unterschieden wird

2. R_D bekommt echt zufällige Funktion. Damit ersetzt er die PRF aus $\Pi_{MAC-PRF}$ und erhält $\Pi'_{MAC-PRF}$. Damit simuliert R_D $MacForge_{\mathcal{A},\Pi}(n)$ mit A und gibt das Ergebnis des Experimentes aus, wodurch f **nicht** besser als $negl(n)$ unterschieden wird
- Somit könnte R_D die PRF effizient unterscheiden. Der Widerspruch beweist die Sicherheit \square

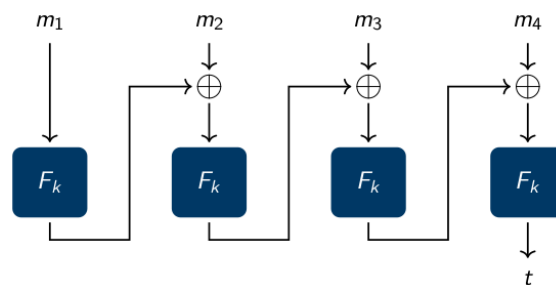
Beispiel 4.9.

Sei F_k eine PRF. Sind die folgenden Konstruktionen weiterhin sichere MACs?

- Um die Nachricht $m = m_1||m_2$ zu authentisieren berechnet man den Tag $t = t_1||t_2 = F_k(m_1)||F_k(F_k(m_2))$: Dieser MAC ist unsicher, da ein Angreifer mit dem Orakel einen zweitem MAC für $m_3||m_4$ mit $t_3||t_4$ erzeugen könnte und daraus $m_1||m_4$ mit $t_1||t_4$ erzeugen könnte, wodurch er $MacForge_{\mathcal{A},\Pi}(n)$ gewinnt
- Um die Nachricht $m = m_1||m_2...||m_l$ zu authentisieren berechnet man den Tag $t = \oplus_{i \leq l} F_k(m_i)$: Da XOR-Verwendet wird geht folgendes: Zuerst schickt man $m_1||m_2...m_{l-2}||1^n||1^n$ und erhält damit Tag t . Nun gilt, dass auch $m_1||m_2...||m_{l-2}$ als Nachricht den gleichen Tag hat, wodurch man $MacForge_{\mathcal{A},\Pi}(n)$ gewinnt

Bemerkung 4.10.

- In beiden Fällen sind universelle Fälschungen (universal forgeries) möglich, d.h. mn kann MACs zu beliebigen Nachrichten erstellen
- Oftmals basieren Angriffe auf MACs auf dem Auseinandernehmen und geschicktem Zusammenbauen mehrerer Nachrichten

4.1 CBC-MAC**Definition 4.11 (CBC-MAC fester Länge)**

Sei F eine Funktion und sei l eine feste Längenfunktion. Das CBC-MAC Schema damit ist folgendermaßen definiert:

- $Gen(1^n)$: Gibt einen zufällig ausgewählten Schlüssel $k \leftarrow \{0, 1\}^n$ zurück
- $Mac_k(m)$: Nimmt als Eingabe eine Nachricht der Länge $l(n) \cdot n$ entgegen. Sei $l(n) = l$ dann folgt:
 - Zerlege m in m_1, \dots, m_l mit $|m_i| = n$
 - Setze $t_0 = 0^n$ und berechne damit für $i = 1, \dots, l$:

$$t_i = F_k(t_{i-1} \oplus m_i)$$

- Gib t_l als tag aus
- $Vrfy_k(m, t)$: Gib 1 zurück genau dann wenn $t = Mac_k(m)$ gilt. Ansonsten gib 0 zurück

Satz 4.12 (Sicherheit von CBC-MAC fester Länge)

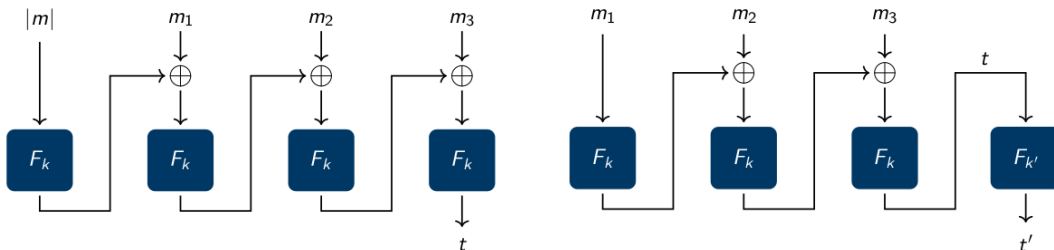
Sei l polynomial. Ist F eine PRF, dann ist die obige Konstruktion sicher für Nachrichten der festen Länge $l(n) \cdot n$.

