Computersystemsicherheit

Niclas Kusenbach
LaTeX version: SCHOUTER

Table of Contents

Contents

1 Kryptografie

Die Kryptografie wird in drei Hauptkategorien unterteilt:

1. Symmetrische Kryptografie
2. Hashfunktionen
3. Asymmetrische Kryptografie

1.1 Symmetrische Kryptografie

Symmetrische Kryptografie ist eine Menge von kryptografischen Protokollen, bei der derselbe geheime Schlüssel für die Ver- und Entschlüsselung von Daten verwendet wird.

Symmetrische Kryptosysteme

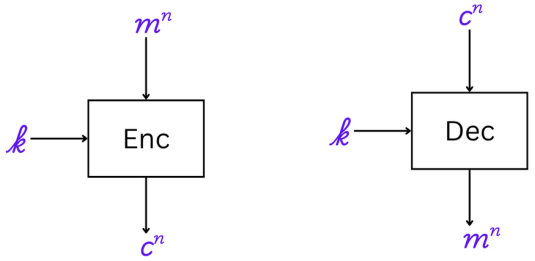
Ein symmetrisches Kryptosystem ist ein 5-Tupel (M, K, C, e, d) bestehend aus:
- einer Menge M von Klartexten,
- einer Menge K von Schlüsseln,
- einer Menge C von Chiffretexten,
- einer Verschlüsselungsfunktion $e : M \times K \to C$,
- einer Entschlüsselungsfunktion $d : C \times K \to M$,

so dass für alle Klartexte $m \in M$ und alle Schlüssel $k \in K$ gilt, dass $d(e(m, k), k) = m$.

1.1.1 Blockchiffren

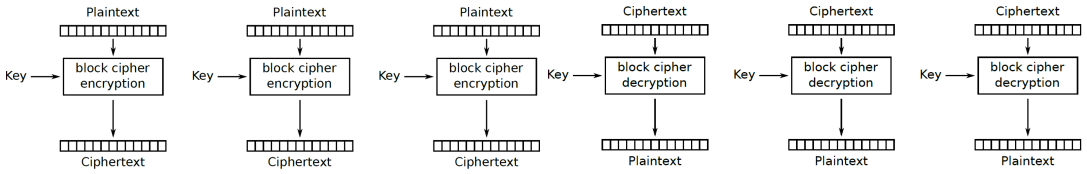
Definition

Blockchiffren sind Kryptosysteme, die nur Blöcke fester Länge verschlüsseln können.



- Ein Blockchiffre arbeitet auf einem Klartextblock der Länge b, um einen Chiffretextblock der Länge b zu erzeugen.
- Der gleiche Schlüssel kann mehrmals auf unterschiedliche Blöcke verwendet werden.
- Beispiele von Blockchiffren: AES, DES, 3DES, Serpent, Twofish, Blowfish, etc.

Electronic Code Book (ECB) Modus



Electronic Codebook (ECB) mode encryption

Electronic Codebook (ECB) mode decryption

Wenn die Blöcke nicht die Länge n haben, können trotzdem beliebige Nachrichten verschlüsselt werden, da eine **Auffüllfunktion** (Padding function) benutzt wird.

Bei vielen Padding-Verfahren wird *immer* ein Padding hinzugefügt, auch wenn die Nachricht bereits ein Vielfaches der Blocklänge n hat. Dies ist notwendig, damit die $unpad()$-Funktion eindeutig feststellen kann, wie viele Bytes entfernt werden müssen. Eine gute Auffüllfunktion sollte umkehrbar sein, d.h. es muss eine $unpad()$-Funktion geben mit $unpad(pad(x)) = x \quad \forall x \in M*$.

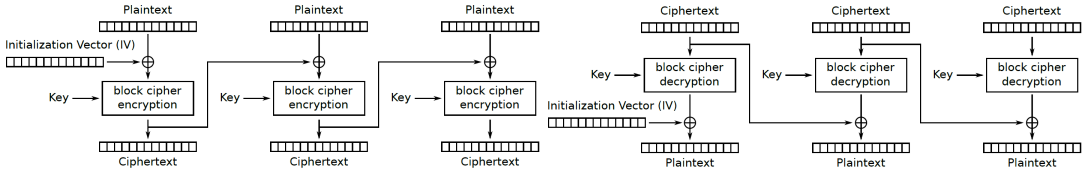
Vorteile:

- Unkomplizierte Bedienung. Jeder Block wird unabhängig bearbeitet.
- Parallelisierbarkeit von Ver- und Entschlüsselungsverfahren.
- Beschädigte Datenblöcke beeinflussen keine anderen Blöcke (Fehlertoleranz).

Nachteile:

- *Deterministisch:* Muster im Klartext sind sichtbar. Identische Klartextblöcke ergeben immer identische Chiffretextblöcke.
- *Keine Diffusion:* Kleine Änderungen im Klartext führen zu lokalisierten Änderungen im Geheimtext.

Cipher Block Chaining (CBC) Modus



Cipher Block Chaining (CBC) mode encryption

Cipher Block Chaining (CBC) mode decryption

Zur Formalisierung von CBC benötigen wir randomisierte Kryptosysteme. Der Zufallswert r wird hier als Initialisierungsvektor (IV) bezeichnet.

Randomisierte symmetrische Kryptosysteme

Ein randomisiertes symmetrisches Kryptosystem ist ein 5-Tupel (M, K, C, e, d) bestehend aus:

- einer Menge M von Klartexten,
- einer Menge K von Schlüsseln,
- einer Menge C von Chiffretexten,
- einer Menge R von Zufallswerten (z.B. IVs),
- einer Verschlüsselungsfunktion $e : M \times K \times R \to C$,
- einer Entschlüsselungsfunktion $d : C \times K \to M$,

(Anmerkung: Die Entschlüsselung d benötigt den IV r, dieser wird aber typischerweise als Teil des Chiffretextes C übermittelt und nicht als separater Zufallseingang für d selbst.)

