Reti Avanzate — Sicurezza dei Dati
A.A. 2016–2017, secondo semestre
Traccia delle lezioni

Mauro Brunato

Versione 2017-05-27

Caveat lector

Lo scopo principale di questi appunti è quello di ricostruire quanto detto a lezione. Queste note non sono complete, e la loro lettura non permette, da sola, di superare l'esame. Le fonti utili a ricostruire un discorso coerente e completo sono riportate alla pagina web del corso, dov'è disponibile anche la versione più recente di queste note:

`http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/`

Alcune fonti per approfondimenti sono indicate nelle note a pie' di pagina di questo documento.

Si suggerisce di confrontare la data riportata sul sito web con quella che appare nel frontespizio per verificare la presenza di aggiornamenti.

Alcune esercitazioni di laboratorio non sono riportate in questa dispensa perché descritte dal codice commentato disponibile alla pagina web del corso, oppure riportate in dettaglio in un documento a sé stante.

Changelog

2017-05-27

- Crittografia a chiave pubblica, firma digitale, certificazione; protocollo TLS.
- Esercizi e domande relativi alla crittografia.

2017-05-13

- Protocollo Diffie-Hellman, funzioni hash crittografiche
- Esercizi relativi al protocollo Diffie-Hellman

2017-05-08

- Inizio della parte sulla crittografia

2017-04-11

- Modifiche agli esercizi (tabella di routing es. 2, netmask della DMZ nelle tabelle di routing es. 4)

2017-04-10

- Aggiunta di alcuni esercizi da scritti degli anni precedenti

2017-04-08

- Proxy applicativi, architetture di rete
- Domande di autovalutazione
- Possibili esercizi d'esame

2017-04-03

- Aggiornamento dei link alle dispense di laboratorio

2017-04-02

Quinte e sesta settimana

- Firewall, access control list
- Esercitazioni NetSimK: routing statico, NAT statico
- Esercizio 1

2017-03-19

Quarta settimana

- NAT: port forwarding, UDP hole punching
- Sicurezza delle reti: ricerca di macchine e servizi con il port scanning
- Esercitazione: cablaggio strutturato di un edificio

2017-03-12

Terza settimana

- Livello Rete/trasporto: NAT
- Esercitazione: switch e VLAN con NetSimK
- Domande di comprensione sul NAT

2017-03-03

Seconda settimana

- Livello Rete: utilizzo delle sottoreti IP
- Routing fra VLAN
- Domande di comprensione sul livello Rete
- Seconda esercitazione

2017-02-25

Versione iniziale

- Livello Data Link: protocollo Ethernet, hub, switch
- Reti locali virtuali (VLAN)
- Domande di comprensione sul livello Data Link
- Prima esercitazione

Indice

Parte I

Appunti di teoria

Capitolo 1

Livello 2: Data Link

1.1 Le reti locali (Local Area Networks, LAN), Ethernet

Una LAN[1] è una rete privata tra terminali "fisicamente" vicini (fino a qualche chilometro), connessi mediante schede di rete ed opportuno cablaggio (hub, switch, cavi rame o fibra, onde radio).

Ethernet[2] è ormai lo standard *de facto* nelle LAN. È nata come sistema broadcast su canale (bus) condiviso (trasmissione simultanea a più stazioni in banda base, ossia usando tutta la banda disponibile, su cavo coassiale), e si è sviluppata adottando man mano strategie più efficienti (collegamenti punto a punto, doppini intrecciati, fibra ottica).

L'indirizzamento Ethernet è "piatto", non riflette la topologia della rete: ogni scheda terminale ha un identificativo unico, fissato nel firmware (indirizzo MAC, MAC address)[3], da 48 bit (6 byte); l'intestazione Ethernet riporta, nell'ordine, il MAC address del destinatario, quello del mittente e un identificativo da 2 byte del protocollo usato nel payload.

1.1.1 Apparati di rete

Un *hub*[4] è un dispositivo di livello fisico che replica il segnale entrante in una porta su ogni altra porta, opportunamente ripulito e amplificato.

Uno *switch*[5] è un dispositivo di livello 2 che inoltra un frame Ethernet entrante esclusivamente sulle porte dove è possibile che il destinatario sia in ascolto. Per fare ciò, lo switch mantiene una tabella (dizionario) che associa a ogni indirizzo MAC già noto la porta a cui è collegato (vedi Fig. 1.1).

Un moderno cablaggio Ethernet prevede una gerarchia di switch ad albero, nella quale i terminali sono le foglie, con eventuali collegamenti ridondati per evitare che un singolo guasto porti alla partizione della rete.

Possiamo distinguere i dispositivi di una rete locale in *terminali* e *di comunicazione*:

- Dispositivi *terminali* (Data Terminal Equipment, **DTE**)— sono quegli apparati che fungono da mittenti o da destinatari dei frame Ethernet, e le cui porte hanno un indirizzo MAC: PC, stampanti, scanner, telefoni IP...
  Anche i router appartengono a questa categoria: infatti sono i destinatari finali dei frame contenenti un carico di livello rete da inoltrare all'esterno della LAN: anche le loro porte Ethernet hanno un MAC address, perché i PC debbono poter indirizzare i frame in uscita verso di loro.

[1] https://en.wikipedia.org/wiki/Local_area_network
[2] https://en.wikipedia.org/wiki/Ethernet
[3] https://en.wikipedia.org/wiki/MAC_address
[4] https://en.wikipedia.org/wiki/Ethernet_hub
[5] https://en.wikipedia.org/wiki/Network_switch

```
1.  inizializza tabella ← dizionario vuoto          Inizialmente nessun destinatario
2.  quando ricevi frame F dalla porta P
3.  ⌈ tabella[F.mittente] ← P                       Registra da dove arriva il mittente
4.  ⌊ accoda F, P                                   Metti il frame nella coda di invio
5.  quando estrai F, P dalla coda
6.  ⌈ se esiste tabella[F.destinatario]             Se il destinatario è registrato
7.  |    inoltra F alla porta F.destinatario        Inoltra direttamente
8.  | altrimenti                                    Altrimenti broadcast sulle altre porte
9.  | ⌈ per ogni porta R ≠ P
10. | ⌊    inoltra F alla porta R
```

Figura 1.1: Pseudocodice per il mantenimento di una MAC address table all'interno di uno switch

Figura 1.2: Collegamento DTE-DCE con cavo diretto e collegamento DTE-DTE (o DCE-DCE) con cavo incrociato. In tutti i casi, i piedini di uscita di un dispositivo sono collegati ai corrispondenti piedini di ingresso dell'altro. Nota bene: le pedinature sono esemplificative, non corrispondono a nessuno standard reale.

- Dispositivi *di comunicazione* (Data Communication Equipment, **DCE**) — non sono destinatari finali dei frame, e normalmente le loro porte Ethernet non hanno nemmeno un MAC address. Servono a inoltrare i frame da una porta all'altra.

La distinzione fra DTE e DCE è importante in quanto si riflette sul cablaggio della rete. In base allo standard Ethernet, le pedinature dei connettori DTE e DCE invertono le linee dati di ingresso con quelle di uscita. Di conseguenza (vedere Fig. 1.2):

- I cavi utilizzati per connettere un DTE e un DCE collegano semplicemente i piedini dei connettori aventi numerazione corrispondente (piedino 1 a piedino 1 e così via). In questo modo collegano gli ingressi di un dispositivo alle uscite dell'altro e viceversa. Sono detti cavi "diretti", "straight-through" (o "straight-thru"), o semplicemente "patch".
- I cavi utilizzati per connettere dispositivi della stessa categoria (DTE con DTE, oppure DCE con DCE) invertono coppie corrispondenti di piedini. Sono setti cavi "incrociati", "crosslink", "crossover" o semplicemente "cross"[6].

Domini di collisione e di broadcast

Due dispositivi connessi da un hub non possono trasmettere contemporaneamente: l'hub replicherebbe ciascuno dei due segnali corrompendoli. I due dispositivi appartengono allo stesso *dominio di collisione*[7].