Bemerkung 4.13. (Vergleich von CBC-MAC mit CBC-Verschlüsselung)

- Sender und Empfänger müssen hierbei im Vorherein die Länge der Nachricht festsetzen, damit CBC-MAC korrekt funktioniert
- CBC Verschlüsselung nutzt zufällige IV, CBC-MAC nicht (hier ist IV immer 0^n)
- CBC-MAC mit zufälligen IV wäre unsicher, da ein Angreifer damit den ersten Block

beliebig verändern könnte: Man fängt $(IV, (m_1, m_2, \dots), t)$ ab, ändert m_1 beliebig zu m'_1 , passt danach IV dementsprechend an (sodass $IV \oplus m_1 = IV' \oplus m'_1$ gilt) und schickt $(IV', (m'_1, m_2, \dots), t)$ weiter

- CBC Verschlüsselung gibt alle Zwischenergebnisse (c_i) aus, wohingegen CBC-MAC nur das Endergebnis ausgibt
- CBC-MAC mit Zwischenergebnissen wäre unsicher, da ein Angreifer einfach den hinteren Teil einer Nachricht (und die dazugehörigen Tags) abschneiden und nur den vorderen Teil mit validen Tags weiterschicken könnte



Satz 4.14 (Sicherheitsanalyse)

Wenn F eine PRF ist, dann ist die obrige Konstruktion ein sicherer MAC für beliebig lange Nachrichten.

Satz 4.16 (Sicherheitsanalyse)

Wenn F eine PRF ist, dann ist die obrige Konstruktion ein sicherer MAC für beliebig lange Nachrichten.

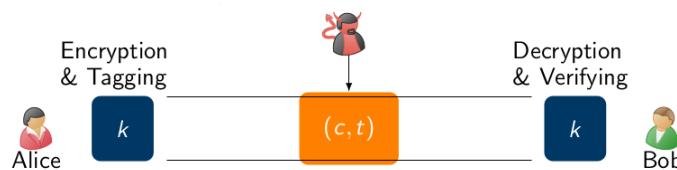
Bemerkung 4.15.

- Anhängen der Länge an die Nachricht macht es unsicher
- Vorteil: Man braucht nur einen key

Bemerkung 4.17.

- k und k' müssen unabhängig sein
- Vorteil: Die Länge der Nachricht muss anfangs nicht bekannt sein

4.2 Authenticated Encryption



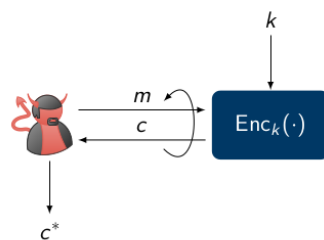
Definition 4.18 (Authentizität)

Ein Kryptosystem Π erreicht Authentizität (authentication) wenn für alle probabilistischen polynomialzeit Angreifer eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ existiert, sodass gilt:

$$P[Auth_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] \leq negl(n)$$

Experiment $Auth_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



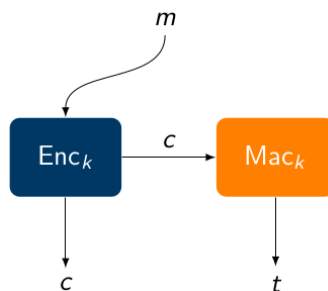
Let $m^* \leftarrow Dec_k(c^*)$. Adversary wins if $m^* \neq \perp$ and m^* was not queried before.

$Auth_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$ $k \leftarrow Gen(1^n)$ $c' \leftarrow \mathcal{A}^{Enc_k(\cdot)}(1^n)$ $m' \leftarrow Dec_k(c')$ Sei \mathcal{Q} das Set aller Anfragen if $m' \neq \perp$ und $m' \notin \mathcal{Q}$ return 1 else return 0

Es wird $Auth_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1$ geschrieben falls die Ausgabe des Experimentes 1 ist, was impliziert, dass \mathcal{A} erfolgreich war.

Definition 4.19 (Authentische Verschlüsselung)

Ein symmetrisches Kryptosystem ist ein authentisches Kryptosystem, wenn es CCA-Sicherheit und Authentizität erreicht.



Definition 4.20 (Authentisches Kryptosystem Π_{Auth})

Sei $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ ein symmetrisches Kryptosystem und $\mathcal{M} = (Mac, Vrfy)$ ein MAC, bei denen der Key echt zufällig gewählt wird. Damit kann das Authentische Kryptosystem Π_{Auth} folgendermaßen definiert werden:

- $Gen'(1^n)$: Wähle zwei Schlüssel $k, k' \leftarrow \{0, 1\}^n$ echt zufällig und gebe diese aus
- $Enc'_{k, k'}(m)$: Berechne $c \leftarrow Enc_k(m)$ und $t \leftarrow Mac_{k'}(c)$ und gib (c, t) aus
- $Dec'_{k, k'}(c, t)$: Ist $Vrfy_{k'}(c, t) = 1$ gib $Dec_k(c)$ aus, ansonsten \perp

Bemerkung 4.21.

