12. Foliensatz Computernetze

Prof. Dr. Christian Baun

Frankfurt University of Applied Sciences
(1971–2014: Fachhochschule Frankfurt am Main)
Fachbereich Informatik und Ingenieurwissenschaften
christianbaun@fb2.fra-uas.de

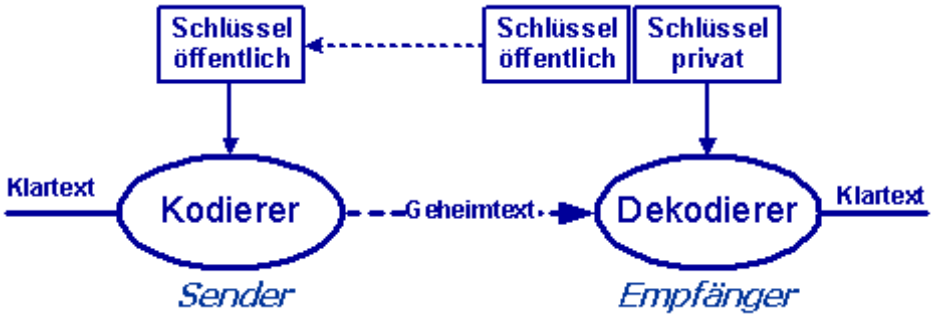
Lernziele dieses Foliensatzes

- Einführung in die Kryptologie – Teil 2
  - Asymmetrische Verfahren
    - RSA
  - Schlüsselverteilung
    - Diffie-Hellmann
    - Elgamal
    - Public-Key-Infrastructure (PKI)
    - Web of Trust
  - Kryptografische Hashfunktionen
    - SHA-2
    - MD5

Asymmetrische Verfahren

Bildquelle: http://www.nordwest.net

- Problem der Schlüsselverteilung bei symmetrischen Verfahren



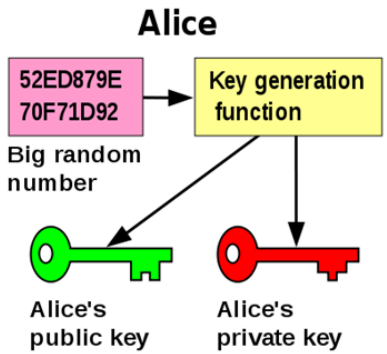
- Asymmetrischen Verfahren arbeiten nicht mit nur einem Schlüssel
  - Es wird immer mit einem Paar aus öffentlichem und privatem Schlüssel gearbeitet
- Die populären asymmetrischen Verfahren basieren auf der Schwierigkeit folgender zahlentheoretischer Probleme:
  - Bestimmung des diskreten Logarithmus
  - Faktorisierung eines Produktes großer Primzahlen
- Vorteil: Kein sicherer Kanal für den Schlüsseltausch nötig
- Nachteil: Hoher Aufwand für Ver- und Entschlüsselung

Rivest-Shamir-Adleman (RSA)

- Das verbreitetste Public-Key-Verfahren
- Entwickelt 1977/78 von Ron Rivest, Adi Shamir und Len Adleman
- 1983-2000 für die USA patentiert
- Die Sicherheit basiert auf dem Problem, eine große ganze Zahl in ihre Primfaktoren zu zerlegen
  - Darum darf die Schlüssellänge nicht zu klein
- Wird heute u.a. genutzt, für:
  - Internet- und Telefonie-Infrastruktur (x.509-Zertifikate)
  - Übertragungsprotokolle (IPSec, TLS, SSH)
  - E-Mail-Verschlüsselung (PGP, S/MIME)
  - RFID Chip auf dem deutschen Reisepass
  - Austausch/Senden von geheimen symmetrischen Schlüsseln
- Schlüssellänge ist > 1024 Bit

Algorithmus zur Schlüsselerzeugung bei RSA

RSA-Modul N, Verschlüsselungsexponent e, Entschlüsselungsexponent d



1. Alice wählt 2 große zufällige Primzahlen p und q mit $p \neq q$
   - In der Praxis werden sehr große Primzahlen verwendet
   - Schlüsselgröße typischerweise ≥ 1024 Bit
2. Alice multipliziert die Primzahlen und erhält $N = p * q$
   - Die Faktorisierung einer großen Zahl N, also die Zerlegung in ihre Primzahlen ist sehr rechenaufwendig
3. Berechne die Eulersche φ-Funktion von $N \Longrightarrow \varphi(N) = (p-1) * (q-1)$
4. Wähle eine zu $\varphi(N)$ teilerfremde Zahl e, für die gilt $1 < e < \varphi(N)$
5. Berechne den Entschlüsselungsexponenten d als Multiplikativ Inverses von e bezüglich des $\varphi(N)$
   - Anwendung des erweiterten Euklidischen Algorithmus zur Findung des ggT zweier positiver Zahlen

Algorithmus zur Schlüsselerzeugung bei RSA – Beispiel

1. Alice wählt die beiden Primzahlen $p = 11$ und $q = 13$
2. Multipliziert die Primzahlen und erhält das RSA-Modul $N = p * q = 143$
3. Eulersche φ-Funktion von N

$$\varphi(143) = (p-1) * (q-1) = 120$$

4. Alice wählt die zu $\varphi(143)$ teilerfremde Zahl $e = 23$ als Verschlüsselungsexponent
   $\Longrightarrow$ Der **öffentliche Schlüssel** ist $(e, N) = (23, 143)$
5. Berechnung den Entschlüsselungsexponenten d als Multiplikativ Inverses von e bezüglich des $\varphi(N)$:

$$e * d + k * \varphi(N) = 1 \Longrightarrow d = 47, k = -9$$

Das Berechnen von d und k geht mit dem erweiterten Euklidischen Algorithmus.
d ist der geheime Exponent, während k nicht weiter benötigt wird.