Due dispositivi connessi da uno switch possono trasmettere contemporaneamente (lo switch partecipa al protocollo MAC di Ethernet), quindi uno switch separa i propri ingressi in domini di collisione distinti. Uno switch inoltra i pacchetti broadcast (MAC di destinazione `FF:FF:FF:FF:FF:FF`) su tutte

[6] `https://en.wikipedia.org/wiki/Crossover_cable`
[7] `https://en.wikipedia.org/wiki/Collision_domain`

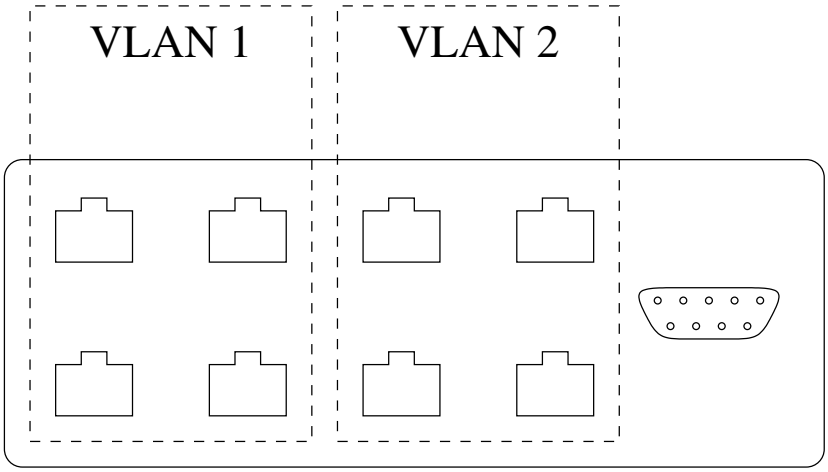


Figura 1.3: Partizione di uno switch in più VLAN.

le uscite. Una rete locale consiste normalmente in pochi domini di broadcast[8] e di molti domini di collisione.

1.2 LAN virtuali (VLAN)

- In uno switch di livello 2 è possibile raggruppare alcune delle porte che lo compongono (o alcuni dei MAC Address ad esso afferenti) a formare un dominio di broadcasting autonomo (VLAN: virtual LAN)[9].
- Creando più VLAN si ottiene quindi un numero equivalente di domini di broadcasting del tutto indipendenti, come se avessimo suddiviso lo stesso switch fisico in più switch logici fra loro separati.
- Il vantaggio sta quindi:
  - nel risparmio economico di acquisto e gestione;
  - nella riduzione del traffico di broadcasting;
  - nella possibilità di gestire con maggior granularità gli aspetti legati alla sicurezza

Nel caso più frequente e più semplice, ogni porta viene assegnata a una specifica VLAN (Fig. 1.3). Nel singolo switch si definiscono i nomi delle varie VLAN (es.: `vlan1`, `vlan2`...) e si associano a ciascuna le relative porte.

Se un host viene spostato da una porta a un'altra occorre riconfigurare lo switch, ma questo offre un vantaggio in termini di sicurezza.

È possibile estendere una VLAN attraverso più switch, come si vede in Fig. 1.4.

Due LAN possono anche essere completamente separate da un punto di vista logico, pur condividendo alcune connessioni. Un collegamento fra switch può essere infatti utilizzato per una sola VLAN, oppure per portare pacchetti di più VLAN diverse, ad esempio quando le stesse VLAN occupano edifici diversi (Fig. 1.5):

[8] `https://en.wikipedia.org/wiki/Broadcast_domain`
[9] `https://en.wikipedia.org/wiki/Virtual_LAN`

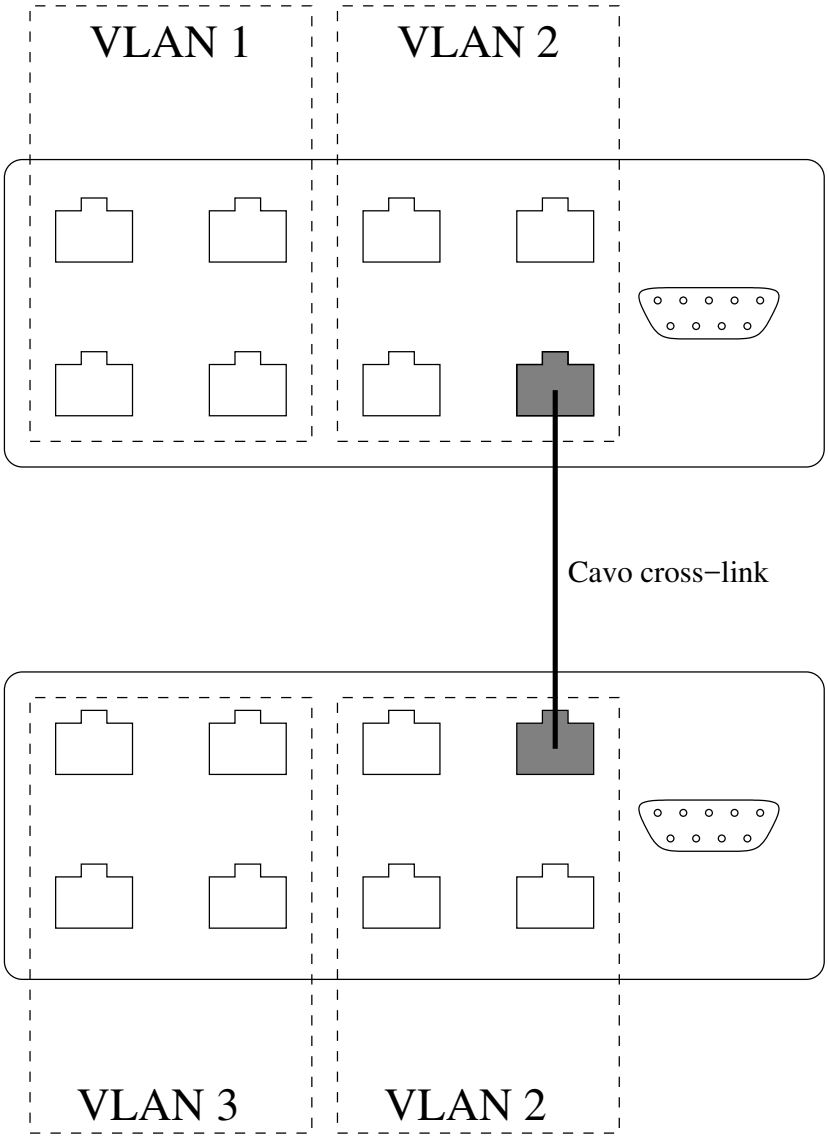


Figura 1.4: Estensione di una VLAN su più switch.

