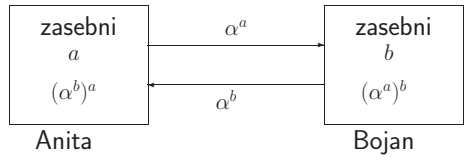
Diffie-Hellmanova uskladitev ključev

Naj bo p praštevilo in α generator multiplikativne grupe $\mathbb{Z}_p^*$. Naj bosta oba javno poznana (ali pa naj ju oseba U sporoči osebi V).

1. *Oseba U izbere naključen a_U, $0 \le a_U \le p-2$, izračuna $\alpha^{a_U} \bmod p$ in ga pošlje osebi V.*
2. *Oseba V izbere naključen a_V, $0 \le a_V \le p-2$, izračuna $\alpha^{a_V} \bmod p$ in ga pošlje osebi U.*
3. *Osebi U in V izračunata zaporedoma $K = (\alpha^{a_V})^{a_U} \bmod p$ in $K = (\alpha^{a_U})^{a_V} \bmod p$.*



Anita in Bojan si delita skupni element grupe:

$$(\alpha^a)^b = (\alpha^b)^a = \alpha^{ab}.$$

Edina razlika med tem protokolom in pa Diffie-Hellmanovim protokolom za distribucijo ključev je, da si izberemo nova eksponenta a_U in a_V uporabnikov U in V zaporedoma vsakič, ko poženemo ta protokol.

Varnost Diffie-Hellmanovega protokola

Protokol ni varen pred aktivnim napadalcem, ki prestreže sporočila in jih nadomesti s svojimi. Ta napad bomo imenovali **napad srednjega moža**.

$$U \underset{\alpha^{a'_V}}{\overset{\alpha^{a_U}}{\rightleftarrows}} W \underset{\alpha^{a_V}}{\overset{\alpha^{a'_U}}{\rightleftarrows}} V$$

Na koncu sta osebi U in V vzpostavili z napadalcem W zaporedoma ključa $\alpha^{a_U a'_V}$ in $\alpha^{a'_U a_V}$.

Tako bo zašifrirano sporočilo osebe U odšifriral napadalec W ne pa oseba V.

Uporabnika U in V bi bila rada prepričana, da ni prišlo namesto medsebojne izmenjave sporočil do izmenjave z napadalcem W.

Potrebujeta protokol za medsebojno avtentikacijo (predstavitev).

Dobro bi bilo, če bi potekala avtentikacija istočasno z uskladitvijo ključev, saj bi s tem onemogočili aktivnega napadalca.

Overjena uskladitev ključev

Diffie, Van Oorschot in Wiener so predlagali protokol **uporabnik-uporabniku** (station-to-station - STS), ki je protokol za *overjeno uskladitev kjuča* in je modifikacija Diffie-Hellmanove uskladitve ključev.

Vsak uporabnik ima **certifikat (potrdilo)**

$$C(U) = \Big(\mathrm{ID}(U), \mathrm{ver}_U, \mathrm{sig}_{\mathrm{TA}}\big(\mathrm{ID}(U), \mathrm{ver}_U\big)\Big),$$

kjer je shranjena njegova identifikacija $\mathrm{ID}(U)$.

Poenostavljen protokol uporabnik-uporabniku

1. *Oseba U izbere naključen $a_U \in \{0, \ldots, p-2\}$, izračuna $\alpha^{a_U} \bmod p$ in pošlje osebi V.*
2. *Oseba V izbere naključen $a_V \in \{0, \ldots, p-2\}$, izračuna $\alpha^{a_V} \bmod p$, $K = (\alpha^{a_U})^{a_V} \bmod p$ in $y_V = \mathrm{sig}_V(\alpha^{a_V}, \alpha^{a_U})$, ter pošlje potrdilo $(C(V), \alpha^{a_V}, y_V)$ osebi U.*

3. *Oseba U izračuna $K = (\alpha^{a_V})^{a_U} \bmod p$ ter preveri podpis y_V z uporabo ver_V in potrdilo $C(V)$ z $\mathrm{ver}_{\mathrm{TA}}$.*

   Nato izračuna $y_U = \mathrm{sig}_U(\alpha^{a_U}, \alpha^{a_V})$ in pošlje potrdilo $(C(U), y_U)$ osebi V.
4. *Oseba V preveri podpis y_U z uporabo ver_U in potrdilo $C(U)$ z uporabo $\mathrm{ver}_{\mathrm{TA}}$.*

