

# Computer System Sicherheit

## Notizen WS20/21

Felix Marx

14. Februar 2021

### Inhaltsverzeichnis

<b>1</b>	<b>Begriffe</b>	<b>3</b>
1.1	Security . . . . .	3
1.2	Safety . . . . .	4
<b>2</b>	<b>Verlässliche Systeme</b>	<b>4</b>
2.1	Strategien zur Fehlervermeidung/toleranz . . . . .	5
<b>3</b>	<b>Kryptographie</b>	<b>7</b>
3.1	Begriffe . . . . .	7
3.2	Verschiebechiffre . . . . .	8
3.3	Mathematische Grundlagen . . . . .	8
3.3.1	Teilbarkeitsregeln . . . . .	8
3.3.2	Größter gemeinsamer Teiler . . . . .	8
3.3.3	Primzahlen . . . . .	9
3.4	Symmetrische Kryptosysteme . . . . .	9
3.4.1	Vigenère mit alphabetischen Schlüssel, Länge n . . . . .	10
3.4.2	Electronic Codebook Modus . . . . .	10
3.4.3	Cipher Block Chaining Modus . . . . .	11
3.4.4	Stromchiffren . . . . .	12
3.5	Asymmetrische Kryptosysteme . . . . .	13
3.5.1	RSA-Kryptosystem . . . . .	13
3.5.2	Elgamal-Kryptosystem . . . . .	14
3.6	Hashfunktionen . . . . .	14
3.6.1	Merkle-Damgård-Konstruktion . . . . .	15
3.6.2	Exkurs: Chosen Target Forced Prefix . . . . .	15
3.6.3	HMAC-Konstruktion . . . . .	17
3.7	Digitale Signaturen . . . . .	17
3.7.1	Wissen und Ziele von Angreifern . . . . .	18
3.7.2	Signieren mit RSA . . . . .	18
3.7.3	Digital Signature Algorithm . . . . .	19
3.8	Schlüsselverteilung . . . . .	20
3.9	Schlüsselaustausch . . . . .	21
3.9.1	Needham-Schroeder Protokolle . . . . .	22
3.9.2	Diffie-Hellman-Protokoll . . . . .	23
3.10	Ausblick . . . . .	24
3.10.1	Integritätsschutz mit Verschlüsselung . . . . .	24

3.10.2	Secret Sharing . . . . .	25
3.10.3	Post-Quanten-Kryptographie . . . . .	26
3.10.4	Zero-Knowledge Beweise . . . . .	27
<b>4</b>	<b>IT-Sicherheit</b>	<b>27</b>
4.1	Zugriffskontrolle . . . . .	27
4.1.1	Benutzerdefinierte Zugriffskontrolle . . . . .	28
4.1.2	Rollenbasierte Zugriffskontrolle . . . . .	29
4.1.3	Systembestimmte Zugriffskontrolle . . . . .	30
4.2	Authentifizierung . . . . .	31
4.2.1	Authentisierung durch Wissen . . . . .	31
4.2.2	Authentisierung durch Besitz . . . . .	32
4.2.3	Authentisierung durch Merkmale . . . . .	32
4.2.4	Kerberos . . . . .	33
4.3	Software Security . . . . .	35
4.3.1	Malware . . . . .	35
4.3.2	Buffer Overflow . . . . .	37
4.4	Web Security . . . . .	37
4.4.1	SQL Injection . . . . .	38
4.4.2	Cross Site Scripting (XSS) . . . . .	39
4.5	Netzwerkgrundlagen . . . . .	39
4.5.1	Spoofing . . . . .	41
4.5.2	Denial of Service . . . . .	41
4.5.3	Firewalls . . . . .	42
4.6	DNS . . . . .	42
4.6.1	Angriffe auf DNS . . . . .	45
4.6.2	Drittsystem Beeinflussung durch DNS . . . . .	46
4.7	Border Gateway Protocol . . . . .	47
4.8	Sichere Verbindungen . . . . .	48
4.8.1	TLS . . . . .	48
4.8.2	IPSEC/VPN . . . . .	49
4.8.3	Onion-Routing/TOR . . . . .	50
4.9	Public Key Infrastrukturen . . . . .	50

# 1 Begriffe

Unterscheidung [Betriebssicherheit \(safety\)](#) und [Angriffssicherheit \(security\)](#).

safety bezeichnet den Schutz vor inneren Fehlern, deren Eintrittswahrscheinlichkeit durch probabilistische Techniken ermittelt wird.

security den Schutz gegen aktive Angreifer.

## 1.1 Security

Trends und Herausforderungen:

**Mobilität**, der Übergang zu "smart devices"

**Herausforderungen:**

- **Vertraulichkeit** der Daten: „drahtloser Informationsdiebstahl“, Verlust des Geräts
- **Integrität** der Daten: Zugriffskontrolle, Schutz vor Malware?
- **Zusammenspiel mit anderen Geräten:** Denial of Service?

Abbildung 1: Herausforderungen bei der Mobilität

**Vernetzung**, der Übergang zu "always on" und Automatisierung von Systemen

**Herausforderungen:**

**Vertrauenswürdige Infrastrukturen:** Einfluss von Programmier- bzw. Designfehlern, aktive Angriffe, Heterogenität

**Skalierung:** Performance, Verhindern von DDoS

**Datenschutz („Privacy“)**

Abbildung 2: Herausforderungen bei der Vernetzung

**Miniaturisierung**, Produktion kleinerer Chips mit Trend zu Einwegchips

**Herausforderungen:**

**Ressourcen:** limitierte Rechenleistung, Sicherheitskomponenten müssen kostengünstig sein

**Privacy:** Tracing, Identifikation von Personen

Abbildung 3: Herausforderungen bei der Miniaturisierung

[Social Engineering](#) bezeichnet das Erlangen von vertraulichen Daten durch psychologische Techniken

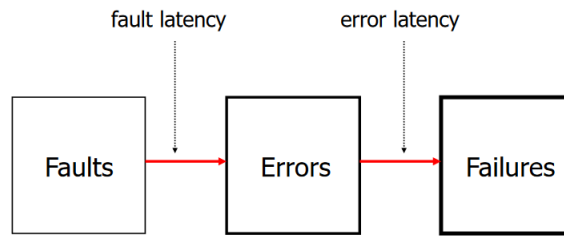
[Man-in-the-middle](#) Angriffe, hier werden Nachrichten vor der gesicherten Kommunikation abgefangen.

Lösungen für [Phishing](#) umfassen die Verifikation durch Transaktionsnummern (TANs) oder Hardwaretokens was allerdings nicht die Integrität der Transaktion gewährleistet.

Schutzmechanismen:

[Passive Authentication](#): Sicherstellung der Authentizität durch Einsatz einer digitalen Signatur

[Basic Access Control](#): elektronische gespeicherte Daten werden erst übermittelt wenn das Lesegerät einen aufgedruckten maschinenlesbaren Code kennt.



- **Fault:** Abnormal condition that can cause an element or an item to fail
- **Error:** Discrepancy between a computed, observed or measured value or condition, and the true, specified, or theoretically correct value or condition.
- **Failure:** Termination of the ability of an element to perform a function as required

Abbildung 4: Ablauf bis ein System versagt

**Active Access Control:** Verhindert 1:1 Kopien indem ein geheimer Schlüssel in einem gesicherten Chip-Bereich gespeichert wird.

**Extended Access Control:** Schutz von sensiblen Daten (Fingerabdruck, Iris, etc.) durch das Abgleichen von **Zertifikaten** die nur eine kurze Zeit gültig sind.

## 1.2 Safety

Im Fehlerfall sollte ein System immer in den sicheren Zustand übergehen.

Zum Beispiel zeigt die Fahranweisung von Zügen nach oben, sodass es bei einem Schaden am Mechanismus in den Haltezustand nach unten fällt (Schwerkraft). Ein Watchdog (hier Schwerkraft) überwacht quasi das System auf Fehler und resettet es bei einem Fehler.

## 2 Verlässliche Systeme

Ein zuverlässiges System erfüllt seinen Zweck auch falls Fehler auftreten. Als Beispiel des **Ablaufes** lässt sich die Einwirkung von kosmischer Strahlung auf eine DRAM-Zelle (Fault) was zum Wechsel eines Wertes führt (Error), wodurch die Berechnung ein falsches Ergebnis liefert (Failure).

In der Zuverlässigkeit wird unterschieden nach:

**Availability:** Verfügbarkeit eines Systems gemessen in Prozent, d.h.

$$\frac{\text{Total Up Time}}{\text{Total (Up + Down Time)}} = \frac{\text{MTTF}}{\text{MTTF} + \text{MTTR}}$$

**Reliability:** Zuverlässigkeit eines Systems, d.h. die Wahrscheinlichkeit dass ein System über einen gewissen Zeitraum korrekt funktioniert.

Wir bezeichnen mit **MTTF** die Mean Time To Failure und mit **MTTR** Mean Time To Recovery. Bei der Berechnung wird für die Up/Downtime nur die Zeiten im vereinbarten Betriebszeitraum gezählt!

Die Wahrscheinlichkeit, dass ein System bis zum Zeitpunkt  $t$  fehlerhaft wird lässt sich mittels einer Verteilerfunktion  $F$  und der Lebenszeit des Systems  $T$  berechnen:

$$F(t) = P(T \leq t), R(t) = P(T > t) = 1 - F(t)$$

Die Funktion  $R$  hingegen ermittelt die Wahrscheinlichkeit, dass ein System bis zum Zeitpunkt  $t$  korrekt funktioniert. Geht man davon aus, dass zukünftige Ausfälle unabhängig davon passieren, wann der letzte Ausfall war, lässt sich die Wahrscheinlichkeit mit einer

Fehlerrate  $\lambda$  so ausdrücken:

$$f(x) = \begin{cases} \lambda e^{-\lambda x} & x \geq 0 \\ 0 & x < 0 \end{cases}$$

$$F(t) = \int_{-\infty}^t f(x) dx = \begin{cases} 1 - e^{-\lambda t} & t \geq 0 \\ 0 & t < 0 \end{cases}$$

$$R(t) = 1 - F(t) = \begin{cases} e^{-\lambda t} & t \geq 0 \\ 1 & t < 0 \end{cases}$$

*Mean Time To Failure (MTTF)* kann als **Erwartungswert** der Zeit bis zu einem Ausfall bestimmt werden:

Lebenszeit bis Ausfall ist Zufallsvariable  $T \sim F$

$$MTTF = E[T] = \int_0^{\infty} 1 - F(t) dt = \int_0^{\infty} \overbrace{1 - F(t)}^{=0} dt = \int_0^{\infty} R(t) dt$$

Für das exponentielle Modell gilt daher:  $MTTF = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} dt = \frac{1}{\lambda}$

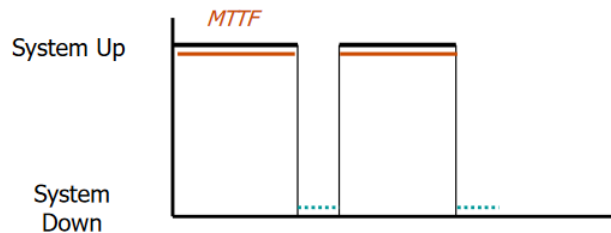


Abbildung 5: Berechnung MTTF mit dem exponentiellen Modell

Bei in Reihe geschalteten Komponenten wird die Wahrscheinlichkeit dass das gesamte System korrekt funktioniert  $R$  durch  $R_{ges}(t) = \prod_{i=1}^n R_i(t)$  im exponentiellen Modell wird dann für  $\lambda = \lambda_{ges} = \sum_{i=1}^n \lambda_i$  verwendet.

Bei Parallelschaltung ist die Wahrscheinlichkeit dass das System korrekt funktioniert:

$$R_{ges}(t) = R_1(t) + R_2(t) - R_1(t) \cdot R_2(t), F_{ges}(t) = F_1(t) \cdot F_2(t)$$

Bei mehr als zwei Komponenten ist die allgemeine Formel:

$$R_{ges}(t) = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - R_i(t)), F_{ges}(t) = \prod_{i=1}^n F_i(t)$$

## 2.1 Strategien zur Fehlervermeidung/toleranz

- Fehlervermeidung (fault avoidance)
  - Design des Systems stellt sicher, dass Fehler nicht auftreten
  - Beispiel: Testen, Verifikation,...
- Wiederherstellung aus Fehlerzustand (fault recovery)
  - Strategien, um ein System beim Auftreten eines Fehlers wieder in einen korrekten Systemzustand zu bringen

- Fehlertoleranz (fault tolerance)
  - Wenn Fehler nicht vermieden werden können, dann soll das System Fehler tolerieren
  - Beispiele: Redundanz, Safety, ...

### Arten von Redundanzen:

- Physikalische Redundanz (physical redundancy)
  - Zusätzliche Ressourcen bzw. Komponenten
  - Berechnungen werden auf mehreren Komponenten ausgeführt und verglichen
  - Statische Redundanz
    - \*  $N$  Systeme laufen parallel
    - \*  $N - 1$  Systeme laufen im "stand-by-mode"
    - \* Bei einem Fehler wird im Betrieb umgeschaltet
    - \* Dazu muss man den Fehler natürlich zuerst erkennen!
  - Dynamische Redundanz
    - \*  $N$  Systeme laufen parallel
    - \* Ausfallsichere Komponente vergleicht die Resultate
    - \* Mehrheitsentscheidung (zB. 2-out-of-3)
    - \* Erkennt Fehler "automatisch"
- Zeitliche Redundanz (temporal redundancy)
  - Berechnungen auf gleicher Hardware-Plattform wiederholen
- Redundanzen durch (Zusatz-)Information (information redundancy)
  - Hinzufügen von zusätzlichen Daten (Checksummen, ...)
  - Erlaubt Datenfelder bei Übertragung oder Speicherung zu erkennen

Bei dynamischer Redundanz wird das Ergebnis parallel berechnet und dann per Mehrheitsentscheidung das korrekte ausgewählt. Problematisch falls im Vergleich ein Problem auftritt. Softwarefehler sind von der Hardware-Redundanz nicht abgedeckt. Zusatzinformationen können die Integrität gesendeter Daten durch Checksummen sicherstellen, allerdings auch nur begrenzt.

Nachteile von Redundanzen sind:

- Schlechtere Performanz (bei temporaler Redundanz)
- Synchronisation erforderlich
- Hohe Kosten durch mehrfache Hardware bzw. mehrfache Implementenation (falls überhaupt möglich)
- Benötigt Mechanismen zur Fehler-Erkennung, welche selbst wieder Fehleranfällig sein können

## 3 Kryptographie

- Vertraulichkeit (Confidentiality)
  - Schutz vor unbefugten Zugriff auf Informationen / Daten
- Integrität
  - Schutz vor Veränderung von Informationen / Daten
- Verfügbarkeit (Availability)
  - Daten oder Systeme sind verfügbar oder erreichbar
- Authentizität (Authenticity)
  - Garantie dass die Daten auch aus der angegebenen Quelle stammen
- Nicht-Abstreitbarkeit (Non-Repudiation)
  - Aktion ist nachprüfbar und kann nicht abgestritten werden

### 3.1 Begriffe

- Klartext/Nachricht: eine zu verschlüsselnde Information
- Klartextrraum: Menge aller möglichen Klartexte
- Chifftrat, Chiffretext: Verschlüsselte Nachricht
- Chiffretextraum: Menge aller möglichen Chifftrate
- Schlüssel: Ein Geheimnis, welches zur Ent-/Verschlüsselung benötigt wird
- Schlüsselraum: Menge aller möglichen Schlüssel
- Verschlüsselung: Umwandlung eines Klartext in ein Chifftrat
- Entschlüsselung: Umwandlung eines Chifftrats in einen Klartext

#### Kerckhoffs Prinzipien

1. Das System muss praktisch, wenn nicht sogar mathematisch, unentschlüsselbar sein ("Unentschlüsselbarkeit")
2. Es darf keine Geheimhaltung erfordern und darf ohne Schwierigkeiten in die Hände des Feindes fallen ("Keine Geheimhaltung des Systems")
3. Der Schlüssel muss ohne Hilfe geschriebener Notizen kommunizierbar und aufbewahrbar sein und er muss ausgewechselt oder modifiziert werden können nach Belieben der Kommunikationspartner ("Schlüssel ohne Aufschreiben")
4. Es muss anwendbar sein auf die telegraphische Kommunikation
5. Es soll protabel sein und seine Funktion soll nicht die Zusammenkunft mehrerer Personen erfordern
6. Schließlich ist es notwendig, angesichts der Umstände, unter denen es angewendet werden soll, dass das System einfach benutzbar ist und weder große gedankliche Anstrengung erfordert noch die Kenntnis einer langen Liste zu beachtender Regeln ("einfach benutzbar")

## 3.2 Verschiebechiffre

Die Caesar-Chiffre ersetzt jeden Buchstaben des Klartextes durch den Buchstaben 3 Stellen weiter rechts, beim Entschlüsseln genau umgekehrt.

Die Verschiebechiffre ersetzt alle Buchstaben durch den Buchstaben welcher eine beliebige aber feste Anzahl an Stellen weiter rechts steht. Der Schlüssel ist die Anzahl an Verschiebungen, d.h.  $0, 1, 2, \dots, 25$ .

## 3.3 Mathematische Grundlagen

Als [Einwegfunktionen](#) bezeichnet man Funktionen deren Funktionswert  $y = f(x) \in Y$  zu einem gegebenen  $x$  in polynomieller Zeit berechenbar ist, aber ein Urbild  $x \in f^{-1}[\{y\}]$  zu einem gegebenen  $y$  nicht in Polynomialzeit bestimmbar ist. Die Existenz von Einwegfunktionen ist nicht bewiesen (P/NP).

### 3.3.1 Teilbarkeitsregeln

- (1)  $a|a$
- (2)  $a|b \wedge b|c \Rightarrow a|c$
- (3)  $a|b \wedge b \neq 0 \Rightarrow |a| \leq |b|$
- (4)  $a|b \wedge b|a \Rightarrow |a| = |b|$

Sind  $a, n \in \mathbb{Z}$  mit  $n \neq 0$ , dann gibt es eindeutig bestimmte Zahlen  $q, r \in \mathbb{Z}$  sodass

$$\begin{aligned} a &= qn + r \\ 0 &\leq r < |n| \\ q &= \left\lfloor \frac{a}{n} \right\rfloor \wedge r = a - qn \end{aligned}$$

### 3.3.2 Größter gemeinsamer Teiler

Wir definieren  $\mathbb{Z}_p^\times := \{x \in \mathbb{Z}_p : \text{ggT}(x, p) = 1\}$  als die Menge der multiplikativ Inversen in  $\mathbb{Z}_p$ . Ist  $p$  prim, dann ist  $(\mathbb{Z}_p^\times, \cdot_p, 1)$  eine zyklische Gruppe.

- (5)  $\text{ggT}(a, 0) = |a|$
- (6)  $\text{ggT}(a, 1) = 1$
- (7)  $\text{ggT}(a, b) = \text{ggT}(b, a)$
- (8)  $\text{ggT}(a, b) = \text{ggT}(|a|, |b|)$
- (9)  $\text{ggT}(a, b) = \text{ggT}(b, a - b)$
- (10) Für  $b \neq 0$  gilt  $\text{ggT}(a, b) = \text{ggT}(b, a \bmod b)$

Lineare diophantische Gleichung:  $ax + by = c$

Eine diophantische Gleichung kann wie folgt gelöst werden.

Löse  $ax' + by' = \text{ggT}(a, b)$  und definiere  $x = \frac{c}{\text{ggT}(a, b)} \cdot x'$ ,  $y = \frac{c}{\text{ggT}(a, b)} \cdot y'$

**Beispiel erweiterter Euklid:**  $1337 \cdot x + 42 \cdot y = 7$

a	b	$\left\lfloor \frac{a}{b} \right\rfloor$	x	y
1337	42	31	-1	$1 - 31 * (-1) = 32$
42	35	1	1	$0 - 1 * 1 = -1$
35	7	5	0	1
7	0		1	0



### 3.3.3 Primzahlen

Fundamentalsatz der Arithmetik:

Jede natürliche Zahl  $n > 1$  besitzt eine Zerlegung in ein Produkt aus Primzahlen, welche bis auf die Reihenfolge eindeutig ist.

