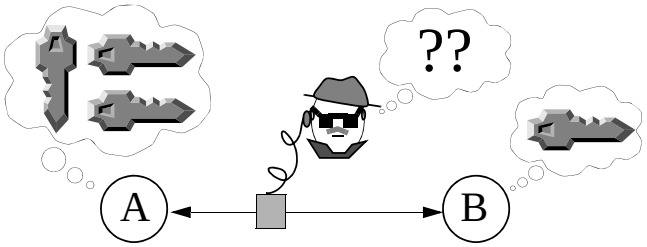
Direkte Schlüsselvereinbarung

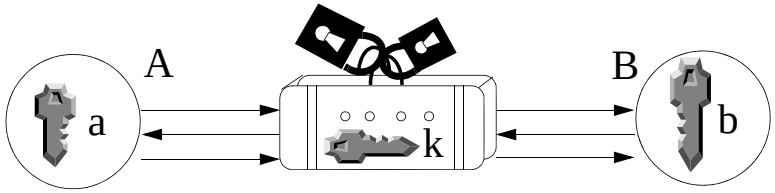


- Problem: A und B wollen sich über einen unsicheren Kanal auf einen gemeinsamen Schlüssel einigen, ohne einen Schlüsselserver zu verwenden

- Sinnvoll z.B. bei dynamisch gegründeten Prozessen, die vorher noch nie kommuniziert haben
  - z.B. wenn keine public keys vorhanden bzw. nicht bekannt

- Wie geht dies?
  - wir erinnern uns an die “Schatzkiste mit zwei Vorhängeschlössern”

Kommutative Schlüssel



1. A generiert einen Sitzungsschlüssel k
2. A verschlüsselt k mit einem geheimen Schlüssel a
3. A→B: $\{k\}_a$
4. B verschlüsselt dies mit seinem Schlüssel b
5. B→A: $\{\{k\}_a\}_b$
6. A entschlüsselt mit seinem Schlüssel a:
   $\{\{\{k\}_a\}_b\}_{\bar{a}} = \{\{\{k\}_a\}_{\bar{a}}\}_b = \{k\}_b$
7. A→B: $\{k\}_b$
8. B entschlüsselt mit seinem Schlüssel: $\{\{k\}_b\}_{\bar{b}} = k$

a und b sind “lokal erfunden”

Forderung!

Bezeichne $\bar{x}$ den zu x inversen Schlüssel (oft: $\bar{\bar{x}} = x$)

gemeinsames Geheimnis

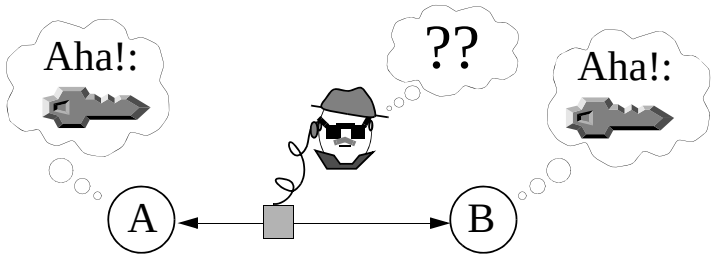
Beachte: k wird nie offen transportiert!

Denkübung: Geht hier *xor* mit “one-time pads” a, b ?

- *xor* erfüllt die Forderung (ist assoziativ und kommutativ)
- *xor* mit one-time pads ist sicher (wirklich?) und effizient
- *Aber:* Wenn Schritt 3 ($\{k\}_a$) und Schritt 5 ($\{\{k\}_a\}_b$) abgehört wird, dann kann daraus der Schlüssel b ermittelt werden, so dass aus dem abgehörten Schritt 7 ($\{k\}_b$) das geheime k ermittelt werden kann!
- Gibt es anstelle von *xor* andere (sichere!) Verschlüsselungsoperationen?

Schlüsselvereinbarung mit Diffie-Hellman-Verfahren

Ziel: A und B sollen sich über einen unsicheren Kanal auf ein gemeinsames "Geheimnis" G einigen, ohne dass ein Angreifer es erfährt

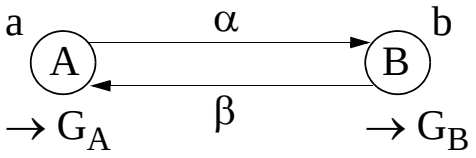


- Nutzung einer *Einwegfunktion*: $f(x) = c^x \bmod p$

  $(1 < c < p$; i.Allg. ist p eine grosse Primzahl)

  - in einem Restklassenring ist die Bestimmung *diskreter Logarithmen* (und k-ter Wurzeln) wesentlich schwieriger als die Bildung von Potenzen

Der Diffie-Hellman-Algorithmus



- wenig Nachrichten
- effizient

1. A wählt eine Zufallszahl a
2. A berechnet $\alpha = f(a)$
3. A → B: α
4. B wählt eine Zufallszahl b
5. B berechnet $\beta = f(b)$
6. B → A: β
7. A berechnet $G_A = \beta^a \bmod p$
8. B berechnet $G_B = \alpha^b \bmod p$

(a und b sind nur lokal bekannt und bleiben geheim)

Behauptung: $G_A = G_B$ (gemeinsames Geheimnis!)

Beispiel (für c = 5 und unrealistisch kleines p = 7):

$f(x) = 5^x \bmod 7$

$a = 3 \rightarrow \alpha = 6 \quad \rightarrow G_B = 6^4 \bmod 7 = 1$

$b = 4 \rightarrow \beta = 2 \quad \rightarrow G_A = 2^3 \bmod 7 = 1$

$G_A = G_B$

Zu zeigen: $\beta^a \bmod p = \alpha^b \bmod p$, also:

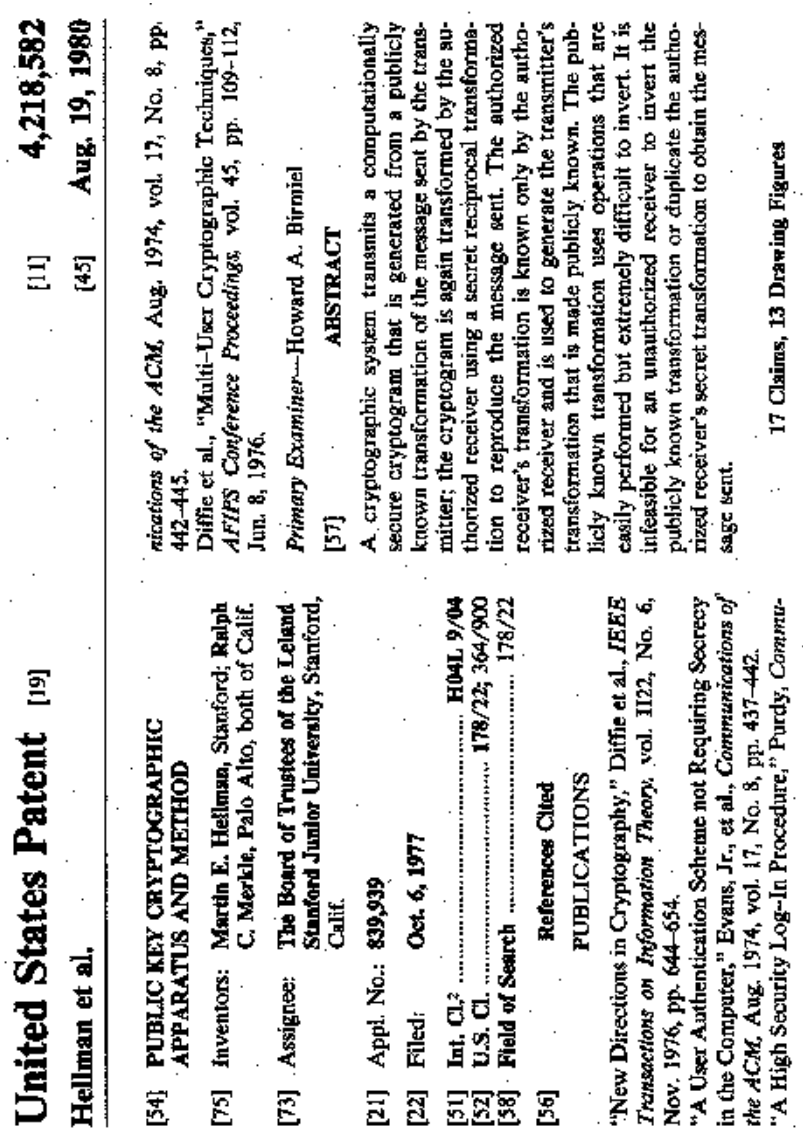
$$(c^b \bmod p)^a \bmod p = (c^a \bmod p)^b \bmod p$$

Lemma: $(k \bmod p)^n \bmod p = k^n \bmod p$ ← Restklassen-arithmetik...

$$\begin{aligned}
\mathbf{(c^b \bmod p)^a \bmod p} &= (c^b)^a \bmod p \quad \text{[Lemma]} \\
&= c^{(b\,a)} \bmod p \\
&= c^{(a\,b)} \bmod p \\
&= (c^a)^b \bmod p \quad \text{[Lemma]} \\
&= \mathbf{(c^a \bmod p)^b \bmod p}
\end{aligned}$$

Bemerkungen:

- Lässt sich auch auf k > 2 Benutzer verallgemeinern
- Der Algorithmus (entdeckt 1976) ist patentiert
  - U.S.-Patent Nummer 4200770 (Sept. 1977)



United States Patent [19]
Hellman et al.

[11] 4,218,582
[45] Aug. 19, 1980

[54] PUBLIC KEY CRYPTOGRAPHIC APPARATUS AND METHOD

[75] Inventors: Martin E. Hellman, Stanford; Ralph C. Merkle, Palo Alto, both of Calif.

[73] Assignee: The Board of Trustees of the Leland Stanford Junior University, Stanford, Calif.

[21] Appl. No.: 839,939

[22] Filed: Oct. 6, 1977

[51] Int. Cl.² H04L 9/04
[52] U.S. Cl. 178/22; 364/900
[58] Field of Search 178/22

[56] References Cited
PUBLICATIONS

"New Directions in Cryptography," Diffie et al., *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. II22, No. 6, Nov. 1976, pp. 644–654.
"A User Authentication Scheme not Requiring Secrecy in the Computer," Evans, Jr., et al., *Communications of the ACM*, Aug. 1974, vol. 17, No. 8, pp. 437–442.
"A High Security Log-In Procedure," Purdy, *Communications of the ACM*, Aug. 1974, vol. 17, No. 8, pp. 442–445.
Diffie et al., "Multi-User Cryptographic Techniques," *AFIPS Conference Proceedings*, vol. 45, pp. 109–112, Jun. 8, 1976.

Primary Examiner—Howard A. Birmiel

[57] ABSTRACT

A cryptographic system transmits a computationally secure cryptogram that is generated from a publicly known transformation of the message sent by the transmitter; the cryptogram is again transformed by the authorized receiver using a secret reciprocal transformation to reproduce the message sent. The authorized receiver's transformation is known only by the authorized receiver and is used to generate the transmitter's transformation that is made publicly known. The publicly known transformation uses operations that are easily performed but extremely difficult to invert. It is infeasible for an unauthorized receiver to invert the publicly known transformation or duplicate the authorized receiver's secret transformation to obtain the message sent.

17 Claims, 13 Drawing Figures

US4218582: Public key cryptographic apparatus and method

Inventors: Martin E. Hellman, Stanford; Ralph C. Merkle, Palo Alto

Issued/Filed Dates: Aug. 19, 1980 / Oct. 6, 1977

Abstract:

A cryptographic system transmits a computationally secure cryptogram that is generated from a publicly known transformation of the message sent by the transmitter; the cryptogram is again transformed by the authorized receiver using a secret reciprocal transformation to reproduce the message sent. The authorized receiver's transformation is known only by the authorized receiver and is used to generate the transmitter's transformation that is made publicly known. The publicly known transformation uses operations that are easily performed but extremely difficult to invert. It is infeasible for an unauthorized receiver to invert the publicly known transformation or duplicate the authorized receiver's secret transformation to obtain the message sent.

What is claimed is:

1. In a method of communicating securely over an insecure communication channel of the type which communicates a message from a transmitter to a receiver, the improvement characterized by: providing random numbers at the receiver; generating from said random numbers a public enciphering key at the receiver; generating from said random numbers a secret deciphering key at the receiver such that the secret deciphering key is directly related to and computationally infeasible to generate from the public enciphering key; communicating the public enciphering key from the receiver to the transmitter; processing the message and the public enciphering key at the transmitter and generating an enciphered message by an enciphering transformation, such that the enciphering transformation is easy to effect but computationally infeasible to invert without the secret deciphering key; transmitting the enciphered message from the transmitter to the receiver; and processing the enciphered message and the secret deciphering key at the receiver to transform the enciphered message with the secret deciphering key to generate the message.

2. ...

...

17. ...