- Grundlegendes Ziel: Vertraulichkeit und Integrität sicherstellen
- Das zugrundeliegende Prinzip ist Encrypt-then-Authenticate
- Die Variante Authenticate-then-Encrypt könnte nur CPA-sicher, nicht aber CCA-sicher sein (ermöglicht Oracle Padding Angriffe)
- Die parallele Variante Encrypt-and-Authenticate könnte nicht immer Vertraulichkeit gewährleisten (keine EAV-Sicherheit bei deterministischen MAC)
- **Hinweis Tags:** Ein MAC hat einzigartige Tags, wenn es zu jedem key und jeder Nachricht nur einen Tag gibt

Satz 4.22 (Sicherheit von Π_{Auth})

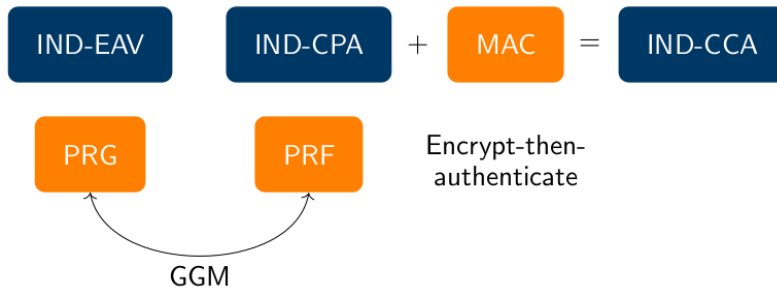
Sei das Π_{Auth} zugrundeliegende Kryptosystem Π CPA-sicher und MAC \mathcal{M} sicher (fälschungssicher) mit einzigartigen Tags, dann erfüllt Π_{Auth} die Eigenschaften eines authentischen Kryptosystems.

Beweis 4.23 (Grundlegende idee).

- Erläuterung valide: Ein Ciphertext c, t gilt als valide, wenn der Verifizierer diesen akzeptiert
- Die Sicherheit von \mathcal{M} impliziert, dass ein Angreifer keinen neuen Tag erzeugen kann, wodurch dieser auch keinen neuen Ciphertext erstellen kann, um das Authentizitätsexperiment zu gewinnen.
- Dies impliziert zum einen die Authentizität, macht aber zum anderen auch das Entschlüsselungsrakel $Dec'_{k, k'}(c, t)$ nutzlos, da abgeänderte bzw. selbst erstellte Ciphertexte durch den MAC nicht valide sind und daher das Entschlüsselungsrakel nicht funktioniert
- Damit reduziert sich die CCA-Sicherheit des Kryptosystems Π_{Auth} auf eine CPA-Sicherheit, welche per Definition sichergestellt ist

□

4.3 Zusammenfassung bisher erreichter Sicherheit



Bemerkung 4.24.

- CCA-Sicherheit geht theoretisch auch ohne MAC, wird im Allgemeinen aber nicht gemacht
- CCA-Sicherheit kann man am einfachsten und sinnvollsten erhalten, wenn man CPA-Sicherheit und MAC kombiniert

5 Hash-Funktionen

Definition 5.1 (Hash-Funktion)

Eine hash-Funktion besteht aus zwei probabilistischen polynomialzeit Algorithmen (Gen, H) :

- $Gen(1^n)$: Erzeugt einen Schlüssel s
- $H(x)$: Es existiert ein Polynom l , sodass H eine Eingabe $x \in \{0, 1\}^*$ zu der Ausgabe $H^s(x) \in \{0, 1\}^{l(n)}$ verarbeitet

Bemerkung 5.2.

- Wenn die Länge des Inputs einer Hashfunktion festgesetzt ist, nennt man es Hash-Funktionen fester Länge (fixed length hash function)
- Im Allgemeinen muss der Schlüssel s kein Geheimnis sein
- In der Praxis sind Hash-Funktionen meistens ohne Schlüssel und daher fest definiert. Dennoch sind diese praktisch kollisionsresistent

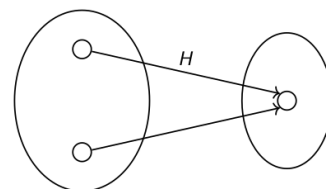
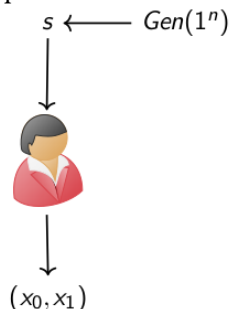
Definition 5.3 (Kollisionsresistenz)

Eine Hash-Funktion Π ist kollisionsresistent, wenn für alle probabilistischen polynomialzeit Angreifer \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion existiert, sodass gilt:

$$P[\text{HashColl}_{\mathcal{A}, \Pi}(n) = 1] \leq \text{negl}(n)$$

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

Dieses Experiment ist wieder mit einem Gegenspieler \mathcal{A} und einem Challenger:



The adversary wins if $x_0 \neq x_1$
and $H^s(x_0) = H^s(x_1)$.