Es gibt unendlich viele Primzahlen.

Die Eulersche-Phi-Funktion

$$\varphi(b) = |\{a \in \mathbb{N} : a < b, \text{ggT}(a, b) = 1\}|$$

beschreibt die Anzahl der zu  $b$  teilerfremden Zahlen.

Für eine Primzahl  $p$  gilt  $\varphi(p) = p - 1$  und  $\varphi(p^n) = p^n - p^{n-1}$ .

Für teilerfremde Zahlen  $a, b \in \mathbb{N}$  gilt  $\varphi(ab) = \varphi(a) \cdot \varphi(b)$ .

Sind  $m, n \in \mathbb{N}$  teilerfremd, dann gilt  $m^{\varphi(n)} \bmod n = 1$ .

**Kleiner Satz von Fermat:**

Für eine Primzahl  $p$  und eine teilerfremde Zahl  $m \in \mathbb{N}$  gilt  $m^{p-1} \bmod p = 1$ .

## 3.4 Symmetrische Kryptosysteme

In symmetrischen Kryptosystemen ist der Schlüssel zum Ver- und Entschlüsseln der selbe. Formal bezeichnet ein symmetrisches Kryptosystem ein 5-Tupel  $(\mathcal{M}, \mathcal{K}, \mathcal{C}, e, d)$  mit  $\mathcal{M}$  als Menge an Klartexten,  $\mathcal{K}$  als Menge von Schlüsseln,  $\mathcal{C}$  als Menge an Chiffretexten.  $e : \mathcal{M} \times \mathcal{K} \rightarrow \mathcal{C}$  ist die Verschlüsselungsfunktion und  $d : \mathcal{C} \times \mathcal{K} \rightarrow \mathcal{M}$  als Entschlüsselungsfunktion. Weiter werden folgende Funktionen eingeführt:

$num : \{A, B, C, \dots, Z\} \rightarrow \{0, 1, 2, \dots, 25\}$  Zuordnung der Zahlenwerte

$char : \{0, 1, 2, \dots, 25\} \rightarrow \{A, B, C, \dots, Z\}$

$sr : \{A, \dots, Z\} \times \{0, 1, \dots, 25\} \rightarrow \{A, \dots, Z\}$  Ist ein Rechtsshift

$sl : \{A, \dots, Z\} \times \{0, 1, \dots, 25\} \rightarrow \{A, \dots, Z\}$  Linksshift

Damit ergibt sich die für Verschiebechiffren die folgenden Interpretationen:

$$e(w_0 w_1 \dots w_n, k) = sr(w_0, k) sr(w_1, k) \dots sr(w_n, k)$$

$$d(w_0 w_1 \dots w_n, k) = sl(w_0, k) sl(w_1, k) \dots sl(w_n, k)$$

Monoalphabetische Chiffretexte können durch Häufigkeitsanalysen gebrochen werden. Um das zu verhindern existiert das **One Time Pad** hierbei hat der Schlüssel die selbe Länge wie der Klartext, d.h. jeder Buchstabe im Klartext wird mit einem eigenen Schlüsselbuchstaben verschlüsselt. Das Kryptosystem sieht dann so aus:  $(\mathcal{M}^n, \mathcal{K}^n, \mathcal{C}^n, e, d)$  Die Bitweise Veroderung ist ein One Time Pad  $(\mathbb{Z}_2^n, \mathbb{Z}_2^n, \mathbb{Z}_2^n, e, d)$  mit

$$e : \mathbb{Z}_2^n \times \mathbb{Z}_2^n \rightarrow \mathbb{Z}_2^n, e(x, k) = x \oplus k$$

$$d : \mathbb{Z}_2^n \times \mathbb{Z}_2^n \rightarrow \mathbb{Z}_2^n, d(y, k) = y \oplus k$$

Ein Kryptosystem heißt **perfekt sicher** wenn für einen gegebenen Chiffretext jeder Klartext gleich wahrscheinlich ist, d.h. das One Time Pad ist bei gleichverteiltem zufälligen Schlüssel perfekt sicher. Ein Kryptosystem heißt **semantisch sicher**, wenn es für einen Angreifer der die Länge der Nachricht und das Chiffretext kennt nicht wesentlich einfacher ist auf den Klartext zu schließen als für einen Angreifer der nur die Länge des Klartextes kennt.

Als **Blockchiffren** werden Kryptosysteme bezeichnet deren Klartexte  $M^n$  und Chiffretexte  $C^n$  alle eine Blocklänge  $n$  und deren Schlüssel  $K^m$  die Schlüssellänge  $m$  haben. Blockchiffre Verfahren sind unter anderem:

- Advanced Encryption Standard (AES) oder Rijndael
  - Blocklänge:  $n = 128$
  - Schlüssellänge:  $m \in \{128, 192, 256\}$
- Data Encryption Standard (DES)
  - Gebrochen für  $n = 64$  und  $m = 56$
  - 3DES mit  $n = 64$  und  $m = 168$  hat die selbe Sicherheit wie 112 Bit Schlüssel
- Serpent ( $n = 128, m \in \{128, 192, 256\}$ )
- Twofish ( $n = 128, m \in \{128, 192, 256\}$ )
- Blowfish ( $n = 64, 32 \leq m \leq 448$  - Standard:  $m = 128$ )

### 3.4.1 Vigenère mit alphabetischen Schlüssel, Länge $n$

Beim Vigenère wird der Klartext entsprechend eines Codewortes verschlüsselt. Dabei wird der aktuelle Buchstabe des Klartextes um die Wertigkeit des aktuellen Buchstabens des Codewortes im Alphabet nach rechts verschoben. Ist man am Ende des Schlüsselwortes angekommen beginnt man wieder am ersten Buchstaben.

Verwendet man einen zufällig erstellten Schlüssel, der genauso lang ist wie der Klartext und benutzt ihn nur ein einziges Mal, so ist die Verschlüsselung perfekt sicher, kann also ohne Schlüssel nicht entschlüsselt werden (One-Time-Pad). Zur Darstellung der Verschiebung kann ein Vigenère-Quadrat verwendet werden. Der Schlüsselraum ist  $25^n$ .

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
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	A
C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B
D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C
E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D
F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E
G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F
H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G
I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H
J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I
K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J
L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K
M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L
N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M
O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N
P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O
Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P
R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q
S	T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R
T	U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S
U	V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T
V	W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U
W	X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V
X	Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W
Y	Z	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X
Z	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

Abbildung 6: Vigenère Quadrat, an der X-Achse ist die Verschiebung und Y-Achse der Klarbuchstabe

### 3.4.2 Electronic Codebook Modus

Im ECB Modus werden die einzelnen Blöcke im Blockchiffre Kryptosystem jeweils mit dem selben Schlüssel verschlüsselt und die einzelnen Chiffretexte kombiniert um den gesamten Chiffretext zu bekommen. Die **Entschlüsselung** läuft analog. Da nicht alle Blöcke die genau vom Kryptosystem geforderte Länge besitzen müssen die Blöcke teilweise mit einer Auffüllfunktion  $pad : M^* \rightarrow (M^n)^*$  gefüllt idealerweise sollte eine pad Funktion wieder umkehrbar sein. Der ECB Modus ist für Klartexte welche in mehrere Blöcke aufgeteilt werden unsicher und sollte nie verwendet werden.

Im ECB Modus ist die Ver- und Entschlüsselung parallelisierbar.

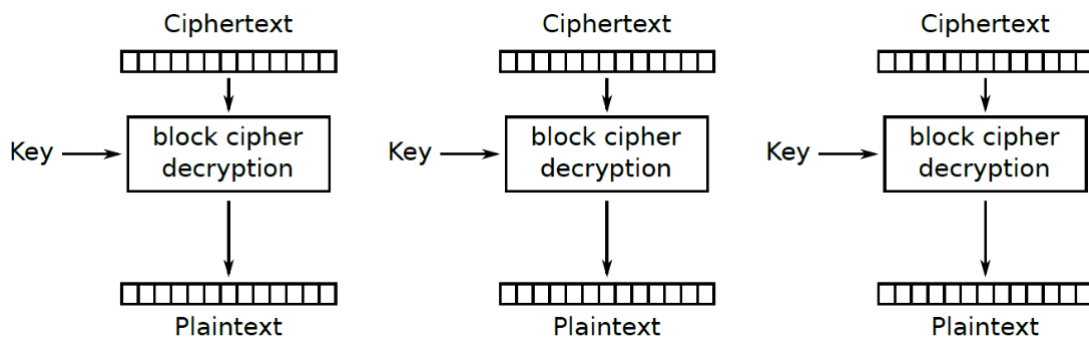


Abbildung 7: Entschlüsselung im ECB Modus

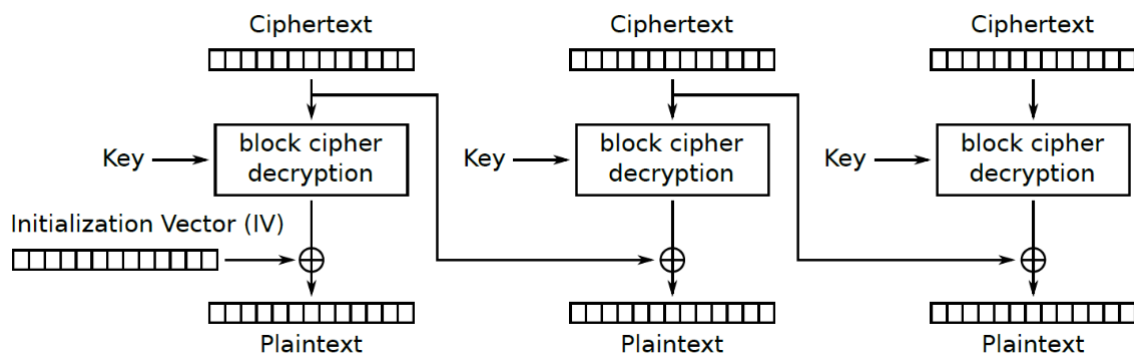


Abbildung 8: Entschlüsselung im CBC Modus, bei der Entschlüsselung umgedreht, sodass Parallelisierung unmöglich ist

### 3.4.3 Cipher Block Chaining Modus

Der CBC Modus ist eine Verbesserung des ECB Modus, da hier für die Ver- und **Entschlüsselung** jeweils der vorherige Block als Rauschen mit dem Klartext verodert wird, sodass auch gleiche Muster im Klartext verschiedene Ergebnisse im Chiffretext produzieren. Dafür erweitern wir das Kryptosystem um die Menge der Zufallswerte  $\mathcal{R}$  aus welcher der Initialisierungsvektor gewählt wird. Hierbei ist  $\mathcal{R}$  nicht geheim und kann unverschlüsselt übertragen werden.

Es soll  $e(x, k, r_1) \neq e(x, k, r_2)$  gelten. Für die Sicherheit der Verschlüsselung ist wichtig, dass jeder Zufallswert nur einmal verwendet wird.

Das erweiterte Kryptosystem heißt **randomisiertes symmetrisches Kryptosystem** und wird als 6-Tupel dargestellt:  $(\mathcal{M}, \mathcal{K}, \mathcal{C}, \mathcal{C}, \mathcal{R}, e^*, d^*)$ . Der Definitionsbereich von  $e^*$  und  $d^*$  wird um  $\mathcal{R}$  erweitert.

$$y_i = e(x_i \oplus y_{i-1}, k), x_i = d(y_i, k) \oplus y_{i-1} \text{ für } i \geq 1$$

Die Verschlüsselung ist damit nicht mehr parallelisierbar, aber die Entschlüsselung bleibt es.

Damit die Verschlüsselung auch parallelisierbar ist gibt es den **Counter (CTR) Modus** hier wird bei der Verschlüsselung für jeden Block der Initialisierungsvektor mit einem Zählerwert verschlüsselt und erst dann mit dem Klartext verodert. Die **Entschlüsselung** läuft genau gleich ab, nur das hier der Chiffretext verodert wird.

Die Wahl des Initialisierungsvektor muss unvorhersagbar sein, das heißt nicht das die Initialisierungsvektoren selber geheim bleiben müssen (die Sicherheit des Chiffretextes garantiert der Schlüssel) sondern dass die Wahl zukünftiger Initialisierungsvektoren nicht

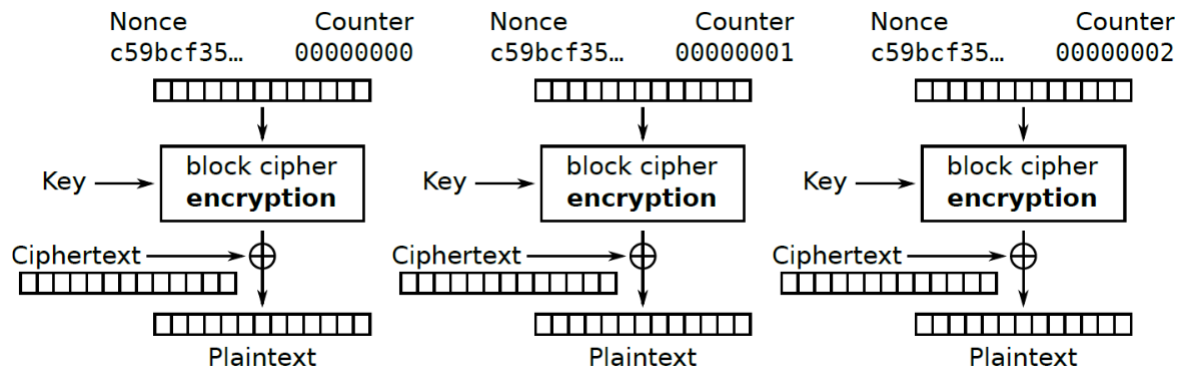


Abbildung 9: Entschlüsselung im CTR Modus, Nonce ist der Initialisierungsvektor

vorhersagbar sein darf (sie also von geheimen Informationen abhängen) und ein Angreifer die Wahl nicht beeinflussen kann<sup>1</sup>.

Möglichkeiten zur Wahl des Initialisierungsvektors sind:

- Zufällige Initialisierungsvektoren, d.h. eine zufällige Bitfolge der Länge  $n$ , hier muss die Bitfolge aber eine Entropie von 95 Bit besitzen ( $n \geq 95$ )
- Verschlüsselte Initialisierungsvektoren, wir wählen einen deterministisch erzeugten Wert und verschlüsseln ihn mit der einzusetzenden Blockchiffre und Schlüssel, der Chiffretext ist der Initialisierungsvektor

Der randomisierte Zähler wird als eine Funktion  $ctr : \mathbb{Z}_2^* \times \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{Z}_2^n$  definiert welche die basierend auf dem gegebenen Zufallswert eine Erhöhung in unspezifizierter Weise ausführt. Mögliche Implementationen umfassen:

- Einfacher Zähler, welcher den Zufallswert um  $n$  erhöht
- Die Hälfte der Bits des Zufallswertes sind reserviert und nur die rechte Hälfte der Bits wird erhöht und läuft über<sup>2</sup>

Das wiederverwenden des Zufallswertes kompromittiert die Sicherheit der Verschlüsselung, da sobald ein Chiffretext einem Klartext zugeordnet wurde der Schlüssel ermittelt werden kann.

Das CTR Modus Kryptosystem wird formal so bezeichnet  $((\mathbb{Z}_2^n)^*, \mathbb{Z}_2^n, (\mathbb{Z}_2^n)^*, \mathbb{Z}_2^*, e^*, d^*)$  wobei  $e$  und  $d$  wie folgt definiert sind:

$$e^* : (\mathbb{Z}_2^n)^* \times \mathbb{Z}_2^m \times \mathbb{Z}_2^n \rightarrow (\mathbb{Z}_2^n)^*, e^*(x_0x_1\dots x_l, k, r) = y_0y_1\dots y_l \text{ mit } y_i = e(ctr(r, i), k) \oplus x_i$$

$$d^* : (\mathbb{Z}_2^n)^* \times \mathbb{Z}_2^m \times \mathbb{Z}_2^n \rightarrow (\mathbb{Z}_2^n)^*, d^*(y_0y_1\dots y_l, k, r) = x_0x_1\dots x_l \text{ mit } x_i = e(ctr(r, i), k) \oplus y_i$$

### 3.4.4 Stromchiffren

Stromchiffren sind pseudozufällige Schlüsselströme welche aus dem Schlüsselwert generiert werden und zur Ver- und Entschlüsselung mittels xor mit den Klar-/Chiffretext kombiniert werden. Deshalb muss der Schlüssel sicher erzeugt sein, da die Sicherheit des Verfahrens nur davon abhängt, denn ein Pseudozufallszahlengenerator ist deterministisch. Formal wird ein Stromchiffre Kryptosystem so bezeichnet:  $(\mathbb{Z}_2^*, \mathbb{Z}_2^k, \mathbb{Z}_2^*, e, d)$  mit der Funk-

<sup>1</sup><https://tinyurl.com/y5x3bd5j> BSI Seite 76

<sup>2</sup><https://tinyurl.com/y27ga7ew> NST Seite 18ff, Anhang B

tion:

$$\begin{aligned} \text{keystream} : \mathbb{Z}_2^* \times \mathbb{Z}_2^k &\rightarrow \mathbb{Z}_2^* \text{ mit } |\text{keystream}(x, z)| = |x| \\ e(x, z) = d(x, z) &= x \oplus \text{keystream}(x, z) \end{aligned}$$

Hierbei liegt es an der Implementation des keystreams ob dieser auch vom ersten Parameter abhängig ist oder ob die Zufallswert nur aus dem Schlüssel erzeugt werden.

### 3.5 Asymmetrische Kryptosysteme

Bei asymmetrischen Kryptosystemen werden zum Ver- und Entschlüsseln zwei verschiedene Schlüssel verwendet. Es gibt also ein Schlüsselpaar aus **öffentlichen Schlüssel**, der zum Verschlüsseln verwendet wird und einem **privaten Schlüssel** welcher zum Entschlüsseln verwendet wird. Als asymmetrisches Kryptosystem bezeichnen wir das 7-Tupel:

$$(\mathcal{M}, \mathcal{K}_s, \mathcal{K}_p, \mathcal{K}, \mathcal{C}, e, d)$$

Asymmetrische Kryptosysteme sind viel langsamer und benötigen wesentlich größere Schlüssel als symmetrische Kryptographie. Die Kombination beider Verfahren wird als hybride Verschlüsselung bezeichnet, hier wird die Nachricht mit einem symmetrischen System verschlüsselt, die Schlüssel aber über ein asymmetrisches System verschlüsselt, die Nachricht ist hier allerdings nun von der Sicherheit zweier Kryptosystemen abhängig.

#### 3.5.1 RSA-Kryptosystem

Das RSA Verfahren beruht auf der Annahme, dass es kein effizientes Verfahren zum Faktorisieren gibt, das Verfahren kann mit Quantencomputern gebrochen werden. Das Verfahren sollte zur Sicherheit mindestens mit 2048 Bit großen Schlüsseln arbeiten, besser mit 4096 Bit.

1. Wähle große Primzahlen  $p, q$  mit  $p \neq q$
2. Berechne  $n = pq$  und  $\varphi(n) = (p - 1) \cdot (q - 1)$
3. Wähle einen **Verschlüsselungsexponenten**  $1 \neq e \in \mathbb{Z}_{\varphi(n)}^\times$  so dass  $\text{ggT}(e, \varphi(n)) = 1$  gilt
4. Berechne den **Entschlüsselungsexponenten**  $d \in \mathbb{Z}_{\varphi(n)}^\times$ , so dass  
 $d$  das **multiplikative Inverse** von  $e$  ist, d.h.  $ed \bmod \varphi(n) = 1$

Hierbei ist  $(e, n)$  der öffentliche Schlüssel und  $(d, n)$  der private Schlüssel. Zur Verschlüsselung wird anschließend der Klartext in Zahlenwerte umgewandelt, sodass  $c = m^e \bmod n$  den Chiffretext und  $m = c^d \bmod n$  den Klartext ergibt.