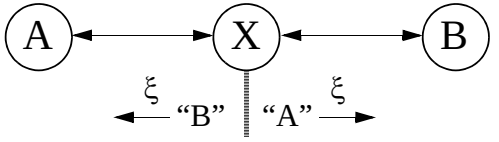
Sweet Little Secret G

- A und B könnten $G = G_A = G_B$ als symmetrischen Schlüssel zur Kodierung ihrer Nachrichten verwenden

- *Besser*: G nur als Schlüssel verwenden, um einen zufällig bestimmten session key zu kodieren und dem Kommunikationspartner diesen mitzuteilen
  - so wird es z.B. im Sun-RPC-Protokoll gemacht
  - Motivation: G selbst so selten wie möglich benutzen

- Einzusehen bliebe noch, dass aus Kenntnis von α und β (sowie von c und p aus f) G von einem passiven Angreifer nicht (effizient) ermittelt werden kann!
  - $\alpha = c^a \bmod p \rightarrow$ a ist ein *diskreter Logarithmus*; dieser ist i.Allg. "schwierig" zu berechnen!
  - Bem.: nicht jedes p ist "gut"; sollte auch einige 100 Bit gross sein
  - "Probieren" aller a, bis $\alpha = c^a \bmod p$ gefunden $\rightarrow$ zu langwierig
  - α und β sind *unabhängig* voneinander! (Wieso ist das ein Argument?)

- Wie ist es aber bei *aktiven Angreifern*?

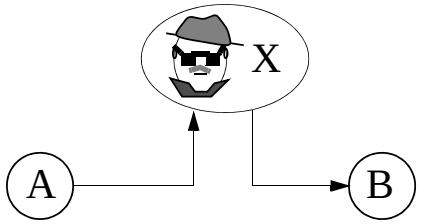


- "man in the middle"
- ein ξ für ein β bzw. α vormachen!

- X kann unter Vortäuschung falscher Identitäten jeweils eigene Schlüssel für die Teilstrecken AX und XB vereinbaren!

Aktive Angriffe durch Eindringen und Schlüsselfälschung

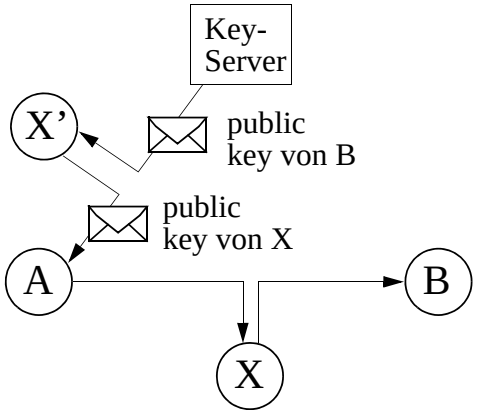
Szenario 1:



- X verhält sich gegenüber A wie B, gegenüber B wie A (→ X arbeitet "transparent")
- z.B. eigene Schlüssel für die Teilstrecken vereinbaren

- Challenge-Response-Test nützt so nichts: X reicht Challenges einfach an den von ihm vorgetäuschten Partner weiter und miemt mit der abgefangenen Antwort die angenommene Identität

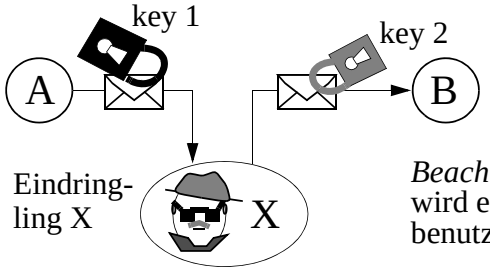
Szenario 2:



- kompromittierter Key-Server; Verschwörung X, X'
- X kann alle von A mit dem falschen Schlüssel verschlüsselten Nachrichten an B entziffern
- X verschlüsselt danach die Nachricht mit dem richtigen Schlüssel für B

- digitale Unterschrift des Key-Servers nützt nichts, wenn A den Prozess X' für den Key-Server hält und dessen Unterschrift akzeptiert!
- nützt die allgemeine Bekanntgabe des public keys des Key-Servers?
- ist es überhaupt möglich, X in diesen Szenarien zu erkennen?

Erkennen von Eindringlingen



Beachte: Auf der Strecke AX wird ein anderer Schlüssel benutzt, als auf der Strecke XB!

1) B stellt eine Anfrage, die nur A beantworten kann
2) A generiert die Antwort und verschlüsselt diese
3) A sendet zunächst nur die "Hälfte" davon zurück
   - z.B. nur jedes zweite Bit (die "geraden" Bits)
   - B erwartet diese Hälfte der Antwort in weniger als t Zeiteinheiten
4) Ohne die andere Hälfte kann X diese nicht entschlüsseln und neu verschlüsseln
   (sofern X nicht erzwingen kann, dass key 1 = key 2 ist)
5) Erst nach t Zeiteinheiten sendet A die andere Hälfte
   - B setzt Schlüsseltexthälften zusammen und überprüft Antwort

---

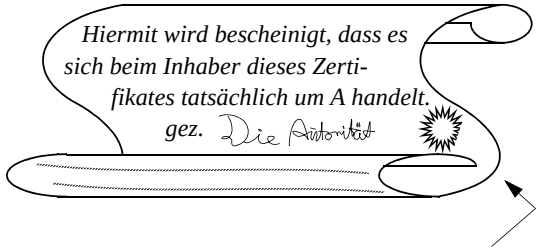
→ Gibt X die halbe Nachricht unverändert weiter, kann B diese nicht entschlüsseln → *Fälschung erkannt*

→ Behält X die halbe Nachricht bis zum Eintreffen der anderen Hälfte (und speichert die andere Hälfte dann t Zeiteinheiten zwischen), dann arbeitet X nicht mehr zeittransparent → *Eindringling erkannt*

Frage: Wird in 1) nicht schon ein gemeinsames Geheimnis vorausgesetzt? Können (im Kontext des Diffie-Hellman-Verfahrens) A und B nicht dieses benutzen, um einen von X nicht ermittelbaren gemeinsamen Schlüssel zu finden? Oder genügt in 1) eine schwächere Eigenschaft ("originelle" Antwort; Fähigkeit, die nur A hat...)?