Varnost protokola STS

Uporabnika U in V si izmenjata naslednje informacije (izpustimo potrdila):

$$U \xrightarrow{\alpha^{a_U}} V$$
$$U \xleftarrow{\alpha^{a_V},\ \mathrm{sig}_V(\alpha^{a_V},\alpha^{a_U})} V$$
$$U \xrightarrow{\mathrm{sig}_U(\alpha^{a_U},\alpha^{a_V})} V$$

Kaj lahko naredi napadalec W (mož na sredini):

$$U \xrightarrow{\alpha^{a_U}} W \xrightarrow{\alpha^{a'_U}} V$$
$$U \xleftarrow{\alpha^{a'_V},\ \mathrm{sig}_V(\alpha^{a'_V},\alpha^{a_U})=?} W \xleftarrow{\alpha^{a_V},\ \mathrm{sig}_V(\alpha^{a_V},\alpha^{a'_U})} V$$
$$U \xrightarrow{\mathrm{sig}_U(\alpha^{a_U},\alpha^{a'_V})} W \xrightarrow{\mathrm{sig}_U(\alpha^{a'_U},\alpha^{a_V})=?} V$$

Poenostavljeni STS protokol je torej varen pred napadom srednjega moža.

Tako oblikovan protokol ne vsebuje potrditve ključa, kakor je slučaj v Kerberosovi shemi.

Protokol, v katerem je vključena potrditev ključa:

$$y_V = e_K(\mathrm{sig}_V(\alpha^{a_V},\alpha^{a_U})), \quad y_U = e_K(\mathrm{sig}_U(\alpha^{a_U},\alpha^{a_V}))$$

se imenuje STS protokol.

MTI protokoli

Matsumoto, Takashima, Imai so modificirali Diffie-Hellmanovo uskladitev ključev, tako da uporabniki U in V ne potrebujejo podpisov.

Kadar moramo izmenjati dve pošiljki, pravimo, da gre za **protokole z dvema izmenjavama**.

Predstavili bomo en njihov protokol.

Osnovne predpostavke so enake kot pri Diffie-Hellmanovi uskladitvi ključev: praštevilo p in generator α multiplikativne grupe $\mathbb{Z}_p^*$ sta javna.

Vsak uporabnik U ima svoj *zasebni* eksponent a_U $(0 \le a_U \le p-2)$ in *javno* vrednost $b_U = \alpha^{a_U} \bmod p$.

Agencija TA ima shemo za digitalni podpis, z *javnim* algoritmom $\mathrm{ver}_{\mathrm{TA}}$ in *tajnim* algoritmom $\mathrm{sig}_{\mathrm{TA}}$.

Vsak uporabnik U ima svoj certifikat:

$$C(U) = (\mathrm{ID}(U), b_U, \mathrm{sig}_{\mathrm{TA}}(\mathrm{ID}(U), b_U)).$$

1. *Oseba U izbere naključen $r_U \in \{0,\dots,p-2\}$, izračuna $s_U = \alpha^{r_U} \bmod p$ in pošlje osebi V $(C(U), s_U)$.*
2. *Oseba V izbere naključen $r_V \in \{0,\dots,p-2\}$, izračuna $s_V = \alpha^{r_V} \bmod p$ in pošlje osebi U $(C(V), s_V)$.*
3. *Osebi U in V izračunata zaporedoma*
$$K = s_V^{a_U} b_V^{r_U} \bmod p \quad \text{in} \quad K = s_U^{a_V} b_U^{r_V} \bmod p,$$
kjer sta b_V in b_U zaporedoma iz $C(V)$ in $C(U)$.

Varnost protokola MTI

Ta MTI protokol je enako varen pred pasivnimi sovražniki kot Diffie-Hellmanov protokol.

Varnost pred aktivnimi sovražniki je bolj vprašljiva. Brez uporabe podpisnega algoritma nismo varni pred napadom srednjega moža.

$$U \xrightarrow{C(U),\ \alpha^{r_U} \bmod p} V$$
$$U \xleftarrow{C(V),\ \alpha^{a_V} \bmod p} V$$

Ključ uporabnikov, ki komunicirata, je težko izračunati, ker je v ozadju težko izračunljiv diskretni logaritem.

Tej lastnosti pravimo **implicitna overitev ključev**.