Zur Sicherheit sollten anschließend die Werte  $p, q, \varphi(n)$  gelöscht werden, da bereits der Besitz eines einzigen davon das Verfahren bricht, aus  $p$  bzw.  $q$  lässt sich die andere Primzahl berechnen, da das Produkt beider bekannt ist und mit  $\varphi(n)$  lässt sich einfach mit dem öffentlichen Schlüssel der private berechnen.

Eine häufige Wahl für den public-key  $e$  ist die Zahl 65537, da dieser von einigen Autoritäten vorgeben wird und ein guter Mittelwert für die Verschlüsselungsgeschwindigkeit darstellt<sup>3</sup>.

---

<sup>3</sup><https://tinyurl.com/y7uy76b9> Crypto Stackexchange

### Beispielrechnung:

Wir wählen die Primzahlen  $p = 47$  und  $q = 59$  und als Nachricht den Wert  $m = 2345$ .

$$n = p \cdot q = 47 \cdot 59 = 2773$$

$$\varphi(n) = (p-1)(q-1) = 46 \cdot 58 = 2668$$

Damit haben wir also  $\mathbb{Z}_{2668}^\times$  und können z.B.  $e = 17$  wählen. Damit ergibt sich für  $d$  mithilfe des erweiterten euklidischen Algorithmus:

$\varphi(n)$	$e$	$\lfloor \frac{\varphi(n)}{e} \rfloor$	x	y
2668	17	156	-1	$1-156 \cdot (-1)=157$
17	16	1	1	$0-1 \cdot 1=-1$
16	1	16	0	1
1	0		1	0

Damit ist der  $d = 157$  und der private Schlüssel also  $(157, 2773)$  und der öffentliche Schlüssel  $(17, 2773)$  Damit ergibt sich:

$$c = m^e \bmod n = 2345^{17} \bmod 2773 = 2030$$

$$m = c^d \bmod n = 2030^{157} \bmod 2773 = 2345$$

### 3.5.2 Elgamal-Kryptosystem

Ein Verfahren was auf der Annahme beruht, dass der diskrete Logarithmus nicht einfach berechenbar ist.

Die Schlüsselerzeugung funktioniert wie folgt:

1. Wähle eine zyklische<sup>4</sup> Gruppe  $\mathcal{G} = (G, \diamond, e)$  mit Erzeuger  $g$  und  $a \in \{2, \dots, \text{ord}(\mathcal{G})^5 - 1\}$ , setze  $A = g^a$
2. Privater Schlüssel ist  $(\mathcal{G}, g, a)$
3. Öffentlicher Schlüssel ist  $(\mathcal{G}, g, A)$

Die Verschlüsselung erfolgt wie folgt:

1. Wähle zufällig  $r \in \{1, \dots, \text{ord}(\mathcal{G}) - 1\}$ , setze  $R = g^r$
2. Berechne  $K = A^r = (g^a)^r = g^{ar}$  und  $C = m \diamond K$
3. Sende  $e(m, (\mathcal{G}, g, A)) = (R, C)$

Die Entschlüsselung funktioniert wie folgt:

1. Berechne  $K = R^a = (g^r)^a = g^{ra} = g^{ar}$
2. Bestimme  $K^{-1}$  in  $\mathcal{G}$
3.  $d((R, C), (\mathcal{G}, g, a)) = C \diamond K^{-1} = m$

## 3.6 Hashfunktionen

Mittels Hashfunktionen können die **Schutzziele Integrität und Authentizität, sowie Nicht-Abstreitbarkeit** gewährleistet werden.

Sei  $A$  ein Alphabet und  $m, n \in \mathbb{N}$  mit  $n < m$ , dann heißt die Funktion  $h : A^m \rightarrow A^n$  **Kompressionsfunktion** und  $h : A^* \rightarrow A^n$  Hashfunktion. Diese Funktionen heißen **schwach**

<sup>4</sup>Sie besitzt einen Erzeuger, sodass  $\langle g \rangle := \{g^n : n \in \mathbb{Z}\} = \mathcal{G}$  (Potenz mit dem gegebenen Verknüpfungoperator)

<sup>5</sup>Anzahl der Elemente in Gruppe bzw. unendlich

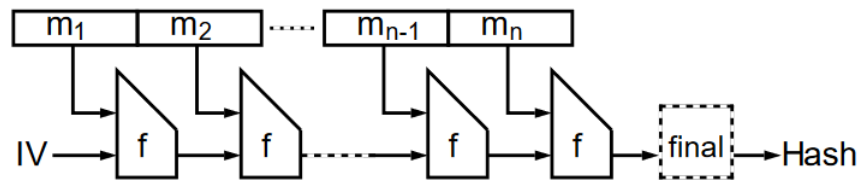


Abbildung 10: Bei Merkle-Damgård wird jeder Block mit den vorigen Block komprimiert und dann mit  $g$  finalisiert

**kollisionsresistent**, falls kein Angreifer in der Lage ist effizient zu einem gegebenen Urbild  $x$  einen zweiten Wert  $x'$  zu finden der auf den selben Wert abbildet, d.h.  $x, x' \in A : x \neq x' \wedge h(x) = h(x')$ . Sie heißen **stark kollisionsresistent**, falls es nicht möglich ist irgendeine Kollision effizient zu bestimmen.

Anforderungen an kryptographische Hashfunktionen sind:

- Leicht und schnell zu berechnen
- **Einwegfunktion**
- (Stark) kollisionsresistent
- Kleine Änderungen an der Eingabe haben große Änderungen am Hashwert

Eine Kompressionsfunktion kann auch als Konkatination der Verschlüsselungsfunktion von Blockchiffren aufgefasst werden.

### 3.6.1 Merkle-Damgård-Konstruktion

Sei  $A$  ein Alphabet,  $f : A^{n+m} \rightarrow A^n$  eine Kompressionsfunktion,  $\text{pad} : A^* \rightarrow (A^m)^*$  eine Auffüllfunktion,  $x_0 \in A^n$  ein beliebiger Initialisierungsvektor und  $g : A^n \rightarrow A^n$  eine Finalisierungsfunktion.

Dann ist die Hashfunktion  $h : A^* \rightarrow A^n$  für  $x \in A^*$  definiert durch

1.  $x_1 x_2 \dots x_k = \text{pad}(x)$  mit  $x_i \in A^m$
2.  $h_0 = f(\text{conc}(x_0, x_1))$  und  $h_i = f(\text{conc}(h_{i-1}, x_i))$  für  $1 \leq i \leq k$
3.  $h(x) = g(h_k)$

Wobei das Salt oft  $x_0 = 0^n$  als 0-Padding und  $g = \text{id}_{A^n}$  als Identitätsfunktion gewählt wird.

### 3.6.2 Exkurs: Chosen Target Forced Prefix

Die Merkle-Damgård-Konstruktion hat gegebenenfalls - falls die Kompressionsfunktion  $f$  nicht schwach kollisionsresistent ist - Schwächen für Chosen Target Forced Prefix (CTFP) Angriffe, wo ein Angreifer für einen gegebenen Hash  $H$  einer nicht unbedingt geheimen Nachricht  $N$ , aus einem erzwungenen Präfix  $P$  kokateniert mit einem frei wählbaren Suffix  $S$  eine Nachricht erzeugt, sodass  $h(M) = H = h(PS)$  gilt. Hat der Angreifer eine freie Wahl über die möglichen Formulierungen von  $P$ , sodass deren Bedeutung erhalten bleibt, kann hier nun aus einer signifikant kleineren Menge an Kodierungen ein Suffix  $S$  gesucht werden, was den Angriff leichter macht.

Darauf aufbauend lässt sich ein Herding-Angriff<sup>6</sup> konstruieren:

<sup>6</sup><https://eprint.iacr.org/2005/281.pdf> Herding Hash Functions



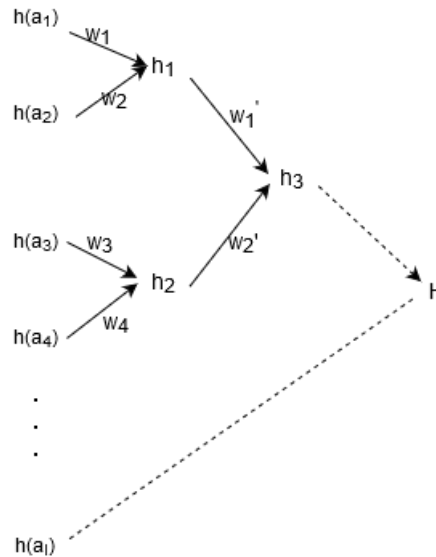


Abbildung 11: Dieser Hashbaum gibt Pfade an um aus  $2^k$  Hashes den gewünschten Hash durch Konkatenation der Strings zu erreichen.

1. Konstruieren einer **Baumstruktur**, sodass für  $2^k$  Startblöcke unseres Suffixes die Kanten Strings enthalten, sodass jeweils 2 Knoten zu einem Zwischenhash  $h_i$  zusammenlaufen. Dies wird solange wiederholt bis alle Pfade zu einem finalen Hash  $H$  zusammenlaufen welcher committed wird. Um eine Stufe abzustiegen werden rund
2. Nach einiger Zeit, wird der zu wählende Präfix  $P$  bekannt/gewählt
3. Wir suchen nun einen einzigen Block, sodass wenn dieser an  $P$  konkateniert wird einen Zwischenhash in unser Baumstruktur ergibt.
4. Nun werden die Strings bis hin zur Wurzel konkateniert, wodurch eine gefälschte Nachricht entsteht die den selben Hash besitzt wie die ursprünglich committete

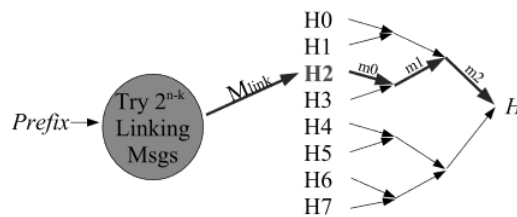


Abbildung 12: Nachdem ein Linkender String gefunden wurde, kann die gefälschte Nachricht zusammengesetzt werden

Ist die Menge an möglichen Präfixen im vorhinein bekannt, so kann die Menge an Starthashes entsprechend dieser Präfixe gewählt werden, wodurch der Aufwand für die Suche des Linkenden Strings gespart wird. Ist die Menge so groß dass nicht alle möglichen Hashkombinationen berechnet werden können, so könnte auch das Risiko einer Entarnung in Kauf genommen werden, wenn ein genügend ähnlicher Präfix verwendet wird. Des weiteren können auch sofern die zu verändernden Stellen innerhalb von abzugrenzenden Blöcken eines Dokumentes liegen, für jede einzelne Stelle eigene alternierende Texte mit den selben Hashes gefunden werden, sodass diese auch ohne eine Baumstruktur vertauscht werden können.



### 3.6.3 HMAC-Konstruktion

Sei  $H : \mathbb{Z}_2^* \rightarrow \mathbb{Z}_2^{8n}$  eine Hashfunktion,  $opad = (0x5C)^n = (01011100)^n \in \mathbb{Z}_2^{8n}$  und  $ipad = (0x36)^n = (00110110)^n \in \mathbb{Z}_2^{8n}$ , dann definieren wir  $HMAC : \mathbb{Z}_2^* \times \mathbb{Z}_2^* \rightarrow \mathbb{Z}_2^*$  als

$$HMAC(x, k) = H(\text{conc}(K \oplus opad, H(\text{conc}(K \oplus ipad, x))))$$

Dabei ist die Wahl von  $K \in \mathbb{Z}_2^{8n}$  von  $k$  abhängig:

- $|k| = 8n \Rightarrow K = k$
- $|k| = m < 8n \Rightarrow K = k0^{8n-m}$ , d.h.  $k$  wird auf Blockgröße aufgefüllt
- $|k| > 8n \Rightarrow K = H(k)$

Der Keyed-Hash Message Authentication Code (HMAC) hashed hierbei die Nachricht  $x$ , sodass auch bei der Verwendung einer Hashfunktion welche nicht kollisionsresistent ist das Verfahren nicht unsicher wird. Da der Hashwert der Nachricht direkt innerhalb einer Hashoperation berechnet wird, gilt die Grundlage für CTFP nicht, da hier die Berechnung nicht in unterteilten Blöcken funktioniert.  $H(x) = H(x') \not\Rightarrow H(xS) = H(x'S)$

Damit ist die HMAC Konstruktion zwar effizient und eine Fälschung einer Nachricht schwierig, um die Authentizität einer Nachricht zu prüfen müssen aber beide Parteien den geheimen Schlüssel kennen um den Hash neu zu bilden und zu prüfen.

Varianten des HMAC sind:

[HMAC-based One-time Password Algorithmus \(HOTP\)](#) verwendet einen Zähler welcher nach jeder Hashgeneration inkrementiert wird und bei der Hashgeneration den Schlüssel erhöht. Anschließend wird der Hash in einen 6-10 stelligen numerischen Wert umgewandelt welcher auch von Menschen lesbar ist. Die selben Informationen müssen dem Authentifizierenden vorliegen, sodass falls dieser den Hash reproduzieren kann die Nachricht als gültig anerkannt wird.

[Time-based One-time Password Algorithmus \(TOTP\)](#) verwendet anstelle eines Zählers einen Zeitstempel, funktioniert sonst aber wie HOTP. Um die Ungenauigkeiten nicht synchronisierter Uhren auszugleichen umfasst der Gültigkeitsraum eines TOTP Hashes oft rund 30 Sekunden, bevor der Hash ungültig wird. Das Verfahren kommt vor allem in der 2-Faktor Authentifizierung zum Einsatz.

## 3.7 Digitale Signaturen

Signaturen erlauben es die **Authentizität, Integrität und Nicht-Abstreitbarkeit** einer Nachricht zu testen bzw. sicherstellen.

Ein Angreifer kann keinen Schlüssel generieren, sodass damit für zwei verschiedene Nachrichten die selbe Signatur erzeugt wird.

Wir unterscheiden:

- [Fortgeschrittene elektronische Signatur](#)
  - Signatur ist eindeutig dem Unterzeichner zuordenbar
  - Ermöglicht Identifizierung des Unterzeichners
  - Wird unter Verwendung elektronischer Signaturerstellungsdaten erstellt, die der Unterzeichner mit einem hohen Maß an Vertrauen unter seiner alleinigen Kontrolle verwenden kann
  - Nachträgliche Veränderung unterzeichneter Daten muss erkannt werden

- **Qualifizierte elektronische Signatur**
  - Rechtliche Gleichstellung mit handschriftlicher Unterschrift
  - Eine Signatur welche auf einem von einem Mitgliedsstaat ausgestellten Zertifikat beruht, ist in allen Mitgliedsstaaten gültig

### 3.7.1 Wissen und Ziele von Angreifern

Wie viel Wissen ein Angreifer hat unterscheiden wir mit folgenden Begriffen:

- **Key-Only Attack**, hier besitzt der Angreifer nur den öffentlichen Schlüssel
- **Known Signature Attack**, hier sind mehrere Paare von Nachricht und Signatur bekannt
- **Chosen Message Attack**, der Angreifer kann im Vorfeld für beliebige selbstgewählte Nachrichten die Signatur bekommen
- **Adaptive Chosen Message Attack**, kann während des Angriffes für beliebig viele selbstgewählte Nachrichten zugehörige Signaturen bekommen

Die Ziele eines Angreifers mit folgenden Begriffen:

- **Existential Forgery**, der Angreifer will ein gültiges Nachricht/Signatur-Paar ermitteln
- **Selective Forgery**, gültige Signatur zu einzelnen neuen, vor dem Angriff bekannten Nachrichten ermitteln
- **Universal Forgery**, gültige Signatur zu jedem beliebigen Dokument ermitteln
- **Total Break**, Angreifer bestimmt den geheimen Schlüssel

Der stärkste Sicherheitsbegriff ist der des *Existential forgery under a chosen message attack*

Ein Signaturschema gilt als **sicher**, wenn jeder Angreifer nach dem er  $n$  Nachrichten signiert hat mit **sehr hoher Wahrscheinlichkeit** keine Nachricht findet, sodass diese von den ursprünglich  $n$  verschieden ist aber die Signatur mit einer davon übereinstimmt

### 3.7.2 Signieren mit RSA

Mittels RSA kann signiert werden, denn die Ver-/Entschlüsselung kommutieren. Dazu wird zusätzlich noch eine Hashfunktion  $h : A^* \rightarrow \{0, \dots, n\}$  benötigt.

Die Signatur wird wie folgt erstellt:  $s = D(h(m), (d, n)) = (h(m))^d \bmod n$

Überprüfen lässt sie sich wie folgt:  $h(m) = E(s, (e, n)) = s^e \bmod n$

#### Beispiel Signaturvorgang mit RSA:

Signieren:

1. Schlüsselgenerierung mit  $(d, n) = (37313, 241103)$  und  $(e, n) = (65537, 241103)$
2. Alice will die Nachricht  $m$  mit  $h(m) = 164796$  signieren
3. Sie berechnet  $s = h(m)^d \bmod n = 164796^{37313} \bmod 241103 = 129335$

Verifizieren:

1. Bob besitzt  $(e, n)$ , sowie die Nachricht  $m$  und ihre Signatur  $s = 129335$

2. Er berechnet  $s^e \bmod n = 129335^{65537} \bmod 241103 = 164796$
3. Er berechnet den Hash der Nachricht  $m$
4. Da beide Berechnungen das selbe Ergebnis haben, akzeptiert Bob die Signatur

Eine Signaturerstellung mit RSA ist nur sicher, sofern RSA sicher ist.

### 3.7.3 Digital Signature Algorithm

#### Parametergenerierung:

1. Wähle gleichverteilt zufällig eine große Primzahl  $q$  (160 Bit, 224 Bit, 256 Bit)
2. Wähle große Primzahl  $p$  (1024 Bit, 2048 Bit, 3072 Bit), sodass  $q|(p-1)$  gilt
3. Suche ein  $g \in \mathbb{Z}_p^\times$  mit  $\text{ord}^7(g) = q$ , d.h. wir wählen  $h \in \mathbb{Z}_p^\times$  mit  $g := h^{\frac{p-1}{q}} \bmod p \neq 1$ .<sup>8</sup>
4. Die Parameter  $p, q, g$  sind öffentlich

#### Schlüsselgenerierung:

1. Wähle zufällig  $x$  mit  $1 < x < q$
2. Berechne  $y = g^x \bmod p$

Dann ist  $y$  der öffentliche Schlüssel und  $x$  der private Schlüssel.

Die Berechnung des privaten Schlüssel aus dem öffentlichen Schlüssel ist eine Instanz des diskreten Logarithmus, und somit nicht effizient lösbar.

#### Signieren:

1. Wähle  $k$  mit  $1 < k < q$
2. Bestimme  $r = (g^k \bmod p) \bmod q$ . Falls  $r = 0$ , beginne von vorne
3. Bestimme  $s = k^{-1} \cdot (H(m) + r \cdot x) \bmod q$ . Falls  $s = 0$ , beginne von vorne
4. Signatur ist das Tupel  $(r, s)$

#### Verifikation:

1. Ungültig, wenn  $0 < r < q$  oder  $0 < s < q$  nicht gilt
2. Berechne  $w = s^{-1} \bmod q$
3. Berechne  $u_1 = H(m) \cdot w \bmod q$
4. Berechne  $u_2 = r \cdot w \bmod q$
5. Berechne  $v = (g^{u_1} \cdot y^{u_2} \bmod p) \bmod q$
6. Akzeptiere die Signatur, falls  $v = r$

---

<sup>7</sup>Die Ordnung eines Elementes ist die Zahl  $\text{ord}(g) := \inf\{n \in \mathbb{N} : g^n = e\} \in \mathbb{N} \cup \{\infty\}$

<sup>8</sup>Da  $g^{\frac{p-1}{q}} \bmod p = 1$  ist, gilt  $g \equiv_p h^{\frac{p-1}{q}} \xrightarrow{\text{Kleiner Fermat}} g^q \equiv_p h^{p-1} \equiv_p 1 \Rightarrow \text{ord}(g) \leq q$ .