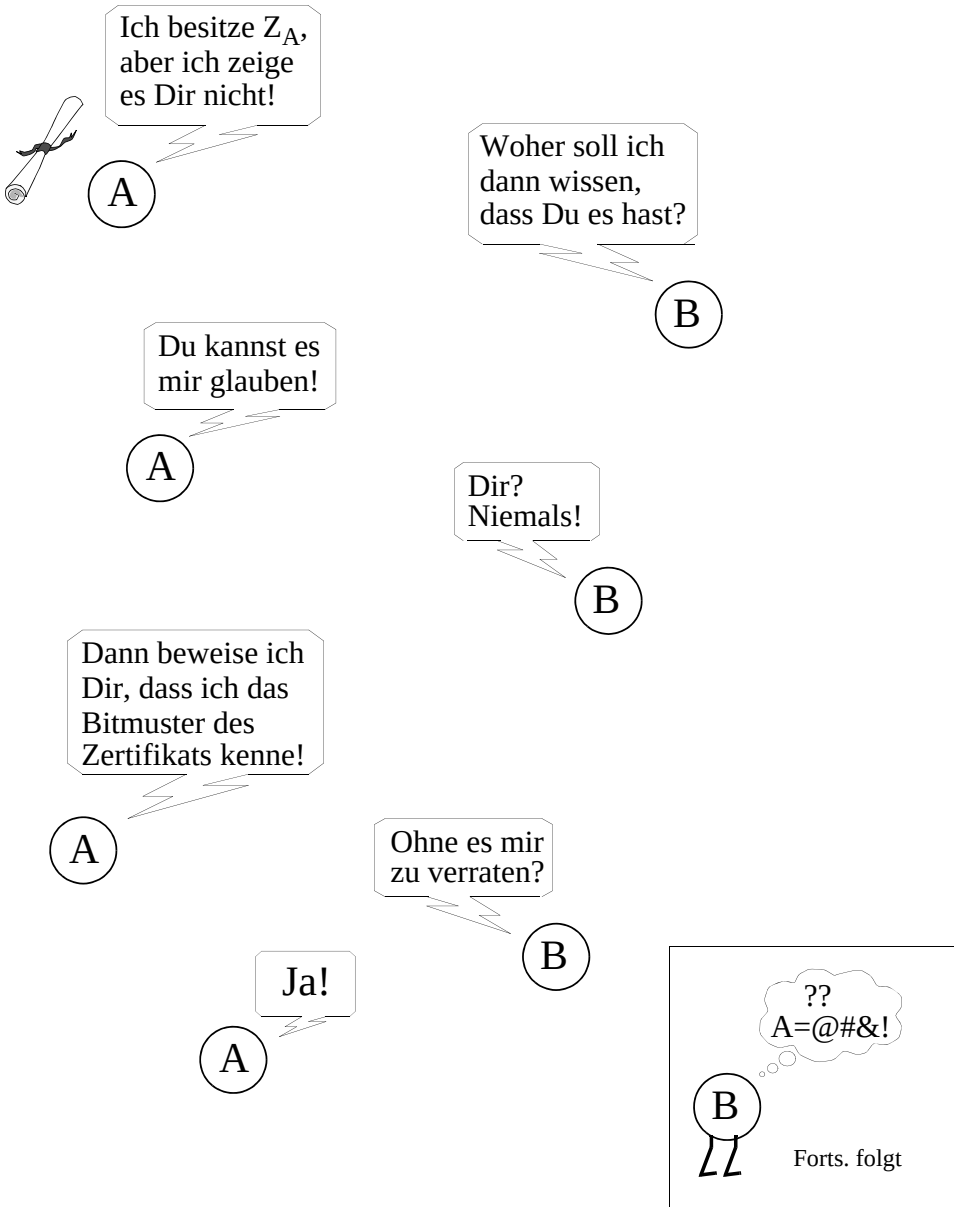
Authentifizierung mit Zertifikaten?

- Die Idee:



  - A lässt sich einmalig von einer Autorität ein *Zertifikat* Z_A mitgeben (sollte von der Autorität signiert sein)
    - Autorität gilt als vertrauenswürdig und hat A evtl. persönlich in Augenschein genommen (oder einem fremden Zertifikat vertraut)
  - Wenn B an der Identität von A zweifelt, wird B von A auf sein Zertifikat Z_A hingewiesen
    - Besitz des Zertifikates = Authentifizierung
  - Aber: A darf Z_A nie B zeigen - sonst könnte B es sich kopieren und sich fortan als A ausgeben!
    - in der digitalen Welt lassen sich Bitfolgen perfekt kopieren
    - wie vermeidet man “raubkopierte Zertifikate”?
  - Z_A muss offenbar ein *Geheimnis* bleiben, das ausser der Autorität und A niemand kennt!
  - Taugt ein solches Geheimnis als Zertifikat??
    - wie beweist man den Besitz eines Zertifikates, ohne es zu zeigen?

Geheime Zertifikate?

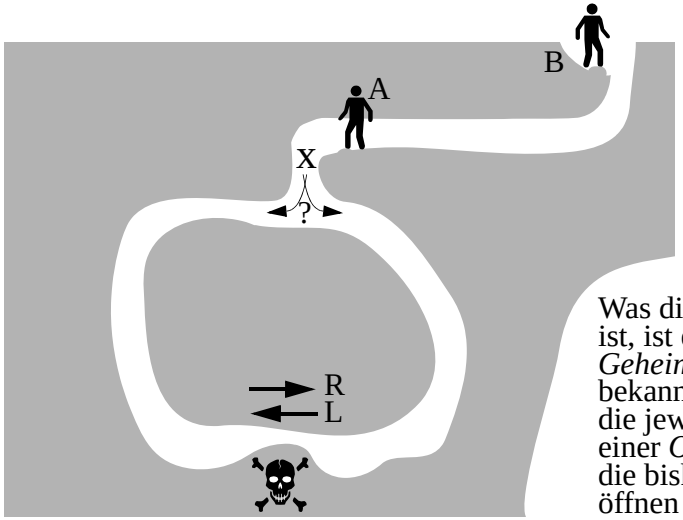


Geheime Zertifikate!

- Im Prinzip wissen wir schon, dass das geht: Der secret key sA eines asymmetrischen Verfahrens stellt ein solches Zertifikat dar
  - braucht von A nicht verraten zu werden
  - B kann dennoch überprüfen, ob A das Zertifikat hat (z.B. indem sich B von A etwas mit sA verschlüsseln lässt und anschliessend durch Anwenden von pA prüft; oder indem B ein $\{M\}_{pA}$ an A schickt und sich dies von A mit sA entschlüsseln lässt)

- Eine andere Realisierung geht mit “zero knowledge”
  - beweist Kenntnis eines Geheimnisses G, ohne relevante Information preiszugeben

Ein Höhlengleichnis



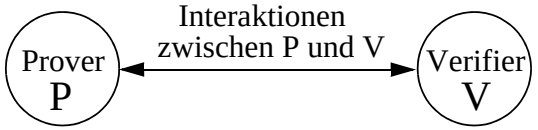
Der Höhlendämon lässt nur diejenigen die Engstelle lebendig passieren, die dort in der richtigen Richtung (L oder R) vorbeigehen.

Was die richtige Richtung ist, ist ein streng gehütetes *Geheimnis*; es ist lediglich bekannt, dass der Dämon die jeweilige Entscheidung einer *Orakelbox* entnimmt, die bisher noch niemand öffnen konnte.