$\text{HashColl}_{\mathcal{A}, \Pi}(n)$
$s \leftarrow Gen(1^n)$ $(x_0, x_1) \leftarrow \mathcal{A}(s)$ if $x_0 \neq x_1$ and $H^s(x_0) = H^s(x_1)$ return 1 else return 0

Es wird $\text{HashColl}_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1$ geschrieben falls die Ausgabe des Experimentes 1 ist, was impliziert, dass \mathcal{A} erfolgreich war und eine Kollision gefunden hat.

Bemerkung 5.4.

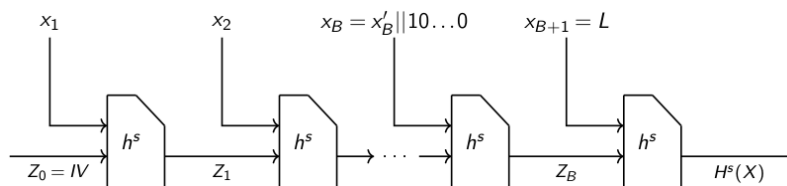
- Dadurch, dass der Gegenspieler \mathcal{A} den Schlüssel s erhält, kann dieser die Hashfunktion simulieren. Er hat also in gewisser Weise ein Verschlüsselungsorakel
- Da Hash Funktionen meist größere Eingaben auf kleinere Ausgaben abbilden, sind diese eine surjektive Funktion und Kollisionen sind möglich. Solche Hash-Funktionen bezeichnet man auch als komprimierend
- Damit die Hash Funktion also sicher ist, muss das Finden von Kollisionen vernachlässigbar wahrscheinlich sein

Beispiel 5.5. (Kombinieren von Hash-Funktionen)

Seien $H_0 : \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$ und $H_1 : \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$ zwei Hashfunktionen.

- Ist $H^{s_0||s_1}(m) = H_0^{s_0}(H_1^{s_1}(m))$ kollisionsresistent, wenn nur eine Hashfunktion kollisionsresistent ist? Nein: Ist $H_1^{s_1}$ nicht kollisionsresistent, dann kann man zwei m finden, für die auch $H_0 : \{0, 1\}^n$ eine Kollision erzeugt
- Ist $H^{s_0||s_1}(m) = H_0^{s_0}(m)||H_1^{s_1}(m)$ kollisionsresistent, wenn nur eine Hashfunktion kollisionsresistent ist? Ja: Ein Angreifer müsste für $H_0^{s_0}$ und $H_1^{s_1}$ eine Kollision finden, damit $H^{s_0||s_1}(m)$ eine Kollision produziert. Da aber eine davon kollisionsresistent ist, ist dies nicht möglich
- Sei H_0 kollisionsresistent. Ist $H(m) = m_0||H_0(m_1)$ mit $m = m_0||m_1$ und $|m_0| = |m_1|$ auch kollisionsresistent? Ja: Ein Angreifer müsste wieder die kollisionsresistenz von H_0 brechen und $H(m)$ zu brechen

5.1 Merkle Damgard Transformation



Definition 5.6 (Merkle Damgard Transformation)

Sei (Gen, h) mit $h^s : \{0, 1\}^{2n} \rightarrow \{0, 1\}^n$ eine Hashfunktion. Die Merkle Damgard Transformation MDT (Gen, H) ist dann folgendermaßen definiert:

- Gen : Bleibt unverändert wie bei h
- H^s : Für eine Eingabe $x \in \{0, 1\}^*$ mit Länge $L < 2^b$ berechne:
 1. Setze $B = \lceil \frac{L}{n} \rceil$ (Anzahl der Blöcke in die x zerlegt wird)
 2. Padde x , damit dessen Länge ein Vielfaches von n ist
 3. Zerlegt x in n -Bit große Blöcke $\Rightarrow x_1, \dots, x_B$
 4. Setze $x_{B+1} = L$ wobei L mit n bits codiert wird
 5. Setze $U_0 = 0^n$
 6. Berechne für $i = 1, \dots, B + 1$: $Z_i = h^s(Z_{i-1}||x_i)$
 7. Gib Z_{B+1} aus

Bemerkung 5.7.

- Die Merkle Damgard Transformation MDT nutzt eine Hash-Funktion fester Länge um damit beliebig lange Eingaben hashen zu können
- Die zugrundeliegende Hashfunktion muss komprimierend sein
- Zur Vereinfachung wurde hier die Größe habilitiert, aber auch andere Skalierungen sind (bei Anpassung des Systems) möglich

Satz 5.8 (Kollisionsresistenz von MDT)

Ist die der Merkle Damgard Transformation zugrundeliegende Hashfunktion kollisionsresistent, so ist die Merkle Damgard Transformation auch kollisionsresistent

Beweis 5.9 (Grundidee).