Da  $q$  prim ist kann die Ordnung von  $g$  kein Teiler von  $q$  sein, damit gilt  $\text{ord}(g) = q$

## Beispiel für DSA

Parametergenerierung:

1. Wir wählen  $q = 59$  und  $p = 709$
2. Mit  $h = 5$  gilt  $g := 5^{\frac{709-1}{59}} \bmod 709 = 20 \neq 1$
3. Also sind  $(p, q, g) = (709, 59, 20)$  die öffentlichen Parameter

Schlüsselgenerierung:

1. Wähle  $x = 23$  als privaten Schlüssel
2. Bestimme  $y = g^x \bmod p = 20^{23} \bmod 709 = 186$  als öffentlicher Schlüssel

Signieren:

Wir besitzen  $p = 709, q = 59, g = 20$  und  $x = 23$ , der Hashwert unserer Nachricht ist  $H(m) = 16$

1. Wir wählen  $k = 36$
2. Wir bestimmen  $r = (20^{36} \bmod 709) \bmod 59 = 31$
3. Mit  $k^{-1} = 41$  bestimmen wir  $s = k^{-1} \cdot (H(m) + r \cdot x) \bmod q = 29889 \bmod 59 = 35$
4. Die Signatur ist damit  $(r, s) = (31, 35)$

Verifizieren:

Es sind  $p = 709, q = 59, g = 20, y = 186, H(m) = 16$  und der Signatur  $(r, s) = (31, 35)$

1.  $r$  und  $s$  sind gültig
2. Wir berechnen  $w = s^{-1} \bmod q = 27$
3. Wir berechnen  $u_1 = H(m) \cdot w \bmod q = 16 \cdot 27 \bmod 59 = 19$
4. Wir berechnen  $u_2 = r \cdot w \bmod q = 31 \cdot 27 \bmod 59 = 19$
5. Wir berechnen  $v = (g^{u_1} \cdot y^{u_2} \bmod p) \bmod q = (20^{19} \cdot 186^{11} \bmod p) \bmod q = 31$
6. Da  $v = r$  gilt, wird die Signatur akzeptiert

## 3.8 Schlüsselverteilung

Wir unterscheiden verschiedene Schlüssel:

**Langzeitschlüssel** haben eine lange Gültigkeit (1 Monat bis 1 Jahr) und werden häufig zur Authentifizierung verwendet.

**Kurzzeitschlüssel** bzw. **Sitzungsschlüssel** haben nur eine begrenzte Gültigkeit und minimieren somit das Risiko falls der Schlüssel kompromittiert wird.

Ob bei einem asymmetrischen System ein öffentlicher Schlüssel tatsächlich von einer bestimmten Person kommt, kann mithilfe von Zertifikaten welche von einem vertrauenswürdigen Dritten - Public Key Infrastructure (PKI) - ausgestellt werden, verifiziert werden. Ein solches Zertifikat beinhaltet unter Anderem: Öffentlicher Schlüssel, Name, Gültigkeitszeitraum, Aussteller,...

Das Zertifikat wird dann mit einer digitalen Signatur des Ausstellers versehen, sodass derjenige der die Authentizität des Schlüssels prüfen will trotzdem noch dem Schlüssel des Zertifikat-Ausstellers vertrauen muss oder eben der nächst **höheren Instanz welche den Schlüssel des Zertifikats-Ausstellers signiert**.

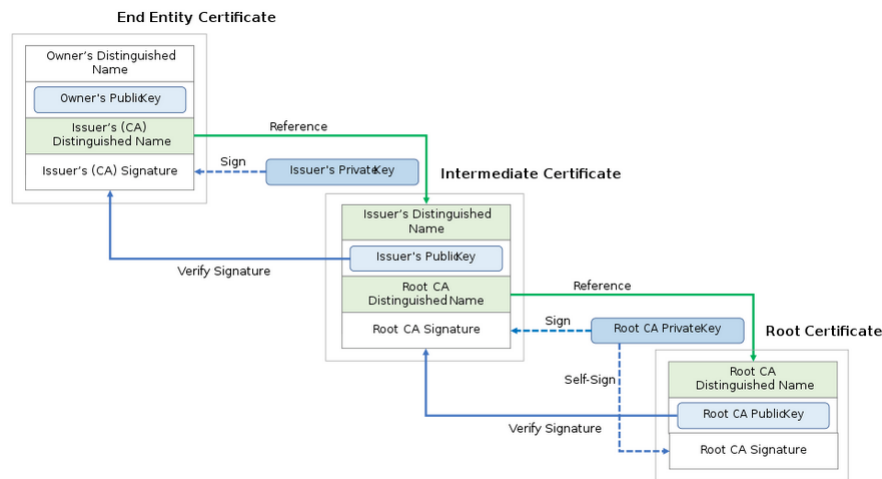


Abbildung 13: Ein zentralisierter Ansatz ist X.509 als PKI, Root Certificates muss vertraut werden

Ein dezentralisierter Ansatz ist PGP (pretty good privacy), hierbei werden Schlüsselbünde versandt, sodass der Empfänger zum einen weiß welchen anderen öffentlichen Schlüsseln der Sender vertraut und dann in seinen bereits vorher empfangenen Schlüsselbändern nachsehen kann ob andere Personen denen er bereits vertraut auch dem Sender vertrauen. Falls dies der Fall ist kann er die neu erhaltenen Schlüssel als vertrauenswürdig speichern, sodass über Zeit ein Web of Trust entsteht wo alle Parteien untereinander ihre öffentlichen Schlüssel kennen. Hierbei ist aber fraglich ob Vertrauen wirklich transitiv ist.

Ein Problem bei beiden Ansätzen sind das ein Schlüsselverlust/-kompromittierung dafür sorgt dass die Nachrichten nicht mehr lesbar/geheim sind.

Als Lösung für letzteres kann ein Ablaufdatum für Zertifikate festgelegt werden oder mittels Widerrufszertifikaten vorher ausgestellte Zertifikate widerrufen werden. Diese Widerrufszertifikate können bei X.509 von einem zentralisierten Server ausgestellt werden, wobei auch hier die Vertrauenswürdigkeit und Erreichbarkeit des Servers fragwürdig ist. Beim Web of Trust können diese durch die Benutzer oder angegebene Parteien erstellt und verbreitet werden. Diese Updates zu verbreiten ist aber ineffizient, sollen alle alles speichern?

### 3.9 Schlüsselaustausch

Beim Man-in-the-middle Angriffsmodell hat der Angreifer vollen Zugriff auf dem Kommunikationskanal. Er kann daher:

- Nachrichten abfangen
- Übermittlung von Nachrichten verzögern
- Nachrichten unterdrücken
- Nachrichten durch andere Nachrichten ersetzen
- Nachrichten unter falscher Identität senden
- Er kann aber keine kryptographische Primitive nicht brechen

Das **naive Schlüsselaustausch Protokoll** kann um eine PKI erweitert werden, welche die öffentlichen Schlüssel von A und B kennt. A holt von T den öffentlichen Schlüssel  $K_B$



Abbildung 14: Man-in-the-middle Angriff, wo A einen neuen symmetrischen Schlüssel, mit öffentlichem Schlüssel  $K_B$  von B verschlüsselt an B sendet, die Chiffre wird vom Angreifer abgefangen

von B und verschlüsselt damit den neuen Sitzungsschlüssel und schickt diesem zusammen mit seinem Namen an B. Auch hier kann ein Angreifer die Chiffre abfangen und seinen Schlüssel in Verbindung mit seinem Namen an B senden.

### 3.9.1 Needham-Schroeder Protokolle

Die **symmetrische Variante** des Protokolls läuft wie folgt ab:

- (1)  $A \rightarrow T : A, B, N_A$
- (2)  $T \rightarrow A : \{N_A, K, B, \{K, A\}_{K_B}\}_{K_A}$
- (3)  $A \rightarrow B : \{K, A\}_{K_B}$
- (4)  $B \rightarrow A : \{N_B\}_K$
- (5)  $A \rightarrow B : \{N_B - 1\}_K$

Hierbei sind  $N_A$  und  $N_B$  zufällig generierte Nonces. Die in Klammern geschriebene Werte werden als eine zusammengesetzte Nachricht mit dem tiefgestellten Schlüssel verschlüsselt. Dabei muss T im Besitz eines geheimen Schlüssels  $K_A$  und  $K_B$  zum kommunizieren mit jeweils A und B sein.

Indem A im ersten Schritt die gewünschten Kommunikationspartner und eine Nonce  $N_A$  an den Server sendet kann dieser einen geheimen Sitzungsschlüssel  $K$  generieren über den nach Abschluss des Verfahrens eine gesicherte Kommunikation zwischen A und B möglich wird. Damit die im zweiten Schritt von A empfangene Chiffre auch tatsächlich einen neuen Sitzungsschlüssel enthält muss  $N_A$  neu sein, da sonst ein Angreifer eine aufgezeichnete Nachricht anstelle von T an A senden könnte um die Verwendung eines alten Schlüssels zu erzwingen. Damit außerdem kein im ersten Schritt der Empfänger nicht durch einen anderen ausgetauscht werden kann ohne das A es bemerkt sendet T auch B erneut zurück. Die innere mit  $K_B$  verschlüsselte Chiffre enthält das in Schritt 3 an B gesendete Paket und kann nur von B entschlüsselt werden. Damit sich auch B davon überzeugen kann dass der Sitzungsschlüssel  $K$  neu ist sendet er eine mit  $K$  verschlüsselte Nonce  $N_B$ , welche A dekrementiert und zurücksendet, da  $N_B$  neu ist kann auch B sicher sein, dass es sich um keinen Replay-Angriff handelt<sup>9</sup>.

Leider obliegt die Schlüsselgenerierung dem Knoten T auch kennt T nun den Sitzungsschlüssel.

<sup>9</sup>Eine Angriffsform wo ein Angreifer zuvor aufgezeichnete Daten sendet um die Identität des vorherigen Gesprächspartners vorzutäuschen

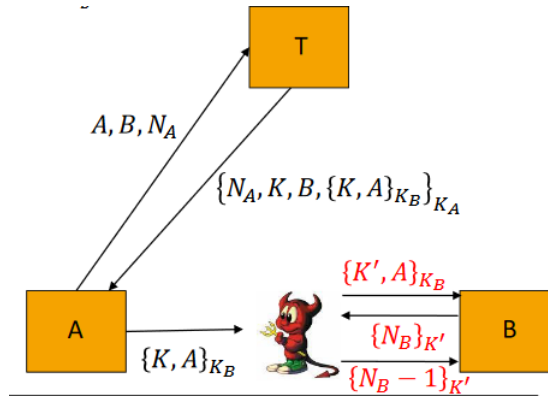


Abbildung 15: Die symmetrische Variante des Needham-Schroeder-Schlüsselaustausches, falls der Angreifer ein altes Paar  $\{K', A\}_{K_B}$  und  $K'$  kennt kann der Angreifer die Identität von A annehmen

In der **antisymmetrische Variante** funktioniert der Datenaustausch wie folgt:

- (1)  $A \rightarrow T : A, B$
- (2)  $T \rightarrow A : \{K_{PB}, B\}_{K_{ST}}$
- (3)  $A \rightarrow B : \{N_A, A\}_{K_{PB}}$
- (4)  $B \rightarrow T : B, A$
- (5)  $T \rightarrow B : \{K_{PA}, A\}_{K_{ST}}$
- (6)  $B \rightarrow A : \{N_A, N_B\}_{K_{PA}}$
- (7)  $A \rightarrow B : \{N_B\}_{K_{PB}}$

Hierbei sind  $K_{PA}$  und  $K_{PB}$  die öffentlichen Schlüssel von A bzw. B, sowie  $K_{ST}$  der private Signaturschlüssel von T.

### 3.9.2 Diffie-Hellman-Protokoll

Zu Beginn muss eine Primzahl  $p$  und ein Generator  $g \in \mathbb{Z}_p^\times$  für eine Gruppe  $\mathbb{Z}_p$  gemeinsam gewählt werden. Dann läuft das Verfahren wie folgt ab:

1. A wählt  $a \in \mathbb{N}$  mit  $0 < a < p$  zufällig und sendet  $g^a \bmod p$  an B
2. B wählt  $b \in \mathbb{N}$  mit  $0 < b < p$  zufällig und sendet  $g^b \bmod p$  an A
3. A berechnet  $(g^b)^a \bmod p$
4. B berechnet  $(g^a)^b \bmod p$

Damit haben A und B den selben Schlüssel  $g^{ab} \bmod p$  und können darüber kommunizieren. Ein passiver Angreifer, d.h. ein Angreifer welcher nur den Datenaustausch mithören kann  $a$  oder  $b$  nicht einfach berechnen.

Allerdings wurde früher oft nur eine geringe Menge an Primzahlen für  $p$  verwendet, sodass die möglichen Logarithmen vorberechnet werden konnten. Zwei Vorberechnungen deckten 66% der IPsec-VPNs und 26% der SSH-Server ab. Bei einem MitM-Angriff kann der Angreifer damit parallel zwei DH-Protokolle laufen lassen und so Schlüssel selber wählen. Als Lösung hierfür können die Nachrichten signiert werden [authenticated DH/Station-to-Station-Protokoll](#).

Für das Station-to-Station-Protokoll (STS) müssen beide Parteien einen Signaturschlüssel  $sk_A$  und  $sk_B$  besitzen und die Zertifikate der Schlüssel sind beiden bekannt. Wir bezeichnen  $K = g^{ab} \bmod p$

- (1)  $A \rightarrow B : g^a \bmod p$
- (2)  $B \rightarrow A : g^b \bmod p, \{sig(sk_B, (g^a \bmod p, g^b \bmod p))\}_K$
- (3)  $A \rightarrow B : \{sig(sk_A, (g^a \bmod p, g^b \bmod p))\}_K$

## 3.10 Ausblick

### 3.10.1 Integritätsschutz mit Verschlüsselung

Man unterscheidet zwischen Authenticated Encryption (AE), wo Daten verschlüsselt werden und diese Chiffre nicht manipulierbar sein soll, und Authenticated Encryption with Associated Data (AEAD), wo zusätzlich zu AE noch Metadaten unverschlüsselt übertragen werden sollen deren Integrität auch sichergestellt werden muss.

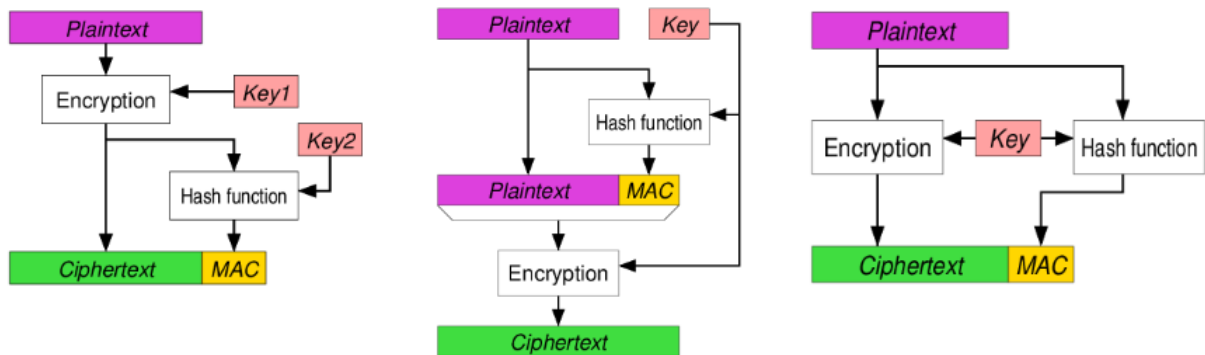


Abbildung 16: Dies sind AE-Verfahren: EtM ist sicher, MtE und E&M sind nur bedingt sicher

Ein AEAD Verfahren ist Galois/Counter-Mode welches mit 128 Bit Blockchiffren arbeitet und Integritätsschutz für verschlüsselte Daten bietet.

- $GCTR_K(ICB, X_1 || X_2 || \dots || X_n^*) = Y_1 || Y_2 || \dots || Y_n^*$ 
  1. Falls X leer ist, gibt es zurück
  2. Setzte den ersten Zählblock  $CB_1 = ICB$  auf den Initialisierungswert
  3. Für  $i = 1$  bis  $n$  sei  $CB_i = inc_{32}(CB_{i-1})$
  4. Für  $i = 1$  bis  $n-1$  sei  $Y_i = X_i \oplus CIPH_K(CB_i)$  für  $i = n$  wir bis zum Blockende xored, sodass  $Y_n^*$  selbe Länge wie  $X_n^*$  hat.
- $GHASH_H(X_1 || X_2 || \dots || X_m) = Y_m$ 
  1. Sei  $Y_0 = 0^{128}$
  2. Für  $i = 1, \dots, m$  sei  $Y_i = (Y_{i-1} \oplus X_i) \bullet H$ , wobei  $\bullet$  der Multiplikation im Galois Körper  $\mathbb{F}_{2^{128}}$  entspricht.



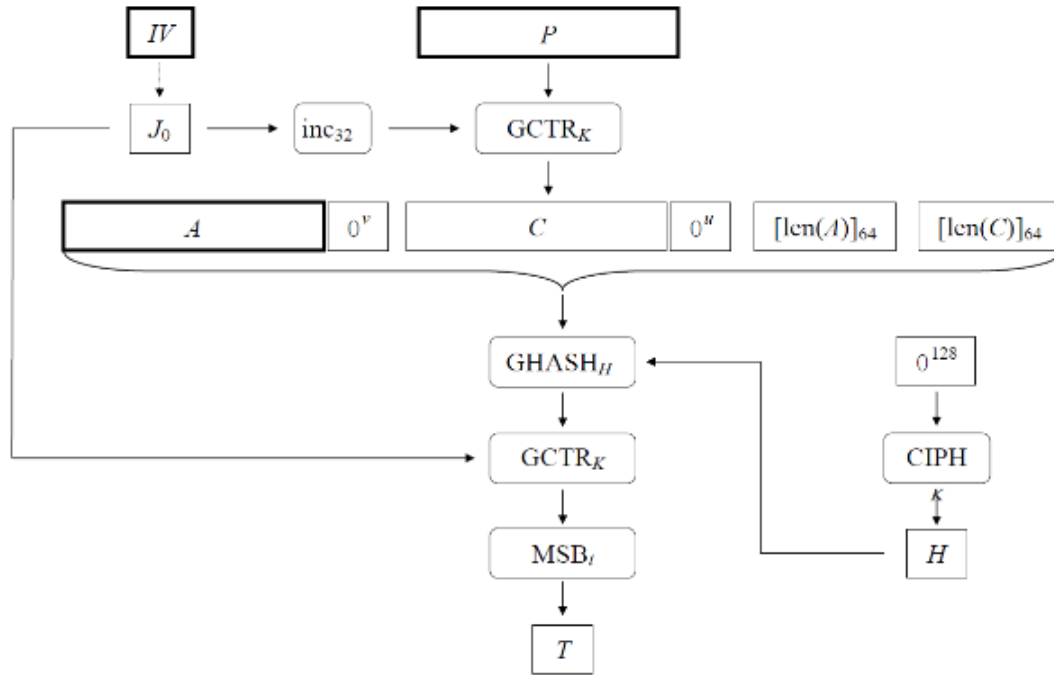


Abbildung 17: Im GCM-Verfahren wird

### 3.10.2 Secret Sharing

Man möchte Informationen so verschlüsseln, dass man zum Entschlüsseln eine gewisse Gruppe von Leuten zusammenarbeiten müssen. Eine Variante ist das  $(t, n)$ -Schwellenwert-Kryptosystem wo mindestens  $t$  von insgesamt  $n$  Shareholdern zusammenarbeiten müssen um eine Nachricht zu entschlüsseln.