- A sagt zu B: “Ich kenne das Geheimnis. Das beweise ich Dir, ohne das Geheimnis zu verraten!”
  - A begibt sich in die Höhle bis zur Engstelle; erst danach folgt B bis zur Stelle x (B sieht nicht, welche Richtung A dort eingeschlagen hat)
  - B ruft A *entweder*
    - “komm links heraus!” *oder*
    - “komm rechts heraus!” zu
  - A tut dies, indem A ggf. die Engstelle (in der richtigen Richtung) passiert
  - A und B verlassen zusammen die Höhle
- Nachdem A das ganze n Mal überlebt hat, glaubt B, dass A das Geheimnis (= Funktion der Orakelbox) kennt!
  - Die Irrtumswahrscheinlichkeit beträgt nur 2^{-n}
- B hat in diesem “interaktiven Beweis” das Geheimnis nicht erfahren! ==> “Zero knowledge proof”

Zero-Knowledge-Beweis

- “Beweis” = Nachweis, dass P eine bestimmte Folge von Bits (= Zahl, Algorithmus, Zertifikat,...) kennt



Hat Kenntnis einer bestimmten (“geheimen”) Information

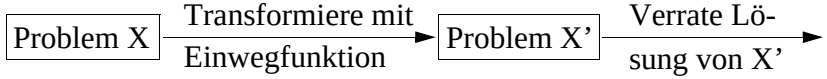
Überprüft, ob P diese Kenntnis wirklich hat

- P soll V (praktisch) *nicht betrügen* können: Wenn P die Information nicht hat, sollen seine Chancen, V zu überzeugen, verschwindend gering sein

- V soll *nichts* über die Kenntnis von P *erfahren*
  - V erfährt auch sonst nichts Relevantes von P, was V nicht auch alleine in Erfahrung bringen könnte

---

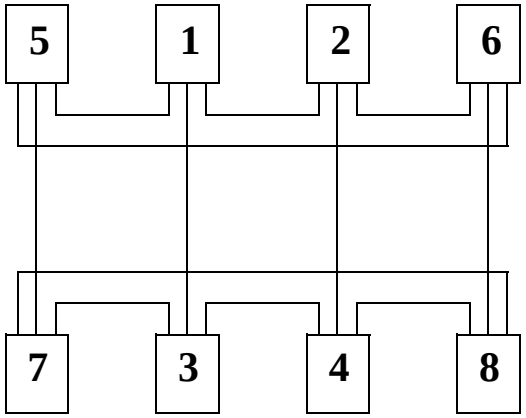
Idee: (geheime Information = Lösung eines schwierigen Problems X)



(Wobei die Lösung von X’ die Lösung von X logisch impliziert, sie jedoch nicht effektiv-konstruktiv liefert)

Beispiel: Isomorphie von Graphen

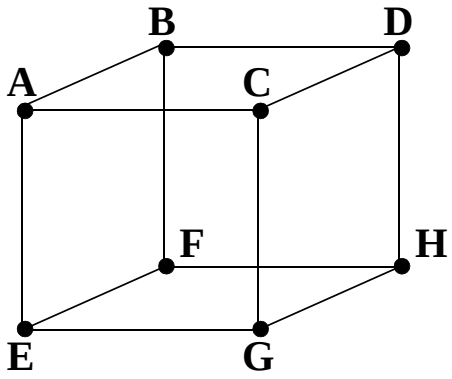
Bemerkung: Ob zwei grosse (z.B. in Form von Adjazenzmatrizen) gegebene Graphen G_1, G_2 topologisch isomorph ($G_1 \sim G_2$) sind (d.h. bis auf Umbenennung von Knoten und evtl. Kanten identisch sind), ist ein *schwieriges* Problem.



Hier nur ein kleines und daher einfaches (also unrealistisches) Beispiel

A = 7
B = 5
C = 8
D = 6
E = 3
F = 1
G = 4
H = 2

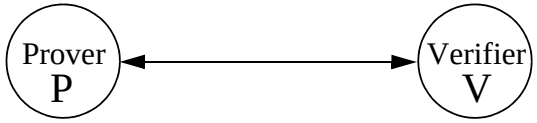
≡



Überprüfung eines (durch eine Knotenzuordnung gegebenen) Isomorphismus ist allerdings “einfach”!

Zero-Knowledge mit Graphisomorphie

- P behauptet, einen Beweis zu haben, dass zwei gegebene Graphen G_1, G_2 isomorph sind, möchte den Beweis aber nicht verraten



- Folgendes Protokoll *überzeugt* V davon:
  - P erzeugt durch zufällige Permutation der Knoten einen Graphen H mit $H \sim G_1$ (und damit $H \sim G_2$). Für P ist dies einfach. Andere aber können $H \sim G_1$ oder $H \sim G_2$ nicht einfacher entscheiden als $G_1 \sim G_2$
  - P sendet H an V
  - Entweder bittet V dann P
    - $H \sim G_1$ nachzuweisen, *oder*
    - $H \sim G_2$ nachzuweisen

    zufällig; bzw. von P nicht vorhersehbar
  - Da P den Graphen H konstruiert hat, kann P das gewünschte einfach tun (P hütet sich jedoch davor, auch noch die andere, von V nicht gewünschte, Alternative nachzuweisen - wieso?)
  - V kann den von P gelieferten Isomorphienachweis einfach verifizieren
  - P und V wiederholen alles n Mal, wobei von P jedesmal ein anderer "Zeuge" H konstruiert wird (Beweissicherheit = $1-2^{-n}$)
- Der Isomorphismus bleibt dabei ein Geheimnis von P!

Zero-Knowledge: Eigenschaften

- Falls P *keinen* Isomorphismus zwischen G_1 und G_2 kennt (also *lügt*), kann P keinen Graphen H konstruieren, der nachweislich isomorph zu *beiden* ist
  - *verschiedene* H_1, H_2 zu finden mit $H_1 \sim G_1$ und $H_2 \sim G_2$ ist einfach; mit 50% Wahrscheinlichkeit wird P dann allerdings der Lüge überführt!
- V *lernt nichts* über die Isomorphie $G_1 \sim G_2$, *glaubt* aber schliesslich, dass P eine solche kennt
- Zur Minimierung der Interaktionen lassen sich die "Runden" *parallelisieren*: P sendet *mehrere* "isomorphe Zeugen" an V, und V sendet einen Bitvektor zurück, der die Einzelnachweise auswählt
- V kann einem Dritten W gegenüber nicht beweisen, dass P den Isomorphismus kennt: Selbst ein exaktes Protokoll der Kommunikationsvorgänge muss W nicht überzeugen: P und V könnten sich *verschworen* haben!
- Da V nichts Relevantes gelernt hat, kann V sich anderen gegenüber auch nicht mit der Kenntnis schmücken
  - sich also *nicht für P ausgeben* (wenn die Kenntnis P identifiziert)

Grosse Graphen sind in der Praxis etwas unhandlich. Es gibt praktischere Ausprägungen des Zero-Knowledge-Verfahrens, z.B. das Protokoll von Fiat und Shamir. Dieses beruht auf der Schwierigkeit, die k-te Wurzel in einem Restklassenring zu berechnen.