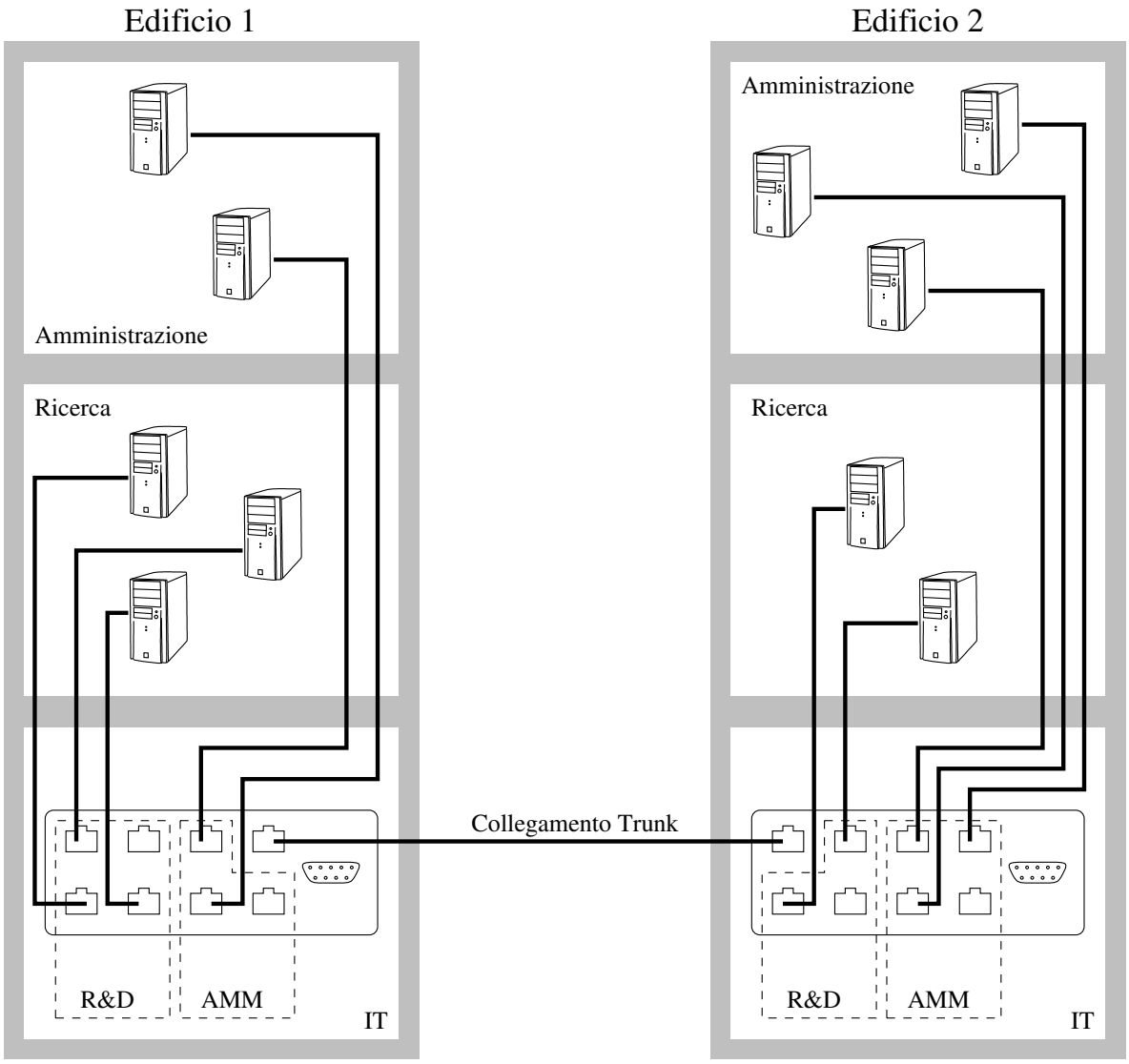


Figura 1.5: VLAN estese fra edifici, con un link condiviso (*trunk link*).

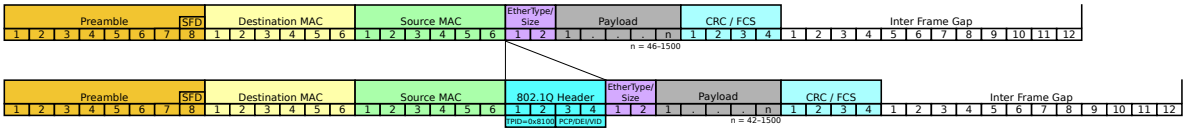


Figura 1.6: Inserimento del tag VLAN in un frame ethernet lungo un trunk link.

- Access link — Nel primo caso, le due porte appartenenti alla connessione sono associate a una VLAN specifica (si dice che sono configurate in modalità *access*). Tutti i pacchetti che transitano per quella linea sono implicitamente appartenenti alla stessa VLAN.
- Trunk link — È il caso più interessante: lo stesso link porta frame appartenenti a varie VLAN. Esempio, il link fra edifici visto in precedenza.

Se più frame possono transitare per lo stesso link, devono contenere l'informazione della VLAN di appartenenza.

La porta che immette il frame nel trunk link inserisce nel frame un campo di 4 byte che contiene il valore identificativo (12 bit) della VLAN. Tale campo è detto *tag*. Lo standard che estende in tal senso la definizione dell'intestazione Ethernet è IEEE 802.1Q.

Come si vede in Fig. 1.6, il campo viene inserito prima del campo Length / Protocol. Contiene:

- Il *Tag Protocol Identifier* (TPID, 2 byte), sempre `0x8100`.
- Il *Tag Control Identifier* (TCID, 2 byte), suddiviso in:
  - *Priority Code Point* (PCP, 3 bit), da 0 a 7;
  - *CanonicalFormat Indicator* (CFI, 1 bit), 0 in Ethernet;
  - *VLAN Identifier* (VID, 12 bit), numero della VLAN.

Il campo addizionale (tag) viene utilizzato dalla porta ricevente per indirizzare il pacchetto esclusivamente alle altre porte dello switch appartenenti alla stessa VLAN.

Un frame che transita attraverso un trunk link è quindi detto "tagged" ("taggato", etichettato) ad indicare che il frame contiene l'identificativo della VLAN di appartenenza.

Eccezione

Lungo un trunk link possono anche passare frame senza tag (untagged); essi possono essere associati ad una ed una sola VLAN che viene detta *nativa*.

La Figura 1.7 presenta un esempio di trattamento di un frame mentre transita per i diversi link di tipo access e trunk che connettono la sorgente alla destinazione.

- Tre LAN virtuali: PC1/PC3/PC5/PC7 (`vlan1`), PC2/PC8 (`vlan2`), PC4/PC6 (`vlan3`).
- Un frame da PC1 a PC7 viaggia in modo nativo da PC1 allo switch 1; viene munito di tag nei due segmenti trunk, poi torna in modo nativo nell'ultimo access link.

Una porta di tipo trunk viene utilizzata non solo nei link fra gli switch ma anche nel caso in cui a una porta afferiscano dispositivi diversi (es. un PC ed un telefono VoIP), che inviano/ricevono rispettivamente frame senza tag 802.1Q (PC) e frame con tag (telefono VoIP).

- Il PC invia di solito alla porta frame privi di tag 802.1Q, e non è consapevole dell'esistenza di una LAN virtuale; il telefono invia frame con tag appartenenti ad una VLAN specifica.
- Se lo switch riceve dati da entrambi attraverso una stessa porta, questa viene definita di tipo trunk, ma ad essa viene associata anche una VLAN nativa, in modo che essa possa ricevere i frame privi di tag del PC.

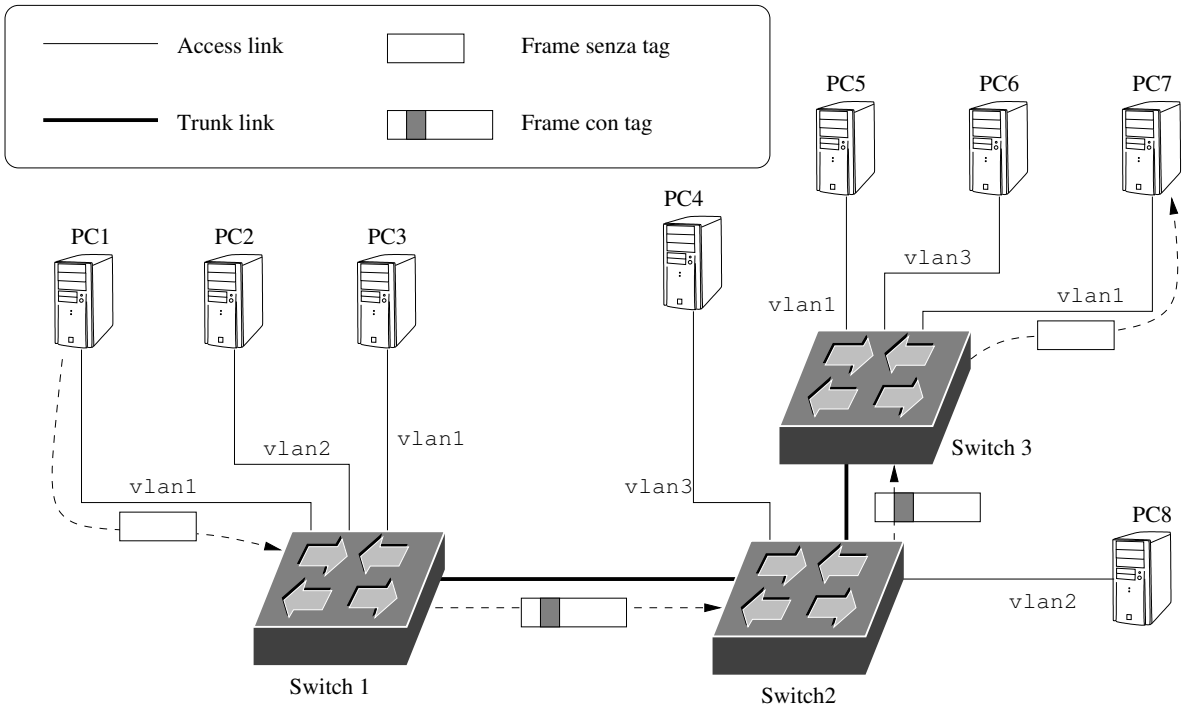


Figura 1.7: Transito di un pacchetto atraverso vari link.