Sei $r \in R$ der Initialisierungsvektor (IV). **Verschlüsselung**

$$e^*(x_0x_1 \dots x_n, k, r) = y_0y_1 \dots y_n \text{ mit } y_0 = e(x_0 \oplus r, k) \quad \text{und} \quad y_i = e(x_i \oplus y_{i-1}, k) \quad \text{für } i \geq 1$$

Entschlüsselung

$$d^*(y_0y_1 \dots y_n, k, r) = x_0x_1 \dots x_n \text{ mit } x_0 = d(y_0, k) \oplus r \quad \text{und} \quad x_i = d(y_i, k) \oplus y_{i-1} \quad \text{für } i \geq 1$$

- Zur Verschlüsselung muss ein Wert $r \in R$ (der IV) gewählt werden.
- Zufallswerte aus R (IVs) sind nicht geheim, sie können unverschlüsselt mit dem Chiffrat gespeichert und verschickt werden (meist als erster Block).
- Wir wollen $e(x, k, r^1) \neq e(x, k, r^2)$ für $r^1 \neq r^2$.
- Wichtig für die Sicherheit ist, dass der IV (Zufallswert r) **eindeutig** (nie doppelt für denselben Schlüssel) und **unvorhersagbar** ist.
- Muster im Klartext sind im Chiffrat nicht mehr erkennbar.
- Gleiche Klartextblöcke werden unterschiedlich verschlüsselt.
- Ein fehlerhafter Chiffreblock y_i führt nur zur fehlerhaften Entschlüsselung des aktuellen Blocks x_i und des unmittelbar nachfolgenden Blocks x_{i+1}.
- Verschlüsselung ist **nicht** parallelisierbar (sequenziell), Entschlüsselung ist parallelisierbar.

CBC Padding Oracle Attack CBC ist anfällig für Padding-Oracle-Angriffe

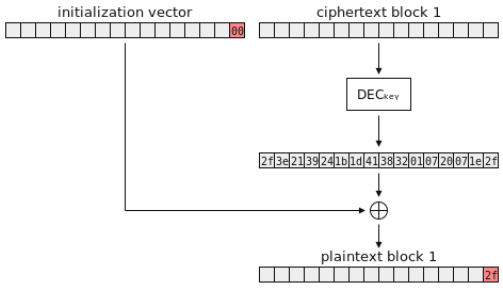
Ein solcher Angriff ermöglicht es, einen Geheimtext Schritt für Schritt zu entschlüsseln, ohne den Verschlüsselungsschlüssel zu kennen. Der Angreifer nutzt aus, wie ein Server auf fehlerhaftes Padding reagiert.

Der Angreifer:

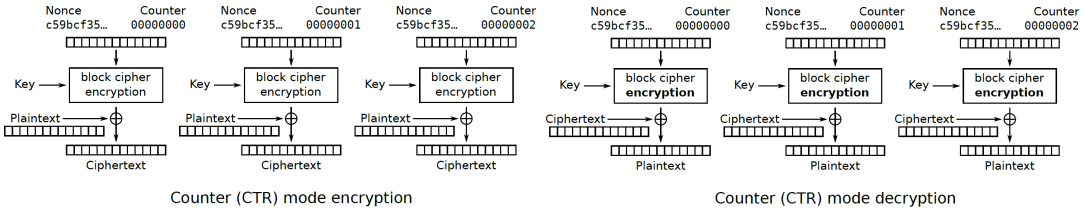
- hat keinen Zugriff auf den geheimen Schlüssel.
- ist in der Lage, gültige Chiffretexte abzufangen.
- ist in der Lage, modifizierte Versionen des Chiffretextes an das Orakel/Server zu senden und dessen Antworten zu beobachten.

Das Orakel (Server):

- muss ein überprüfbares Padding-Schema verwenden.
- muss dem Angreifer verraten, ob ein entschlüsselter Text ein gültiges (oder nicht) Padding hat. Dies kann geschehen durch:
  1. direkte Fehlermeldungen (z.B. HTTP 500) oder
  2. Side-Channel-Messungen (z.B. Unterschiede im Antwortverhalten).



Counter Mode (CTR) Modus



Um diesen Modus zu formalisieren, benötigen wir eine randomisierte Zählfunktion, die einen "Nonce" (Number used once) r verwendet.

- Ein randomisierter Zähler (Funktion $ctr(r, i)$) bildet einen Zufallswert (Nonce r) und eine natürliche Zahl i (Zähler) auf eine Bitkette fester Länge ab.
- Eine einfache Implementierung benutzt die Binärdarstellung der natürlichen Zahl (LSB- oder MSB-Kodierung) mit 0-Padding, konkateniert mit der Nonce.
- Ein randomisierter Zähler $\text{ctr}(r, \cdot)$ sollte injektiv sein (für ein festes r). Man sollte die Periode (Wiederholung) so lang wie möglich wählen.
- Die Nonce r muss für denselben Schlüssel **nie** wiederverwendet werden.

Verschlüsselung:

$$e^*(x_0x_1 \dots x_n, k, r) = y_0y_1 \dots y_n \text{ mit } y_i = e(\text{ctr}(r, i), k) \oplus x_i$$

Entschlüsselung:

$$d^*(y_0y_1 \dots y_n, k, r) = x_0x_1 \dots x_n \text{ mit } x_i = e(\text{ctr}(r, i), k) \oplus y_i$$

Der CTR Modus unterscheidet sich stark von den vorher betrachteten Betriebsmodi:

- Ver- und Entschlüsselung nutzen beide die Verschlüsselungsfunktion e der Blockchiffre; die Entschlüsselungsfunktion d selbst wird nicht benötigt.
- Ver- und Entschlüsselung sind identisch (XOR mit dem Keystream).
- Die Berechnung des Keystreams $e(\text{ctr}(r, i), k)$ ist unabhängig vom zu verschlüsselnden Text.
- Ver- und Entschlüsselung können vollständig parallelisiert werden.
- CTR ist eine One-Time-Pad-Konstruktion, bei der die Blockchiffre als Pseudozufallsgenerator (Keystream-Generator) dient.

Advanced Encryption Standard (AES)

- Blocklänge ist 128 bereits
- AES-Schlüssel können $128, 192,$ oder256 bits lang sein

Sicherheit

- AES ist sicher solange die Implementierung und dazugehörige Systeme richtig konfiguriert sind (s. CBC Padding Attack)
- Schwache Schlüssel und IV-Generierung kann die Sicherheit von AES gefährden
- Side-channel Angriffe wie cache-timing und power analysis können verwendet werden, um den Schlüssel abzuleiten

Gegenmaßnahmen

- Konstantzeit-Implementierung (gegen Timing Angriffe): Ausführungszeit von Code soll unabhängig von den verarbeiteten geheimen Daten sein
-

Stromchiffren Stromchiffren können beliebig lange Bitketten verschlüsseln. Dabei sind Klar- und Chiffretexte beliebiger Länge, nur der Schlüssel hat eine feste Länge. Aus dem Schlüssel wird ein pseudozufälliger Schlüsselstrom erzeugt. Pseudozufallszahlen hängen von ihren Startparametern ab (seed) ab - gleiche Parameter liefern gleiche Zufallszahlen Ver- und Entschlüsselung ist ein bitweise exklusives oder (XOR) mit dem Schlüsselstrom. Ein Kryptosystem heißt Stromchiffre, wenn es eine Funktion $keystream(x, z) = |x|$ gibt, so dass $e(x, y) = d(x, z) = x \oplus keystream(x, y)$. Die Funktion keystream nenn wir Schlüsselstromgenerator und ihren Funktionswert Schlüsselstrom.