Der Kerberos-Sicherheitsdienst

- Protokoll zur Schlüsselvergabe, Authentifizierung und Einrichtung sicherer Kommunikationskanäle
- Am MIT entwickelt im Rahmen eines ersten grossen Client-Server-Campusnetzes (ab 1986)
- Basiert auf Needham-Schroeder-Protokoll mit symmetrischen Schlüsseln

  R.M. Needham, M.D. Schroeder: *Using Encryption for Authentication in Large Networks of Computers.* CACM 21(12), pp. 993-999, 1978
- Public domain; es gibt auch kommerzielle Varianten
- Es gibt noch eine Reihe weiterer (neuerer) Systemdienste zur Erhöhung der Sicherheit in offenen vert. Systemen
  - z.B. ssh, VPN etc.

B. Clifford Neuman and Theodore Ts'o: *Kerberos: An Authentication Service for Computer Networks.* IEEE Communications Magazine, Volume 32, Number 9, pp. 33-38, September 1994

RFC 1510: *The Kerberos Network Authentication Service (V5)*, www.rfc-archive.org/getrfc.php?rfc=1510

Vgl. auch *Wikipedia*

Kerberos-Prinzipien

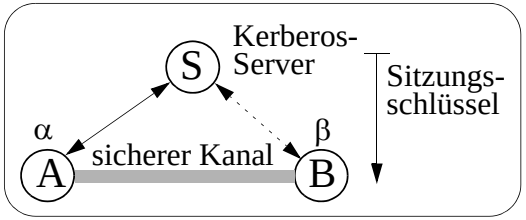
- Offenes Netz → Nachrichten prinzipiell unsicher
- Kommunikation erfolgt daher i.Allg. verschlüsselt und nur mit authentifizierten Partnern
  - Kenntnis des Sitzungsschlüssels als Authentitätsbeweis
- Passwörter niemals im Klartext übertragen
  - auch keine Passwortspeicherung

"Kerberos-Server"

- Benutzer, Clients und Server sind bei zentraler Instanz (Key Distribution Center: "KDC") akkreditiert
  - vereinbaren mit dem KDC auch ihren Geheimschlüssel ("master key")
  - ohne Akkreditierung keine Server-Berechtigungsscheine ("Tickets")
  - ohne Tickets kein Service
  - Ticket nur in Verbindung mit Authentitätsnachweis gültig
- Gültigkeit von Tickets / Sitzungsschlüsseln zeitlich befristet
- Mehrere Sicherheitsstufen möglich, z.B.:
  (1) Authentifizierung nur bei Einrichtung eines Kommunikationskanals
  (2) Authentifizierung bei jeder Nachricht zwischen A und B
  (3) zusätzlich Verschlüsselung der Nachrichten

Kerberos-Anwendungsbeispiel: Einrichtung eines sicheren Kanals

- Gegenseitige Authentifizierung (via Kerberos Server)
- Verwendung eines Sitzungsschlüssels (“session key”)
- Ein chiffriertes Quadrupel $\{X, K, Ts, \Delta\}_\gamma$ heisst “Ticket”
  - Teilnehmer X, Sitzungsschlüssel K, Zeitstempel Ts, Gültigkeitsdauer Δ
  - Tickets kann man an andere (“vertrauenswürdige”) Instanzen weitergeben



Hier: Version 4; andere Kerberos-Versionen im Prinzip nur leicht unterschiedlich

$A \rightarrow S$: A, B

$S \rightarrow A$: $\{B, K, Ts, \Delta, \{A, K, Ts, \Delta\}_\beta\}_\alpha$

$A \rightarrow B$: $\{A, K, Ts, \Delta\}_\beta$, $\{A, Ta\}_K$

$B \rightarrow A$: $\{Ta + 1\}_K$

Sitzungsschlüssel

Zeitstempel

Gültigkeitsdauer des Sitzungsschlüssels

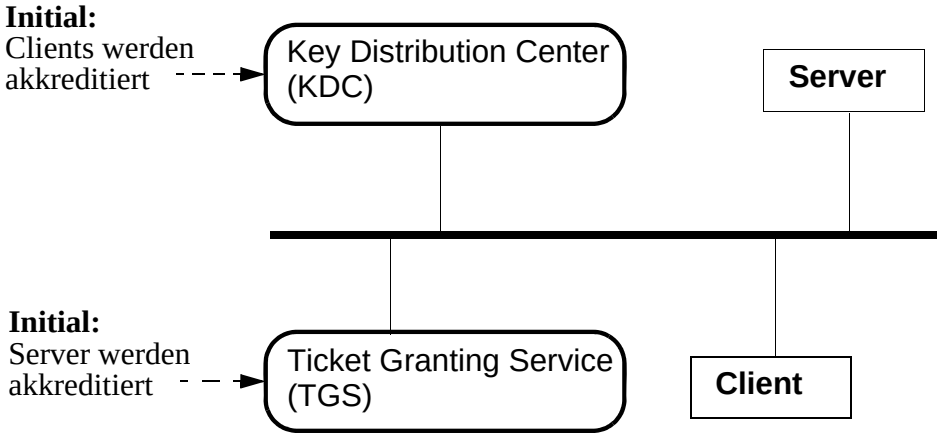
Geheime Schlüssel von A bzw. B

B sieht: A kennt K

Hiermit authentifiz. sich B gegenüber A (kein anderer konnte Ta entschlüsseln)

- Geheimschlüssel α von A und β von B darf niemand ausser S kennen! (Kenntnis wird als Identitätsnachweis betrachtet)
- A reicht hier ein von S erhaltenes (mit β codiertes) Ticket an B weiter