Capitolo 2

Livello 3: Networking

2.1 Organizzazione delle sottoreti IP

Può accadere di avere a disposizione un intervallo di indirizzi IP contigui da suddividere in sottoreti in modo efficiente.

2.1.1 Un esempio

Si supponga di dover gestire la rete `192.168.10.0/24` in modo da accomodare tre sottoreti da un massimo di 10 host l'una.

La più piccola rete in grado di indirizzare almeno 10 host è la `/28`, con 4 bit di host (quindi in grado di distinguere 14 indirizzi host). Le tre sottoreti di cui abbiamo bisogno sono dunque:

- `192.168.10.0/28`, con indirizzi host da `.1` a `.14`, e `.15` come indirizzo di broadcast.
- `192.168.10.16/28`, con indirizzi host da `.17` a `.30`, e `.31` come indirizzo di broadcast.
- `192.168.10.32/28`, con indirizzi host da `.33` a `.46`, e `.47` come indirizzo di broadcast.

Ovviamente non è possibile utilizzare gli indirizzi rimanenti (da `.49` a `.255`) come se componessero un'unica sottorete. Infatti, il valore binario della rete successiva (`.48`, in binario `00110000`) termina con soli quattro zeri, quindi non permette una rete più ampia di una `/28`.

L'intervallo più vasto disponibile subito in seguito alle tre sottoreti indicate sopra è dunque

- `192.168.10.48/28`, con indirizzi host da `.49` a `.62`, e `.63` come indirizzo di broadcast.

La sottorete `.64` (in binario `01000000`) mette a disposizione 6 bit per indirizzare l'host, quindi la rete successiva è

- `192.168.10.64/26`, con indirizzi host da `.65` a `.126`, e `.127` come indirizzo di broadcast.

Infine, la sottorete che inizia da `.128` (binario `10000000`) permette di collocare il resto degli indirizzi disponibili:

- `192.168.10.128/25`, con indirizzi host da `.129` a `.254`, e `.255` come indirizzo di broadcast.

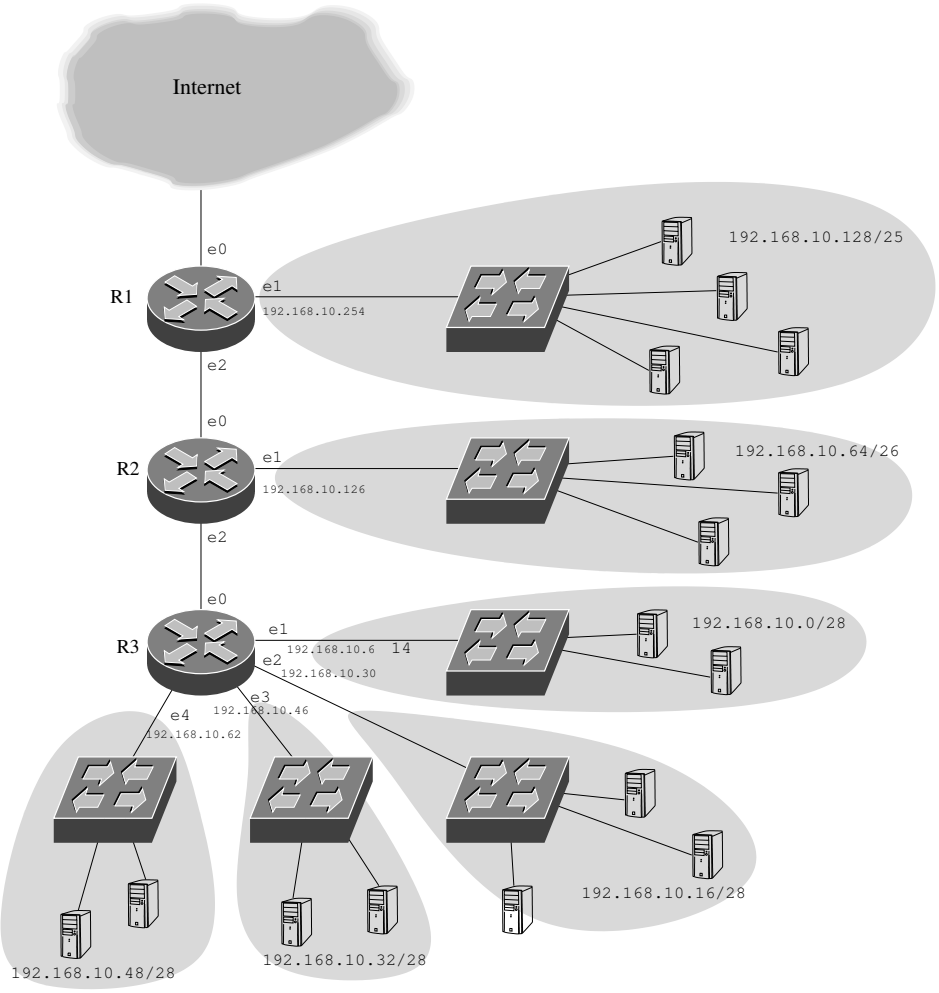


Figura 2.1: Mappatura fisica di sottoreti IP.

Router R1

Subnet	Via
192.168.10.128/25	e1
192.168.10.0/25	e2
0.0.0.0/0	e0

Router R2

Subnet	Via
192.168.10.64/26	e1
192.168.10.0/26	e2
0.0.0.0/0	e0

Router R3

Subnet	Via
192.168.10.0/28	e1
192.168.10.16/28	e2
192.168.10.32/28	e3
192.168.10.48/28	e4
0.0.0.0/0	e0

Figura 2.2: Tabelle di instradamento per i tre router di Fig. 2.1.

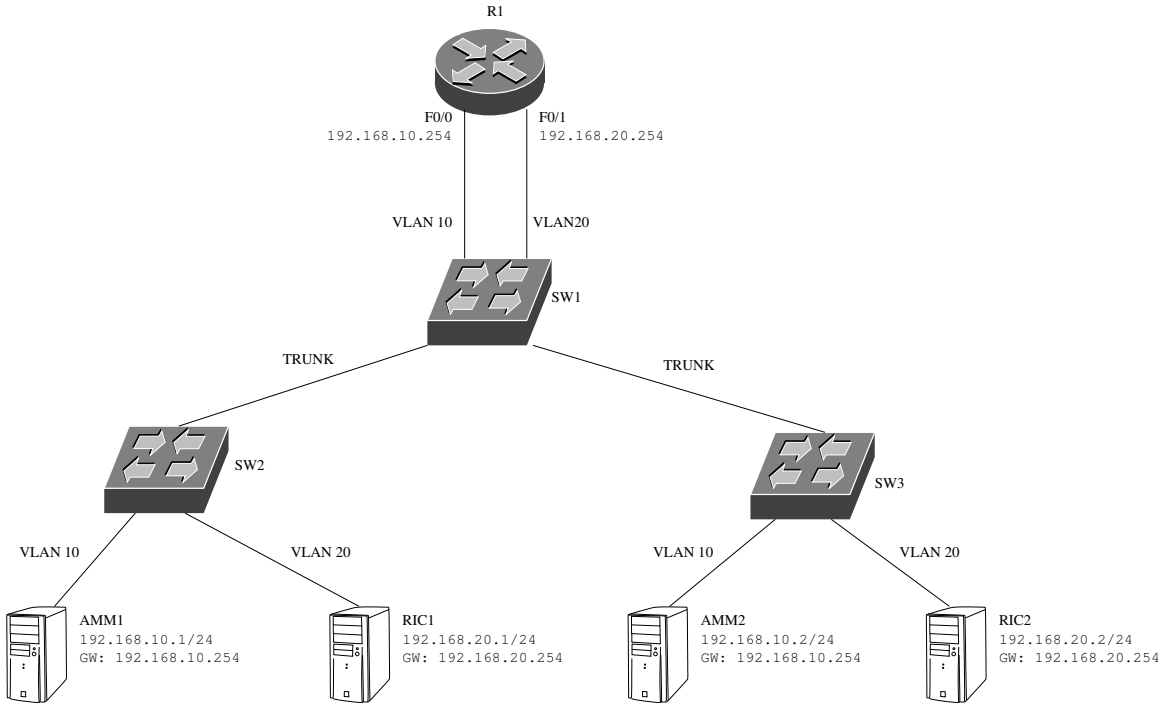


Figura 2.3: Routing fra due VLAN.