- Keystream sollte ein Pseudozufallszahlengenerator sein
- Keystream kann unabhängig vom INhalt der ersten Variable sein, also $keystream(x_1, k) = keystream(x_2, k)$ für beliebige x_1 und x_2 mit $|x_1| = |x_2|$
- Falls der Schlüsselstrom sich wieder, ist die Stromchiffre nicht mehr sicher

ChaCha20 ist eine moderne Stromchiffre, die als Alternative zu AES entwickelt wurde.

1.2 Kryptografische Hashfunktionen

Eine Hashfunktion ist ein Algorithmus, der eine Eingabe beliebiger Größe in einen Hashwert mit einer festen Länge umwandelt. Hashfunktionen sind deterministisch, erlauben eine schnelle Berechnung und bieten Integritätsschutz (Änderung der Eingabe ändert den Hash) Eigenschaften einer Hashfunktion:

1. **Pre-Image Resistance**
   Bei gegebenem Hashwert h ist es rechnerisch unmöglich, die ursprüngliche Nachricht m zu finden, so dass $H(m) = h$.
2. **Second-Image Resistance**
   Bei gegebener Nachricht m_1 ist es rechnerisch unmöglich, eine andere Nachricht m_2 zu finden, die denselben Hashwert erzeugt, so dass $H(m_1) = H(m_2)$
3. **Collision Resistance**
   Es ist rechnerisch unmöglich irgendwelche zwei unterschiedlichen Nachrichten m_1 und m_2 zu finden, die denselben Hashwert erzeugen, so dass $H(m_1) = H(m_2)$

Hashfunktion	**Output**	**Sicherheit**	**Anwendung**
MD5	128 Bits	Unsicher	X
SHA-1	160 Bits	Unsicher seit 2017	X
SHA-256	256 Bits	Sicher	TLS/SSL, hashing, Blockchain
SHA-3/Keccak	224/256/384/512 Bits	Sicher	Ähnlich wie SHA-2 (aber langsamer ohne Hardware Unterstützung)

Table 1: *Vergleich von Hashfunktionen*

1.3 Asymmetrische Kryptografie

1.3.1 Grundlagen

Bei einem asymmetrischem Kryptosystem gibt es verschiedene Schlüssel.

1. Öffentliche Schlüsel werden frei für alle interessierten Mitredner veröffentlicht.
2. Eine geheime Nachricht muss erst mit dem öffenltichen Schlüssel verschlüsselt an den Empfänger zugeschickt werden.

Asymmetrische Kryptografie

Ein asymmetrisches Kryptosystem ist ein 7-Tupel $(M, K_s, K_p, K, C, e, d)$ bestehend aus
- einer Menge M von Klartexten,
- einer Menge K_s von geheimen/privaten Schlüsseln,
- einer Menge K_p von öffentlichen Schlüsseln
- einer Menge $K \subset K_s \times K_p$ von Schlüsselpaaren,
- einer Menge C von Chiffretexten,
- einer Verschlüsselungsfunktion $e : M \times K_p \to C$,
- einer Entschlüsselungsfunktion $d : C \times K_s \to M$,

so dass für alle Klartexte $m \in M$ und alle Schlüsselpaare $(s, p) \in K$ gilt, dass $d(e(m, p), s) = m$.

Prinzip:

- Verschlüsselung mit **öffentlichem Schlüssel** des Empfängers
- Entschlüsselung mit **privatem Schlüssel** des Empfängers
- Kein vorheriger Schlüsselaustausch nötig (im Gegensatz zu symmetrischer Kryptographie)

1.4 RSA-Kryptosystem

Idee

Das RSA-Kryptosystem (nach **Rivest, Shamir, Adleman**, 1977) ist das bekannteste Verfahren der asymmetrischen Kryptographie. Es basiert auf der Schwierigkeit, eine große Zahl $n = p \cdot q$ in ihre Primfaktoren zu zerlegen.

1.4.1 Schlüsselerzeugung

1. **Wähle zwei große Primzahlen** p, q mit $p \neq q$.
2. Berechne das **RSA-Modul**:
$$n = p \cdot q$$
3. Berechne die **Eulersche Totientfunktion**:
$$\varphi(n) = (p-1)(q-1)$$
Diese gibt die Anzahl der zu n teilerfremden Zahlen an.
4. Wähle den **Verschlüsselungsexponenten** e mit
$$1 < e < \varphi(n), \quad \gcd(e, \varphi(n)) = 1$$
(d. h. e und $\varphi(n)$ sind teilerfremd).
5. Berechne den **Entschlüsselungsexponenten** d als **modulares Inverses** von e:
$$d \cdot e \equiv 1 \pmod{\varphi(n)}$$
Dies geschieht mit dem **erweiterten Euklidischen Algorithmus**.

Beispiel: Erweiterter Euklidischer Algorithmus

Gegeben $e = 17$ und $\varphi(n) = 3120$:
Wir suchen d mit $17d \equiv 1 \pmod{3120}$.

$$\begin{aligned} 3120 &= 17 \cdot 183 + 9 \\ 17 &= 9 \cdot 1 + 8 \\ 9 &= 8 \cdot 1 + 1 \\ 8 &= 1 \cdot 8 + 0 \end{aligned}$$

Rückwärtseinsetzen:

$$1 = 9 - 8 = 9 - (17 - 9) = 2 \cdot 9 - 17 = 2(3120 - 17 \cdot 183) - 17 = 2 \cdot 3120 - 367 \cdot 17$$

Daraus folgt:

$$d \equiv -367 \equiv 2753 \pmod{3120}$$

Ergebnis: $d = 2753$.