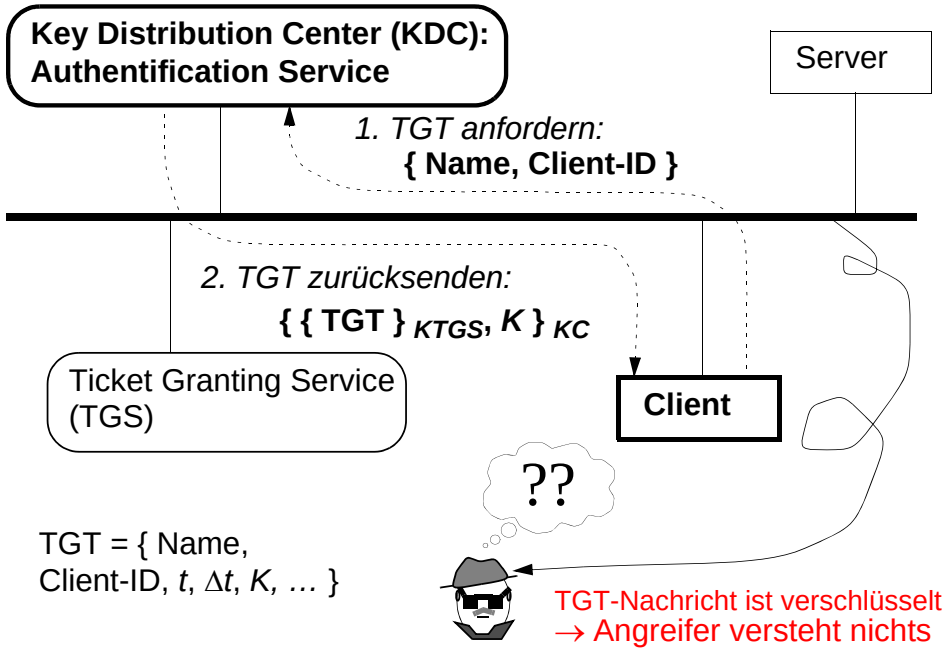
Kerberos: Akkreditierung



- Benutzer (Clients) und deren Passwörter (= Schlüssel) werden dem KDC bekannt gemacht
- TGS und dessen geheimer Schlüssel werden ebenfalls beim KDC akkreditiert
- Server und deren geheime Schlüssel werden dem TGS bekannt gemacht
  - es kann mehrere TGS-Server geben ($\rightarrow$ Lastverteilung)

Kerberos: TGT-Anforderung

- Client erwirbt zunächst ein Ticket Granting Ticket (TGT)



- Client an KDC: sendet { Name, Client-ID } im Klartext
- KDC: wählt K; erstellt TGT = { Name, Client-ID, t, Δt, K, … }
- KDC an Client: sendet { { TGT } $_{KTGS}$, K } $_{KC}$ zurück;
  KC = h(Passwort); KTGS = TGS-Schlüssel; K = Sitzungsschlüssel
- Client: gewinnt { TGT } $_{KTGS}$ und K durch Entschlüsselung mit Passwort:
  - (chiffriertes) TGT berechtigt zum Erwerb von Service Tickets;
  - K sichert Kommunikation mit TGS gegen Angreifer

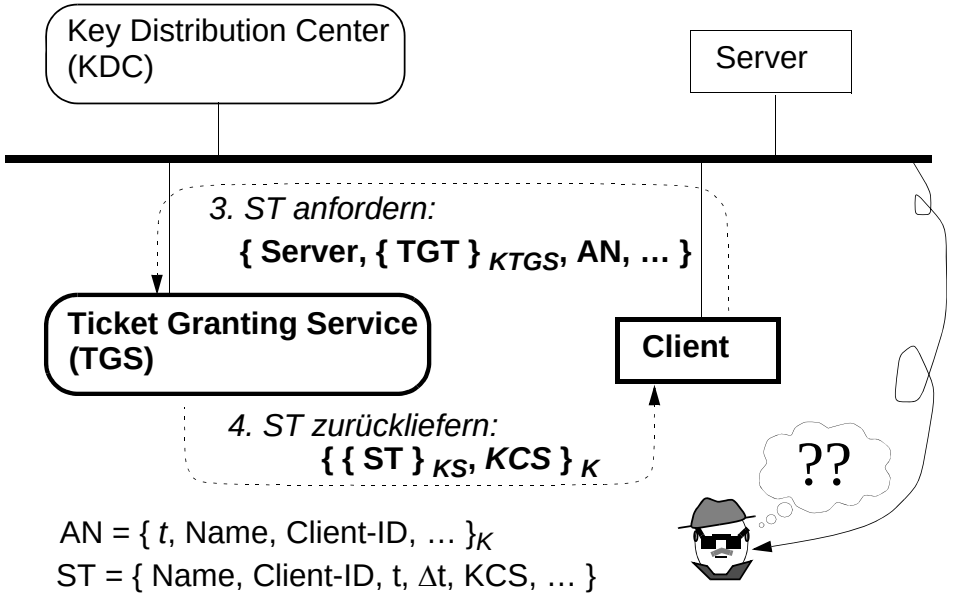
→ KDC-Nachricht ist authentisch: Nur KDC kennt noch Schlüssel KC !

→ Nur der echte Client kann TGT mittels KC nutzbar machen

→ Passwort verlässt Client-Rechner nicht

→ TGT ist verschlüsselt, nur für Zeitspanne Δt gültig, geht nur an Client

Kerberos: Service Ticket erwerben

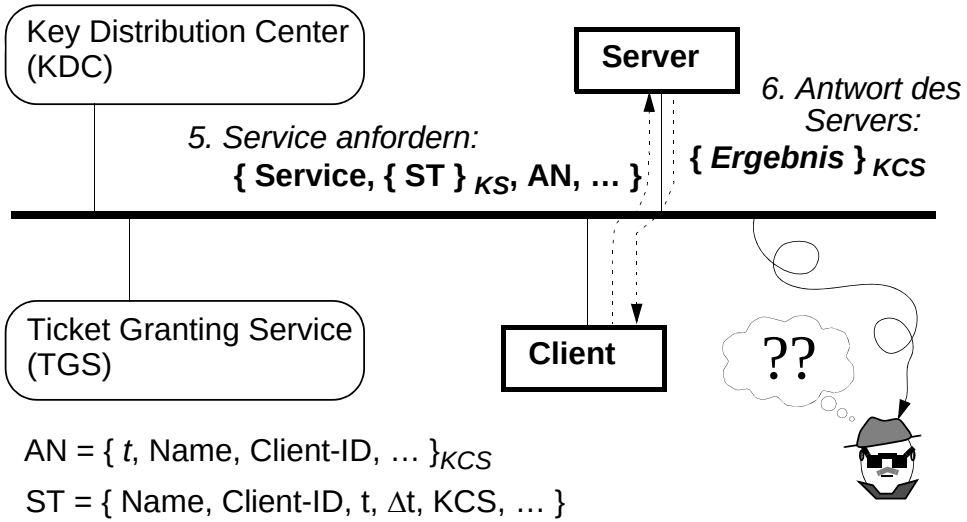


- Client: erstellt Authentizitätsnachweis AN = { t, Name, Client-ID, … } $_{K}$
- Client sendet an TGS { Server, { TGT } $_{KTGS}$, AN, … } als Request
- TGS: entschlüsselt TGT mit Schlüssel KTGS, erhält damit K;
  entschlüsselt AN mit K, vergleicht Inhalt mit TGT;
  erstellt Service Ticket ST = { Name, Client-ID, t, Δt, KCS, … }
- TGS sendet an Client { { ST } $_{KS}$, KCS } $_{K}$ zurück
- Client: gewinnt { ST } $_{KS}$ und KCS durch Entschlüsselung mit K:
  - (chiffriertes) ST berechtigt zur Nutzung des Servers
  - KCS sichert Kommunikation zwischen Client und Server

→ Ohne Sitzungsschlüssel K ist ST nicht nutzbar: Nur Client kennt K !