Uskladitev ključev s ključi, ki se sami overijo

Giraultova shema ne potrebuje certifikatov, saj uporabnike razlikujejo že njihovi javni ključi in identifikacije.

Vsebuje lastnosti RSA sheme in diskretnega logaritma.

Uporabnik naj ima identifikacijo $\mathrm{ID}(U)$.
Javni ključ za osebno overitev dobi od agencije TA.

Naj bo $n = p\,q$, kjer je $p = 2p_1 + 1$, $q = 2q_1 + 1$, in so p, q, p_1, q_1 velika praštevila. Potem je

$$(\mathbb{Z}_n^*, \cdot) \sim (\mathbb{Z}_p^* \times \mathbb{Z}_q^*, \cdot).$$

Največji red poljubnega elementa v $\mathbb{Z}_n^*$ je najmanjši skupni večkratnik elementov $p-1$ in $q-1$ oziroma $2p_1q_1$.

Naj bo α generator ciklične podgrupe v $\mathbb{Z}_p^*$ reda $2p_1q_1$, problem diskretnega logaritma v tej podgrupi pa naj bo računsko prezahteven za napadalca.

Javni ključ za osebno overitev

Naj bosta števili n, α javni, števila p, q, p_1, q_1 pa naj pozna samo agencija TA.

Število e je javni RSA šifrirni eksponent in ga izbere agancija TA, $d = e^{-1} \bmod \varphi(n)$ pa je tajni odšifrirni eksponent.

1. *Oseba U izbere tajni eksponent a_U, izračuna $b_U = \alpha^{a_U} \bmod n$ in izroči a_U ter b_U agenciji TA.*
2. *Agencija TA izračuna $p_U = (b_U - \mathrm{ID}(U))^d \bmod n$ ter ga izroči osebi U.*

Giraultov protokol za uskladitev ključev

1. *Oseba U izbere naključen zasebni r_U, izračuna*
$$s_U = \alpha^{r_U} \bmod n$$
ter pošlje $\mathrm{ID}(U)$, p_U in s_U osebi V.
2. *Oseba V izbere naključen zasebni r_V, izračuna*
$$s_V = \alpha^{r_V} \bmod n$$
ter pošlje $\mathrm{ID}(V)$, p_V in s_V osebi U.
3. *Osebi U in V izračunata ključ K zaporedoma z*
$$s_V^{a_U}(p_V^e + \mathrm{ID}(V))^{r_U} \bmod n, \quad s_U^{a_V}(p_U^e + \mathrm{ID}(U))^{r_V} \bmod n.$$

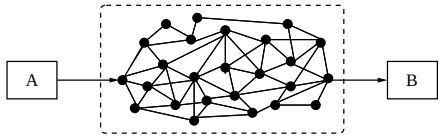
Varnost Giraultovega protokola

Ključ za osebno overitev varuje pred sovražniki.

Protokol implicitno overi ključe, zato napad srednjega moža ni možen.

Agencija TA je prepričana, da uporabnik pozna vrednost števila a predno izračuna ključ za osebno overitev.

Internetne aplikacije

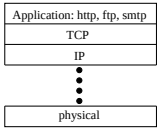


- ftp: File Transfer Protocol
- http: HyperText Transfer Protocol
- smtp: Simple Mail Transfer Protocol

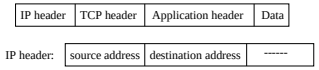
TCP – Transport Control Protocol
IP – Internet Protocol

TCP/IP

Protokolov sklad:



TCP/IP paket:



Nekateri napadi

- **IP address spoofing** (slov. ponarejanje naslovov)
  rešitev: overi glavo IP paketa
- **IP packet sniffing** (slov. vohljanje za IP paketi)
  rešitev: zašifriraj IP payload (vse kar se prenaša)
- **Traffic analysis** (slov. Analiza prometa)
  rešitev: zašifriraj pošiljateljev in prejemnikov naslov

Varnost znotraj TCP/IP

Varnostni protokoli so prisotni na različnih nivojih TCP/IP sklada.