Damit gilt:

$$\text{Öffentlicher Schlüssel: } (e, n), \quad \text{Privater Schlüssel: } (d, n)$$

1.4.2 Verschlüsselung und Entschlüsselung

- **Verschlüsselung:**
$$c = m^e \bmod n$$
- **Entschlüsselung:**
$$m = c^d \bmod n$$

Sicherheit von RSA:

- Basierend auf **Faktorisierungsproblem**: Schwierigkeit, n in p und q zu zerlegen
- Kenntnis von p, q oder $\varphi(n)$ ermöglicht Berechnung von d
- **Multiplikative Eigenschaft**: $(m_1^e \mod n) \cdot (m_2^e \mod n) \mod n = (m_1 m_2)^e \mod n \rightarrow$ problematisch für Sicherheit
- Durch **Quantencomputer** (Shor-Algorithmus) brüchbar
- p und q sollten groß und ähnlich groß sein (gleiche Bitlänge)

1.5 ElGamal-Kryptosystem

ElGamal Schlüsselerzeugung (Alice)

- Wähle eine **zyklische Gruppe** $G = (\mathbb{G}, \circ, e)$ mit großem Primzahlmodulus (z. B. $\mathbb{Z}_p^\times$) und einem **Erzeuger** g
- Wähle einen privaten Exponenten $a \in \{1, \ldots, \text{ord}(g) - 1\}$ und berechne $A = g^a \bmod p$
- **Privater Schlüssel:** a
- **Öffentlicher Schlüssel:** (G, g, A)

Verschlüsselung (an Alice):

- Wähle zufällig $r \in \{1, \ldots, \text{ord}(g) - 1\}$
- Berechne $R = g^r \bmod p$
- Berechne gemeinsamen Schlüssel $K = A^r = (g^a)^r = g^{ar} \bmod p$
- Berechne $C = (R,\, m \cdot K \bmod p)$ und sende C

Entschlüsselung (Alice):

- Berechne $K = R^a = (g^r)^a = g^{ra} \bmod p$
- Berechne das Inverse $K^{-1} \bmod p$
- Entschlüssele $m = C_2 \cdot K^{-1} \bmod p$

Sicherheit von ElGamal:

- Sicherheit basiert auf dem **Diskreten Logarithmusproblem (DLP)**: gegeben (g, g^a) ist a schwer zu bestimmen
- Angreifbar durch Quantencomputer (Shor-Algorithmus)
- **Probabilistisches Verfahren** durch Zufallswert $r \rightarrow$ semantisch sicher, wenn das **Decisional Diffie-Hellman-Problem (DDH)** schwer ist
- Aus einem gültigen Chiffrat (c_1, c_2) lässt sich leicht $(c_1,\, g \cdot c_2)$ für beliebiges $g \in G$ konstruieren — **nicht deterministisch**, daher keine Wiederverwendung von r

Hinweis: Bei allen Potenzoperationen und Multiplikationen muss stets das **Modulus** p angewendet werden. Der in der Vorlesung gezeigte Fehler (fehlendes mod$p$ bei K) wurde hier korrigiert.

- Kombination von asymmetrischer und symmetrischer Kryptographie

- Nachricht wird mit **symmetrischem Verfahren** verschlüsselt (schnell, effizient)
- Symmetrischer Schlüssel wird mit **asymmetrischem Verfahren** verschlüsselt (sicherer Schlüsselaustausch)
- Vorteile: Effizienz + Sicherheit, einfaches Teilen mit mehreren Empfängern
- Nachteil: Sicherheit von beiden Systemen abhängig

5. Digitale Signaturen

Zweck digitaler Signaturen

- **Authentizität**: Nachweis des Urhebers
- **Integrität**: Nachweis der Unverändertheit
- **Nicht-Abstreitbarkeit (Non-Repudiation)**: Unterzeichner kann Unterschrift nicht abstreiten

Rechtlicher Rahmen (eIDAS/VDG):

- **Einfache elektronische Signatur**: Keine besondere rechtliche Vermutung
- **Fortgeschrittene elektronische Signatur**: Eindeutige Zuordnung, hohes Vertrauen
- **Qualifizierte elektronische Signatur**: Rechtliche Gleichstellung mit handschriftlicher Unterschrift

1.5.1 RSA-Signaturen

RSA-Signaturverfahren

- Schlüsselgenerierung wie bei RSA
- Signieren: $s = (h(m))^d \mod n$
- Verifizieren: Teste ob $h(m) = s^e \mod n$
- **Hashfunktion h notwendig** zur Vermeidung von Angriffen

Digital Signature Algorithm (DSA)

DSA Parametergenerierung

1. Wähle Primzahl q (160/224/256 Bit)
2. Wähle Primzahl p (1024/2048/3072 Bit) mit $q \mid (p-1)$
3. Finde $g \in \mathbb{Z}_p^\times$ mit $\text{ord}(g) = q$
4. Parameter (p, q, g) sind öffentlich

DSA Schlüsselgenerierung und Signatur

- Privater Schlüssel: x mit $1 < x < q$
- Öffentlicher Schlüssel: $y = g^x \mod p$
- Signieren: Wähle k, berechne $r = (g^k \mod p) \mod q$, $s = k^{-1} \cdot (H(m) + r \cdot x) \mod q$
- Verifizieren: Berechne $w = s^{-1} \mod q$, $u_1 = H(m) \cdot w \mod q$, $u_2 = r \cdot w \mod q$, $v = (g^{u_1} \cdot y^{u_2} \mod p) \mod q$, akzeptiere wenn $v = r$

1.5.2 Sicherheitsbegriffe für Signaturen

Angreiferwissen

- **Key-Only Attack**: Nur öffentlicher Schlüssel bekannt
- **Known Signature Attack**: Nachricht-Signatur-Paare bekannt
- **Chosen Message Attack**: Signaturen für selbstgewählte Nachrichten erhältlich
- **Adaptive Chosen Message Attack**: Signaturen auch während Angriff erhältlich

Angreiferziele

- **Existential Forgery**: Neues gültiges Nachricht-Signatur-Paar
- **Selective Forgery**: Signatur für bestimmte neue Nachricht
- **Universal Forgery**: Signatur für beliebige Nachricht
- **Total Break**: Bestimmung des privaten Schlüssels

1.6 Schlüsselverteilung und Schlüsselaustausch

1.6.1 Schlüsselarten

- **Langzeitschlüssel**: Lange Gültigkeit (Monate/Jahre), häufig für Authentifizierung
- **Sitzungsschlüssel (Session Keys)**: Kurze Gültigkeit (eine Sitzung), reduziert Risiko bei Kompromittierung

Public Key Infrastructure (PKI)

Zertifikate

- Bestätigung der Zuordnung von öffentlichen Schlüsseln zu Identitäten durch vertrauenswürdige dritte Partei
- Enthalten: Öffentlicher Schlüssel, Name, Gültigkeitszeitraum, Aussteller, Signatur
- **X.509**: Hierarchisches, zentralisiertes System mit Root-Zertifikaten
- **Web of Trust**: Dezentrales System (PGP), gegenseitige Zertifizierung

1.6.2 Schlüsselaustauschprotokolle

Dolev-Yao-Angreifermodell

- Angreifer hat volle Kontrolle über Kommunikationskanal
- Kann: Abfangen, Verzögern, Unterdrücken, Ersetzen, Unter falscher Identität senden
- Kann **nicht**: Kryptographische Primitive brechen (perfekte Kryptographie angenommen)