$\Longrightarrow$ Der **private Schlüssel** ist $(d, N) = (47, 143)$

Verschlüsselung und Entschlüsselung bei RSA

K = Klartext, C = Geheimtext, N = RSA-Modul, e = Verschlüsselungsexponent, d = Entschlüsselungsexponent

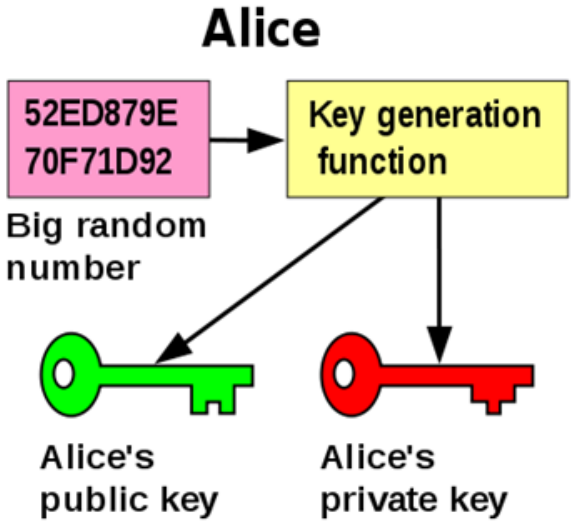
- Nachrichten verschlüsseln

$$C = K^e \bmod N$$

- Nachrichten entschlüsseln

$$K = C^d \bmod N$$

- Beispiel
  - Klartext $K = 7$
  - Öffentlicher Schlüssel $(e = 23, N = 143)$
  - Privater Schlüssel $(d = 47, N = 143)$
  - Verschlüsseln: $C = 7^{23} \bmod 143 = 2$
  - Entschlüsseln: $K = 2^{47} \bmod 143 = 7$



Schlüsselverteilung

- 2 wichtige Fragen:
  1. **Wie erhalten zwei Teilnehmer bei den gemeinsam zu benutzenden Schlüssel bei symmetrischer Verschlüsselung?**
     $\Longrightarrow$ Diffie-Hellmann-Algorithmus oder Elgamal-Algorithmus
  2. **Wie wissen die Teilnehmer bei asymmetrischer Verschlüsselung welcher öffentliche Schlüssel einem bestimmten Teilnehmer gehört?**
     $\Longrightarrow$ Public-Key-Infrastructure (PKI) oder Web of Trust

Diffie-Hellmann

- Kein Verfahren zur Nachrichtenverschlüsselung, sondern ein Algorithmus zum sicheren **Schlüsselaustausch** über einen unsicheren Kanal
- Erster Public-Key-Algorithmus – 1976 vorgestellt
- Der Algorithmus erzeugt bei 2 oder mehr Partnern einen gemeinsamen Schlüssel, den die Partner zur symmetrischen Verschlüsselung verwenden
- Wir nennen die Kommunikationspartner (Parteien) **Alice** und **Bob**

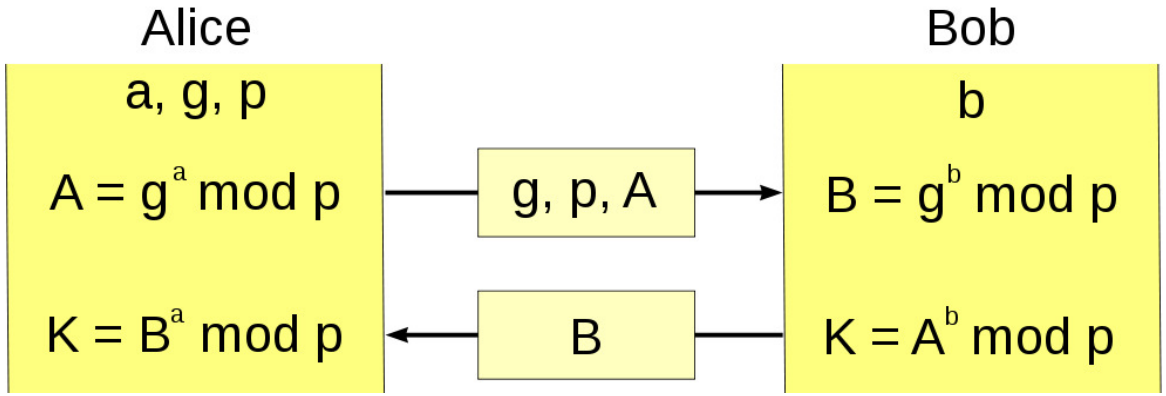
Schlüsselerzeugung bei Diffie-Hellmann

- Alice und Bob einigen sich auf eine große Primzahl p und eine natürliche Zahl g, die kleiner p ist
  - p und g können sie öffentlich bekannt geben ($\Longrightarrow$ öffentlicher Schlüssel), also über den unsicheren Kanal austauschen
- Alice wählt eine große, ganzzahlige Zufallszahl a und berechnet $A := g^a \bmod p$
  - Alice sendet A an Bob
- Bob wählt eine große, ganzzahlige Zufallszahl b und berechnet $B := g^b \bmod p$
  - Bob sendet B an Alice
- Alice berechnet den privaten (geheimen) Schlüssel $K := B^a \bmod p$
- Bob berechnet den privaten (geheimen) Schlüssel $K' := A^b \bmod p$
- Es gilt: $K = K'$

$$
\begin{aligned}
K &= B^a \bmod p \\
&= (g^b)^a \bmod p \\
&= g^{a*b} \bmod p \\
&= (g^a)^b \bmod p \\
&= A^b \bmod p \\
&= K'
\end{aligned}
$$

Schlüsselerzeugung bei Diffie-Hellmann – Beispiel

- Alice schlägt $p = 11$ und $g = 4$ vor und wählt als Wert für $a = 3$
- Bob akzeptiert p und g und wählt als Wert für $b = 5$
- Alice berechnet $A = g^a \bmod p = 4^3 \bmod 11 = 64 \bmod 11 = 9$
- Bob berechnet $B = g^b \bmod p = 4^5 \bmod 11 = 1024 \bmod 11 = 1$
- Alice berechnet $K = B^a \bmod p = 1^3 \bmod 11 = 1 \bmod 11 = 1$
- Bob berechnet $K' = A^b \bmod p = 9^5 \bmod 11 = 59049 \bmod 11 = 1$
- $K = K'$