1. IP nivo: IPsec.
2. Transportni nivo: SSL/TLS.
3. Aplikacijski nivo: PGP, S/MIME, SET, itd.

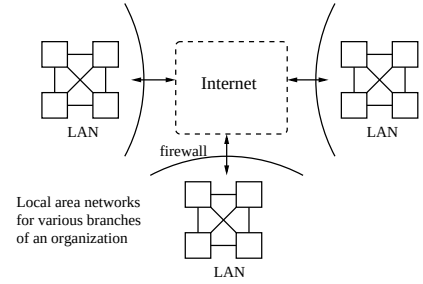
Internet Engineering Task Force (IETF)

- Sprejema standarde za razvoj Internetne arhitekture in omogoča nemoteno delovanje Interneta.
- Odprta za vse zainteresirane posameznike: `www.ietf.org`
- Delo, ki ga opravljajo delovne skupine povezane z varnostjo (Security Area) pokrivajo:

- IP Security Protocol (IPsec)
- Transport Layer Security (TLS)
- S/MIME Mail Security
- Odprto specifikacijo za PGP (OpenPGP)
- Secure Shell (secsh)
  (Nova verzija ssh protokola, ki omogoča varno prijavo na oddaljene šifre in varen prenos datotek.)
- X.509 Public-Key Infrastructure (PKIX)

IPsec: Virtual Private Networks (VPNs)

Omogočajo šifriranje in overjanje (overjanje izvora podatkov, celovitost podatkov) na IP layer.

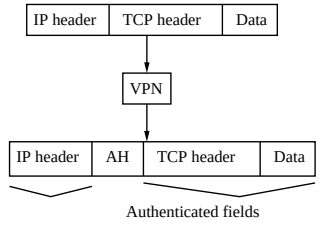


Gradniki IPsec

- Security Association (SA):
  - upravlja algoritme in ključe med sogovorniki,
  - vsaka glava IPsec se nanaša na Security Association preko Security Parameter Index (SPI).
- Upravljanje s ključi:
  - dogovor o ključu z Diffie-Hellmanovo shemo (OAKLEY),
  - kreira ključe za Security Association,
  - upravljanje z javnimi ključi, ki ni pokrito v IPsec.
- Trije načini IPsec servisov:
  - AH: overjanje,
  - ESP: šifriranje + overjanje.

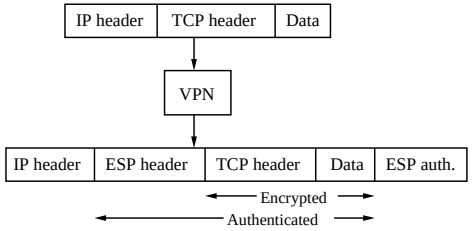
IPsec glava za overjanje (AH)

- Podpira MACs: HMAC-MD5-96, HMAC-SHA-1-96.
- Transportni način:



IPec ESP glava

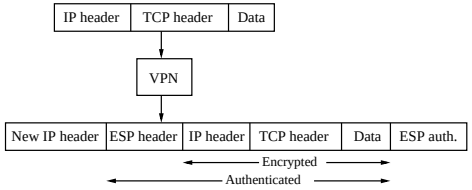
- Encapsulating Security Payload.
- Podprti šifrirni algoritmi: 3-DES, RC5, IDEA, ...
- Transportni način:



- Opomba: analiza prometa je še vedno možna (ker IP glave niso šifrirane).

ESP v tunelskem načinu

- Požarni zid vključi novo IP glavo (IP naslov pošiljateljevega požarnega zidu in IP naslov prejemnikovega požarnega zidu).
- Možna je samo zelo omejena analiza prometa.



Secure Sockets Layer (SSL)

- SSL je naredil Netscape.
- TLS (Transport Layer Security) je IETF-ova verzija SSL-a.
- SSL uporabljamo v brskalnikih (npr. Netscape) za zaščito mrežnih transakcij.
- Osnovne komponente SSL/TLS:

  handshake protocol: dopusti strežniku in klientu, da se overita in dogovorita za kriptografske ključe,

  record protocol: uporabljan za šifriranje in overjanje prenašanih podatkov.

Upravljanje z javnimi ključi v SSL/TLS

- Korenski CA ključ je vnaprej inštaliran v brskalnik.
  - Klik na "Security" in nato na "Signers", da najdete seznam ključev korenskih CA v Netscape-u.
- Mrežnim strežnikom certificirajo javne ključe z enim izmed korenskih CA-jev (seveda brezplačno).
  - Verisign-ov certification business za mrežne strežnike `www.verisign.com/server/index.html`

- Klienti (uporabniki) lahko pridobijo svoje certifikate. Večina uporabnikov trenutno nima svojih lastnih certifikatov.
  - Če klienti nimajo svojih certifikatov, potem je overjanje samo enostransko (strežnik se avtenticira klientu).
  - Obiščite varno internetno stran kot npr. webbroker1.tdwaterhouse.ca in kliknite na "padlock" v Netscapu, da si ogledate informacijo o strežnikovem certifikatu.