2.1.2 Mappatura in reti locali

È buona norma che la topologia della rete locale rispecchi il più possibile la struttura della suddivisione in sottoreti. Questo permette una maggior chiarezza nella progettazione e nel mantenimento, oltre a ridurre le informazioni necessarie a mantenere e a far operare la rete. Ad esempio, la struttura della suddivisione appena descritta potrebbe rispecchiarsi nella rete di Fig. 2.1.

Le tabelle di instradamento dei tre router potrebbero essere quelle rappresentate in Fig. 2.2. Si noti come, dal punto di vista di R1, le sottoreti gestite dai router R2 ed R3 non hanno motivo di essere distinte.

2.2 InterVLAN Routing

Abbiamo visto che host appartenenti a VLAN differenti non possono comunicare fra loro a livello 2 in quanto appartengono a LAN separate. È dunque necessario operare a livello 3 della pila ISO/OSI.

Soluzioni per routing tra VLAN:

1. Router a due porte
2. Router a una porta
3. Layer-3 switches: rendere gli switch un po' più intelligenti;

2.2.1 Router a due porte

La soluzione più ovvia e classica, ma normalmente poco efficace in termini di costo, è quella di Fig. 2.3: trattare le due VLAN come reti fisicamente separate e frapporre un router fra esse. Le due interfacce separate del router, `F0/0` e `F0/1`, agiscono da default gateway per le due VLAN.

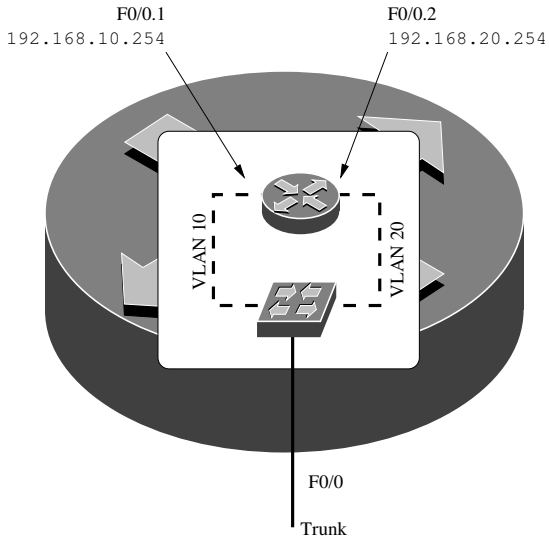


Figura 2.4: Router-on-a-stick.

2.2.2 Router a una porta

Altrimenti detta "router-on-a-stick" o "one-legged router", prevede un router collegato a un'unica linea trunk accessibile a entrambe le VLAN. Il router preleva i pacchetti a lui destinati (a livello 2, in quanto default gateway), opera le sostituzioni previste dalla routing table, li reimmette sulla stessa linea con il tag dell'altra rete.

In Fig. 2.4 si vede lo schema "logico" interno al router. L'unica interfaccia fisica `F0/0`, in modalità trunk, è separata internamente in due interfacce logiche `F0/0.1` e `F0/0.2`, ciascuna assegnata a una diversa VLAN e configurata come gateway per le due sottoreti.

2.2.3 Layer 3 switches

- Un router collega di norma sottoreti diverse ed ha tante schede di rete quante sono le sottoreti da collegare.
- Possiamo vedere lo switch di livello 3 come un router nel quale, al posto di una scheda di rete, abbiamo una VLAN alla quale è associato un certo indirizzo IP.
- Uno switch è detto di livello 3 quando, oltre a gestire normalmente diverse VLAN, è in grado di passare frame dall'una all'altra sulla base delle informazioni di livello 3 inserite nel frame.

Come si vede in Fig. 2.5:

- al posto della scheda di rete di un router, troviamo la VLAN identificata in base alle porte che la compongono;
- a ogni VLAN vengono associati un indirizzo IP ed una subnet mask, come fosse una scheda di rete; essa rappresenta il default gateway per tutte le porte associate;
- la tabella di routing dello switch di livello 3 consentirà quindi, analogamente a un router, l'inoltro dei pacchetti da una VLAN all'altra;
- le tabelle di routing sono del tutto eguali a quelle di un normale router; cambia solo la definizione dell'interfaccia fisica (es `vlan2` al posto di `eth2`).

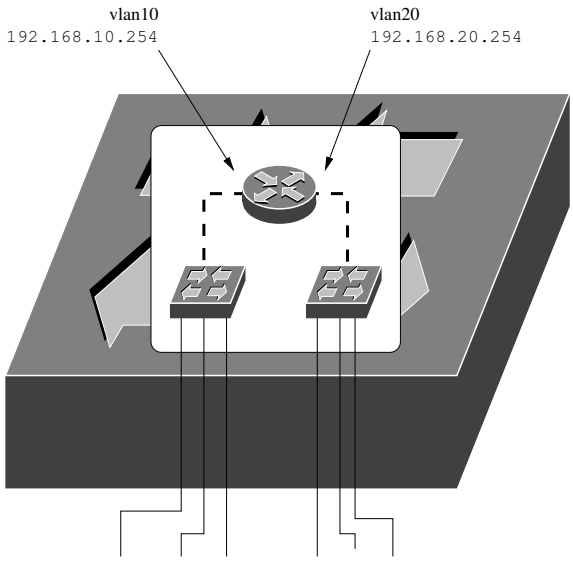


Figura 2.5: Switch di livello 3.

Capitolo 3

Livello 4: Trasporto

3.1 Network Address Translation (NAT)

3.1.1 Indirizzi privati

Il protocollo IP definisce alcuni intervalli come privati:

- `10.0.0.0/8`
- `172.16.0.0/12` diviso in 16 sottoreti:
  - `172.16.0.0/16`
  - ...
  - `172.31.0.0/16`
- `192.168.0.0/16` diviso in 256 sottoreti:
  - `192.168.0.0/24`
  - ...
  - `192.168.255.0/24`

Questi indirizzi non possono viaggiare fuori da una rete locale perché non corrispondono univocamente a degli host.

Come si vede in Fig. 3.1, la comunicazione è ovviamente possibile all'interno di una stessa rete locale, oppure se le due reti sono interconnesse all'interno di sottoreti gestite da una stessa entità, quindi esistono dei router che "conoscono" gli indirizzi privati.

Se la macchina di destinazione è remota, il pacchetto non arriva a destinazione, oppure non conosce la strada per tornare indietro (Fig. 3.2).

La soluzione, rappresentata in Fig. 3.3, è far sì che il router "impersoni" la macchina privata sostituendo il proprio indirizzo pubblico.

3.1.2 Tipologie di NAT

NAT è il nome collettivo di una serie di tecniche che operano sugli indirizzi (livello 3 e/o 4, sorgente e/o destinazione) di ogni singolo pacchetto[1].