Bildquelle: Wikipedia

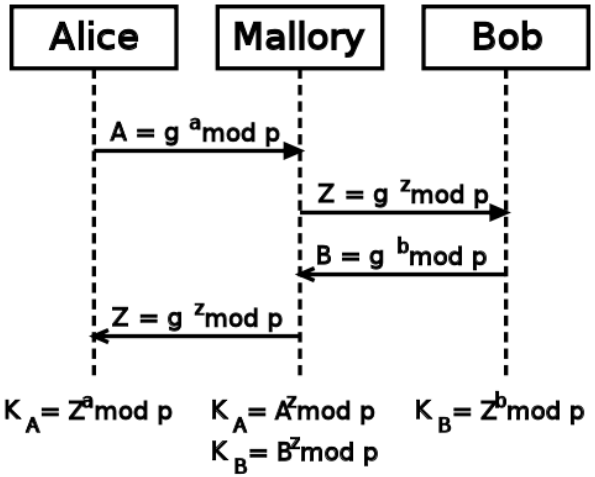
Sicherheit bei Diffie-Hellmann

- Ein Angreifer kann p und g und A und B kennen
  - Ohne a oder b ist die Berechnung des Schlüssels K nicht möglich
  - Die Zahlen a und b kann man bestimmen, indem die Gleichungen
    $A := g^a \bmod p$
    und
    $B := g^b \bmod p$
    nach a bzw. b aufgelöst werden
- Das ist die einzige bekannte für beliebige Werte anwendbare Methode, um das Diffie-Hellmann-Verfahren zu brechen
- Die Lösungen der Gleichungen zu finden ist sehr aufwendig und wird als das **Problem das diskreten Logarithmus** bezeichnet
- Die Sicherheit hängt wesentlich von der Wahl von p und g ab
  - p soll sehr groß (mindestens 1024 Bit) gewählt werden
  - g soll so gewählt werden, dass die Potenzen
    $g^x \bmod p$
    nach Möglichkeit eine große Menge bilden

Gefahr des Man-in-the-Middle-Angriff bei Diffie-Hellmann

- Alice und Bob können nicht sicher sein, dass die Nachricht tatsächlich vom jeweils anderen kommt
- Der Angreifer (**Mallory**) tauscht sowohl mit Alice, als auch mit Bob einen geheimen Schlüssel aus
- Mallory fängt alle Nachrichten ab, entschlüsselt sie, verschlüsselt sie mit dem zweiten Schlüssel und sendet sie weiter

- Es wird zweimal ein Diffie-Hellmann-Schlüsselaustausch durchgeführt
- Alice und Bob gehen davon aus, mit dem jeweils Anderen zu kommunizieren
  - Mallory kann die symmetrisch verschlüsselte Kommunikation unbemerkt abhören und verändern

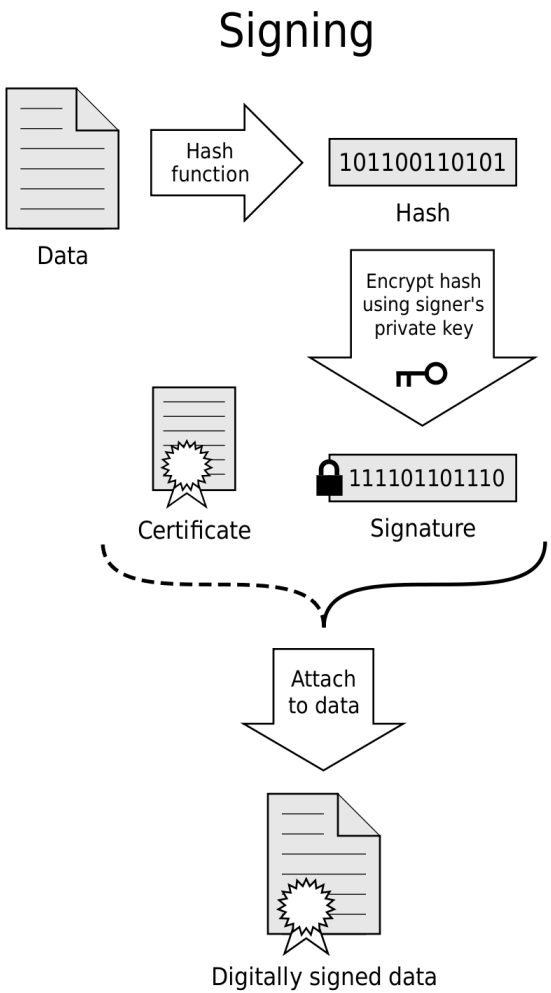


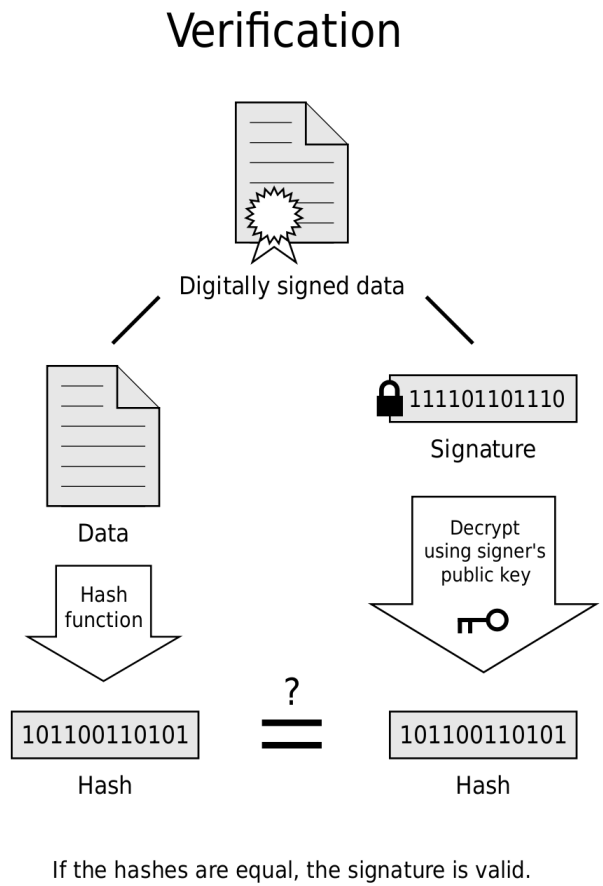
Bildquelle: `http://de.wikipedia.org`

- Lösung: Signatur der Nachrichten z.B. mit Pretty good Privacy (PGP)