Ist Geheimhaltung wichtiger als Verfügbarkeit sollte  $t$  nah an  $n$  gewählt werden, anders herum sollte  $t$  möglichst klein aber größer als  $\frac{n}{2}$  gewählt werden.

Um ein  $(t, n)$ -Kryptosystem zu konstruieren wendet man  $\binom{n}{t}$ -mal das  $(t, t)$ -Schwellenwert-Kryptosystem an. Damit bekommt jeder Shareholder  $\binom{n-1}{t-1}$  Shares, um jeden möglichen Ausfall von  $(n-t)$  Shareholdern abzudecken.

Hierfür nehmen wir an, dass der Dealer vertrauenswürdig und der Kommunikationskanal zwischen Dealer und Shareholder, und Shareholder und Combiner sicher sind. Außerdem nimmt man an dass zumindest die Hälfte aller Shareholder ehrlich ist.

**Shamirs Secret Sharing Protokoll:** Wir haben einen Schlüssel  $k$  und wollen das mindestens  $t$  Shareholder zusammenarbeiten müssen um ihn wiederherzustellen. Sei  $n$  die Anzahl an Shareholdern.

Wahl der Shares:

1. Dealer wählt Primzahl  $p$  mit  $p > k$  und  $p > n$
2. Dealer wählt  $t-1$  Koeffizienten  $a_1, a_2, \dots, a_{t-1} \in \mathbb{Z}_p$
3. Dealer wählt Polynom  $f(x) = k + a_1 \cdot x + a_2 \cdot x^2 + \dots + a_{t-1} \cdot x^{t-1}$  mit  $f(0) = k$  und  $a_{t-1} \neq 0$
4. Die Shares sind  $\{s_1, s_2, \dots, s_n\} = \{(1, f(1)), (2, f(2)), \dots, (n, f(n))\}$

Entschlüsselung:

1.  $t$  der  $n$  Shareholder geben ihre Shares dem Combiner
2. Der Combiner versucht das Polynom wieder herzustellen (Lagrange-Interpolation)
  - (a) Definiere  $l_i = \prod_{j=1, j \neq i}^t \frac{x - x_j}{x_i - x_j}$
  - (b) Bemerke  $l_i(x_k) = \begin{cases} 1, & \text{wenn } i = k \\ 0, & \text{wenn } i \neq k \end{cases}$
  - (c) Definiere  $L(x) = \sum_{i=1}^t y_i \cdot l_i(x)$
  - (d) Bemerke  $L(x_i) = y_i$  für alle  $1 \leq i \leq t$

Das Verfahren ist perfekt sicher, selbst wenn man  $t - 1$  Shares besitzt, sind alle Schlüssel gleich wahrscheinlich. Sofern  $t$  gleich bleibt, können weitere Shares ohne Probleme hinzugefügt werden. Bei einem neuen  $t$  kann das Verfahren mit dem selben  $k$  einfach erneut ausgeführt werden.

### 3.10.3 Post-Quanten-Kryptographie

**Grovers Algorithmus** ist ein Algorithmus für Quantencomputer welcher unsortierte Datenbanken in  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  Schritten durchsucht. Also findet er Schlüssel der Länge  $n$  in  $\mathcal{O}(\sqrt{2^n})$  Schritten. Eine einfache Lösung für symmetrische Kryptographie ist eine Vergrößerung (mindest Verdopplung) der Schlüssellänge.

**Shors Algorithmus** hat zum Ziel  $n$  effizient zu faktorisieren.

1. Wähle  $a \leq n$  zufällig
2. Wenn  $\text{ggT}(a, n) \neq 1$ , so gebe  $\text{ggT}(a, n)$  aus
3. Finde die Periode  $r$  von  $a$  modulo  $n$ , d.h. die kleinste natürliche Zahl  $r$ , so dass  $a^r \equiv 1 \pmod{n}$
4. Wenn  $r$  ungerade ist, oder  $a^{\frac{r}{2}} + 1 \equiv 0 \pmod{n}$ , so starte erneut bei Schritt 1
5. Nun gilt  $a^r - 1 = kn$
6. Gib also  $\text{ggT}(a^{\frac{r}{2}} \pm 1, n)$  als Lösung zurück

Der **Algorithmus von Deutsch** kann entscheiden ob eine Funktion  $f : \{0, 1\} \rightarrow \{0, 1\}$  konstant ist oder nicht, ohne die unterspezifizierte Funktion zwei mal auswerten zu müssen.

In der **hashbasierte Kryptographie** wird der Hash der Schlüssels als öffentlicher Schlüssel verwendet und sein Urbild als privater Schlüssel, denn die Urbildberechnung ist auch für Quantencomputer schwer.

Lamport-(Diffie-)Einmal-Signaturverfahren (Schlüsselerzeugung): Alice will eine Nachricht der Länge 256 Bit signieren.

1. Alice wählt (zufällig und gleichverteilt) 256 Paare von Zahlen, jeweils 256 Bits lang (privater Schlüssel)
2. Sie hasht nun jede Zahl, die Hashs sind der öffentliche Schlüssel

Signierung:

1. Für jedes Bit der Nachricht wählt Alice je nach Wert des Bits entweder die erste oder die zweite Zahl aus einem Paar ihres privaten Schlüssels
2. Die gewonnene Zahlenfolge ist ihre Signatur

Verifizierung:

Bob hasht jede Zahl der Signatur und prüft, ob die Ergebnisse zu den jeweils passenden Zahlen des öffentlichen Schlüssels passen.

Der Schlüssel darf nur einmal verwendet werden, da ein Angreifer von jeder Signatur lernt und aus Signaturen bekannter Nachrichten auch Signaturen für neue Nachrichten erzeugen kann. Zum Beispiel kann aus den Signaturen zu Nachricht 0010 und 0111 auch die Signatur zu 0110 und 0011 erzeugt werden.

Der öffentliche Schlüssel und die Signatur sind im Verhältnis zur Nachrichtenlänge sehr lang.

### 3.10.4 Zero-Knowledge Beweise

Bei Zero-Knowledge Beweisen möchte ein Beweiser  $P$  einen Verifizierer  $V$  davon überzeugen, dass er ein Geheimnis kennt, ohne dabei irgendwelche Informationen über das Geheimnis preiszugeben. Außerdem soll ein außenstehender Dritter nicht davon überzeugt werden, dass der Beweiser das Geheimnis kennt.

In einem Kryptosystem in dem der öffentliche Schlüssel zwei isomorphe Graphen  $(G_0, G_1)$  sind und der private Schlüssel der Isomorphismus  $\pi$  zwischen den beiden. Der Beweiser  $P$  ist im Besitz von  $\pi$  und möchte einen Verifizierer  $V$  im Besitz des öffentlichen Schlüssels überzeugen, dass er  $\pi$  kennt.

1.  $P$  wählt ein zufälliges  $a \in \{0, 1\}$  und eine zufällige Permutation  $\rho$  auf dem Graphen. Damit berechnet er  $H := \rho(G_a)$  und sendet  $H$  an  $V$  (Commitment)
2.  $V$  wählt ein zufälliges  $b \in \{0, 1\}$  und fordert  $P$  auf ihm eine Permutation  $\sigma$  mit  $H = \sigma(G_b)$  zu senden (Challenge)

3.  $P$  wählt nun die Permutation wie folgt  $\sigma := \begin{cases} \rho, & \text{falls } a = b \\ \rho \circ \pi^{-1}, & \text{falls } a = 0 \wedge b = 1 \\ \rho \circ \pi, & \text{falls } a = 1 \wedge b = 0 \end{cases}$  und sendet sie an  $V$

4.  $V$  empfängt  $\sigma$  und prüft ob  $H = \sigma(G_b)$  gilt

$P$  kann nur dann immer ein richtiges  $\sigma$  senden, wenn  $P$  im Besitz von  $\pi$  ist. Das Protokoll muss also hinreichend oft wiederholt werden um  $V$  wirklich zu überzeugen (Wahrscheinlichkeit von  $1 - 2^{-n}$ )

## 4 IT-Sicherheit

### 4.1 Zugriffskontrolle

Drei Modelle zur Zugriffskontrolle sind:

- Benutzerbestimmbare Zugriffskontrolle (DAC)
  - Eigentümer ist für die Zugriffsberechtigungen zu Objekten selbst verantwortlich

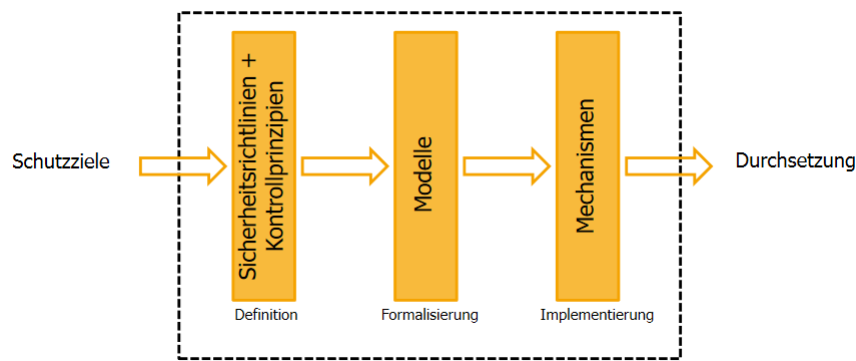


Abbildung 18: Kontrollprinzipien sollen die Einhaltung der Sicherheitsrichtlinien gewährleisten und werden durch Modelle abstrahiert. Mechanismen implementieren diese Modelle.

- Rechte werden für einzelne Objekte vergeben
- Objektbezogene Sicherheitseigenschaften, aber keine systemweiten
- Fast alle Betriebssysteme unterstützen DAC
- Rollenbasierte Zugriffskontrolle (RBAC)
  - Berechtigungen für Rollen statt Benutzer (MS Active Directory)
- Systembestimmte Zugriffskontrolle (MAC)
  - Systembestimmte (regelbasierte) Festlegung von Sicherheitseigenschaften
  - Benutzerdefinierte Rechte werden durch systembestimmte überschrieben

#### 4.1.1 Benutzerdefinierte Zugriffskontrolle

Dieses Modell ist einfach zu implementieren und intuitiv, flexibel einsetzbar. Es gibt allerdings keine formale Garantien für den Informationsfluss, die Rechtevergabe/-rücknahme relativ komplex. Ein beschränkter Zugriff auf bestimmte Teile ist schwierig zu implementieren. Außerdem ist eine Rechtevergabe am Admin vorbei möglich.

Dargestellt wird ein DAC als eine Zugriffsmatrix. Formal geschrieben als:

Menge von Objekten:	$O$
Menge von Subjekten:	$S$
Menge von Rechten:	$R$ z.B. $R = \{\text{read, write, execute, own}\}$
Matrix bestimmt Abbildung	$M : S \times O \rightarrow P(R)$

Da in einer Matrixrepräsentation viele Zellen leer bleiben wird eine Access Control List (ACL) verwendet um die Matrixeinträge zu speichern. In dieser stehen Tupel aus dem Prozess/Nutzer mit seinen entsprechenden Rechten.

Beispielsweise:  $ACL(Datei1) = \{(Prozess1, \{\text{read, write}\}), (Prozess5, \{\text{owner, execute}\})\}$

Das ist eine objektbezogene Sicht der Zugriffsmatrix, eine andere Variante ist die subjektbezogene Sicht. Hier speichert man für alle Subjekte eine Liste von Objekten samt Zugriffsrechten.

Alle Rechte eines Nutzers sind effizient bestimmbar, aber die Rechte an einem spezifischen Objekt schwierig.

Beispielsweise:  $CL(Prozess3) = \{(Datei2, \{\text{owner, execute}\}), (Prozess1, \{\text{signal}\})\}$

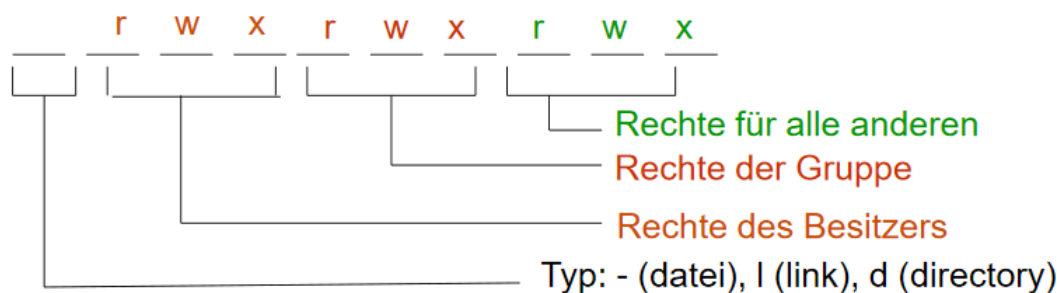


Abbildung 19: UNIX speichert die Rechte von Objekten in solchen Einträgen, okal kodiert. Jede Datei kann somit nur einen Besitzer haben

#### 4.1.2 Rollenbasierte Zugriffskontrolle

Hier werden die Rechte an Gruppen vergeben denen Subjekte zugeordnet sind. Die Rollenmitgliedschaften sind im Vergleich zu DAC leicht zu verändern und unterstützt dynamischen und statischen Ausschluss, sowie Sitzungen (Sessions) sodass nicht alle Rollen gleichzeitig aktiv sind.

Formal schreibt man:

Menge von Subjekten:	$S$
Menge von Rollen:	$R$
Menge von Zugriffsrechten:	$P$
Zuordnung Benutzer $\rightarrow$ Rollen:	$sr : S \rightarrow \mathcal{P}(R)$
Zuordnung Rolle $\rightarrow$ Rechte:	$pr : R \rightarrow \mathcal{P}(P)$

Eine Sitzung ist eine Relation  $session \subseteq S \times \mathcal{P}(R)$  und modelliert die "aktive" Zuordnung von Subjekten auf Rollen. Ein Subjekt kann auch nicht aktive Rollen besitzen.

Mit der partiellen Ordnung  $\leq \subseteq R \times R$  können wir Rollen nach ihren Rechten ordnen, sodass  $R_i \leq R_j$  bedeutet, dass  $R_j$  alle Rechte von  $R_i$  hat und ggf. noch mehr.

Die Funktion  $active : S \rightarrow \mathcal{P}(R)$  bildet auf alle aktiven und nach  $\leq$  untergeordneten Rollen eines Subjekts ab.

Mit  $member : R \rightarrow \mathcal{P}(S)$  bildet auf die Menge Subjekte an welche die gegebene Rolle hat.

Das Prädikat  $exec : S \times P \rightarrow \mathbb{B}$  gibt an ob ein Subjekt aktuell eine Berechtigung hat.

In einer RBAC Implementierung muss immer gelten, dass ein Subjekt nur in den Rollen aktiv sein kann, in denen es Mitglied ist und darf nur die Rechte der aktiven Rollen besitzen.

Rollentrennung kann statisch mit  $SSD \subseteq R \times R$  ausgeschlossen werden, definiert als:

$$\forall R_i, R_j \in R, \forall s \in S : (s \in member(R_i) \wedge s \in member(R_j)) \Rightarrow (R_i, R_j) \notin SSD$$

Dynamischen Ausschluss definiert man mit  $DSD \subseteq R \times R$  wie folgt:

$$\forall R_i, R_j \in R, \forall s \in S : (s \in member(R_i) \wedge s \in member(R_j) \wedge \{R_i, R_j\} \subseteq active(s)) \Rightarrow (R_i, R_j) \notin DSD$$

RBAC ist eine Erweiterung von DAC falls  $pr = M$  gilt.

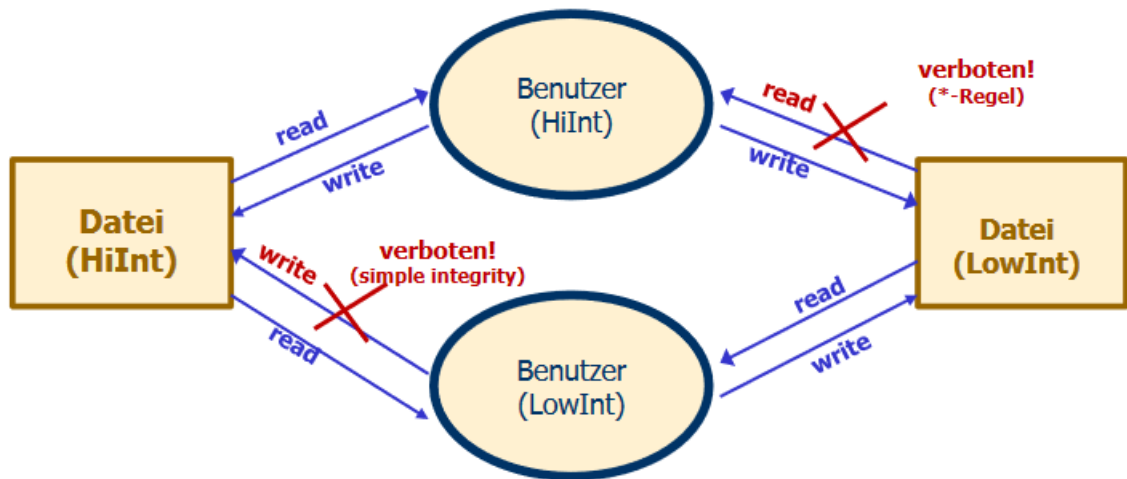


Abbildung 20: Als duale Modell zu Bell-La Padula sichert das Biba Modell die Integrität von Daten

#### 4.1.3 Systembestimmte Zugriffskontrolle

Dieses Modell beschäftigt sich mit dem Informationsfluss mittels Zugriffsrechten, welche z.B. mit Multi-Level Security überwacht werden.

Das Bell-La Padula Modell erweitert die Zugriffsmatrix  $M$  um ein Zugriffskontrollsystem, indem es jedem Subjekt  $s$  und jedem Objekt  $o$  eine Sicherheitsmarke (label)  $\mathbf{L}$  (*vertraulich* < *geheim* < *streng geheim*) zuordnet.

Außerdem benötigen wir zum Erstellen von Sicherheitsklassen  $\mathbf{SC} = L \times \mathcal{P}(C)$  noch Sicherheitskategorien  $\mathbf{C}$  welche die Zuständigkeiten modellieren.

Jedem Subjekt wird eine Sicherheitsklasse (Ermächtigung) und jedem Objekt eine Sicherheitsklasse (Einstufung) zugewiesen.

Auf  $\mathbf{SC}$  definieren wir eine partielle Ordnung  $\leq$ :

$$\forall (l, c), (l', c') \in \mathbf{SC} : (l, c) \leq (l', c') \Leftrightarrow l \leq l' \wedge c \subseteq c'$$

Die Sicherheitseigenschaften von Mandatory Access Control sind:

- **Simple-security-Property** (no read up Regel)
  - Lesezugriff/Ausführung nur erlaubt falls  $read \in M(s, o) \wedge SC(o) \leq SC(s)$
- **\*-Property** (no write down-Regel)
  - Append nur erlaubt falls:  $append \in M(s, o) \wedge SC(s) \leq SC(o)$
  - Read-Write nur erlaubt falls:  $read - write \in M(s, o) \wedge SC(s) = SC(o)$
- **Strong Tranquility Regel**
  - Keine Änderung der Subjekt-Clearance oder der Objekt-Classification zur Systemlaufzeit

Nachteile des Bell-La Padula Modells sind, dass Daten tendenziell höher klassifiziert werden, Subjekte müssen möglicherweise blind schreiben (nur append). Außerdem können keine verdeckten Kanäle modelliert werden. Dafür ist das Modell einfach zu implementieren und bildet hierarchische Informationsflüsse nach.