Needham–Schroeder

- Symmetrische Version anfällig für Replay-Angriffe (veraltete Schlüssel)
- Asymmetrische Version sicherer, aber anfällig gegen aktive Angreifer ohne Authentifizierung

1.6.3 Diffie-Hellman-Schlüsselaustausch

Diffie-Hellman Protokoll

1. Einigung auf Primzahl p und Generator g von $\mathbb{Z}_p^\times$
2. A wählt a, sendet $g^a \mod p$ an B
3. B wählt b, sendet $g^b \mod p$ an A
4. A berechnet $(g^b)^a = g^{ab} \mod p$
5. B berechnet $(g^a)^b = g^{ab} \mod p$

Gemeinsamer Schlüssel: $K = g^{ab} \mod p$

Sicherheit:

- Basierend auf **Computational Diffie-Hellman Problem (CDH)**: Berechnung von g^{ab} aus g, g^a, g^b
- **Man-in-the-Middle-Angriff** möglich: Angreifer führt zwei separate DH-Protokolle
- Lösung: **Authenticated Diffie-Hellman** oder **Station-to-Station (STS)** Protokoll mit Signaturen

Station-to-Station (STS) Protokoll

- $A \to B$: g^a
- $B \to A$: g^b, $\{\text{sig}(sk_B, (g^a, g^b))\}_K$ mit $K = g^{ab}$
- $A \to B$: $\{\text{sig}(sk_A, (g^a, g^b))\}_K$

Signatur gewährleistet Authentizität und Integrität.

Logjam-Angriff (2015):

- Vorberechnung des diskreten Logarithmus für häufig verwendete Primzahlen
- Betraf 512/768 Bit, Abschätzung für 1024 Bit möglich
- Lösung: Verwendung größerer, individueller Primzahlen

2 Authentifizierung

2.1 Grundlagen

2.1.1 Begriffsdefinitionen

Identität

Eine Menge von Attributen, die eine Entität beschreiben (z.B. Name, Geburtsdatum, Wohnort).

Authentisierung

Die **Bereitstellung** von Unterlagen oder Nachweisen, die es ermöglichen, die Identität zu prüfen (z.B. das Vorzeigen eines Personalausweises).

Authentifikation / Authentifizierung

Die **Prüfung** und Echtheitsbezeugung der vorgelegten Unterlagen zur Identitätsfeststellung (z.B. der Vergleich des Fotos auf dem Ausweis mit der Person).

Autorisierung

Die Gewährung oder Verwehrung von Rechten an eine (authentifizierte) Entität.

2.1.2 Drei Ansätze der Authentisierung

Ziel ist die Identifikation von Subjekten (Menschen, Systeme, Dienste) und der Nachweis ihrer Identität.

- **Durch Wissen:** z.B. PIN, Passwort, kryptographischer Schlüssel.
- **Durch Besitz:** z.B. Smartcard, Token, SIM-Karte.
- **Durch Merkmale:** z.B. Biometrie (physiologische Eigenschaften).

2.2 Authentisierung durch Besitz

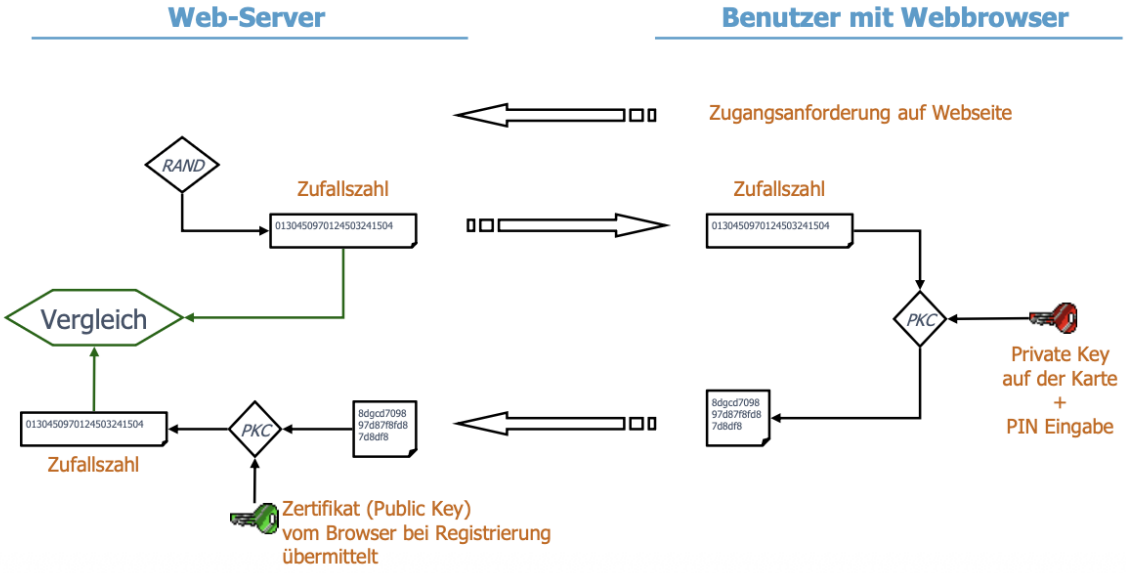
- **Statische Tokens:** Ein gespeichertes Geheimnis (z.B. privater Schlüssel) wird direkt genutzt.
- **Dynamische Tokens:** Das Geheimnis wird zur Berechnung von Authentifizierungs-Informationen genutzt (z.B. Challenge-Response).
- **Hardware-Tokens:** Schlüssel, SmartCard, Transponder.
- **Software-Tokens:** Cookie, Client-Zertifikat.

2.2.1 Beispiel: ATHENE KARTE (SmartCard)

- Besitzt einen **Kryptoprozessor** (z.B. CardOS 4.3b).
- Träger eines privaten Schlüssels (z.B. 2048 Bit RSA) und eines öffentlichen Zertifikats (digitale ID).
- Der **private Schlüssel ist nicht auslesbar** und zusätzlich durch eine PIN geschützt.

2.2.2 Challenge-Response-Verfahren (mit Kryptoprozessor)

Dies ist ein dynamisches Verfahren, das den privaten Schlüssel nutzt, ohne ihn preiszugeben.



1. **Benutzer (mit Webbrowser)** initiiert eine Zugangsanforderung auf einem Web-Server.
2. **Web-Server** generiert eine **Zufallszahl** (die "Challenge") und sendet sie an den Benutzer.
3. **Benutzer** gibt seine PIN ein, um den Kryptoprozessor der Karte freizuschalten. Die Karte "signiert" die Zufallszahl mit dem **privaten Schlüssel**.
4. **Benutzer** sendet die signierte Zufallszahl zurück an den Server.
5. **Web-Server** nutzt das **öffentliche Zertifikat** (Public Key) des Benutzers (das er z.B. bei einer Registrierung erhalten hat), um die Signatur zu prüfen.
6. Stimmt die verifizierte Zufallszahl mit der ursprünglich gesendeten überein, ist der Benutzer authentifiziert.

