Security

- LV 4121 und 4241 -

Kryptographische Protokolle und Anwendungen

Kap. 8: Kryptographische Protokolle und Anwendungen

Teil 1: Authentifikation und digitale Signatur

- Digitale Signaturen in der Praxis
- Authentifikation mit digitaler Signatur

Digitale Signaturen in der Praxis:

- Absicherung der gesamten Signaturkomponente durch ein möglichst langes Passwort (passphrase).
- Mit Hilfe dieses Passwortes wird der geheime (private) Schlüssel symmetrisch verschlüsselt und gespeichert.
- Der öffentliche Schlüssel (eines Kommunikationspartners) wird mittels eines Zertifikats gesichert.
- Dieses **Zertifikat** trägt die digitale Signatur eines **Trustcenters** oder der sogenannten **Certification Authority** (**CA**).
- Im ersten Schritt gilt es nun mittels öffentlichen CA-Schlüssels das Zertifikat des Kommunikationsteilnehmers zu verifizieren.

Authentifikation mit digitaler Signatur:

Benutzer **A**	unsicherer Kanal	Server **B**
	übertragen	**B** wählt Zufallsszahl r
	← r ←	
A signiert r durch: $E(r, K_{SA})$		
	übertragen	
	→ $E(r, K_{SA})$ →	**B** verifiziert die Signatur: $D(E(r, K_{SA}), K_{PA})$?=? r

Kap. 8: Kryptographische Protokolle und Anwendungen

Teil 2: Public-Key-Infrastruktur

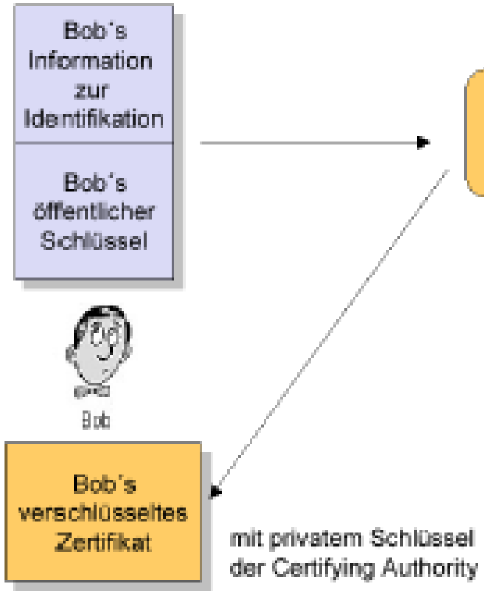
- Prüfung öffentlicher Schlüssel und Trustcenter
- Zertifikatshierarchie

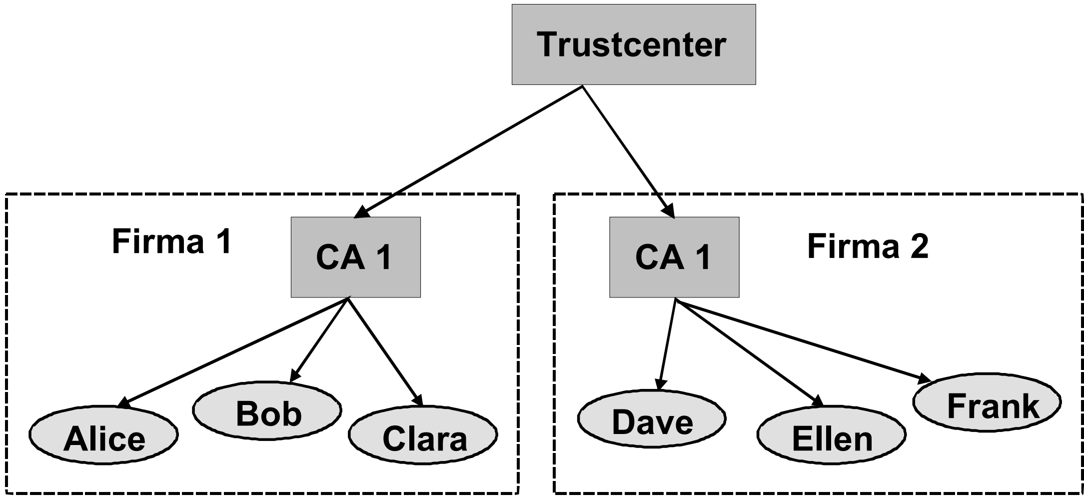
Prüfung öffentlicher Schlüssel und Trustcenter:

Bestandteile eines Zertifikats:

- Version
- Seriennummer
- Algorithmus
- Aussteller des Zertifikats
- Geltungsdauer des Zertifikats
- Verwendungszweck
- Öffentlicher Schlüssel
- **Signatur des Ausstellers**

128-Bit-Schlüssel und zweistufige Zertifikatshierarchie:






```
Type   Bits/KeyID     Date          User ID
pub    1024/1C42BD1A  2010/05/29    Berhard Geib  <B.Geib_ho@gmx.de>
    Key fingerprint = E4 87 BC 23 A9 77 5D E2 E4 87 BC 23 A9 77 5D E2
```

Kap. 8: Kryptographische Protokolle und Anwendungen

Teil 3: Secret Sharing und Secret Splitting

- Secret Sharing
- Secret Splitting

Secret Sharing und Secret Splitting

- Secret-Sharing-Verfahren wurden bereits 1979 von **Adi Shamir** zur **Aufteilung von geheimen Schlüsseln** eingeführt.
- Dabei wird ein Geheimnis auf eine Gruppe von n Personen so aufgeteilt, dass eine beliebige Teilgruppe von t Personen mit $t < n$ das Geheimnis rekonstuieren kann, $t - 1$ oder weniger jedoch nicht.
- Das Einrichten der sogenannten Shares (Teilgeheimnisse) erfolgt von einer vertraunswürdigen Instanz, die auch Verteiler oder Dealer genannt wird.
- Die Rekonstruktion wird von einem Zusammensetzer oder Combiner ausgeführt, der im Namen der Teilgruppe das Geheimnis berechnet und allen t Gruppenmitgliedern mitteilt.
- Die Gruppe aller Teilnehmer sei durch $\{P_1, ..., P_n\}$, $n \in \mathbf{N}$ gegeben.

(t, t)-Schwellenwertverfahren:

Geheimnis $k \in \mathbf{N}$ soll auf Teilnehmer $\{P_1, \ldots, P_t\}$, $t \in \mathbf{N}$ verteilt werden.

Verteiler:

1. Der Verteiler wählt den Modulus $m \in \mathbf{N}$ mit $m > k$.
2. Der Verteiler wählt zufällig $t - 1$ Elemente $s_1, \ldots, s_{t-1} \in \mathbf{Z}_m$ als Shares für die Teilnehmer $P_1, \ldots, P_{t-1}$.
3. Der Verteiler berechnet dann das Share für den Teilnehmer P_t mit Hilfe von

$$s_t = \left(k - \sum_{i=1}^{t-1} s_i\right) \bmod m$$

4. Der Verteiler verteilt die Shares sicher an die Teilnehmer $P_1, \ldots, P_t$.

Combiner:

5. Der Combiner erhält auf sicheren Wege die Shares $s_1, ..., s_t$ von den jeweiligen Teilnehmern $P_1, ..., P_t$ der Gruppe.
6. Der Combiner berechnet das Geheimnis k mit der Vorschrift

$$k = \left(\sum_{i=1}^{t} s_i\right) \bmod m$$

7. Der Combiner teilt das Geheinmis k allen Teilnehmern $P_1, ..., P_t$ mit.

Mit t – 1 oder weniger Teilnehmern kann k nicht berechnet werden, da für die fehlende s_i jede Zahl aus $\mathbf{Z_m}$ denkbar ist. Das Verfahren ist somit **perfekt**.

Secret Sharing und Secret Splitting

- Secret-Splitting ist das Zerteilen einer Bitfolge (Nachricht, Dokument) in zwei oder ggf. mehrere Teile, die alle für sich allein betrachtet wertlos sind und keine Information über die Nachricht M enthalten.
- Fügt man die einzelnen Teile (sagen wir M_1 und M_2) aber zusammen, so ist die Rekonstruktion der Nachricht M möglich.
- Hat M die Länge n, so nimmt man eine n Bit lange Zufallszahl r und berechnet:

$$M_1 = r \oplus M \qquad \text{und} \qquad M_2 = r$$

- Ist r echt zufälltig, so ist die Aufteilung absolut sicher, genau wie das **One-Time-Pad** und es gilt:

$$M = M_1 \oplus M_2$$

- Damit ein Spezialfall des allgemeinen (t, n)-Schwellenwertproblems.