- Traduzione IP uno-a-uno (**basic NAT**, **one-to-one NAT**). Interconnessione di reti con indirizzamenti incompatibili. La traduzione riguarda solo il livello rete (gli indirizzi IP) e si basa su una mappatura in forma chiusa o su una tabella statica.

[1] Vedere `http://en.wikipedia.org/wiki/Network_address_translation`

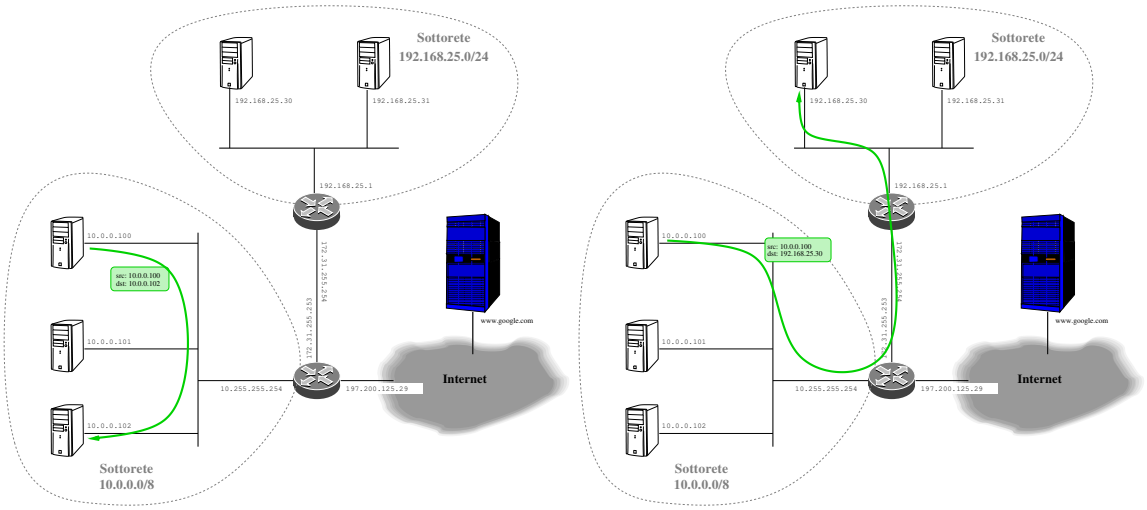


Figura 3.1: Comunicazione con IP privati all'interno di una stessa sottorete (sinistra) o fra reti appartenenti alla stessa unità di gestione (destra).

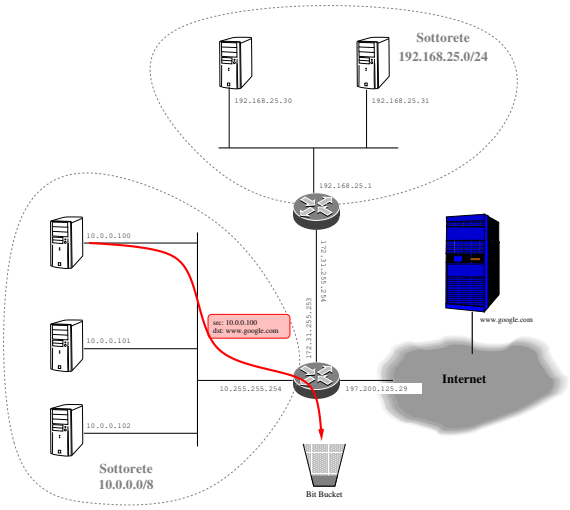


Figura 3.2: Comunicazione con IP privati verso una macchina esterna.

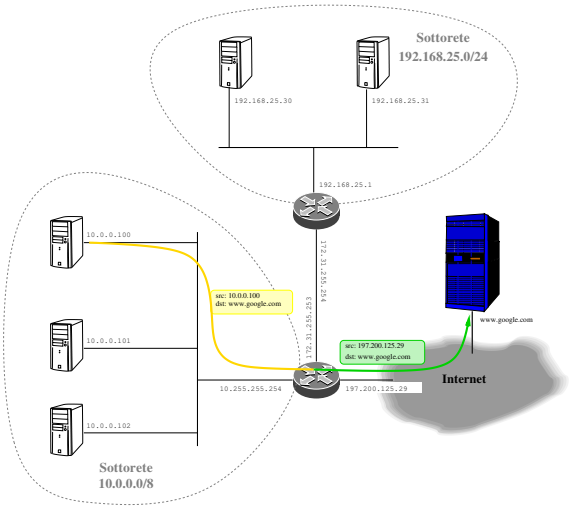


Figura 3.3: NAT: traduzione dell'IP privato.

- Traduzione IP molti-a-uno (**NAPT**, **masquerading**, **PAT**). Il router impersona i client. Gestione di molti indirizzi privati con un solo IP pubblico esposto dal router. In tal caso, la traduzione deve riguardare anche il livello trasporto (le porte) ed è necessario mantenere una tabella dinamica.
- Traduzione della destinazione (**DNAT**, **Port forwarding**, **NAT traversal**). Un dispositivo di rete o un computer impersona il server. Spesso impiegato per motivi di sicurezza (il server è accessibile attraverso una sola porta, il resto dei pacchetti non gli arriva).

3.1.3 Caso base: connessione TCP

Supponiamo di avere i seguenti componenti in rete:

- Un client, con indirizzo di rete privato `saddr`.
- Un default gateway (router), con indirizzo di rete pubblico `raddr` (l'indirizzo di rete dal lato LAN non ci riguarda perché non apparirà mai sui pacchetti IP).
- Un server remoto con indirizzo IP pubblico `saddr`.

Il server mantiene la seguente tabella a tre colonne, con almeno una riga per ogni connessione attiva:

Porta del router	IP privato del client	Porta del client

Inizio della connessione

- Il client invia il pacchetto `SYN(caddr,cport,saddr,sport)` verso il default gateway.
- Il default gateway individua una porta effimera `rport` e imposta la seguente tabella di traduzione:

`rport`	`caddr`	`cport`

- Il default gateway modifica la parte mittente del pacchetto: `SYN(raddr,rport,saddr,sport)`, dove `raddr` è il suo indirizzo pubblico, e lo invia verso l'esterno.

Nota bene — La traduzione, anche del solo indirizzo IP di destinazione, impone comunque di modificare la checksum TCP o UDP, quindi sono sempre necessarie modifiche a livello 4.

Ulteriori pacchetti TCP in uscita

- Il client invia il pacchetto `DATA(caddr,cport,saddr,sport)` verso il default gateway.
- Il default gateway ricava la porta in uscita in base alla riga pertinente della tabella di traduzione:

rport	caddr	cport

- Il default gateway modifica la parte mittente del pacchetto: `DATA(raddr,rport,saddr,sport)`, dove `raddr` è il suo indirizzo pubblico, e lo invia verso l'esterno.

Pacchetti TCP in ingresso

- Il server remoto invia il pacchetto `DATA(saddr,sport,raddr,rport)` verso il router, da esso ritenuto il vero client.
- Il default gateway ricava la vera destinazione in base alla riga pertinente della tabella di traduzione:

rport	caddr	cport

- Il default gateway modifica la destinazione del pacchetto: `DATA(saddr,sport,caddr,cport)`, e lo inoltra attraverso l'interfaccia di rete locale.

3.1.4 Connessioni in ingresso

Il problema: NAT scarta tutti i pacchetti in ingresso che non è in grado di mappare con la tabella di traduzione. Quindi, solo le connessioni in uscita riescono a funzionare.

Come si fa a contattare un host privato dalla rete pubblica?

Le soluzioni:

- Port forwarding
- TCP/UDP hole punching.