- Findet man eine Kollision bei MDT, so kann man daraus eine Kollision für die zugrundeliegende Hash-Funktion bilden
- Mittels eines Reduktionsbeweises kann also gezeigt werden, dass die Sicherheit der Hash-Funktion die Sicherheit von MDT impliziert

□

5.2 MACs anhand von Hash-Funktionen**Definition 5.10 (Hash and MAC)**

Sei $\Pi = (Mac, Vrfy)$ ein MAC fester Länge $l(n)$ und sei $\Pi_H(Gen_H, H)$ eine Hash Funktion mit Ausgabengröße $l(n)$. Ein MAC $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ für beliebig lange Nachrichten kann folgendermaßen definiert werden:

- $Gen'(1^n)$: Wähle einen echt zufälligen Schlüssel $k \leftarrow \{0, 1\}^n$ und berechne $s \leftarrow Gen_H(1^n)$. Die Ausgabe ist der Schlüssel $k' = (k, s)$
- $Mac'(k', m)$: Berechne aus der Eingabe den Tag $t \leftarrow MAC_k(H^s(m))$
- $Vrfy'(k', m, t)$: Gib 1 aus, genau dann wenn $Vrfy_k(H^s(m), t) = 1$

Bemerkung 5.11.

- Wenn der zugrundeliegende MAC sicher und die hash-Funktion kollisionsresistent ist, dann ist auch Hash and MAC ein sicherer MAC für beliebig lange Nachrichten
- Frage: Kann man auch nur mit Hashfunktionen MACs bauen?
- Antwort: Ja, aber die erste Intuition $H^s(k||m)$ ist unsicher, wenn H auf MDT aufbaut. Dennoch kann man mittels einer Abwandlung von MDT (mit Hash and MAC als Grundidee) sichere MACs anhand von Hashing bauen. Diesen Ansatz nennt man HMAC
- HMAC-Konstruktionen sind heutzutage Standard, da sie (meist) sicher und zudem effizient sind

5.3 Angriffe gegen Hashing-Verfahren**Bemerkung 5.12.**

- Vorgestellt werden zwei Allgemeine Angriffe (generic Attacks), d.h. diese Angriffe sind gegen alle Hashfunktionen möglich

5.3.1 Geburtstagsangriff**Bemerkung 5.13.**

- Basiert auf dem Geburtstagsparadox: Damit unter einer Menge an Leute die Wahrscheinlichkeit größer als 50% ist, dass zwei Leute am selben Tag Geburtstag haben, muss die Gruppe nur aus 23 oder mehr Personen bestehen. Dies widerspricht einfacher Intuition
- Die Grundidee kann man schließlich auf den Brute Force Angriff zum Knacken von Kollisionsresistenz anwenden
- Dadurch entsteht eine höhere Wslk. eine Kollision zu finden, als bei Brute Force: Dank des Geburtstagsangriffes entsteht bei einer Hashfunktion mit Ausgabelänge l bei $q \approx 2^{l/2}$ Eingaben mit mehr als 50% Wslk. eine Kollision
- Fazit: Die Ausgabelänge der Hashfunktion bestimmt die Sicherheit und muss in der Praxis entsprechend hoch gewählt werden (Sicherheit von 2^{80} benötigt 160 bit Output anstatt 80)

5.3.2 Random Oracle Model

6 Theoretische Konstruktion und Zusammenhänge kryptographischer Primitive

6.1 Einwegfunktionen und Einwegpermutierer

Definition 6.1 (Einwegfunktionen)

Eine Funktion $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$ ist eine Einwegfunktion wenn gilt:

- **Einfach zu berechnen:** Es existiert ein polynomieller Algorithmus um $f(x)$ für alle x zu berechnen
- **Schierig zu invertieren:** Für jeden probabilistischen polynomialzeit Algorithmus \mathcal{A} existiert eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ sodass gilt:

$$P[\text{Invert}_{\mathcal{A},f}(n) = 1] \leq negl(n)$$

Experiment $\text{Invert}_{\mathcal{A},f}(n)$

$\text{Invert}_{\mathcal{A},f}(n)$ $x \leftarrow \{0, 1\}^*$ $y \leftarrow f(x)$ $x' \leftarrow \mathcal{A}(y)$ if $f(x') = y$ return 1 else return 0
--

Es wird $\text{Invert}_{\mathcal{A},f}(n) = 1$ geschrieben falls die Ausgabe des Experimentes 1 ist, was impliziert, dass \mathcal{A} erfolgreich war.

Bemerkung 6.2.