Kap. 8: Kryptographische Protokolle und Anwendungen

Teil 4: Zero-Knowledge-Protokolle

- Challenge-and-Response-Verfahren
- Das **Fiat-Shamir**-Protokoll

Die Idee des Challenge-and-Response-Verfahrens:

- Das Protokoll des **Herausforderns und Antwortens** dient der **Benutzerauthentifikation**, die gewöhnlich aus einer **Identifikation** und einer sich anschließenden **Verifikation** besteht.
- Dabei wird eine zufällige **Anfrage** (die Challenge) durch eine zugehörige **Response** beantwortet, welche ein Geheimnis benutzt, ohne jedoch nur ein Bit an Information über das Geheimnis preiszugeben.
- Wir gehen davon aus, dass zwei Benutzer **A** und **B** einen gemeinsamen **geheimen** Schlüssel **k** besitzen und setzen voraus, dass sonst niemand diesen Schlüssel kennt.

Zur **Authentifierung** von **B** gegenüber **A** dient dann folgendes Protokoll:

Benutzer **A**	unsicherer Kanal	Benutzer **B**
A wählt zwei gleich lange m-Bit Zufallszahlen s_1 und s_2 $s := s_1 \,\|\|\, s_2 \in \{0, 1\}^{2m}$ und verschlüsselt s mit k. $r = E(s, k)$	übertragen $\rightarrow$ $ID_{\mathbf{A}}$, r $\rightarrow$	**B** sucht in Datenbank zu ID_A gehörigen Schlüssel k und entschlüsselt r mit k. $s = s_1 \,\|\|\, s_2 = D(r, k)$ **B** zerlegt s in gleich lange s_1 und s_2. $\downarrow$
A entschlüsselt R mit k und erhält hieraus $(s_1 \oplus s_2) \,\|\|\, t = D(R, k)$. **A** prüft den Wert $s_1 \oplus s_2$ auf Korrektheit.	übertragen $\leftarrow$ R $\leftarrow$	**B** wählt eine m Bit lange Zufallszahl $t \in \{0, 1\}^m$ und verschlüsselt $(s_1 \oplus s_2) \,\|\|\, t$ mit k. $R = E((s_1 \oplus s_2) \,\|\|\, t , k)$

Das Fiat-Shamir-Authentifikationsprotokoll:

Dieses von **A. Fiat**, **A. Shamir** und **U.Feige** entwickelte **Authentifikationsprotokoll** benutzt, wie bei der Signatur mit einem Public-Key-Verfahren, einen **geheimen** Schlüssel **s**.

Benutzer **A** mit dem **geheimen** Schlüssel **s** möchte **B** seine Identität beweisen, ohne jedoch **s** preisgeben zu müssen.

Vorbereitung:

- Ein vertrauenswürdiger Vermittlungsrechner bestimmt zwei zufällige Primzahlen p und q, deren Produkt den Modul n ergibt.
- Der **geheime** Schlüssel **s** von **A** wird zufällig gewählt.
- Der **öffentliche** Schlüssel **v** von **A** wird berechnet nach der Vorschrift $v = s^2 \bmod n$ und öffentlich bekannt gegeben.

Nun läuft folgendes **Protokoll** ab:

1. Benutzer **A** wählt Zufallszahl r und berechnet $x = r^2 \bmod n$ und schickt x an Benutzer **B**.
2. Benutzer **B** wählt zufällig ein Bit $b \in \{0, 1\}$ und schickt dies zum Benutzer **A**.
3. Falls $b = 1$ berechnet **A** den Wert $y = r \cdot s \bmod n$ und falls $b = 0$ den Wert $y = r \bmod n$. **A** sendet nun den Wert y an **B**.
4. Falls $b = 1$ verifiziert **B**, ob $y^2 \bmod n = x \cdot v \bmod n$ und falls $b = 0$ den Wert $y^2 \bmod n = x$.

Die **Sicherheit** des Verfahrens basiert auf der Schwierigkeit der Berechnung **modularer Quadratwurzeln**, was gleich schwierig ist wie die **Primfaktorzerlegung** von n.