SSL/TLS handshake protocol

Na voljo so naslednji kriptografski algoritmi:

- MAC: HMAC-SHA-1, HMAC-MD5.
- šifriranje s simetričnimi ključi: IDEA, RC2-40, DES-40, DES, Triple-DES, RC4-40, RC4-128.
- Osnovne sheme za dogovor o ključu so:

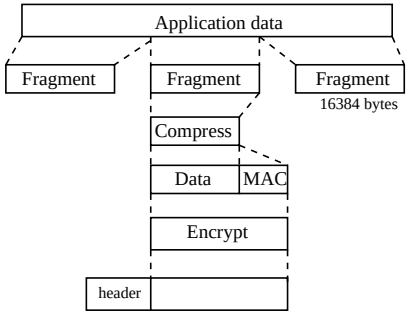
- RSA transport ključev: deljeno skrivnost izbere klient in jo zašifrirana s strežnikovim javnim RSA ključem.
- Fixed Diffie-Hellman: strežnikov Diffie-Hellman-ov javni ključ g^x je v njegovem certifikatu. Klient ima lahko g^y v svojem certifikatu, ali generira enkratno vrednost g^y.
- Ephemeral Diffie-Hellman: Strežnik izbere enkratni Diffie-Hellman-ov javni ključ g^x in ga podpiše s svojim RSA ali DSA ključem za podpise. Klient izbere enkratni g^y in ga podpiše če in samo če ima certifikat.
- MAC in šifrirni ključi so izpeljani iz skupne skrivnosti.

SSL/TLS handshake protokol (2)

1. faza: Določi varnostne zmožnosti.
   - Verzija protokola, način kompresije, kriptografski algoritmi,...
2. faza: Strežnikovo overjanje in izmenjava ključev.
   - Strežnik pošlje svoj certifikate, in (morda še) parametre za izmenjavo ključev.
3. faza: Klientovo overjanje in izmenjava ključeve.
   - Klient pošlje svoj certifikat (če ga ima) in parametre za izmenjavo ključev.
4. faza: Zaključek.

SSL/TLS record protocol

Predpostavimo, da klient in strežnik delita MAC tajnega ključa in sejni šifrirni ključ:



9. poglavje

Identifikacijske sheme

oziroma **sheme za predstavljanje**:

- Uporaba in cilji identifikacijskih shem
- Protokol z izzivom in odgovorom
- Schnorrova identifikacijska shema
- Okomotova identifikacijska shema
- Guillou-Quisquater identifikacijska shema
- Pretvarjanje identifikacijske sheme v shemo za digitalni podpis

Pogosto hočemo dokazati svojo identiteto, npr.:

- **dvig denarja**
  (na bankomatu rabimo kartico in PIN)
- **nakup/plačilo**
  (prek telefona, potrebujemo kartico in rok veljave)
- **telefonska kartica** (telefonska številka in PIN)
- **prijava na svojo šifro na računalniku**
  (uporabniško ime in geslo)

Cilji identifikacijskih shem

- priča Anitine predstavitve Bojanu se ne more kasneje lažno predstaviti za Anito,
- tudi Bojan se ne more po Anitini predstavitvi lažno predstaviti za Anito,
- enostavnost (npr. za pametno/čip kartico)

Anita s svojo predstavitvijo ne izda informacije, ki jo identificira/predstavlja.

Kartica se predstavi sama, nepooblaščeno uporabo (kraja/izguba) pa preprečimo s PIN-om.

Protokol z **izzivom in odgovorom**:

Anita in Bojan delita tajni (skrivni) ključ K, ki ga uporabljata za šifriranje.

1. *Bojan izbere 64-bitni izziv x in ga pošlje Aniti.*
2. *Anita izračuna $y = e_K(x)$ in ga pošlje Bojanu,*
3. *Bojan izračuna $y' = e_K(x)$ in preveri $y = y'$.*

Skoraj vse sheme uporabljajo protokole z izzivom in odgovorom, vendar pa najbolj koristne ne uporabljajo skupnih ključev.