→ ST höchstens für Zeitspanne Δt gültig

Kerberos: Nutzung des Service

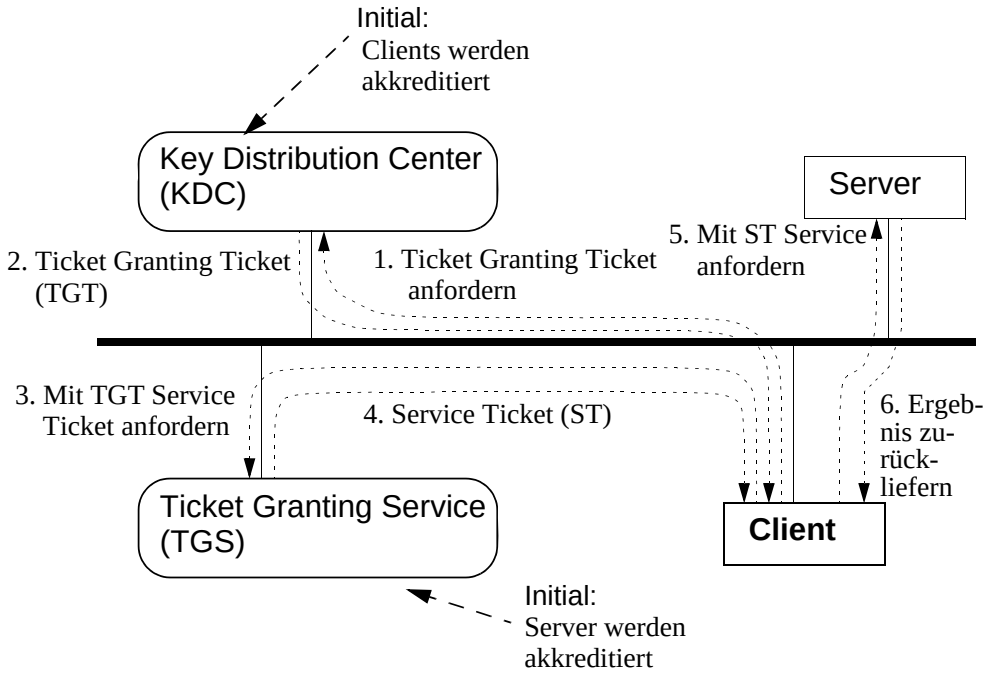


- Client: erstellt Authentizitätsnachweis AN = { t, Name, Client-ID, … } $_{KCS}$
- Client an Server: sendet { Service, { ST } $_{KS}$, AN, … } als Service-Request
- Server: entschlüsselt ST mit KS, erhält damit KCS;
  entschlüsselt AN mit KCS, vergleicht Inhalt mit ST;
  leistet Service und erzeugt Ergebnisdaten
- Server an Client: antwortet mit { Ergebnisdaten } $_{KCS}$
- Client: authentifiziert und entschlüsselt das Ergebnis mittels KCS

→ Folgedialoge zwischen Client und Server mittels KCS verschlüsselbar

→ ST als Einmal-Ticket oder evtl. innerhalb Δt mehrfach nutzbar

Kerberos: Protokollübersicht



- Protokoll ist zweistufig:
  - Client kommuniziert nur selten mit dem KDC (1,2) → eigentlicher Geheimschlüssel (Passwort-basiert) wird nur selten benutzt
  - ein TGT ist i. Allg. für mehrere Anfragen beim Ticket-Service gültig

Kerberos - weitere Aspekte

- Nachrichten enthalten noch weitere (technische) Angaben
  - z.B. Versionsnummer, Nachrichtentyp, Prüfsumme, Netzwerkadressen,...
- Es gibt dezentrale Zuständigkeitsbereiche (“realms”)
  - lok. KDC vermittelt Zugangsticket zu KDC eines fremden Bereichs
- Kerberos-Software enthält u.a.:
  - Library mit Routinen, um Authentifizierungsanforderungen erzeugen und lesen zu können, Nachrichten zu authentifizieren und zu verschlüsseln
  - Datenbank und Verwaltungsroutinen für registrierte Nutzer (Geheimschlüssel, Gültigkeitsdauer, Verwaltungsdaten,...)
  - Tools zur Replikation der Datenbank (Verteilung ist wichtig, da bei Ausfall des KDC im ganzen Netz fast nichts mehr geht!)
- Neuere Versionen (gegenüber Version 4): mehr Funktionalität und allgemeiner verwendbar, z.B.:
  - standardisierte Datenformate
  - Verbesserung einiger Sicherheitskonzepte; Alternativen zu DES
  - besser skalierbare Authentifikation über fremde Zuständigkeitsbereiche
  - Unterstützung erneuerbarer und transferierbarer Tickets
- Weiterentwicklungen
  - z.B. asymm. Schlüssel, Einbindung von Chipkarten, verteilte Datenbank,...
- Kerberos ist weit verbreitet (“Quasi-Standard”)
  - z.B. um verteilte Dateiserver zu sichern oder modifizierte Versionen von telnet, rlogin, rcp, rsh, ftp etc. zu ermöglichen
  - Microsoft: Unterstützung ab Windows 2000

Kerberos - Sicherheitsaspekte

- KDC und TGS müssen geschützt werden
  - z.B. gegen unbefugtes Lesen der Datenbank, Verändern der Daten, denial of service,...
- Tickets sollen vom Client in einem “sicheren Speicherbereich” aufbewahrt werden
  - Master key (aus Passworteingabe des Benutzers abgeleitet) wird sobald wie möglich aus dem Speicher gelöscht
- Uhren der Kommunikationspartner und der Kerberos-Server müssen “verlässlich” synchronisiert werden
  - innerhalb eines gewissen Toleranzintervalls von einigen Minuten
  - Störung des Uhrenabgleichs erlaubt evtl. mehrfachen Ticketmissbrauch
- Replays sind innerhalb der Gültigkeitsdauer (typw.: einige Minuten bis Stunden) prinzipiell möglich!
  - Server sollte alte, noch gültige Tickets speichern, um Replays erkennen zu können
- “Erster” Schlüssel basiert auf einem Passwort → Off-line-Attacke durch Raten gängiger Passworte
- Angriffe ausserhalb von Kerberos
  - fremde Tickets lesen (Netz-Sniffer, Superuser-Rechte beschaffen,...)
  - “Hijacking” von TCP-Verbindungen
  - gefälschte Kerberos-Software mit Hintertüren auf Download-Servern