## 4.2 Authentifizierung

Wir definieren folgende Begriffe:

- Identität, als eine Menge von Attributen
- Authentisierung: Bereitstellung von Unterlagen, die es ermöglichen, die Identität zu prüfen
- Authentifizierung: Prüfung und Echtheitsbezeugung der Unterlagen zu Identitätsfeststellung
- Autorisierung: Gewährung/Verwehrung von Rechten

Ansätze zur Authentifizierung sind:

- Authentifizierung durch Wissen (z.B. PIN, Passwort, krypt. Schlüssel)
- Authentifizierung durch Besitz (z.B. Smartcard, Token, SIM-Karte)
- Authentisierung durch Merkmale (z.B. Biometrie)

Verschiedene Ansätze werden normalerweise zu einem Mehrfaktorverfahren kombiniert. Bei der **einseitigen Authentifizierung** authentisiert sich eine Partei A gegenüber einer anderen Partei B (B authentifiziert A). Zum Beispiel Authentifiziert sich ein Nutzer gegenüber eines PC.

Bei der **wechselseitigen Authentifizierung** authentifizieren sich zwei Parteien gegenseitig. Zum Beispiel Online-Banking bei Verwendung von Zertifikaten.

### 4.2.1 Authentisierung durch Wissen

Die gängigste Methode sind Passwörter, welche üblicherweise als Hashwert gespeichert und durch Salts gegen Offline-Attacks weiter geschützt werden können.

Probleme sind:

- Schwache Passwörter ("dictionary attack")
- Benutzer verwenden gleiches Passwort bei verschiedenen Servern
- Manche UNIX-Tools (telnet, ftp) übertragen Passwörter im Klartext
- NIS, YP übertragen Hashes ("Offline Attacke")

Besser wäre ein Authentifizierungsverfahren welches die nicht Übertragung eines Passwortes erfordern würde.

Arten Passwörter zu übertragen:

- Plaintext: Ein passiver Angreifer kann alles mitlesen
- Plaintext, TLS geschützt: Angreifer auf Datenbank erlangt alle Passwörter
- Hash, TLS geschützt: Angriff mit Rainbowtable, da bei eindeutigen Hashalgo. das selbe Passwort für alle Nutzer den selben Hash erzeugt
- Hash mit Salt, TLS geschützt: Angriff mit Rainbowtable gibt keinen Geschwindigkeitsgewinn, da der Hash nun nicht mehr allein vom Passwort abhängt.

Authentifizierung durch Wissen kann auch mit Challenge-Response-Verfahren (CHAP) funktionieren.

1. Server sendet Challenge  $c$
2. Nutzer verwendet Integritätsschutzverfahren auf Nachricht  $m := c$

3. Server prüft ob Nachricht  $m = c$  und prüft Authentizität via Verfahren

Wie **hier** zu sehen ist, muss Bob ebenfalls das Passwort speichern um  $c$  zu verifizieren. Auch wenn  $K_{ID} = h(password)$  gesetzt wird braucht ein Angreifer in diesem Fall nur  $K_{ID}$ . Auch muss der Klartextraum von RAND groß sein, damit ein Angreifer keine bereits benutzte Challenge wiederverwenden kann (Replay-Attack).

Das Verfahren beweist Bob nur dass Alice sich authentisieren möchte, wenn authentifizierte Daten übertragen werden sollen, muss die Integrität des Kommunikationskanals geschützt werden (Man-in-the-middle Angriff).

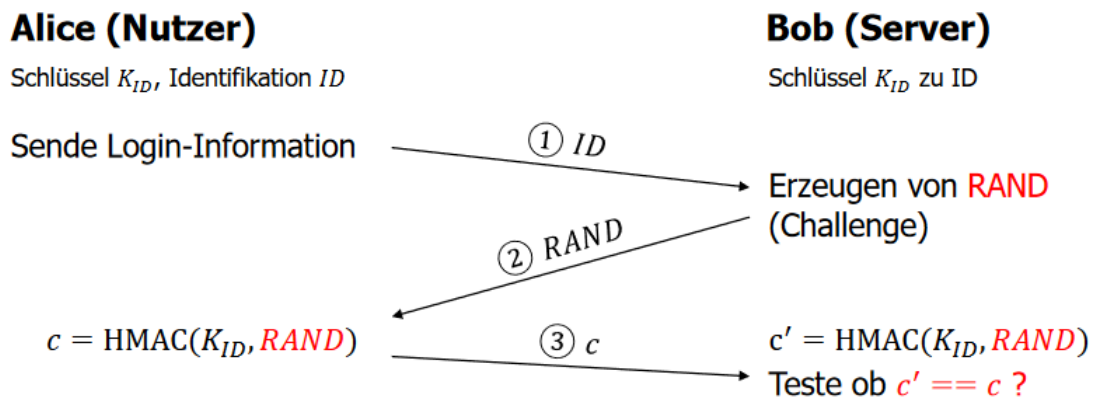


Abbildung 21: Beide Parteien kennen den gemeinsamen Schlüssel  $K_{ID}$ , anstelle von HMAC kann auch eine Verschlüsselungsfunktion verwendet werden

#### 4.2.2 Authentisierung durch Besitz

Nutzer authentifizieren sich mit Tokens welche statisch - ein gespeichertes Geheimnis (Passwort), oder dynamisch - Geheimnis wird zur Berechnung von Authentifizierungsinformationen genutzt (z.B. CHAP mit SmartCard mit Kryptoprozessor).

Token können als Hardware (Schlüssel, SmartCard, Transponder) oder Software (Cookie, Client-Zertifikat) vorliegen.

Probleme sind

- Diebstahl
  - Nutzung des Tokens durch zusätzliche Authentifikation sichern
    - \* Software-Crypto: Privaten Schlüssel mit Passwort verschlüsseln
    - \* Hardware-Crypto: Token mit Pin
  - Nutzung mit zusätzlichem zweiten Faktor
- Extraktion der kryptographischen Schlüssel (Kopie)
  - Schwachstellen in Tokenfirmware
  - Side-Channel Angriffe

#### 4.2.3 Authentisierung durch Merkmale

Anforderungen:

- **Universalität:** Jede Person besitzt das Merkmal



- **Eindeutigkeit:** Merkmal ist für jede Person verschieden
- **Beständigkeit:** Merkmal ist unveränderlich
- quantitative **Erfassbarkeit** mittels Sensoren
- **Performanz:** Genauigkeit und Geschwindigkeit
- **Akzeptanz** des Merkmals beim Benutzer
- **Fälschungssicherheit**

Die Erkennung läuft in zwei Prozessen, dem **Enrollment**, d.h. der Registrierung eines Benutzers, und der **Verifikation**, d.h. der Erfassung und dem Vergleich mit im Enrollment erfassten Daten.

Die Verifikation ist immer fehlerbehaftet:

- False positives: Unberechtigter wird authentifiziert (FAR) → Sicherheitsproblem
- False negatives: Berechtigter wird abgewiesen (FRR) → Probleme bei Akzeptanz, Benutzbarkeit
- FAR und FRR können durch Hinzunahme von Merkmalen gesteuert werden
- Equal Error Rate, wenn Anzahl an FAR und FRR gleich sind
- Meist ungeprüfte Hersteller-Angaben

Einzelne feine Punkte in Fingerabdrücken bezeichnet man als Minutien. Gemeint sind Verzweigungen, Endpunkte, etc. jeweils mit (relativen) Koordinaten und Winkeln. Deren Muster scheint eindeutig zu sein. Minutien können allerdings durch schlechte Abdrücke fehlen. Bei der Verifikation werden vorhandene Minutien mit jenen die beim Enrollment extrahiert wurden verglichen.

Biometrie birgt Datenschutzprobleme, da es Rückschlüsse auf medizinische Daten (Venenmuster) und Gesundheitszustand ermöglicht. Anstelle von Merkmalen sollten lediglich Referenzdaten gespeichert werden aus denen keine Rekonstruktion möglich ist.

Sensoren können durch künstliche Fingerabdrücke, Klone durch hochauflösende Fotos oder Gewaltkriminalität (abgeschnittener Finger) getäuscht werden.

Biometriedaten sind nicht (DNA) bzw. nur begrenzt (Fingerabdruck, Iris) widerrufbar. Wenn Kopien prinzipiell erstellt werden können, stellt die Kompromittierung eines Lesegerätes die Authentifizierung aller anderen in Frage.

#### 4.2.4 Kerberos

Ziel von Kerberos ist die zentrale Authentifizierung von Subjekten (Principals), sodass keine separate Authentisierung bei Dienstnutzung erforderlich ist (Single-Sign-on).

Jede Domäne besitzt ein Key Distribution Center (KDC) welches aus einem Authentication Server (AS), welcher Principals seiner Domäne authentifiziert, und einem Ticket Granting Server (TGS), welcher Tickets als Identitätsausweis ausstellt.

Basis der Authentifizierung sind Pre-Shared Secrets zwischen KDC und Principal, d.h. das KDC kennt die Secrets aller Netzwerkteilnehmer.

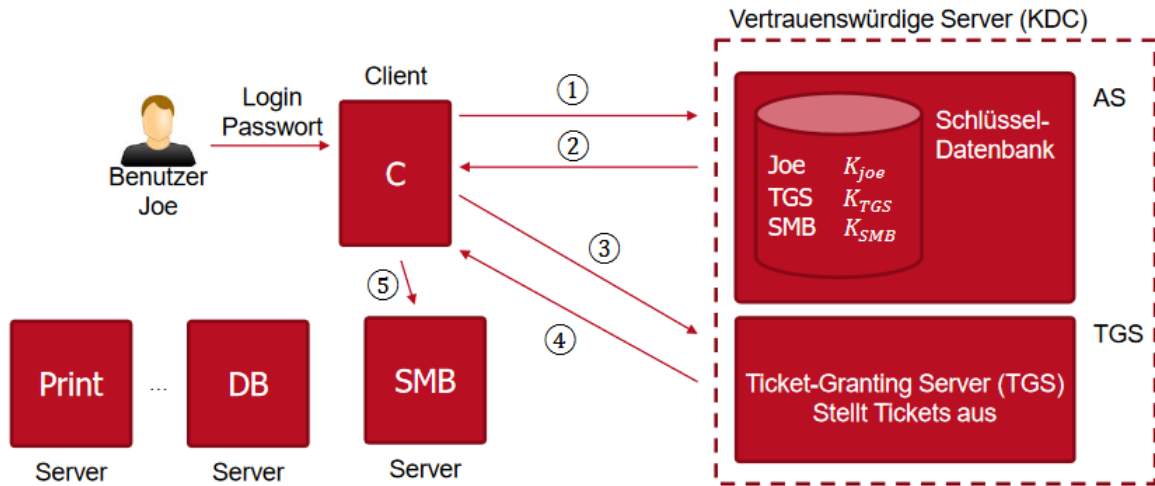


Abbildung 22: Loginverfahren bei Kerberos. Nummerierung wie [hier](#)

Ein vom AS ausgestelltes Ticket Granting Ticket (TGT) beinhaltet:

$$T_{C,S} = (S, C, addr, timestamp, lifetime, K_{C,S})$$

$S$  Name des Servers

$C$  Name des anfordernden Clients

$addr$  IP-Adresse des Clients

$timestamp$  aktuelle Zeit

$lifetime$  Lebenszeit des Tickets

$K_{C,S}$  Sitzungs-Schlüssel für Kommunikation zwischen  $C$  und  $S$

Der Login funktioniert wie folgt:

Joe gibt Passwort auf lokalem Client  $C$  ein,  $K_{joe} := Hash(Passwort)$  wird generiert.

- (1)  $Joe \rightarrow AS : \{timestamp\}_{K_{joe}}, Joe, N_1, TGS$
- (2)  $AS \rightarrow Joe : \{K_{joe,TGS}\}_{K_{joe}}, \{TGT\}_{K_{TGS}}$
- (3)  $Joe \rightarrow TGS : \{A_{joe}\}_{K_{joe,TGS}}, \{TGT\}_{K_{TGS}}, SMB, N_2$
- (4)  $TGS \rightarrow C : \{K_{joe,SMB}, N_2\}_{K_{joe,TGS}}, \{T_{joe,SMB}\}_{K_{SMB}}$
- (5)  $C \rightarrow SMB : \{A_{joe}\}_{K_{joe,SMB}}, \{T_{joe,SMB}\}_{K_{SMB}}$
- (6)  $SMB \rightarrow C : \{timestamp + 1\}_{K_{joe,SMB}}$

Hierbei sind  $N_1, N_2$  Nonces und  $A_{joe} = (Joe, IP - Addr, timestamp)$  der Authenticator ist. Der sechste Schritt ist optional falls wechselseitige Authentifizierung gewünscht ist. Wenn der AS  $\{timestamp\}_{K_{joe}}$  entschlüsseln kann und der Zeitstempel in den letzten 5 Minuten liegt, wird ein Ticket-Granting-Ticket TGT (beinhaltet  $K_{joe,TGS}$ ) ausgestellt. Joe kann nach Empfangen von (2) den Sitzungsschlüssel mit TGS entschlüsseln und den zweiten Teil in (3) an TGS senden sodass TGS sicher mit Joe kommunizieren kann. Außerdem teilt Joe TGS mit, für welchen Dienst er ein Ticket möchte.

Wenn TGS den Authenticator erfolgreich überprüft hat, sendet er in (4) einen Sitzungsschlüssel  $K_{joe,SMB}$  für Kommunikation zwischen Joe und SMB, sowie ein Ticket für SMB. Joe kann nun das Ticket beim SMB-Server benutzen.

**Angriffe auf Kerberos:**

Beim Offline Cracking wird Übertragung (1) abgefangen und  $\{timestamp\}_{K_{joe}}$  versucht zu entschlüsseln. Sollte das Ergebnis des Entschlüsselns die Form eines Zeitstempels haben, wird eine Checksum erzeugt und mit der des tatsächlichen Pakets verglichen. Stimme beide überein ist das Passwort gefunden, sonst wird das nächste ausprobiert.

Overpass-the-hash, hier kann ein Angreifer sich gegenüber Kerberos als ein bestimmter Nutzer ausgeben, falls er den Hash eines Nutzers kennt ( $K_{joe}$  kann auch der Hash des Passwortes sein, wie [hier](#)).

Pass-the-Ticket, hier kennt der Angreifer ein Ticket des Nutzers und nutzt dieses um im Namen des Nutzers auf Dienste zuzugreifen. Angriff beginnt ab (3)

Golden Ticket, hier stellt der Angreifer sich selbst ein TGT aus, wobei er den Masterkey des Domain Controllers besitzt. Dadurch kann er in (3) ein sein TGT einfügen und kann so vom TGS Zugriff auf jeden Dienst anfordern.

Silver Ticket, der Angreifer kennt den Hash/Key eines Application Servers und kann damit im Namen des Servers Zugriff auf alle Dienste anfordern, auf die auch der Server zugriff hat. Dabei tritt er nicht mit dem Domain Controller in Kontakt

## 4.3 Software Security

### 4.3.1 Malware

Malware kurz für Malicious Software bezeichnet verschiedene Typen:

- Spyware/Adware
  - Ausspähen von persönlichen Daten
  - Werbedienste installieren
- Trojanisches Pferd
  - Software die in vermeintlich sicherer Software versteckt ist
  - besitzt versteckte Funktionalitäten um die Nutzer auszuspähen
- Computervirus
  - Programme, die ihren eigenen Code in "Wirtsprogramme" einfügen und sich dadurch verbreiten
- Computerwurm
  - Selbstreplizierend
- Rootkits
  - Software welche sich vor Antimalware Software versteckt. (z.B. durch Verändern von Systemdateien)
- Ransomware/Erpressungssoftware
  - verschlüsselt Daten um diese gegen Lösegeld wieder freizugeben

Beispiel Trojaner:

Thompson's Compiler ist ein modifizierter C Compiler welcher bei der Übersetzung von Tools wie /bin/login bekannte Passwörter akzeptiert. Wird ein neuer Compiler mit dem modifizierten übersetzt, wird der selbe Schadcode in den neuen eingefügt. Der modifizierte Quellcode wird gelöscht und der modifizierte Compiler bereitgestellt.

Beispiel Wurm:

Win32/Sasser nutzte eine Buffer Overflow Schwachstelle im LSASS Dienst aus um sich auf das Zielsystem zu kopieren. Angekommen scannt er nach weiteren verwundbaren Zielen. Die Schadfunktion war das unregelmäßige Herunterfahren des Computers.

## Viren

Viren bestehen typischerweise aus 3 Phasen:

1. Insertion phase
2. Execution phase
3. Replication

Bekannte Virentypen sind **Executable infectors** welche Code im Wirtsprogramm einfügen und den Kontrollfluss entsprechend verändern. Was der Virus kann von externen Faktoren abhängig sein.

Diese Arten lassen sich mit Checksummen ausfindig machen.

**Encrypted viruses** verschlüsseln den tatsächlichen Virus code und nur die Entschlüsselungsroutine kann erkannt werden.

**Polymorphic viruses** verändern ihren Code während der Replikation um Erkennung durch statische "Virensignaturen" zu verhindern. Hierzu werden gängigerweise Instruktionen durch äquivalenten Code ersetzt.

Erkennungsmöglichkeiten für Viren sind statische Virensignaturen, welche die Signaturen von Daten mit den Signaturen bekannter Viren abgleichen. Das "Window of vulnerability" liegt hierbei zwischen der Erstellung der Malware und der Veröffentlichung der Signatur. Einfache Änderungen am Virus können bereits eine neue Signatur erfordern.

**Sandboxing** hier wird ein Programm in einer VM ausgeführt um sich dessen Verhalten anzusehen. Mittlerweile können Viren aber erkennen ob sie in einer Sandbox ausgeführt werden oder nicht (Abrufen nicht vorhandener Webseiten). Entsprechend wird Schadsoftware ausgeführt oder nicht.

Bei der **dynamische Analyse** wird das Programm decompiliert und verdächtige Codestellen untersucht.

Natürlich kann auch mittels heuristischer Herangehensweise nach Viren gesucht werden.

## Würmer

Würmer sind Programme die sich automatisch über das Netz selbst verbreiten. Geschieht dies ohne Nutzerinteraktion spricht man von "wormable" Schwachstellen.

Die Ausbreitung von Würmern verläuft exponentiell, bis die erreichbare Menge von verwundbaren Zielsystemen betroffen ist.

## Phishing

Das Vortäuschen einer authentischen Email/Website mit dem Ziel Daten abzugreifen. Als Spear Phishing oder Dynamit Phishing bezeichnet man eine zielgerichtete Variante des Phishings welches Informationen über das Ziel verwendet um eine höhere Erfolgsquote zu erreichen, d.h. einen Anhang oder Link zu öffnen. Teilweise sind Fragmente echter (alter) Emails enthalten.

### 4.3.2 Buffer Overflow

Buffer Overflow sind Schwachstellen in klassischen kompilierten Programmen, bei denen aufgrund fehlender Eingabevalidierung Daten überschrieben oder Code ausgeführt werden kann. Falls die Eingabe über das Netzwerk erfolgt können darüber Würmer eingeschleust werden.

Gegenmaßnahmen sind:

**Address Space Layout Randomisation** (ASLR), randomisiert die Funktionsadressen, sodass ein Angreifer diese nicht vorhersehen kann.

**Stack Canaries** legt einen Prüfwert auf den Stack, sodass ein Überschreiben des RIP auch den Canary überschreibt, sodass das Programm sicherheitshalber abgebrochen wird.

**Non-executable Stack** verhindert das Daten auf dem Stack als Code ausgeführt wird.

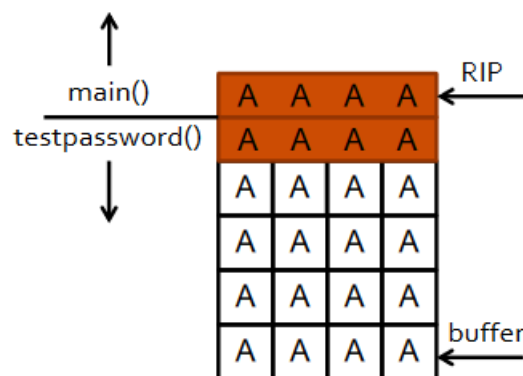


Abbildung 23: Werden zu große Daten auf den Stack geschrieben wird die Rücksprungsadresse (RIP) überschrieben und das Programm crashed, da die Adresse nicht existiert

Kennt der Angreifer die Adresse der passwortgeschützten Methode kann er mit dieser die RIP überschreiben, sodass diese aufgerufen wird ohne das Passwort zu kennen.