Port forwarding

- Utilizzata per abilitare servizi peer-to-peer o giochi in rete.
- Se l'host locale con indirizzo privato `caddr` ha un servizio in ascolto alla porta `cport`, è sufficiente impostare la seguente riga nella tabella di traduzione del router:

Porta del router	IP privato del client	Porta del client
`cport`	`caddr`	`cport`

  In tal modo, ogni pacchetto inviato alla porta `cport` del router viene inoltrato verso la stessa porta dell'host privato. In Fig. 3.4 si può vedere la forma di una tabella di port forwarding messa a disposizione da un router ADSL domestico.
- È ovviamente possibile differenziare la porta del router da quella del client, permettendo così di accedere dall'esterno allo stesso servizio su più client interni. Ad esempio, la seguente tabella consente di accedere al servizio SSH (porta `22`) dell'host `192.168.15.43` attraverso la porta `22` del router, e allo stesso servizio dell'host `192.168.15.228` attraverso la porta `2022` del router:

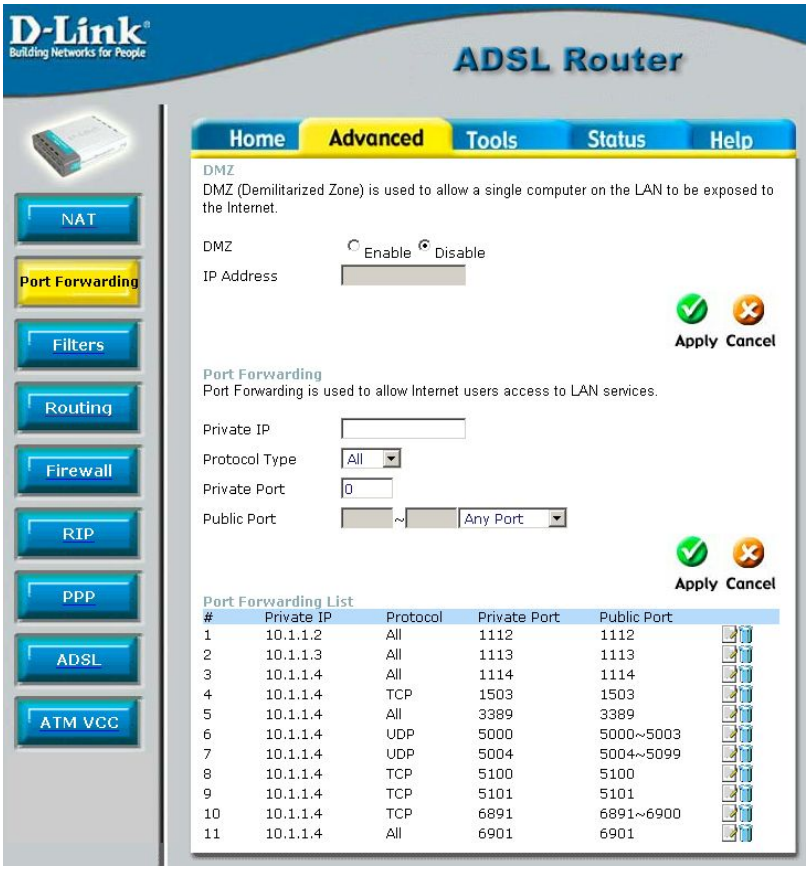


Figura 3.4: La tabella di port forwarding di un router ADSL

Porta del router	IP privato del client	Porta del client
22	192.168.15.43	22
2022	192.168.15.228	22

3.1.5 Vantaggi di NAT

- Trasparenza verso il client e il server — Nessun computer va configurato, solo il router; il client "crede" di dialogare direttamente con il server, mentre il server "crede" che il router sia il client.
- Indipendenza dal protocollo applicativo — Salvo dettagli, NAT opera a livello trasporto, e non ha bisogno di sapere nulla del protocollo di livello 7.

3.1.6 Svantaggi di NAT

- Funziona solo se il principio di indipendenza fra i livelli è rispettato. Alcuni protocolli (SIP, FTP) falliscono perché comunicano nel payload l'indirizzo IP.
- Problemi se una macchina locale dev'essere raggiunta dall'esterno.
  → Port forwarding
- Addossa carico di lavoro al router.

- Problemi di spazio se si vuole monitorare l'attività degli utenti:
  - un proxy di livello 7 può semplicemente loggare l'informazione rilevante (es. URL web);
  - un router NAT, non capendo il protocollo, deve loggare tutti i pacchetti (impraticabile).

3.1.7 STUN: Session Traversal Utilities for NAT

Il problema: Un'applicazione ha bisogno di conoscere l'indirizzo IP "visto da fuori" per includerlo nei propri pacchetti.

La soluzione:

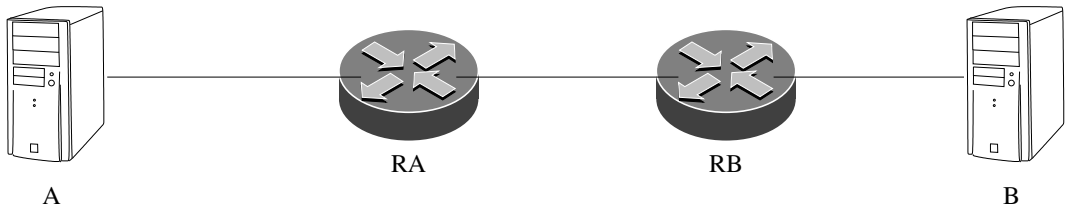
- Il client invia un pacchetto UDP verso uno STUN server remoto.
- Il server inserisce l'IP di provenienza del pacchetto, così come da lui rilevato, in un pacchetto di risposta.

Normalmente combinata con tecniche di NAT traversal per la raggiunguibilità di host privati.

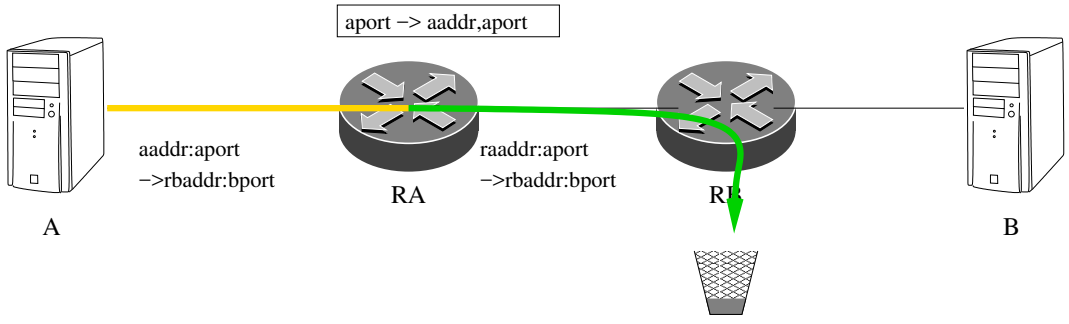
UDP hole punching

Il problema è quello di "aprire la strada" ai pacchetti in ingresso inviando un opportuno pacchetto in uscita. Due client vogliono comunicare direttamente, entrambi hanno indirizzi IP privati e sono nascosti da NAT non configurabili; possiamo supporre che i client conoscano i rispettivi indirizzi pubblici (ad esempio, hanno già comunicato con un server comune).

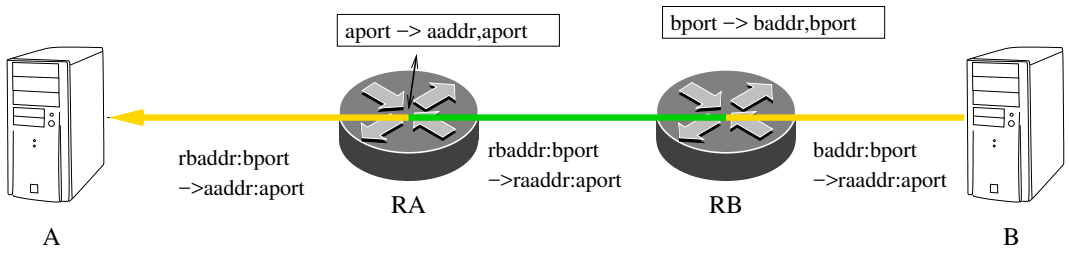
Caso semplice: supponiamo che i router NAT coinvolti preservino il numero di porta.