2.2.3 Probleme

- **Diebstahl:** Offensichtliches Problem.
- **Gegenmaßnahme:** Sicherung des Tokens durch ein zusätzliches Merkmal, z.B. Wissen (PIN für Hardware-Crypto, Passwort für Software-Crypto) oder 2. Faktor.
- **Extraktion der Schlüssel:** Angriffe auf die Token-Hardware.
- **Methoden:** Schwachstellen in der Firmware oder **Side-Channel-Angriffe** (z.B. Monitoring des Stromverbrauchs), um den privaten Schlüssel auszulesen.

2.3 Authentisierung durch Merkmale (Biometrie)

2.3.1 Anforderungen an biometrische Merkmale

- **Universalität:** Jede Person besitzt das Merkmal.
- **Eindeutigkeit:** Merkmal ist für jede Person verschieden.
- **Beständigkeit:** Merkmal ist (weitgehend) unveränderlich.
- **Quantitative Erfassbarkeit:** Messbar mittels Sensoren.
- **Performanz:** Genauigkeit und Geschwindigkeit der Erfassung/Prüfung.
- **Akzeptanz:** Benutzer müssen bereit sein, das Merkmal zu nutzen.

- **Fälschungssicherheit:** Schutz gegen Angriffe.

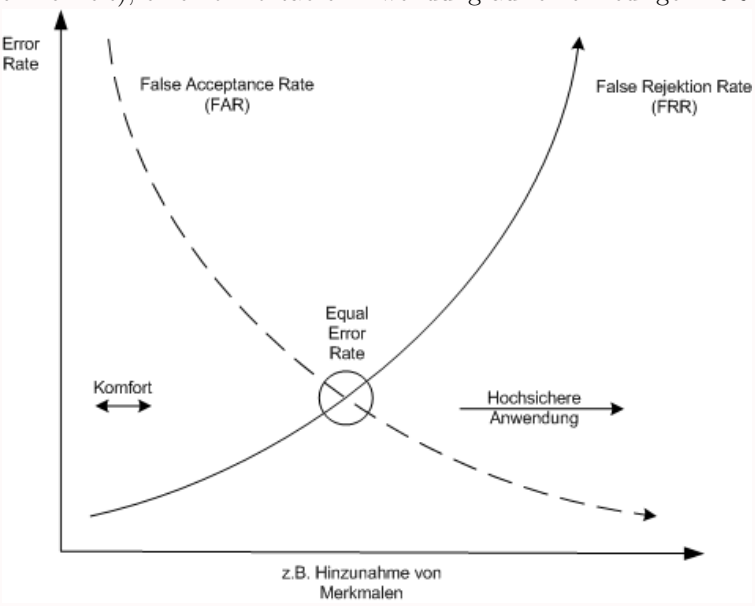
2.3.2 Prozesse und Fehlerraten

- **Enrollment:** Erstmalige Registrierung eines Benutzers und Erfassung seines Merkmals (Template).
- **Verifikation:** Erneute Erfassung und Vergleich mit dem gespeicherten Template.
- **Biometrie ist immer fehlerbehaftet** (ein statistischer Test).

Fehlerraten

- **False Acceptance Rate (FAR):** Ein Unberechtigter wird fälschlicherweise authentifiziert. **(Sicherheitsproblem!)**
- **False Rejection Rate (FRR):** Ein Berechtigter wird fälschlicherweise abgewiesen. **(Benutzbarkeits-/Akzeptanzproblem!)**
- **Equal Error Rate (EER):** Der Punkt, an dem FAR = FRR.

Man muss für den Anwendungsfall abwägen: Eine hochsichere Anwendung optimiert auf eine niedrige FAR (auf Kosten der Bequemlichkeit), eine komfortable Anwendung auf eine niedrige FRR.



2.3.3 Beispiel: Fingerabdruck

- Es wird nicht das Bild gespeichert, sondern ein Template aus **Minutien** (Verzweigungen, Endpunkte, etc.) mit relativen Koordinaten und Winkeln.
- Problem: Schlechte Abdrücke können zu fehlenden Minutien führen (-¿ höhere FRR).

2.3.4 Probleme der Biometrie

- **Datenschutz:** Biometrische Merkmale können "intrusiv" sein und sensible Daten enthüllen (z.B. Venenmuster, DNA -¿ Gesundheitsdaten).
- **Speicherung:** Es sollten Referenzdaten (Templates) gespeichert werden, aus denen das Merkmal nicht rekonstruiert werden kann.
- **Keine oder begrenzte Widerrufbarkeit:** Ein kompromittierter Fingerabdruck (oder Iris, DNA) kann nicht einfach "gesperrt" und ersetzt werden wie ein Passwort.
- **Kompromittierung:** Wenn eine Kopie erstellt werden kann (z.B. von einem Lesegerät gestohlen), wird die Authentifizierung durch *Merkmal* ("Wer bin ich?") zu einer Authentifizierung durch *Wissen* ("Wie sieht Merkmal X aus?").

- **Gegenmaßnahme: Lebendverifikation** (Liveness Detection) prüft, ob ein echter Finger (keine Plastik-Kopie) aufliegt.

2.4 Authentisierung durch Wissen

2.4.1 Passwörter

Gängigste Methode. Werden (idealerweise) nicht im Klartext, sondern als **Hash-Wert** gespeichert (z.B. in `/etc/shadow` (Linux) oder via LSASS (Windows)).

Evolution der Passwort-Authentifizierung

1. **Plaintext-Übertragung:** Passwort wird im Klartext gesendet (z.B. `telnet`, `ftp`).
2. **Problem:** Passiver Angreifer (Sniffer) im Netz sieht alle Passwörter.
3. **Übertragung mit TLS:** Der Kanal ist geschützt (z.B. HTTPS).
4. **Problem:** Wenn der Server das Passwort im Klartext in seiner Datenbank speichert, erlangt ein Angreifer bei einem Datenbank-Leak alle Passwörter.
5. **Server speichert Hash:** Server speichert $H_{ID} := h(P_{ID})$. Beim Login sendet der Nutzer P_{ID}, der Server berechnet $h(P_{ID})$ und vergleicht es mit dem gespeicherten H_{ID}.
6. **Problem: Rainbow-Tables.** Da h("Passwort123") für alle Nutzer gleich ist, kann ein Angreifer eine Tabelle mit Hashes für Millionen gängiger Passwörter vorab berechnen und die gehashte Datenbank sehr schnell knacken.
7. **Server speichert Hash mit Salt:** Server speichert $H_{ID} := h(P_{ID}, s_{ID})$, wobei s_{ID} ein einzigartiger, zufälliger **Salt** pro Nutzer ist (wird mit H_{ID} gespeichert).
8. **Vorteil:** $h(\text{"Passwort123"}, s_1) \neq h(\text{"Passwort123"}, s_2)$.
9. **Eine Rainbow-Table muss nun für jeden Nutzer (jeden Salt) separat erstellt werden**, was den Geschwindigkeitsvorteil zunichte macht und den Angriff stark verlangsamt.