Digitale Signaturen (Quelle: Wikipedia)

- Verfahren zur Prüfung der Urheberschaft und Zugehörigkeit einer Nachricht
- Wurde der öffentliche Schlüssel mit einem elektronischen Zertifikat einer Person zugeordnet, kann über das öffentliche Verzeichnis des Zertifizierungsdienstes die Identität des Signaturerstellers überprüft werden





- Das ist möglich, weil es zum öffentlichen Schlüssel nur einen passenden privaten Schlüssel gibt

Elgamal

- Abänderung des Diffie-Hellmann-Schlüsselaustauschs
- 1985 von Taher Elgamal veröffentlicht
- **Schlüsselerzeugung**
  - Eine große Primzahl p
  - Primitivwurzel g mit $1 < g < p$ bestimmen
    - g ist eine natürliche Zahl
  - Private Schlüssel ist eine beliebige natürliche Zahl d, die zu $p - 1$ relativ prim (Teilerfremd) und kleiner p ist
    - Zwei natürliche Zahlen sind teilerfremd, wenn es keine natürliche Zahl außer 1 gibt, die beide Zahlen teilt
  - Für den öffentlichen Schlüssel wird noch ein e berechnet: $e = g^d \bmod p$
  - Öffentliche Schlüssel: Tripel (p, g, e)
  - Der private (geheime) Schlüssel ist d

3 ist eine Primitivwurzel modulo 7, da gilt

$$\begin{aligned} 3^1 &\equiv 3 \pmod 7 \\ 3^2 &\equiv 2 \pmod 7 \\ 3^3 &\equiv 6 \pmod 7 \\ 3^4 &\equiv 4 \pmod 7 \\ 3^5 &\equiv 5 \pmod 7 \\ 3^6 &\equiv 1 \pmod 7 \end{aligned}$$

Es lassen sich alle Elemente $1, 2, \ldots, 6$ der primen Restklassengruppe modulo 7 als Potenzen von 3 darstellen

m	Primitivwurzeln modulo m
2	1
3	2
5	2, 3
7	3, 5
11	2, 6, 7, 8
13	2, 6, 7, 11
17	3, 5, 6, 7, 10, 11, 12, 14
19	2, 3, 10, 13, 14, 15
23	5, 7, 10, 11, 14, 15, 17, 19, 20, 21
29	2, 3, 8, 10, 11, 14, 15, 18, 19, 21, 26, 27

Die Tabelle zeigt die Primitivwurzeln modulo der Primzahlen bis 29

Elgamal – Verschlüsselung und Entschlüsselung

- **Verschlüsselung**
  - Mit dem öffentlichen Schlüssels des Empfängers wählt der Sender zufällig eine natürliche Zahl x die kleiner ist als $p - 1$
  - Sender berechnet

$$Y = g^x \bmod p$$

  - Y wird zusammen mit dem Chiffretext C an den Empfänger gesendet
  - Chiffretext C wird aus dem Klartext M wie folgt berechnet

$$C = M * e^x \bmod p$$

- **Entschlüsselung**
  - Empfänger kann den Klartext M aus der Nachricht (Y, C) berechnen

$$M = C * Y^{p-1-d} \bmod p$$

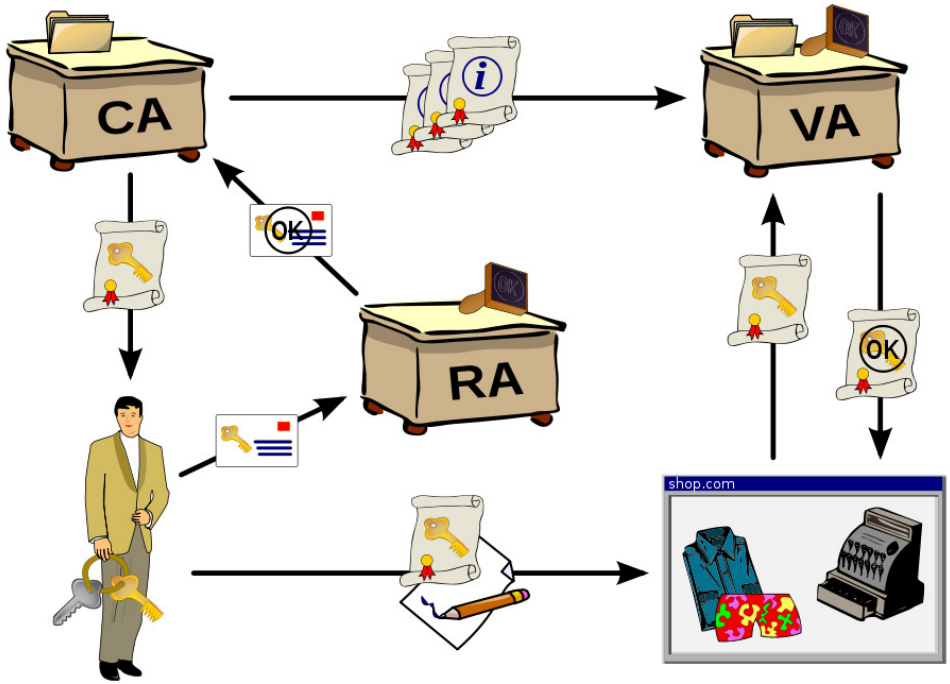
Elgamal – Beispiel

- **Schlüsselerzeugung**
  - Primzahl $p = 17$ und teilerfremde Zahl $d = 6$, die kleiner p ist
  - Primitivwurzel $g = 3$ die $1 < g < p$
  - Öffentlichen Schlüssel e berechnen: $e = g^d \bmod p = 3^6 \bmod 17 = 15$
  - Der öffentliche Schlüssel ist $(p = 17, g = 3, e = 15)$
  - Der private (geheime) Schlüssel ist $d = 6$
- **Verschlüsselung**
  - In Beispiel ist der Klartext $m = 9$
  - Willkürlich sei $x = 5$ gewählt und x ist kleiner als $p - 1$
  - Sender berechnet: $Y = g^x \bmod p = 3^5 \bmod 17 = 5$
  - Chiffretext C wird aus dem Klartext M wie folgt berechnet: $C = M * e^x \bmod p = 9 * 15^5 \bmod 17 = 1$
  - Y wird zusammen mit dem Chiffretext C an den Empfänger gesendet
- **Entschlüsselung**
  - Empfänger berechnet den Klartext M aus der Nachricht (Y, C) $M = C * Y^{p-1-d} \bmod p = 1 * 5^{17-1-6} \bmod 17 = 9$