- **Engisch** One-Way-Funktion (OWF)/ One-Way-Permutation (OWP)
- Mit exponentieller Zeit könnte jede Einwegfunktion geknackt werden (brute force), aber wg. berechenbarer Sicherheit können wir diesen Fall ausschließen
- **Einwegpermutierer:** Das sind längenerhaltende bijektive Einwegfunktionen, also ein Spezialfall
- **Funktionsfamilie:** Die obrige Definition betrachtet eine einzige Funktion mit unendlich großem Werte- und Definitionsbereich. Eine Funktionsfamilie hingegen ist ein Algorithmus mit Generierungs-, Berechnungs- und Validierungsalgorithmus für Funktionen die anhand des Generierungsalgorithmus mit festem Werte- und Definitionsbereich erzeugt werden
- **Beispiel:** Man kann annehmen, dass die Faktorisierungsproblem eine Einwegfunktion ist

6.2 PRG aus OWP anhand von Hardcore Predicates

Definition 6.3 (Hardcore Prädikate)

Eine function $hc : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ ist ein Hardcore Prädikat für eine Funktion f , wenn hc in polynomieller Zeit berechnet werden kann und für alle probabilistischen polynomialzeit Algorithmen \mathcal{A} eine vernachlässigbare Funktion $negl(n)$ existiert, sodass gilt:

$$\Pr_{x \leftarrow \{0, 1\}^*} [\mathcal{A}(1^n, f(x)) = hc(x)] \leq \frac{1}{2} + negl(n)$$

Dabei wird die Wahrscheinlichkeit über die echte Zufälligkeit von x und das Zufallsprinzip von hc berechnet.

Bemerkung 6.4.

- **Grundidee:** Hardcore Prädikate geben an, dass eine beliebige Funktion Informationen über die Eingabe verschleiert. Ihr Output ist ein einziger boolescher Wert (0 oder 1)
- **Vereinfacht:** Ein Hardcore Prädikat ist eine Funktion die für beliebige x mit $hc(x)$ einfach

zu berechnen sind, aber kennt man nur $f(x)$ (und ggf. die Funktion f) so ist $hc(x)$ daraus schwierig zu berechnen

- **Triviales Beispiel:** Für $f(x_1, x_2) = x_1$ ist $hc(x) = x_2$ ein Hardcore Prädikat
- **Einfache aber falsche Idee:** Jedes Bit der Eingabe miteinander zu verXoren ist kein Hardcore Prädikat für alle Funktionen (auch wenn man meinen würde, dass ja mind 1 Bit aus dem Input verschleiert wird): Sei f und g eine Einwegfunktion, dann wäre $f(x) = g(x) \parallel \bigoplus_{i=1}^n x_i$ ein Gegenbeispiel und weiterhin eine Einwegfunktion
- **Hardcore Prädikate und Einwegfunktionen:** Es gibt zu jeder Einwegfunktion ein Hardcore Prädikat (Es wurde gezeigt, dass aus jeder Einwegfunktion eine Einwegfunktion mit Hardcore Prädikat erzeugt werden kann)

Satz 6.5 (PRG anhand von OWP)

Sei f ein OWP und sei hc ein Hardcore Prädikat für f . Dann ist $G(s) = f(s) \parallel hc(s)$ ein PRG mit Expansion $l(n) = n + 1$.

Bemerkung 6.6.

- **Beweisidee:** Da f und hc pseudorandom sind, wenn s echt zufällig gewählt wurde, ist auch G pseudorandom
- **PRG anhand von OWF:** Das ist theoretisch möglich, aber der Beweis ist extrem kompliziert

6.3 PRG mit stärkerem Expansionsfaktor und Hybridargumenten

Satz 6.7 (PRG Expansionstheorem)

Ist G ein PRG mit Expansionsfaktor $n + 1$, dann existiert zu einem beliebiges Polynom $poly(n)$ ein PRG G' mit Expansionsfaktor $poly(n)$.

Beweis 6.8 (Grundidee für Expansionsfaktor $n + 2$).

- Zur Konstruktion G' nutzen wir einfach zweimal G : Sei s der Initiale echt zufällige Seed, dann ist $G(s) = m_0 \parallel m_1 \parallel \dots \parallel m_{n+1}$. Anschließend nimmt man die ersten n Bits von m und berechnet $G(m_0 \parallel \dots \parallel m_n) = x$. Mittels Konkationation erhält man also $G'(s) = x \parallel m_{n+1}$
- Sei D ein polynomieller Unterscheider für G' . Zuerst werden drei Wahrscheinlichkeitsverteilungsfolgen definiert:
 1. $\{H_n^0\}_{n=1, \dots}$: Wähle $t_0 \leftarrow \{0, 1\}^n$ echtzufällig und gib $G'(t_0)$ aus (normale Ausführung von G') // **Erstes Extrem**
 2. $\{H_n^1\}_{n=1, \dots}$: Wähle $t_1 \leftarrow \{0, 1\}^{n+1}$ echtzufällig und zerlege es in $m_0 \parallel m_1 \parallel \dots \parallel m_{n+1}$. Gib $G(m_0 \parallel \dots \parallel m_n) \parallel m_{n+1}$ aus
 3. $\{H_n^2\}_{n=1, \dots}$: Wähle $t_2 \leftarrow \{0, 1\}^{n+2}$ echtzufällig und gib t_2 aus // **zweites Extrem**
- **Schreibweise:** Mit $t_2 \leftarrow H_n^i$ wird die zufällige Erzeugung eines Strings der Länge $n + 2$ anhand der Wahrscheinlichkeitsverteilung H_n^i beschrieben
- Zu zeigen ist, dass die beiden Extrema nicht unterscheidbar sind:

$$\left| \Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D(G'(s)) = 1] - \Pr_{r \leftarrow \{0,1\}^{n+2}} [D(r) = 1] \right| = \left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^2} [D(t_2) = 1] \right| \leq \text{negl}(n)$$