Passwort-Manager Da man für unterschiedliche Dienste unterschiedliche, starke Passwörter nutzen soll, ist das Auswendiglernen unmöglich.

- **Lösung:** (Lokale) Passwort-Manager, die mit einem starken Masterpasswort geschützt sind.

2.4.2 Challenge-Response-Verfahren (CHAP)

Authentisierung durch Wissen, ohne das "Wissen" (Passwort) zu übertragen. Nutzt symmetrische Kryptographie (HMAC).

- **Voraussetzung:** Alice (Nutzer) und Bob (Server) teilen ein Geheimnis (P_{ID}, z.B. das Passwort).
- **Ablauf (CHAP):**
  1. Alice $\rightarrow$ Bob: ID
  2. Bob $\rightarrow$ Alice: $RAND$ (Zufallszahl, "Challenge")
  3. Alice $\rightarrow$ Bob: $c = \text{HMAC}(P_{ID}, RAND)$
  4. Bob prüft: Berechnet $c' = \text{HMAC}(P_{ID}, RAND)$ und testet, ob $c' == c$.
- **Probleme:**
  - Der Klartextraum für $RAND$ muss groß sein, sonst **Replay-Attacke** (Angreifer kann mehrfach genutzte Challenges korrekt beantworten).
  - Server muss P_{ID} im Klartext kennen. Speichert er stattdessen $h(P_{ID})$, braucht der Angreifer bei einem Leak auch nur noch den Hash (und nicht das Passwort), um sich zu authentifizieren.
  - Schützt nur die Authentisierung, nicht den restlichen Kommunikationskanal (Integrität).

2.5 Single Sign On (SSO)

- **Problem:** "Passwort-Müdigkeit" – zu viele Dienste erfordern eigene Passwörter.
- **Definition:** Eine Authentisierungsmethode, die es einem Benutzer ermöglicht, sich mit **einem einzigen Satz** von Anmeldeinformationen bei **mehreren unabhängigen** Softwaresystemen anzumelden.
- **Idee:** Ein zentraler, vertrauenswürdiger **Provider** bestätigt die Identität des Nutzers gegenüber allen anderen **Services**.
- **Vorteile:** Weniger Passwörter (nur ein starkes nötig), erhöhte Sicherheit (wenn gut implementiert), Komfort, bessere Kontrolle.
- **Nachteil: Single Point of Failure.** Wird das SSO-Login kompromittiert, hat ein Angreifer Zugriff auf *alle* verbundenen Dienste.

2.5.1 Kerberos (Ein SSO-Protokoll)

- **Ziele:** Authentifizierung von *Principals* (Benutzer, Server), Austausch von Sitzungs-Schlüsseln, SSO innerhalb einer administrativen Domäne (*Realm*).
- **Design:**
  - Pro *Realm* ein **Key Distribution Center (KDC)**.
  - **KDC = Authentication Server (AS) + Ticket Granting Server (TGS)**.
  - Basiert auf **Pre-Shared Secrets**: Das KDC kennt einen geheimen Schlüssel (K) für jeden Principal in seinem Realm (z.B. K_{Bob}, K_{TGS}, K_{SMB}). Für Benutzer wird K_{Bob} aus deren Passwort-Hash generiert.

Kerberos-Ablauf (vereinfacht) Ziel: Benutzer Bob (C) möchte auf den SMB-Server (S) zugreifen.

1. **Login + TGT-Anfrage:**
   - Bob gibt sein Passwort ein. Client C generiert $K_{Bob} = \text{Hash(Passwort)}$.
   - $C \rightarrow AS$: $(K_{Bob}(\text{timestamp}), \text{Bob}, \text{TGS})$
     (Bob bittet den AS um ein Ticket für den TGS, authentifiziert sich mit einem verschlüsselten Timestamp).
2. **AS-Antwort (TGT):**
   - $AS \rightarrow C$: $\{K_{Bob,TGS}\}_{K_{Bob}} + \{TGT\}_{K_{TGS}}$
   - Der AS prüft den Timestamp. Wenn gültig:
   - Er sendet den **Sitzungsschlüssel** für C und TGS ($K_{Bob,TGS}$), verschlüsselt mit Bobs Schlüssel (K_{Bob}).
   - Er sendet das **Ticket Granting Ticket (TGT)**, welches ($K_{Bob,TGS}, \text{Bob}, ...$) enthält, alles verschlüsselt mit dem geheimen Schlüssel des TGS (K_{TGS}). **Der Client kann das TGT nicht lesen.**
3. **Service-Ticket-Anfrage:**
   - $C \rightarrow TGS$: $\{A_{Bob}\}_{K_{Bob,TGS}} + \{TGT\}_{K_{TGS}} +$ "SMB"
   - C entschlüsselt $\{K_{Bob,TGS}\}_{K_{Bob}}$, um den Sitzungsschlüssel $K_{Bob,TGS}$ zu erhalten.
   - C erstellt einen *Authenticator* $A_{Bob} =$ (Bob, IP, timestamp) und verschlüsselt ihn mit $K_{Bob,TGS}$.
   - C sendet den Authenticator, das (unlesbare) TGT und den Namen des Zieldienstes ("SMB") an den TGS.
4. **TGS-Antwort (Service Ticket):**
   - $TGS \rightarrow C$: $\{K_{Bob,SMB}\}_{K_{Bob,TGS}} + \{T_{Bob,SMB}\}_{K_{SMB}}$
   - TGS entschlüsselt das TGT (mit K_{TGS}) und den Authenticator (mit $K_{Bob,TGS}$) und prüft sie.
   - Er generiert einen neuen Sitzungsschlüssel für Bob und den SMB-Server ($K_{Bob,SMB}$).
   - Er sendet $K_{Bob,SMB}$, verschlüsselt mit $K_{Bob,TGS}$.