Public-Key-Infrastructure (PKI)

Bildquelle: Wikipedia

- Benutzer erstellt Schlüsselpaar und meldet offline den öffentlichen Schlüssel bei einer RA (Registration Authority) an
- RA gibt der CA (Certificate Authority) das *OK*
- CA erstellt ein digitales Zertifikat bezüglich des öffentlichen Schlüssels und seinen Inhaber



- Dritte Partei kann das Zertifikat bei einer VA (Validation Authority) überprüfen und die Authentizität eines öffentlichen Schlüssel beglaubigen lassen
- Es muss Vertrauen in die involvierte CA herrschen
- Browser bringen vorab eine Liste vertrauenswürdiger CAs (z.B. VeriSign) mit

Digitale Zertifikate – X-509-v3

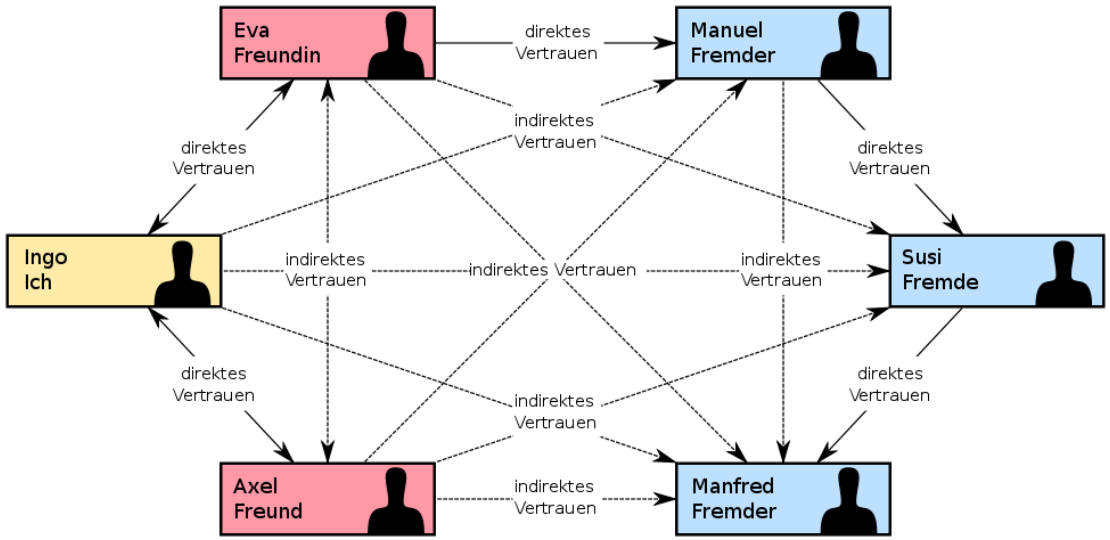
- Standard für digitale Zertifikate in Public-Key-Infrastrukturen
- Struktur eines X-509-v3-Zertifikats:
  - Zertifikat
    - Version
    - Seriennummer
    - Algorithmen-ID
    - Aussteller
    - Gültigkeit (von)
    - Gültigkeit (bis)
    - Zertifikatinhaber
    - Zertifikatinhaber-Schlüsselinformationen
      - Public-Key-Algorithmus
      - Public Key des Zertifikatinhabers
    - Eindeutige ID des Ausstellers (optional)
    - Eindeutige ID des Inhabers (optional)
    - Erweiterungen
  - Zertifikat-Signaturalgorithmus
  - Zertifikat-Signatur

Web of Trust

Bildquelle: Wikipedia

- Dezentrale Alternative zum hierarchischen PKI-System
- Jeder einzelne Teilnehmer stellt Zertifikate über Bekannte aus
  - Die Teilnehmer signieren gegenseitig ihre Schlüssel
- Verzicht auf zentrale CAs
- Schaffung eines Vertrauensgeflechts

- Geeignet für kleine Gruppen, deren Teilnehmer sich größtenteils persönlich kennen und vertrauen
- Verwendet u.a. GnuPG



Kryptografische Hashfunktionen

- Eine **Hashfunktion** bzw. **Streuwerfunktion** bildet aus einer oft sehr großen Quellmenge eine Ausgabe aus einer typischerweise kleineren Zielmenge, den **Hashwert** bzw. **Hashcode**
- Gängige Verfahren: u.a. MD5 und SHA-2
- Einige Einsatzgebiete von Hashfunktionen:
  - Datenbanken
    - Identifikation eines Dokuments
    - Schnelles Auffinden von Daten in großen Datenspeichern
  - Prüfsummen
    - Überprüfung größerer Datentransfers
  - Kryptographie
    - Signierung
- Hashfunktionen sind Einwegfunktion und somit nicht umkehrbar
  - Anders als beim Chiffrieren, ist eine Wiederherstellung der ursprünglichen Eingabe nicht möglich

Kriterien für eine gute Hashfunktion

Eingabe		Hashfunktion		**Ausgabe**
`Fox`	$\Longrightarrow$	`md5sum`	$\Longrightarrow$	`2e1efc59375746270b4f5cc98ce31cc4`
`FOX`	$\Longrightarrow$	`md5sum`	$\Longrightarrow$	`e72505327e1f8fb10f0abb7466a66404`
`The red fox runs across the ice`	$\Longrightarrow$	`md5sum`	$\Longrightarrow$	`6b69b0ef2ac4446e1deee822f691edcf`
`The red fox walks across the ice`	$\Longrightarrow$	`md5sum`	$\Longrightarrow$	`aa9c14d467c3f7ea392fe24f7801b32f`
`The red Fox walks across the ice`	$\Longrightarrow$	`md5sum`	$\Longrightarrow$	`b0639f5a5fcd887858a4dc144b97d628`