## 4.4 Web Security

### Clientseitig:

Schutz der Verbindung mit HTTPS als TLS-gesicherte Verbindung sichert die Vertraulichkeit und Integrität. Authentifikation mittels Zertifikaten garantiert das die aufgerufene Seite authentisch ist. Hierbei unterscheidet man Extended Validation wo die Identität des Serverbetreibers geprüft wurde. Das ist ein aufwendiger und teurer Prozess. Alternativ gibt es Domain Validation wo überprüft wurde ob der Websitebetreiber Besitzer der Domäne ist, was einfach und schnell, aber weniger sicher ist. Denn die Domain Validation sichert nur das die Domäne stimmt, nicht das die Seite korrekt/sicher ist. Bei Domain Validation wird üblicherweise von der Certification Authority (CA) verlangt dass der Serverbetreiber eine Challenge auf seiner Webseite teilt, sodass die CA feststellen kann dass

er tatsächlich der Besitzer der Domain ist.

Hierbei kann aber bereits eine böartige/unzuverlässige CA das System korrumpieren.

Weitere Schutzmechanismen sind:

- Same-Origin Policy (SOP) untersagt clientseitigen Skriptsprachen auf Objekte anderen Ursprungs als des aufgerufenen Webservers zuzugreifen
- Cross-Origin Resource Sharing (CORS), eine Variante von SOP welche Corss-Origin-Requests unter bestimmten Bedingungen erlaubt
- Content Security Policy (CSP) soll Cross-Site-Scripting und Angriffe durch Einschleusen von Daten in Webseiten verhindern soll
- Frame Sicherheit, durch die Überlagerung von Websiteinhalten führen Nutzer bestimmte Aktionen aus
- Cookie Security
- Web Tracking
- Private Browsing Konzepte

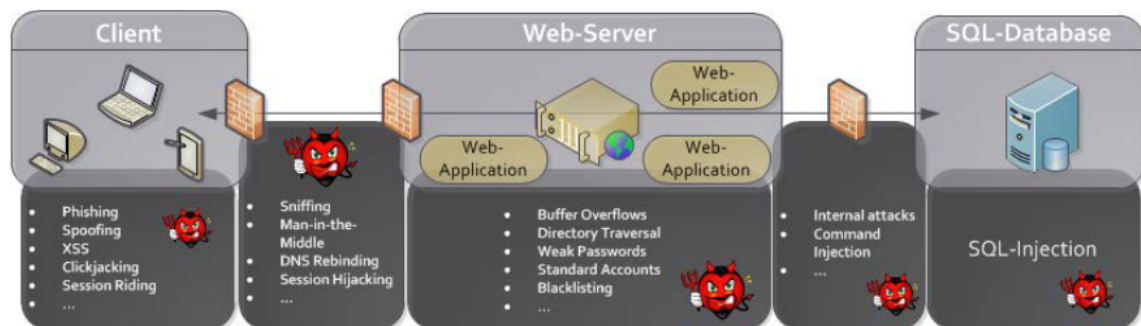


Abbildung 24: Verschiedene Angriffsmöglichkeiten auf die einzelnen Teile des Datenaustausches bei Webanwendungen

#### 4.4.1 SQL Injection

SQL Injections bezeichnet das Einschleusen von SQL Befehlen mittels geschickter Nutzereingaben. Dies passiert meist falls nicht ausreichend geprüfte Nutzereingaben an die Datenbank weitergegeben werden.

Dabei werden die Abfragen so verändert, dass aus einer Texteingabe ausgebrochen wird, sodass weiter SQL Befehle an den eigentlichen Befehl angehängt/eingefügt werden.

Alle Befehle nach dem Zeichen `#` werden ignoriert. Viele Datenbanken erlauben keine multiple statements, d.h. mehrere unabhängige Befehle in einer Zeile.

Eine erfolgreiche SQL Injection kann sensitive Daten auslesen (Vertraulichkeit), Datenbankdaten verändern (Integrität) und Administratorbefehle auf der Datenbank ausführen. Gegenmaßnahmen sind

- parametrisierte Abfragen mit gebundenen, typisierten Parametern, wo die Nutzereingaben als Parameter in ein vorbereitetes Statement eingefügt wird
- Benutzung von gespeicherten parametrisierten Abfragen

- "Least privilege" Verbindungen, d.h. der Anwendung so wenige Rechte wie möglich einräumen

#### 4.4.2 Cross Site Scripting (XSS)

Cross Site Scripting führt Scripte auf dem Rechner des Opfers aus, indem ein Angreifer schadhaften JavaScript Code in eine HTML Seite einschleust.

Persistent XSS bezeichnet XSS wo die Eingabe vom Server gespeichert wird und später ausgegeben und von (anderen) Clients ausgeführt.

Bei Non-Persistent/Reflected XSS wird die Eingabe direkt ausgegeben und vom selben Client ausgeführt. Die Eingabe ist zum Beispiel Teil der URL, d.h. der Angreifer sendet eine vorbereitete URL an den Nutzer.

Zum Beispiel kann in den Befehl `<?php echo $_GET["name"] ? >` mittels des URL Anhangs: `?name=...` beliebiger Code eingefügt werden.

Es muss also jede Nutzereingabe vorgefiltert werden, bevor sie in HTML genutzt werden kann. Dabei sind Blacklists von nicht erlaubten Zeichen nicht effizient realisierbar, da Zeichen viele äquivalente Representationen haben.

#### 4.5 Netzwerkgrundlagen

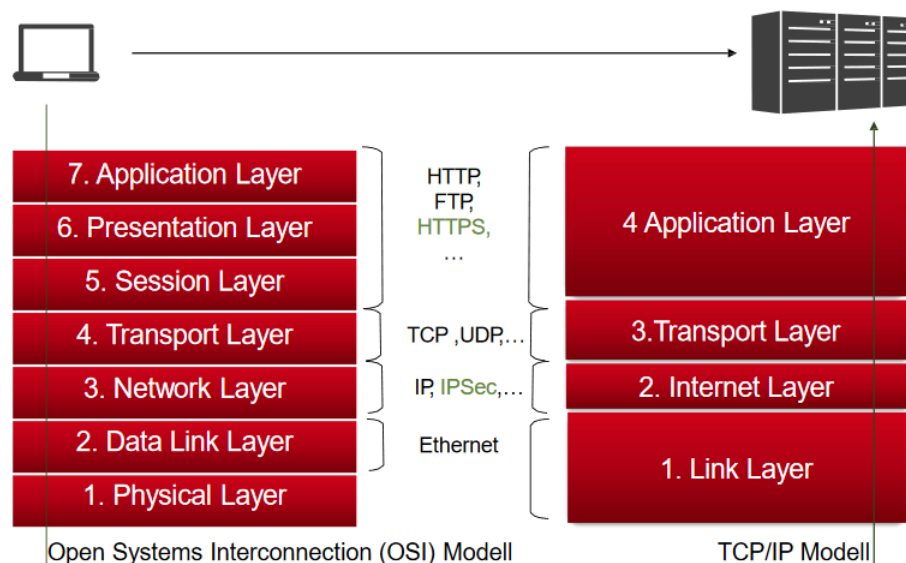


Abbildung 25: OSI und TCP/IP Modell

Die Application Layer stellt Funktionen für netzbasierte Software zur Verfügung. Das heißt die HTTP, FTP und SMTP Protokolle liegen auf dieser Ebene.

Das Presentation Layer konvertiert die Daten in ein für alle Seiten verständliches Format, außerdem werden die Daten komprimiert und verschlüsselt/entschlüsselt. Zum Beispiel die Konvertierung von ASCII nach ASN.1.

Das Session Layer authentifiziert/authorisiert den Benutzer, erstellt und beendet Sitzungen, d.h. beim Aufruf einer Webseite werden z.B. der Download von Text und Bildern in getrennten Sessions geführt. Auch hier werden wieder Daten ver- und entschlüsselt.

Das Transport Layer teilt die Daten in Segmente auf welche die Sendereihenfolge und den Service bestimmten. D.h. jedes Segment bekommt eine Segment- und eine Portnummer zugeteilt. Auch Fehlererkennung mittels Checksummen wird hier gemacht, genauso die Flusskontrolle, d.h. Anpassung der Bandbreite.

Das Network Layer versieht jedes Segment mit einer IP-Adresse. Die Daten werden zum Beispiel mit IPSec verschlüsselt. Router arbeiten auf dieser Ebene.

Das Data Link Layer verbindet zwei Netzwerkgeräte (Hop-Verbindung mit MAC), Switches entscheiden ob Paket durchgeleitet werden.

Im Physical Layer werden Daten in physikalische Signale konvertiert (elektrische Impulse, Lichtimpulse, Funk).

Im TCP Modell funktioniert die Identifikation wie folgt:

1. Link Layer      MAC-Adresse:    00:15:fe:23:d4:ce
2. Internet Layer    IP-Adresse:        130.83.22.1
3. Transport Layer   Port/Protokoll:    80/TCP

MAC-Adressen haben folgenden Aufbau: AA:BB:CC:DD:EE:FF.

Dabei haben sie folgende Bedeutung:

Bit	Wert	Bedeutung
1	0	Individuelle Adresse eines Netzwerkkadapters (Unicast)
1	1	Zieladresse für eine Gruppe von Stationen (Multicast)
2	0	global eindeutige Adresse
2	1	Lokal zugewiesen (nicht unbedingt einzigartig)
3 - 24		Herstellerkennung
25 - 48		Geräteerkennung

Ein IP-Subnetz wird durch die Subnetzmaske definiert welche festlegt, dass alle mit 0-Bits gekennzeichneten Stellen vom Administrator frei vergeben werden können. Die Netzwerk ID ist die niedrigststellige Adresse, die Broadcastadresse die höchstwertige Adresse.

Die erste nutzbare IP Adresse wird üblicherweise als Gateway verwendet.

In der CIDR Notation wird die Anzahl an 1-Bits in der Subnetzmaske als Anzahl hinten an die Netzwerk ID angehängt, d.h. 172.16.0.0/12.

Der Port ist ein 16-Bit Anhang an die IP-Adresse um Prozesse und Services zu identifizieren.



Port Nummer	Dienst
25	SMTP
80	HTTP
143	IMAP
443	HTTPS

#### 4.5.1 Spoofing

MAC-Adressen können leicht gefälscht werden und bieten daher keine sichere Zugriffskontrolle, randomized MACs erleichtern aber anonymes Surfen.

IPv4 Adressen werden mit dem Address Resolution Protocol (arp) und IPv6 Adressen werden mit dem Neighbor Discovery Protocol zu MAC Adressen aufgelöst. Da arp Zustandslos ist kann Eve einfach behaupten eine bestimmte MAC Adresse zu haben (**ARP Spoofing**).

IP Adressen werden über das **Dynamic Host Configuration Protocol (DHCP)** vergeben. Hierbei fordert Alice mittels Broadcast beim DHCP Server eine IP Adresse an. Der Server sendet anschließend die neue IP-Adresse an Alice.

Beim **DHCP Spoofing** gibt sich Eve als DHCP Server aus und vergibt an Alice eine eigens gewählte IP Adresse. Falls die IP Adresse nicht im Netz liegt ist Alice nicht erreichbar, falls es sich um eine Gateway Adresse handelt führt Eve einen Man-in-the-middle Angriff durch.

Eine Gegenmaßnahme ist DHCP Snooping das im lokalen Netz nur vertrauenswürdige DHCP-Server akzeptiert.

Um eine Domain zur zugehörigen IP-Adresse aufzulösen fragt Alice beim DNS Server nach (sofern noch nicht gecashed), dieser sendet ihr die passende IP-Adresse zu. Sollte der DNS Server die Adresse nicht kennen, fragt er beim nächst höhergelegenen DNS Server.

Eve kann sich allerdings auch als DNS Server ausgeben und eine falsche IP Adresse an Alice senden. Die falsche Adresse wird dann von Alice gecashed (**Cash Poisoning**).

Als Gegenmaßnahme können nur authentifizierte DNS Antworten per DNSSEC akzeptiert werden.

#### 4.5.2 Denial of Service

Bei DoS Angriffen wird der Zielservr durch zu viele Anfragen überlastet, sodass er nicht mehr oder nur sehr eingeschränkt verfügbar ist.

Ein DoS Angriff geht hierbei nur von einem Rechner aus.

Bei Distributed DoS (DDoS) Angriffen sind mehrere infizierte Rechner (Botnet) beteiligt.

Das **Internet Control Message Protocol (ICMP)** erlaubt es Informations- und Fehlermeldungen des Netzwerks auszutauschen. Der ping Befehl ist Teil dieses Protokolls.

Beim **Ping of Death (PoD) Angriff** werden misconfigurierte ICMP Nachrichten an den Server gesendet um ihn abstürzen zu lassen.

Beim **Smurf Attack (Broadcast Attack)** wird mittels einem ping an die Broadcast Adresse dafür gesorgt, dass alle Netzteilnehmer eine Antwort an die mitgegebene Antwort-Adresse (Server) senden. Als Gegenmaßnahme kann ping Broadcast verboten werden.

Das **Transmission Control Protocol (TCP)** besteht aus drei Interaktionen. Erst sendet der Nutzer eine SYN Nachricht an den Server. Der Nachricht bestätigt den Erhalt

mittels einer SYN-ACK Nachricht. Anschließend ist der Verbindungsaufbau abgeschlossen sobald der Server vom Nutzer eine Acknowledge Nachricht ACK erhält. Die Verbindung wird offen gehalten bis der Server ACK empfängt.

Beim **SYN-Flood Angriff** werden so viele SYN Anfragen ohne ACK Bestätigung an den Server gesendet, bis dieser aufgrund zu vieler offenen Verbindungen keine weiteren mehr anbieten kann. Als Gegenmaßnahme kann in SYN Cookies die Antwortsequenznummer der Verbindung kodiert werden, sodass nach eingegangenem ACK die SYN Anfrage rekonstruiert werden kann.

Ähnlich zum Smurf Attack wird bei der **SYN-ACK Flood (SYN Reflection Attack)** eine SYN Anfrage mit manipulierter Antwortadresse an alle Teilnehmer eines Netzes gesendet, sodass sie SYN-ACK antworten an das Ziel senden. Als Gegenmaßnahme können SYN-ACKs durch die Firewall gefiltert werden.

### 4.5.3 Firewalls

Firewalls schützen gegen Angriffe über das Netzwerk welche über die selbe Ebene auf der sie liegen geführt werden. Das heißt Application oder Proxy Firewalls schützen vor Angriffen basierend auf Anwendungen. Sie liegen auf dem Application Layer (TCP/IP). Netzwerk-Firewalls hingegen operieren auf dem Transport Layer (TCP/IP) und schützen vor Angriffen auf UDP/TCP/ICMP.

Solche Netzwerk-Firewalls sind entweder zustandslos, d.h. sie entscheiden basierend auf einer statischen Liste von Regeln welche Pakete durchgelassen und welche blockiert werden.

Zustandsbasierte Paketfilter hingegen entscheiden dynamisch basierend auf dem Verbindungsstatus welche Pakete zur Verbindung gehören und welche blockiert werden.

Mittels iptables kann unter Linux Netzwerk-Firewalls konfiguriert werden.

Der Aufbau ist hierbei:

```
1 iptables -A INPUT -p icmp --src 172.16.0.0/12 -j ACCEPT
2 iptables -A INPUT -p icmp --icmp-type echo-request -j DROP
```

Intrusion Detection Systeme (IDS) untersucht auf Netzwerkebene den Inhalt und meldet verdächtige Kommunikation (z.B. Bytecode von Viren, Shellcode). Intrusion Prevention Systeme (IPS) kann verdächtige Kommunikation blockieren oder ändern. Die Übergänge zwischen Firewall und IDS/IPS sind fließend.

## 4.6 DNS

Name	Type	Class	TTL	RDLenght	RData
www.example.org.	A	IN	42	4	93.184.216.34

Abbildung 26: Beispiel eines DNS Records

Domain Name System (DNS) übersetzt Hostnamen in IP-Adressen. Die Auflösung funktioniert durch eine global verteilte Datenbank. Jeder Domainbereich wird von einer einzigen Autorität verwaltet. Die Autorität ist der Domain Registrar oder ein Unternehmen.

Die DNS Records werden in dem **hier** angegebenen Format gespeichert. Die Felder haben die folgende Bedeutung:

Bezeichnung	Bedeutung
Name	Identifikator der Hierarchie. . am Ende repräsentiert Wurzel der Hierarchie
Type	Datentypbezeichner, gibt das Format von RData vor siehe auch <b>hier</b>
Class	Klassenbezeichner des Netzes heute nur "IN" für Internet
TTL	Time to live, Verfallsdatum der Gültigkeit des Wertes ab Ausgabe
RDLenghth	Länge des RData Felds in Bytes
RData	Im DNS abgelegte Wert zum Schlüssel (Name, Class, Type)

Type	RData-Beispiel	Zweck
A	93.184.216.34	IPv4-Adresse
AAAA	2606:2808:220::1	IPv6-Adresse
MX	mx.example.org	Domain-Name eines Mailservers
TXT	v=spf1 -all	Beliebiger Text
NS	ns.example.org	Domain-Name eines Servers einer Zone
CNAME	ns.instance.com	Aliasing einzelner Name
DNAME	instance.com	Alisasing eines Teilbaums in der Hierarchie
	⋮	

Ein DNS Record wird auch als Ressource Record bezeichnet. Als RRset bezeichnet man eine Menge von mindestens eine DNS Record mit selben Werten in Name, Type, Class, TTL.

Beim Übertragen von Records wird immer das vollständige Set übertragen.

Relevante Begriffe für die Nachrichtenübermittlung:

- Verteiltes Modell
  - Client/Server Modell, der Client stellt Anfrage auf die der Server antwortet
  - Anfragen und Antworten haben ein festes Format
- Verschiedene Servertypen
  - Autoritative Server haben Hoheit über Werte
  - Resolver suchen Werte und liefern sie an den Nutzer
- Transport
  - Erfolgt i.d.R. über UDP (serverseitiger Port: UDP/53)
  - TCP für große Nachrichten (serverseitiger Port: TCP/53)

Das Nachrichtenformat von DNS enthält folgende Daten:

Element	Zweck
Header	Metadaten über die Nachricht, z.B. Flag ob Frage oder Antwort
Question sectionn (Q)	Spezifikation des angefragten Wertes
Answer section (Ans)	RRset das zu dem angefragten Wert passt
Authority section (Au)	NS-Records der autoritativen Servers, z.B. IN NS ns.example.org.
Additional section (Add)	Beliebige weitere Informationen

Die DNS Anfragen haben nur das Q Feld gesetzt mit z.B. "www.example.org. IN A?". Die dazugehörige Antwort hat zusätzlich das Ans Feld gesetzt und hat die Antwort-Flag im Header qr=0 z.B. "www.example.org. 42 IN A 1.2.3.4". Dabei ist 42 die TTL und 1.2.3.4 die IPv4 Adresse vib www.example.org..

Mischformen	
Q	www.example.org. IN A?
Ans	www.example.org. IN A 1.2.3.4 www.example.org. IN A 4.3.2.1
Au	example.org. 3600 IN NS ns.example.org.
Add	ns.example.org. 42 IN A 1.2.3.53

Abbildung 27: DNS Nachricht die die Antwort zur Frage liefert und auch noch die Adresse des für die Adresse zuständigen autoritativen Server mitteilt

Kennt ein rekursiver Resolver die Adresse nicht, sendet er eine Weiterleitung an einen anderen autoritativen Server. Dabei sind Au und Add gesetzt Ans aber leer. Existieren zu der gegebenen Klasse und Typ keine Daten wird eine Sonderform "NO-DATA" gesendet wo nur die Frage zurückgesendet wird.