- Er sendet das **Service Ticket** ($T_{Bob,SMB}$), welches ($K_{Bob,SMB}$, Bob, ...) enthält, alles verschlüsselt mit dem geheimen Schlüssel des SMB-Servers (K_{SMB}).

5. **Zugriff auf Dienst:**
   - $C \rightarrow SMB$: $\{A'_{Bob}\}_{K_{Bob,SMB}} + \{T_{Bob,SMB}\}_{K_{SMB}}$
   - C entschlüsselt $K_{Bob,SMB}$.
   - C erstellt einen *neuen* Authenticator A'_{Bob} und verschlüsselt ihn mit $K_{Bob,SMB}$.
   - C sendet den neuen Authenticator und das (unlesbare) Service Ticket an den SMB-Server.
6. **Verifikation:**
   - Der SMB-Server entschlüsselt das Service Ticket (mit K_{SMB}) und den Authenticator (mit $K_{Bob,SMB}$) und prüft sie.
   - Wenn alles gültig ist, ist Bob authentifiziert und Bob und SMB teilen sich den Sitzungsschlüssel $K_{Bob,SMB}$ für die weitere Kommunikation.

Kerberos-Angriffe

- **Pass the Hash:** Der Angreifer stiehlt den Hash K_{Bob} (z.B. aus dem LSASS-Prozessspeicher). Da K_{Bob} das "Geheimnis" ist, das Kerberos verwendet, kann der Angreifer **Schritt 1** des Protokolls direkt ausführen und ein TGT erhalten, **ohne das Klartextpasswort zu kennen.**
- **Golden Ticket:** Der Angreifer kompromittiert das KDC und stiehlt den geheimen Schlüssel des TGS selbst (den Hash des `KRBTGT`-Kontos). Mit diesem Schlüssel kann der Angreifer **offline** ein TGT für **jeden beliebigen Benutzer** (z.B. Administrator) mit **beliebiger Gültigkeitsdauer** fälschen. Dies gewährt dem Angreifer uneingeschränkten, persistenten Zugriff auf die gesamte Domäne.

2.6 Autorisierung (Zugriffskontrollmodelle)

Nach der Authentifizierung (Wer bist du?) folgt die Autorisierung (Was darfst du?).

- **Referenzmonitor:** Ein abstraktes Konzept, das jede Anfrage eines **Subjekts** (Prozess, Benutzer) auf ein **Objekt** (Datei, Speicher) prüft und anhand einer Rechtedatenbank entscheidet (gewährt / abgelehnt).
- **Schutzziele:** Integrität und Vertraulichkeit.

2.6.1 Discretionary Access Control (DAC)

	Datei1	Datei2	Datei3	Prozess1	Prozess2
Prozess1	{ read, write }		{ read, write }		{ send, receive }
Prozess2				{ send, receive }	
Prozess3		{ owner, execute }		{ signal }	

- **Definition:** Der **Eigentümer** eines Objekts ist für die Vergabe von Zugriffsrechten verantwortlich ("at his discretion").
- **Modell: Zugriffsmatrix** ($M : S \times O \rightarrow \mathcal{P}(R)$), die Rechte von Subjekten S auf Objekte O abbildet.

- **Implementierung (Speicherung der Matrix):**
  - **Spaltenweise (Access Control Lists, ACLs):** Jedes *Objekt* hat eine Liste, die alle Subjekte und deren Rechte aufführt. (z.B. Dateiberechtigungen in Windows/Linux).
  - *Vorteil:* Effizient zu bestimmen: "Wer darf auf diese Datei zugreifen?"
  - **Zeilenweise (Capability Lists, CLs):** Jedes *Subjekt* hat eine Liste (Capability) mit allen Objekten, auf die es zugreifen darf, und den jeweiligen Rechten.
  - *Vorteil:* Effizient zu bestimmen: "Worauf darf dieser Benutzer zugreifen?"
- **Nachteile:** Keine formalen Garantien für Informationsfluss (Problem "Trojanisches Pferd": Ein Programm, das im Kontext des Nutzers läuft, kann dessen Rechte missbrauchen, z.B. eine Datei kopieren und unerlaubt weitergeben).

2.6.2 Role-based Access Control (RBAC)

- **Definition:** Berechtigungen werden nicht direkt an Benutzer, sondern an **Rollen** (z.B. "Arzt", "Buchhalter", "Admin") vergeben. Benutzer werden dann diesen Rollen zugewiesen.
- **Vorteile:** Bildet Organisationsstrukturen gut ab; erleichtert Prinzipien wie "Need-to-Know" und "Separation-of-Duty".

2.6.3 Mandatory Access Control (MAC)

- **Definition:** Systembestimmte (regelbasierte) Festlegung von Sicherheitseigenschaften. **Systemregeln dominieren (überschreiben) Benutzerwünsche** (DAC-Einstellungen).
- **Ziel:** Kontrolle des Informationsflusses.

Beispiel: Bell-La Padula (BLP) Modell Ein MAC-Modell, das sich auf **Vertraulichkeit** (Confidentiality) konzentriert.

- **Konzept:** Subjekte und Objekte erhalten **Sicherheitsklassen (Labels)**, z.B. (Level, {Kategorien}).
- **Level:** Haben eine totale Ordnung (z.B. unklassifiziert $<$ vertraulich $<$ geheim $<$ streng geheim).
- **Kategorien:** Eine Menge von Zuständigkeiten (z.B. {Buchhaltung}, {Forschung}).
- **Dominanz ($\geq$):** Ein Subjekt S dominiert ein Objekt O ($SC(S) \geq SC(O)$), wenn S ein höheres oder gleiches Level hat **und** die Kategoriemenge von O eine Teilmenge der Kategoriemenge von S ist ($L_S \geq L_O \wedge C_O \subseteq C_S$).

Bell-La Padula Regeln

- **1. Simple-Security-Property (No-Read-Up):**
- Ein Subjekt S darf ein Objekt O nur **lesen**, wenn $SC(S) \geq SC(O)$ (Subjekt dominiert Objekt).
- *(Ein "geheimer" Sekretär darf keine "streng geheimen" Bilanzdaten lesen).*
- **2. $*$-Property (No-Write-Down):**
- Ein Subjekt S darf ein Objekt O nur **schreiben**, wenn $SC(S) \leq SC(O)$ (Objekt dominiert Subjekt).
- *(Ein "strenger geheimer" CEO darf Bilanzdaten nicht in eine "unlassifizierte" Website schreiben und so leaken).*

- **Nachteile BLP:** Informationen fließen sukzessive nur "nach oben". Erlaubt "blindes Schreiben" (Schreiben in ein Objekt, das man nicht mehr lesen darf $\rightarrow$ Integritätsproblem). Modelliert keine "Covert Channels".