- Ausgabe der Hashfunktion ist immer gleich groß (lang)
- Qualität einer Hashfunktion ergibt sich aus ihrer Kollisionsfreiheit
  - Auch kleine Änderungen an der Eingabe führen zu großen Änderungen an der Ausgabe
  - Verschiedene Eingaben mit gleichem Hashwert sollen möglichst selten vorkommen

Kriterium	**Beschreibung**
Chaos	Ähnliche Eingabewerte sollen zu völlig unterschiedlichen Hashwerten führen
Datenreduktion	Speicherbedarf des Hashwertes soll deutlich kleiner sein als der des Eingabewertes
Effizienz	Die Funktion soll schnell berechenbar sein
Surjektivität	Kein Hashwert soll unmöglich sein, Jedes Ergebnis soll vorkommen können

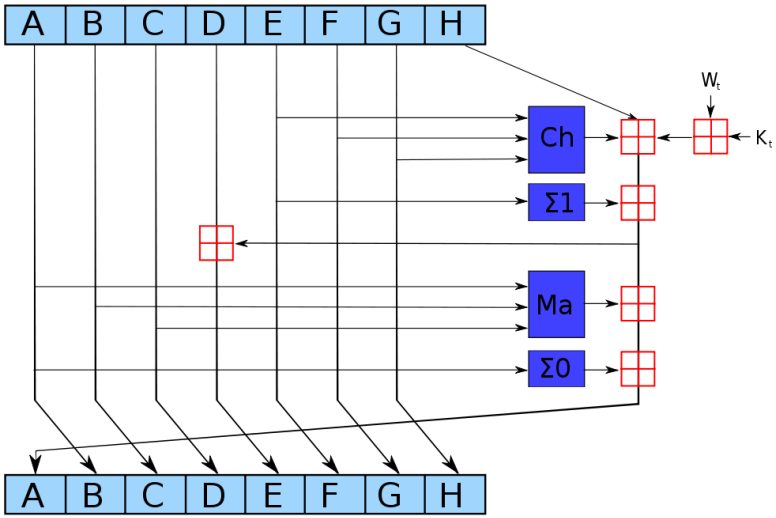
Secure Hash Algorithm 2 (SHA-2)

- Entwickelt von der National Security Agency (NSA) und 2001 veröffentlicht
- Satz von 4 Hashfunktionen (SHA-224, SHA-256, SHA-384, SHA-512)
- Enthaltene Operationen: + (*append*), `AND`, `OR`, `XOR`, `SHR` (*rightrotate*), `ROT` (*rotate*)
- Es soll praktisch unmöglich sein, 2 verschiedene Nachrichten mit dem gleichen SHA-Wert zu finden
  - Bisher wurden keine Kollisionen gefunden

Algorithmus	Ausgabe	max. Nachrichtengröße	Blockgröße	Runden	Wortgröße
SHA-224	224 Bit	$2^{64} - 1 \approx$ 2 Exabyte	512 Bit	64	32 Bit
SHA-256	256 Bit	$2^{64} - 1 \approx$ 2 Exabyte	512 Bit	64	32 Bit
SHA-384	384 Bit	$2^{128} - 1$	1024 Bit	80	64 Bit
SHA-512	512 Bit	$2^{128} - 1$	1024 Bit	80	64 Bit

Secure Hash Algorithm 2 – Arbeitsweise

Bildquelle: Wikipedia



$$\mathrm{Ch}(E,F,G) = (E \wedge F) \oplus (\neg E \wedge G)$$
$$\mathrm{Ma}(A,B,C) = (A \wedge B) \oplus (A \wedge C) \oplus (B \wedge C)$$
$$\sum\nolimits_0(A) = (A >>> 2) \oplus (A >>> 13) \oplus (A >>> 22)$$
$$\sum\nolimits_1(E) = (E >>> 6) \oplus (E >>> 11) \oplus (E >>> 25)$$

Das rote Quadrat ist eine Addition modulo 2^{32}

$\oplus$ steht für die `XOR`-Operation
$\wedge$ steht für die `AND`-Operation
$\neg$ steht für die `NOT`-Operation
$>>>$ steht für die `SHR-Operation` (*rightrotate*)

- 8 vordefinierte Variablen: `A...H`
- 64 (SHA-224/256) bzw. 80 (SHA-384/512) vordefinierte Runden-Konstanten: K_t
- Jeder Durchlauf (64/80 Runden) verarbeitet 512 Bit/1024 Bit Nachrichtenblöcke
- Jeder Nachrichtenblock wird in 64 bzw. 80 W_t Chunks aufgetrennt und dann expandiert
- Berechnung des Endwertes:
  - Aufsummierung der einzelnen neu erzeugten Variablen `A...H` aus allen Durchläufen
  - Hashwert Ergebnis: `A + B + ... + H`

Secure Hash Algorithm 2 – Beispiele

- **SHA-224**

```
$ echo Franz jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha224sum
f61b3c5a5555154001cda72b9f011444c5fc949ec976c297917b1adb
$ echo Frank jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha224sum
6788f860277b243b24198918253fdc1762551f011af6a6c3e1fff485
```

- **SHA-256**

```
$ echo Franz jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha256sum
c956e0cb0579a03c24d51e05cb3e20a45f3b5cc39e82a80dae77699840659afe
$ echo Frank jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha256sum
3bbd3cc03155a4794460dbec7f8534ad773dde2dcb5750d448e13c12018033e1
```

- **SHA-384**

```
$ echo Franz jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha384sum
bdbdcb27f42c1bf2fe026032b3dfa209b0685e81aba3318c1968264286cf7630d75213f2d30eed264ba39b40c3bec65b
$ echo Frank jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha384sum
7e58e8d60e6d33ad8c7064ffadde95811589f13896249735a850b42de9cd4817a5871951d049918ebacf96e6e9751dc2
```