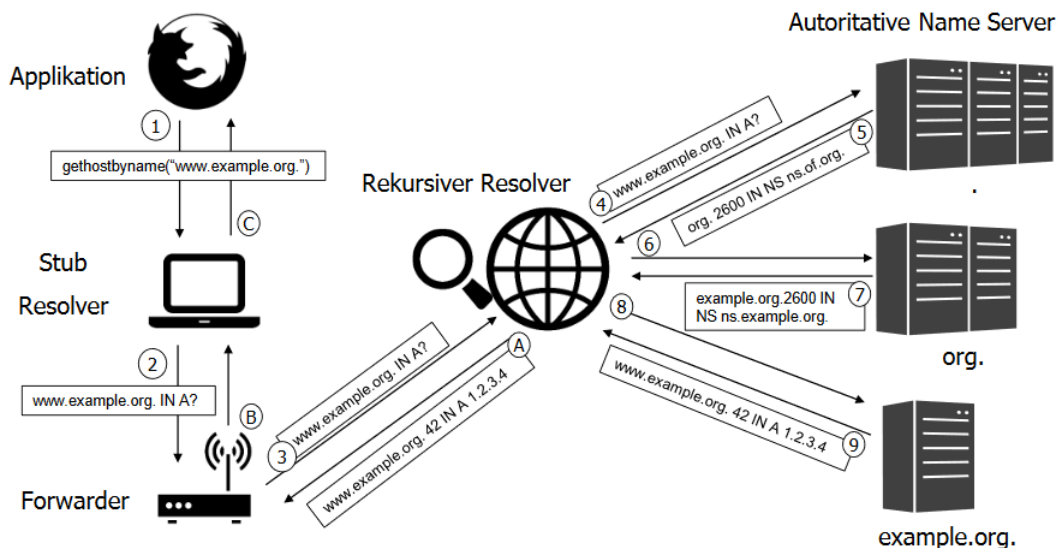


Abbildung 28: Typischer Ablauf der Namensauflösung bei DNS

Die Namensauflösung ist **hier** dargestellt.

Dabei fragt der rekursive Resolver solange beim Root Name Server nach der Adresse und wird solange weiter verwiesen bis der autoritative Name Server ihm die Domain auflösen kann.

Hat der Forwarder die Antwort zu einer Domain bereits gecacht meldet er der Applikation direkt das gecachte Ergebnis zurück. Läuft die TTL ab fragt er erneut beim Resolver nach der Adresse.

Kennt der Resolver einen lower level autoritativen name server fragt er dort nach der Adresse und überspringt die höheren Ebenen.

Ein iterativer Resolver liefert nach der ersten Anfrage an einen autoritativen name server direkt eine Antwort zurück. Entweder die aufgelöste Adresse oder die Adresse des niedrigeren name servers, sodass der Forwarder erneut mit dieser Adresse nachfragen muss.

#### 4.6.1 Angriffe auf DNS

Beim **DNS Cache Poisoning** werden von einem Angreifer gefälschte Werte in einen DNS Cache eingetragen und untergraben damit die Authentizität der DNS Records im Cache.

Damit wird erreicht dass der Netzwerkverkehr zu bestimmten Domains auf die Server des Angreifers umgeleitet werden.

Möglichkeiten zur Impersonation von Diensten in der Ziel-Domain können durch folgende Möglichkeiten erreicht werden:

- Personifikation eines autoritativen Nameservers durch vergiftete Infrastrukturdaten
- Personifizierung eines Dienstes in der Ziel-Domain
- Subdomain Injection
- Gezielte Manipulation beliebiger anderer Werte im Cache des Resolvers

Je nachdem wo das Cache Poisoning stattfindet sind entweder nur ein Client betroffen oder mehrere.

Beim Kashpureffs Angriff wurden gefälschte Records einer fremden Domain durch die Add section an den Resolver übermittelt, sodass sich dieser beim nächsten Auflösen an den anderen name server wendet.

Als Gegenmaßnahme wurde die "Bailiwick-Regel" eingeführt, wonach Resolver Records verwerfen müssen deren Namen sich nicht in einer Subdomain des Antwortservers befinden.

Zum Beispiel darf der name server (org.) nur Records aus der Zone .org., z.B. zu example.org. ausliefern.

Beim **Off-Path DNS Cache Poisoning** wird eine Anfrage zum Auflösen an den Resolver gesandt. Wenn dieser den Eintrag nicht gecacht hat sendet er die Anfrage an den passenden name server weiter. Der Angreifer sendet eine manipulierte Antwort im Namen des name servers (IP-Spoofing) an den Resolver. Sofern die Antwort des Angreifers vor der authentischen Antwort ankommt ist der Angriff geglückt.

Eine Herausforderung hierbei ist, dass der Angreifer die 16 Bit Transaction-ID im DNS-Header erraten muss. Wählt der Angreifer die Transaction-ID falsch wird die Antwort verworfen und die Antwort des name servers bleibt für die Dauer der TTL gespeichert.

Bei einem geglückten Angriff kann der Angreifer über den eingeschleusten böartigen name server leicht weitere Werte einspeisen.

1. Sende Anfrage "[nonce].vict.im IN A?" an den Resolver
2. Sende Antwort nach obigem Format von der Opfer-IP-Adresse aus
  - Möglichst viele Antworten mit unterschiedlichen Transaction-IDs (Schrotflintenprinzip)
3. Bei Misserfolg, wiederhole bei (1)

Als Gegenmaßnahme kann der UDP-Quellport (16 Bit) randomisiert werden, sodass sich mit der zufälligen Transaction-ID eine 32 Bit Zufallszahl ergibt. Aktuelle Bandbreiten sind hierfür nicht ausreichend. Die Gegenmaßnahme ist für MitM Angriffe irrelevant, da

dieser die Nachrichten im Transit anpassen kann.

MitM Angriff auf rekursive Resolver im Internet ist mit **BGP Prefix Hijacking** realisierbar. MitM Angriff auf Stub-Resolver im lokalen Netz mit **ARP Cache Poisoning** oder im offenen WLAN möglich.

Eine weitere Gegenmaßnahme ist DNSSEC zu verwenden, welches DNS Records signiert und die höheren name servern signieren die public keys ihrerer Kinder (Chain of trust). Gewährt Integrität und Authentizität aber keine Vertraulichkeit. Allerdings werden die Antworten deutlich größer und erfordert mehr Aufwand beim Domain Betreiber. Das Protokoll ist für 2nd Level Domains immer noch kaum verbreitet.

Record-Typ	Zweck	Wichtigste Werte in RData
DNSKEY	Bereitstellung des public key	Validierungsschlüssel, Signaturalgo
RRSIG	Bereitstellung der Signatur eines RRset	Typ und TTL des Sets, Signatur,...
DS	Verkettung zu Kind-Domain	Hashwert des Kindsschlüssel, Hashalgo, ...
NSEC/NSEC3	Authentifizierung von Nicht-Existenz des Records	Hash nächsten Records

- DoT (DNS over TLS)
- DHS (DNS over HTTPS)
- Beide
  - Sicherer Transport (Vertraulichkeit, Integrität, Authentifizierung)
  - Sichern der Kommunikation zwischen Stub Resolver, Forwarder, Resolver
  - Gewährleisten keine Authentizität der Daten

Weitere Angriffe auf das DNS:

- Domain Hijacking
  - Übernahme von Nutzerkonten bei Domain-Registraren
  - Anfreifer kann dann legitimiert Werte im autoritativen Server anpassen
- Flooding-Angriff gegen DNS-Server
  - Üblicherweise durch Botnetz
  - Durch zu viele Anfragen versagt der Dienst (DoS)
- Zensur des DNS
  - Üblicherweise durch staatliche Stellen um Dienste zu sperren
  - Betreiber von Resolvern (z.B. ISP) filtern Werte
  - Kann durch das Verwenden von anderen Resolvern umgangen werden

#### 4.6.2 Drittsystem Beeinflussung durch DNS

Ein Endsystem wird durch fluten mit DNS Anfragen überlastet (DDoS).

Bei einem **DNS Amplification DDoS Angriff** senden Angreifersysteme mit gespoofter Opfer-IP-Adresse Anfragen an DNS Server. Die größeren Antwortpakete werden an das Opfer gesendet und überlastet dessen Systeme.

Als Gegenmaßnahme können die Kapazitätsreserven an Netz und Systemen vergrößert werden und spezialisierte Weiterleitungsdienste mit starker Infrastruktur benutzt.

Der DNS Dienst kann die Antwortgröße minimieren um den Amplification-Faktor gering zu halten. DNSSEC wirkt hier kontraproduktiv.

Außerdem kann versucht werden Pakete mit gespoofter IP-Adresse im Ursprungsnetz zu filtern. Sicherheitsbehörden versuchen Botnetze stillzulegen.

Bei **DNS Tunneling** werden ausgespähte Informationen aus einem kompromittierten Netzwerk exfiltriert und Netzsperrern und Firewalls umgangen. Außerdem können so Bots verdeckt mit ihrem Bot Master kommunizieren.

Hierzu setzt ein Angreifer einen autoritativen Server und Domain als Endpunkt auf, an den der Client Anfragen mit im Namen codierten Daten sendet. Die Resolver leiten dann unentdeckt diese Daten und die Antworten zwischen Angreifer und Client hin und her.

Mittels Firewalls bzw. IDS/IPS können mit statischer Anomaliedetektion solche auffälligen Anfragen gefiltert werden. Denn die angefragten Namenn sind häufig auffällig und es entsteht viel DNS-Verkehr zu einer oder wenigen Domains.

Mit dem **Sender Policy Framework** (SPF) wird das unautorisierte Versenden von Emails von einer Absender Domain (Email Spoofing) verhindert. Dafür spezifiziert der Domain Betreiber in seinen DNS Einträgen wer Emails senden darf. Der Empfänger holt sich diesen Record und lehnt die Email ab falls der Sender nicht autorisiert ist. Oftmals ineffektiv um nicht versehentlich legitime Emails zu blockieren.

Weitere Sicherheitsmechanismen sind:

- DKIM
  - Verhindert Email Spoofing mit Signatur durch Absende-Server und Eintragen des public keys im DNS
- Domain Validation
  - Automatisierte Ausstellung von TLS-Zertifikaten an Domain Inhaber, welche den public key an den Domain Namen binden
- DANE
  - Erlaubt Nachweis der Echtheit von TLS Zertifikaten einer Domain durch DNS Einträge, benötigt DNSSEC

## 4.7 Border Gateway Protocol

Datenpakete im lokalen Netz werden über Adresstabellen gerouted. Dabei speichert der routende Switch welche MAC an welchem Port anliegt. Beim ersten empfangen von Nachrichten an einem Port wird die MAC des Senders mit Port in die MAC Adress table gespeichert. Ist ein Empfänger nicht eingetragen, wird die Nachricht an alle Port ausgegeben ("fluten").

Beim Routen mit IP-Adressen wird über den IP-Adressbereich ("Präfix") geroutet, die Routingtabellen werden über das Border Gateway Protocol (BGP) gebildet.

Hierfür abstrahieren wir das Netzwerk in Knoten aus große autonomen Systemen (AS) was in sich gekapselte Netzwerke sind.

BGP kümmert sich nur um das Routing zwischen diesen Netzwerkknoten. Innerhalb der AS können verschiedene andere Protokolle zum Routen verwenden.

Jedes autonome System umfasst hierbei ein IP-Netz. Nachrichten zwischen ASs werden

nach dem längsten Präfix gewählt und sonst nach der kürzesten Route. Beim Routen wird zum Beispiel der Pfad über den Knoten 1.1.1.0/24 zu 1.1.0.0/16 präferiert, selbst wenn dieser Pfad länger ist.

Beim BGP Sub-prefix hijacking leitet ein AS die Nachrichten über sein Netzwerk indem er den anderen ASs einen spezifischen Präfix mitteilt ("announce"). Dadurch werden Daten über seinen Knoten geleitet, auch wenn es nicht der kürzeste Pfad ist. Dadurch sieht der Angreifer die komplette Kommunikation des Opfers. Beim same-prefix hijacking announced der AS den selben Präfix wie sein Opfer.

Der Sub-prefix Angriff betrifft prinzipiell alle Netze, beim same-prefix hijacking sind nur Netze mit kürzeren Routen zum Ziel betroffen.

Weiterhin können die ungeleiteten Daten nicht ans Ziel weitergeleitet werden, sondern das Netz simuliert die Webseite des Ziels und übernimmt die Rolle des Zieles.

BGP Hijacking ist relativ schwierig, da der Angreifer am ISP vorbei agieren muss um BGP-Speaker zu sein.

Gegenmaßnahmen:

- Regional Internet Registries (RIRs) betreiben Internet Routing Registries (IRRs), wo eingetragen wird wem welche Präfixe gehören
- RPKIs können versichern dass dem Sender eines BGP announcements der Adressbereich gehört
- IP-Raum von mindestens /24, d.h. 256 Adressen benötigt mit 20\$/Adresse

## 4.8 Sichere Verbindungen

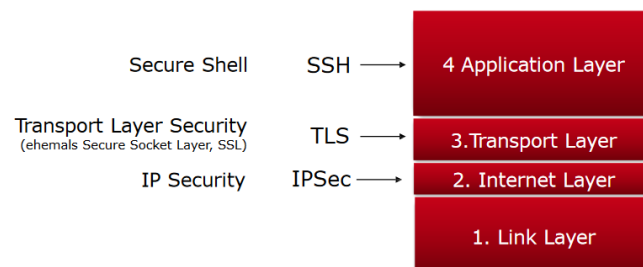


Abbildung 29: Sichere Verbindungsprotokolle nach TCP Ebene

### 4.8.1 TLS

TLS erfüllt die Schutzziele Authentizität des Kommunikationspartners, Vertraulichkeit der Daten (symmetrische Verschlüsselung) und Integrität der Daten (HMAC).

Sie bietet Replay Protection gegen das Wiedereinspielen alter Nachrichten, da Nonces verwendet werden.

(Perfect) forward secrecy schützt Daten auch wenn der private Schlüssel öffentlich wird.



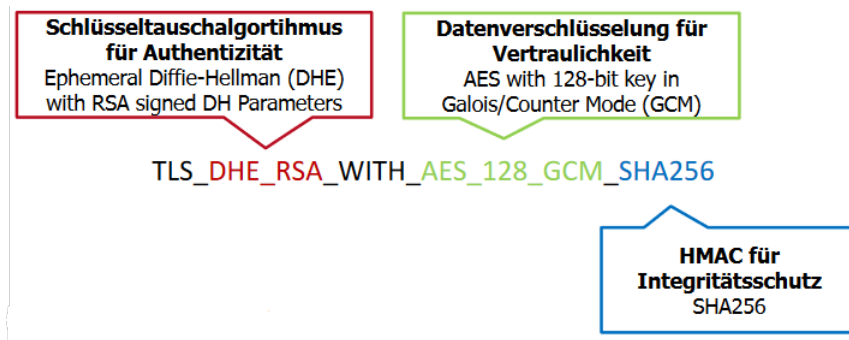


Abbildung 30: Cipher Suites spezifizieren die Parameter einer TLS-Session

Die TLS Verbindungsaufbau funktioniert wie folgt:

- (0)  $CA \rightarrow Server$  :Zertifiziert public key des Servers
- (1)  $Alice \rightarrow Server$  :Startet Verbindungsaufbau
- (2)  $Alice \leftrightarrow Server$  :Diffie-Hellman Schlüsselaustausch
- (3)  $Server \rightarrow Alice$  :Zertifikat + Signatur der DH-Parameter
- (4)  $Alice \leftrightarrow Server$  :Sichere Kommunikation z.B. AES-GCM

Bei (0) bekommt der Server von einer Certification Authority (CA) den Zusammenhang zwischen privaten key und Domainnamen zertifiziert. Die Zertifizierung funktioniert hierbei wie folgt:

- (1)  $Server$  :Generiert asymmetrisches Schlüsselpaar
- (2)  $Server$  :Erstellt Zertifikatsrequest mit Name und public key
- (3)  $Server$  :Signiert Request mit private key
- (4)  $Server \rightarrow CA$  :Sendet signiertes Request
- (5)  $CA \rightarrow Server$  :Prüft Identität und stellt Zertifikat aus

In (2) kann sich Alice nicht sicher sein das sie mit dem Server kommuniziert (MitM). Erst in (3) authentifiziert sich der Server Alice gegenüber indem er seinen DH Parameter ( $g^b$ ) signiert und mittels Zertifikat so Alice nachweist dass er kein Angreifer ist.

Eine Schwachstelle von TLS ist ein Fallback auf unverschlüsselte Kommunikation, welche jedoch notwendig ist um Kompatibilität zu wahren.

TLS schützt Daten im Transit auf Anwendungsebene, d.h. jede Anwendung muss TLS selbst einbinden, es bietet aber keine Ende-zu-Ende-Verschlüsselung.

#### 4.8.2 IPSEC/VPN

Ein Site-to-Site VPN ist eine verschlüsselte Verbindung zwischen dem Client und einem Server. Hierbei wird den Kommunikationspartnern des Clients simuliert, dass er sich innerhalb des selben privaten Netzes befindet.

Dafür wird das eigentliche IP-Paket verschlüsselt und mit einem neuen IP header versehen.

Das Anpassen des Headers wird hierbei vom Gateway realisiert und der Client weiß in der Regel nichts davon.

Im Transport Modus wo nur der Payload verschlüsselt ist bleiben die Adressen der Kommunikationspartner weiterhin sichtbar. Beim Tunnelmodus wo auch der Header verschlüsselt ist bleiben die Kommunikationspartner verborgen.

Beim Remote Access VPN wird der Rechner virtuell ins interne Netz integriert. Dabei weiß der Client dass er eine VPN Verbindung zu dem anderen Netz besitzt. Er besitzt seine normale IP-Adresse und eine IP-Adresse aus dem internen Netz.

	TLS	VPN
Start/Endpunkt	Client/Server	Client/Gateway
Verbindungssteuerung	Anwendung	Betriebssystem/Gateway
Verschlüsselte Daten	Anwendungsdaten	Alle Datenströme
Vertrauensanker	Zertifizierungsstellen	Manuelle Konfiguration
Protokolle	TLS, DTLS	IKE, IKEv2, IPSEC, OpenVPN,...

### 4.8.3 Onion-Routing/TOR

Pakete werden über das TOR Netzwerk versendet und dabei über eine variable Anzahl an Router geleitet bis sie das Ziel erreichen.

Dabei sieht jeder Router nur die Adresse von der sein Paket kam und wohin er es weiter leitet. Damit Sender und Empfänger keiner Partei bekannt wird, werden mindestens 3 Router benötigt.

TOR erschwert es Datenströme zuzuordnen, bietet aber keine perfekte Anonymität, da Pakete über korrelierende Paketgrößen zugeordnet werden (Metadaten).

## 4.9 Public Key Infrastrukturen

Wir unterscheiden drei Vertrauensmodelle:

- Direct Trust
  - Kommunikationspartner tauschen öffentliche Schlüssel bzw. Zertifikate aus
  - Schlüssel/Zertifikate müssen mit gespeicherten verglichen werden, sonst ist ein MitM Angriff möglich
  - Nur relevant wenn sich Kommunikationspartner vorher kennen
- Hierarchical Trust
  - Authentizität der Parteien durch Zertifikate von vertrauenswürdige Parteien (CAs)
  - Schlüssel der CAs müssen separat übermittelt werden
  - Zertifikatsstellen müssen selbst wieder vertrauenswürdig sein
- Web of Trust
  - Vertreter ist PGP
  - Introducer schafft für Dritte Vertrauen zu neuen Kommunikationspartnern

Widerruf von Zertifikaten erfolgt mittels Zertifikatssperrlisten (CRL). Diese signierte Liste von gesperrten Zertifikaten einer CA sind in jedem Zertifikat verlinkt, sodass der Nutzer diese direkt überprüfen kann.

Mit dem Online Zertifikate Status Protokoll (OCSP) kann bei den CAs nachgefragt werden ob ein gegebenes Zertifikat noch gültig ist.  
Da beides wenig genutzt wird, werden in der Regel einfach die Gültigkeitszeiträume von Zertifikaten verkürzt.

Siehe auch [3.8](#).