- Dafür müssen alle dazwischenliegenden Übergänge mittels Reduktion bewiesen werden:
 1. Zuerst wird der erste Übergang betrachtet:

$$\left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^1} [D(t_2) = 1] \right| \leq \text{negl}'(n)$$

Nehme man an D sei effizient. Dann kann man D' konstruieren, welcher einen String t' der Länge $n + 1$ bekommt, diesen zerlegt $t'_n \parallel t'_{n+1}$ und damit $t_2 = G(t') \parallel t'_{n+1}$ berechnet und das Ergebnis an D gibt. D' gibt dann das von D aus. **1. Fall:** D' bekommt einen echt zufälligen String. Es entsteht H_n^1 . Weder D noch D' können effizient unterscheiden:

$$\Pr_{t_1 \leftarrow \{0,1\}^{n+1}} [D'(t_1) = 1] = \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^1} [D(t_2) = 1] \approx \frac{1}{2}$$

2. Fall: D' bekommt einen von G erzeugten String. Mit den Berechnungen von D' bekommt D eine Eingabe die auch von G' kommen könnte. Es entsteht H_n^0 . Daher könnte

D das richtig entscheiden und D' könnte den PRG brechen. Das ist ein Widerspruch und es gilt:

$$\Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D'(G(s)) = 1] = \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] \approx \frac{1}{2}$$

Damit ist die ursprüngliche Aussage bewiesen

2. Als nächstes wird folgender Übergang betrachtet:

$$\left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^1} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] \right| \leq \text{negl}''(n)$$

Die Argumentation ist ähnlich, wieder erzeugt man einen Reduzierer und führt dies zu einem Widerspruch

• Zusammengefasst erhält man also:

$$\begin{aligned} & \left| \Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D(G'(s)) = 1] - \Pr_{r \leftarrow \{0,1\}^{n+2}} [D(r) = 1] \right| = \left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^2} [D(t_2) = 1] \right| \leq \text{negl}(n) \\ & \leq \left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^0} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^1} [D(t_2) = 1] \right| + \left| \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^1} [D(t_2) = 1] - \Pr_{t_2 \leftarrow H_n^2} [D(t_2) = 1] \right| \leq \text{negl}'(n) + \text{negl}''(n) \end{aligned}$$

• Damit ist anhand der pseudorandom Eigenschaft von G bewiesen, dass auch G' ein PRG ist \square

Bemerkung 6.9.

- Dieser Spezialfall bildet die Grundlage für Hybridargumente
- Hybridargumente sind praktisch, wenn ein kryptographisches Primitiv mehrfach oder zyklisch verwendet wird
- Mittels dem Hybridargument werden alle Übergänge (Anwendungen eines Primitives aus Ergebnissen vorheriger Primitivanwendungen oder Initialinput) gleichzeitig bewiesen
- **Die Grundidee:**
 1. Definiere Konstruktion G' basierend auf einem sicheren Primitiv G
 2. Definiere D als effizienter Angreifer für G'
 3. Definiere die einzelnen Übergänge formal im Bezug auf die beweisbare Sicherheit (z.B. Wahrscheinlichkeitsverteilungsfolgen)
 4. Stelle die beiden Extrema des Hybridbeweises (z.B. Verteilung der Ausgabe G' und einer echt zufälligen Zeichenkette) dar
 5. Definiere anhand der Extrema, was zu beweisen ist
 6. Beweise gleichzeitig alle Übergänge von G' :
 - (a) Definiere einen Unterscheider D' , der einen beliebigen Übergang unterscheiden soll, indem er diesen zu einer Instanz von D umwandelt
 - (b) Analysiere D' mittels Fallunterscheidung
 - (c) Zeige, dass D' für alle Instanzen das grundlegende Primitiv bricht
 7. Fasse Ergebnisse zusammen und lege dar, dass Sicherheit von G auch die Sicherheit von G' impliziert

Beweis 6.10 (Mit Hybridargumenten).