- **SHA-512**

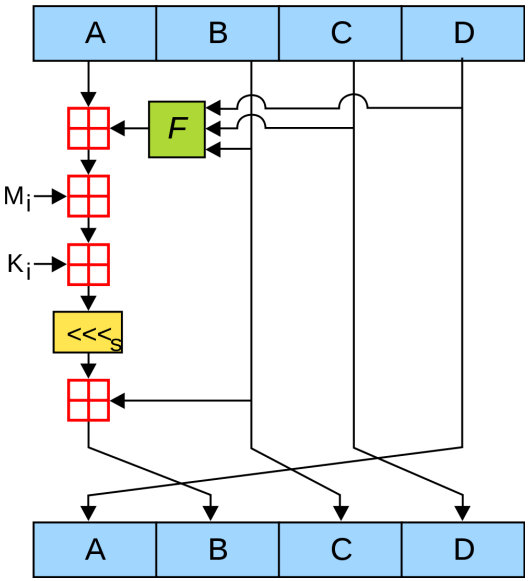
```
$ echo Franz jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha512sum
7009c4bc42268b782126d13d4f99148f332251dc2a888ca121d3158ce6565781
59e58a58aecb741b37bdd40589ba2e5b2eb05f579daaf4b7d52d952157c68c62
$ echo Frank jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | sha512sum
7b7332c5ef2671461125026fe4b92f9f1486428cc50433ca914312183ad501d6
9fcf24517352327908e8e8bf14354c080f14366d8c4f2503ba74e90ab14cd720
```

Message-Digest Algorithm 5 (MD5)

- Entwickelt 1991 von Ronald L. Rivest vom MIT
- Gilt inzwischen nicht mehr als sicher, da es mit überschaubarem Aufwand möglich ist, unterschiedliche Nachrichten zu erzeugen, die dieselbe MD5-Prüfsumme aufweisen
  - 1996 wurde erstmals eine Kollision in MD5 gefunden
  - Es gibt $2^{128} = 3,4.10^{38}$ verschiedene Hash-Werte
  - Es ist dank der Kollisionsangriffe in vielen Fällen möglich, zwei Dokumente zu erstellen, die den gleichen MD5-Hash ergeben, dann das erste, legitime Dokument signieren zu lassen, und anschließend dieses durch das zweite, gefälschte Dokument auszutauschen
    - Darum ist von einer Weiterverwendung von MD5 abzuraten
- Die 128 Bit langen MD5-Hashs werden häufig als 32-stellige Hexadezimalzahl notiert

```
$ echo Franz jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | md5sum
4868ac39fdeb60e886791d6be8c0fcb3
$ echo Frank jagt im komplett verwahrlosten Taxi quer durch Bayern | md5sum
f98f6704a03727a9585e1ca62bc878e9
```

Message-Digest Algorithm 5 – Arbeitsweise (1/2)



Quelle: Wikipedia

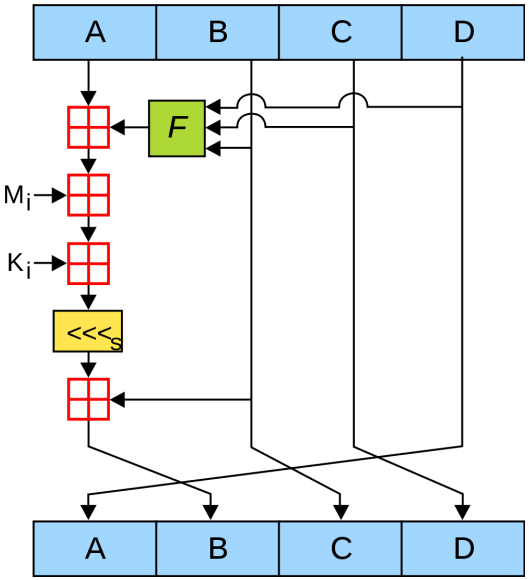
Initialisierungswerte

```
A: 01234567   B: 89abcdef
C: fedcba98   D: 76543210
```

- MD5 erzeugt aus einer Nachricht variabler Länge eine Ausgabe fester Länge (128 Bit)
  1. Eine 1 an die Ausgangsnachricht anhängen
  2. Die Ausgangsnachricht mit Nullen so auffüllen, dass ihre Länge 64 Bit davon entfernt ist, durch 512 teilbar zu sein
  3. Eine 64 Bit lange Zahl, die die Länge der Ausgangsnachricht codiert, anhängen
- Die Nachrichtenlänge ist jetzt durch 512 teilbar
- Die Nachricht wird in 512 Bit-Blocks unterteilt
- Ein Puffer (128 Bit) wird eingerichtet, der in 4 Wörter (sog. Kettenvariablen) `A`, `B`, `C` und `D` (je 32 Bit) unterteilt ist
  - Die Wörter werden mit vorgegeben (`RFC 1321`) Konstanten initialisiert
- Jeder Nachrichtenblock wird in 16 Wörter (je 32 Bit) unterteilt

Message-Digest Algorithm 5 – Arbeitsweise (2/2)

Das Bild zeigt eine Operation. MD5 besteht aus 64 Operationen, gruppiert in 4 Runden mit je 16 Operationen. M_i ist ein 32 Bit-Block des Eingabestroms und K_i eine für jede Operation unterschiedliche 32 Bit-Konstante. <<< steht für bitweise Linksrotation um s (0 bis 63) Stellen, wobei s für jede Operation variiert. Das rote Quadrat ist eine Addition modulo 2^{32} (stellt sicher, dass das Ergebnis nicht größer als 32 Bit ist)



Quelle: Wikipedia

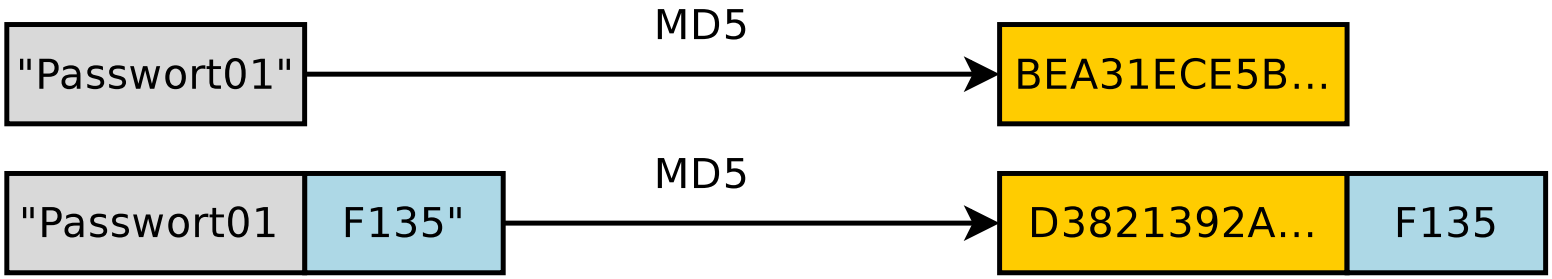
- Die Behandlung jedes 512 Bit-Nachrichtenblocks geschieht in 4 Runden
  - Jede Runde besteht aus 16 Operationen, basierend auf einer nichtlinearen Funktion `F`, modularer Addition und Linksrotation
    - In jeder der 16 Operationen wird ein anderer 32 Bit-Teil des Nachrichtenblocks berücksichtigt
  - Es gibt 4 mögliche `F`-Funktionen
    - In jeder Runde wird eine andere verwendet
      1. `Runde`: $F(X, Y, Z) = (X \wedge Y) \vee (\neg X \wedge Z)$
      2. `Runde`: $G(X, Y, Z) = (X \wedge Z) \vee (Y \wedge \neg Z)$
      3. `Runde`: $H(X, Y, Z) = X \oplus Y \oplus Z$
      4. `Runde`: $I(X, Y, Z) = Y \oplus (X \vee \neg Z)$
- In jeder Runde wird auf das Ergebnis dieselbe Operationen mit dem nächsten Nachrichtenblock durchgeführt usw., bis zum letzten 512 Bit-Block
- Ergebnis: Die MD5-Summe (128-Bit) ist die Konkatenation der Werte von `A`, `B`, `C` und `D`

Sicherheit von MD5

- 1996 fand der Kryptologe Hans Dobbertin am Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik (BSI) die erste Kollision in MD5
  - Diese war ohne praktische Auswirkungen auf die Sicherheit, denn die beiden kollidierenden Nachrichten ergaben keinen Sinn
- 2004 fanden chinesischen Kryptologen einen Weg, Kollisionen auch für unterschiedliche Anfangs-Strings zu erzwingen
- Eine Angriffsmöglichkeit sind **Regenbogentabellen** (Rainbow Tables)
  - Die Tabellen enthalten Zeichenketten mit den zugehörigen MD5-Hashs
  - Der Angreifer durchsucht die Tabellen nach dem vorgegebenen Hashwert
  - Die Tabellen sind groß und es braucht viel Rechenaufwand ($\Longrightarrow$ GPUs), um sie zu erstellen
  - Angriffe mit Regenbogentabellen sind nur bei kurzen Passwörtern möglich
  - Eine Anwendung, die Windows-Passwörter mit Regenbogentabellen knackt ist `Ophcrack`
    - `http://ophcrack.sourceforge.net`

Regenbogentabellen unwiksam machen (1/2)

- Mit **Salt** kann man Angriffe mit Regenbogentabellen unwiksam machen
- Ein zufälliger mitgespeicherter Anhang, das *Salz*, verändert das Ergebnis bei jedem Hash-Vorgang und vereitelt Angriffe mit Regenbogentabellen



- Ein Angreifer muss nicht mehr nur jedes mögliche Passwort, sondern jedes mögliche Passwort zu jedem möglichen Salzwert berücksichtigen
- Fast alle Unix-Derivate (inkl. Linux) setzen seit ca. drei Jahrzehnten Salt für Passwort-Hashs ein
  - Darum sind Angriffe mit Regenbogentabellen gegen UNIX aussichtslos

Regenbogentabellen unwiksam machen (2/2)

- Unter Linux liegen die Passwort-Hashs in der Datei `/etc/shadow`
- Damit das System Passworteingaben mit dem Hash vergleichen kann, muss das Salt bekannt sein
- Deshalb wird es im Klartext dem gespeicherten Hash vorangestellt
  - Unter Linux sind 4.096 unterschiedliche Salt-Werte möglich
  - Jedes Passwort kann also auf 4.096 verschiedene Wege gespeichert werden
- Die Speicherung des Salts im Klartext klingt zwar widersprüchlich, aber es muss aber nicht geheim sondern nur zufällig sein
- Das Salt soll nur die Anzahl der Kombinationen für jedes einzelne mögliche Passwort aufblähen und so den Aufwand für das Anlegen der Regenbogentabellen immens vergrößern

RIPEMD-160

- Gemeinsam mit Hans Dobbertin entwickelte Alternative zu SHA-1
  - 1996 erstmals publiziert
- Arbeitet mit 512 Bit-Nachrichtenblöcken
- Erzeugt 160 Bit-Hashwerte
- Zwei unabhängige Ablaufstränge, die am Ende verknüpft werden
- Jeder Ablaufstrang ist in 5 Runden gegliedert
  - Jeder der 5 Runden besteht aus 16 Teilrunden
- Patentfrei
- Aktuell eine der besten kryptografische Hashfunktionen
- Es existieren auch 128, 256 und 320 Bit-Versionen des Algorithmus
  - Die 256- und 320-Bit-Versionen reduzieren lediglich die Wahrscheinlichkeit von Hash-Wert-Kollisionen, bieten aber keine höhere Sicherheit als RIPEMD-128 oder RIPEMD-160
- RIPEMD-160 setzt u.a. das Verschlüsselungsprogramm TrueCrypt ein

Sehr gute Beschreibung von RIPEMD-160

`http://homes.esat.kuleuven.be/~bosselae/ripemd160.html`

Weitere kryptografische Hashfunktionen

- **Tiger**
  - 1995 von Ross Anderson und Eli Biham entwickelt
  - Erzeugt 192 Bit-Hashwerte
  - Nicht so weit verbreitet wie SHA oder RIPEMD-160
  - Patentfrei
  - `http://www.cs.technion.ac.il/~biham/Reports/Tiger/`
- **WHIRLPOOL**
  - 2000 von Vincent Rijmen und Paulo S. L. M. Barreto entworfen
    - Endgültige Version 2003 veröffentlicht
  - Erzeugt 512 Bit-Hashwerte
  - 10 Verschlüsselungsrunden
  - Der Algorithmus noch jung und bislang wenig untersucht
  - Patentfrei
  - `http://www.larc.usp.br/~pbarreto/WhirlpoolPage.html`