- Konstruktion von G' mit Expansionsfaktor $n + p(n)$ für ein Polynom p und die Eingabe $s \in \{0, 1\}^n$:
 1. Setze $t_0 = s$. Berechne für $i = 1, \dots, p(n)$:
 - (a) Seien s_{i-1} die ersten n Bits von t_{i-1} und σ_{i-1} der Rest
 - (b) Berechne $t_i = G(s_{i-1}) \parallel \sigma_{i-1}$
 2. Gib $t_{p(n)}$ aus
- \mathcal{D} wird als Unterscheider für G' festgesetzt
- Nun können wir die Wahrscheinlichkeitsverteilungsfolgen nicht mehr alle einzeln beschreiben. Daher werden nun die $p(n)$ -vielen Verteilungen folgendermaßen definiert: Für $0 \leq j \leq p(n)$ sei H_n^j Wahrscheinlichkeitsverteilungsfolge von Zeichenketten der Länge $n + p(n)$ sodass:

H_n^j : Wähle $t_j \leftarrow \{0, 1\}^{n+j}$ zufällig dann berechne die $j+1$ te Iteration von G' und gib $t_{p(n)}$ aus
- Besonders interessant dabei sind folgende Verteilungen (Extrema des Hybridargumentes):
 - H_n^0 , welches die finale Ausgabe von $G'(s)$ ist
 - $H_n^{p(n)}$, was eine echt zufällige Zeichenkette der Länge $n + p(n)$ ist

- Zu Zeigen ist wieder, dass die Extreme ununterscheidbar sind:

$$\left| \Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D(G'(s)) = 1] - \Pr_{r \leftarrow \{0,1\}^{n+p(n)}} [D(r) = 1] \right| = \left| \Pr_{t \leftarrow H_n^0} [D(t) = 1] - \Pr_{t \leftarrow H_n^{p(n)}} [D(t) = 1] \right|$$

- Als nächstes wird der Unterscheider \mathcal{D}' genauer definiert:
 1. Wähle ein $j \leftarrow \{1, \dots, p(n)\}$ und ein $\sigma'_j \leftarrow \{0, 1\}^{j-1}$ (bei $j=1$ ist σ leer)
 2. Erzeuge $t_j = w || \sigma'_j$. Berechne G' beginnend bei Iteration $j + 1$ und erzeuge damit $t_{p(n)} \in \{0, 1\}^{n+p(n)}$
 3. Gib $\mathcal{D}(t_{p(n)})$ aus
- Setze n fest. \mathcal{D}' wählt zufällig $j = j'$. Daraus ergeben sich 2 Fälle:
 1. Wenn w echt zufällig ist, dann ist t_j auch echt zufällig und es gilt:

$$\Pr_{w \leftarrow \{0,1\}^{n+1}} [D'(w) = 1 | j = j'] = \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'}} [D(t) = 1]$$

Da die j mit gleicher Wslk. ausgewählt werden gilt:

$$\Pr_{w \leftarrow \{0,1\}^{n+1}} [D'(w) = 1] = \frac{1}{p(n)} \sum_{j'=1}^{p(n)} \Pr_{w \leftarrow \{0,1\}^{n+1}} [D'(w) = 1 | j = j'] = \frac{1}{p(n)} \sum_{j'=1}^{p(n)} \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'}} [D(t) = 1]$$

2. Sei $w = G(s)$ für ein echt zufälliges $s \in \{0, 1\}^n$. Sei $t_{j-1} = s || \sigma'_j$. Da t_{j-1} echt zufällig ist, ist die Verteilung von $t = t_{p(n)}$ identisch zu $H_n^{j'-1}$:

$$\Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D'(G(s)) = 1 | j = j'] = \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'-1}} [D(t) = 1]$$

Daraus folgt:

$$\Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D'(G(s)) = 1] = \frac{1}{p(n)} \sum_{j'=1}^{p(n)} \Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D'(G(s)) = 1 | j = j'] = \frac{1}{p(n)} \sum_{j'=0}^{p(n)-1} \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'}} [D(t) = 1]$$

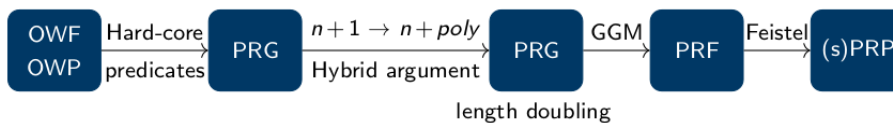
- Zusammengefasst ergibt sich also:

$$\begin{aligned} & \left| \Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n} [D'(G(s)) = 1] - \Pr_{w \leftarrow \{0,1\}^{n+1}} [D'(w) = 1] \right| \\ &= \frac{1}{p(n)} \left| \sum_{j'=0}^{p(n)-1} \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'}} [D(t) = 1] - \sum_{j'=1}^{p(n)} \Pr_{t \leftarrow H_n^{j'}} [D(t) = 1] \right| \\ &= \frac{1}{p(n)} \left| \Pr_{t \leftarrow H_n^0} [D(t) = 1] - \Pr_{t \leftarrow H_n^{p(n)}} [D(t) = 1] \right| \end{aligned}$$

- Nachdem angenommen wurde, dass G ein sicherer PRG ist, kann der erste Teil der Gleichung als vernachlässigbar ausgewertet werden, was impliziert das die zu Zeigende Aussagen auch vernachlässigbar ist. Das wiederum impliziert die Sicherheit von G' . □

6.4 Mit Bäumen von PRG zu PRF

6.5 Zusammenfassung der Zusammenhänge



7 Praktische kryptographische Primitive