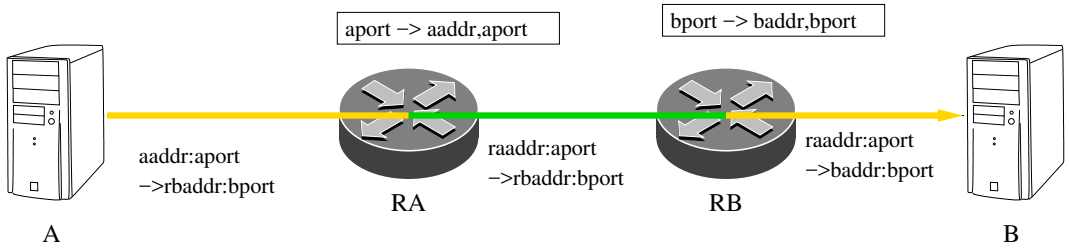
A prende l'iniziativa e spara un pacchetto verso il router di B:



Il pacchetto non arriva a B, perché il suo router non ha nulla nella sua tabella di traduzione, ma provoca l'aggiunta di una riga nella tabella di traduzione di A. B, poco dopo, fa la stessa cosa verso il router di A:



Questa volta, il pacchetto arriva ad A perché il suo router sa tradurlo. Inoltre, il pacchetto ha causato l'aggiornamento della tabella di traduzione di B. Ora, anche A può inviare pacchetti a B.



Problema: ... E se il router non preserva le porte?

Caso generale: i router non preservano il numero di porta. In tal caso, con UDP, è possibile usare un server esterno "connivente" che comunica la porta esterna corrispondente. Le macchine A e B contattano, ad esempio, un server che restituisce a ciascuna il numero di porta usato dal router dell'altra.

Capitolo 4

Livello Applicazione: sicurezza delle reti

In questa serie di lezioni cercheremo di delineare gli scenari di attacco più comuni e di studiare qualche contromisura. Partiremo dall'ipotesi che la rete sia completamente aperta, con tutte le macchine dotate di un indirizzo IP pubblico (uno scenario "anni 90") e motiveremo l'aggiunta di misure di sicurezza.

4.1 Le fasi di un attacco hacker

4.1.1 Ricostruzione delle macchine presenti in una rete

Ogni attacco inizia con la raccolta di dati della rete obiettivo. Si parte da pochi dati pubblici a disposizione (un'URL web o email, ad esempio) e quindi, essenzialmente, da un nome di dominio.

Con particolari programmi (ad es. `DNSMap`), che combinano il nome del dominio con i nomi più comuni utilizzati per i server (es. `www`, `mail`, `ns`...), si cerca di individuare i principali indirizzi IP pubblici della rete oggetto dell'attacco.

È anche possibile chiedere al server DNS di autorità di un dominio di fornire il file di zona ("zone file"), in modo da avere una mappa completa dei nomi di dominio e delle associazioni con gli indirizzi IP.

Contromisura La maggior parte dei server DNS non fornisce più il file di zona.

4.1.2 Ricerca delle porte aperte

Come seconda fase, si cerca di ricostruire un elenco di porte aperte sui vari server attraverso varie tecniche di *port scanning*.

Port scan

Per cercare quali servizi TCP sono in ascolto, ad esempio, è sufficiente inviare un pacchetto `SYN` a ciascuna porta di ciascuna macchina della rete sotto attacco. Se la risposta consiste nel corrispondente pacchetta `SYN+ACK`, allora si può ipotizzare che l'applicazione corrispondente è in ascolto. Altrimenti, il computer risponderà con un pacchetto `RST`, oppure con un pacchetto ICMP *destination unreachable*.

L'utility `nmap`, ad esempio, ha esattamente questa funzione.

Contromisura Un filtro di rete (un dispositivo apposito, oppure un programma di firewall in funzione sul computer stesso) può facilmente capire se la macchina è soggetta a un port scan (tanti `SYN` verso porte diverse da uno stesso indirizzo IP). Può inoltre registrare l'IP mittente dei pacchetti e inviarlo a un amministratore per individuare l'attaccante.

Idle scan

Per evitare di essere scoperto, l'attaccante può appoggiarsi su altre macchine (dette zombie) alle quali non ha nemmeno bisogno di accedere. Sia A la macchina attaccante, B la macchina obiettivo.

A individua una macchina Z (lo zombie) con scarso traffico. Supponiamo che A voglia verificare la porta 25 di B.

Prima fase Inizialmente, A manda a Z un pacchetto TCP `SYN` verso una porta chiusa di Z. Z risponde ad A con un pacchetto `RST`. Quando lo riceve, A registra il campo *identification* dell'intestazione IP (chiamiamo n il suo valore numerico).

Seconda fase A manda alla porta 25 di B un pacchetto `SYN`, indicando Z come mittente.

1. Se la porta 25 di B è aperta, B invia al mittente dichiarato nel pacchetto (cioè Z) un pacchetto `SYN+ACK`, alla cui ricezione Z replica con un pacchetto `RST` ("non so di cosa parli") verso B. Il campo `identification` dell'intestazione IP di quest'ultimo pacchetto vale $n + 1$, perché è il pacchetto IP successivo a quello emesso nella prima fase.
2. Se invece la porta 25 di B non è aperta, B invia a Z un pacchetto `RST`, che Z si limiterà a cestinare (non si risponde mai ai pacchetti `RST`), non inviando alcun pacchetto.

Terza fase A ripete quanto fatto nella prima fase. Se il campo `identification` dell'intestazione IP della risposta di B vale $n + 2$, allora A sa che nella seconda fase si è verificato il caso 1, e conclude che la porta 25 è aperta. Se invece il campo vale $n + 1$ conclude che la porta è chiusa, perché siamo nel caso 2.

La tecnica può essere applicata utilizzando molti zombie, in modo da dissimulare meglio l'attacco. Ovviamente, il presupposto è che i valori del campo *identification* di IP siano generati sequenzialmente, e che lo zombie non emetta altri pacchetti IP durante l'attacco (altrimenti si generano di falsi positivi).

Contromisura Quasi tutti i sistemi operativi moderni non generano campi *identification* sequenziali precisamente per questo motivo. Ciononostante, sono presenti in rete molte macchine non aggiornate ancora utilizzabili per questo genere di attacco.

4.1.3 Sfruttamento dei punti deboli di una macchina

Una volta identificate le porte aperte, attraverso una connessione TCP è spesso possibile sapere la versione del gestore del servizio (la maggior parte dei programmi di rete dichiara la propria versione per permettere alla controparte di adeguare il proprio protocollo).

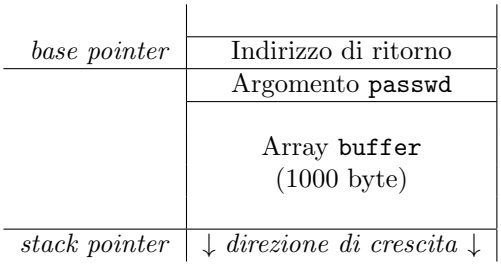
Attacchi di buffer overflow

L'errore di programmazione sfruttabile più facilmente è dovuto al sottodimensionamento dei buffer per la memorizzazione dei dati inviati in rete. Supponiamo ad esempio che la routine di verifica della password inizi con il seguente codice:

```
int verifica_password (const char *passwd)
{
char buffer[100];
```

```
strcpy (buffer, passwd);
......
}
```

Normalmente, le variabili locali sono allocate sul return stack del processo che, dopo la chiamata della funzione `check_password`, conterrà i seguenti dati:



Se l'attaccante riesce a inserire una password contenente più di 1000 caratteri, la funzione `strcpy`, che non prevede salvaguardie, deborderà dal buffer, arrivando a sovrascrivere l'indirizzo di ritorno della funzione. Al `return`, dunque, il controllo passerà a un indirizzo inserito ad arte dall'attaccante, che può arrivare in casi estremi ad assumere in controllo di una shell con permessi di superutente.

Contromisure Standard di codifica rigidi, linguaggi in cui non è possibile disabilitare il controllo dei limiti di un vettore. Inserimento nello stack di alcuni valori di controllo ("canarini") che se compromessi indicano un problema di buffer overflow in corso.

Denial of Service

Un attacco abbastanza diffuso consiste nell'inviare molte richieste di connessione `SYN` a uno stesso servizio, inserendo mittenti fasulli. Ad ogni richiesta di connessione, il server deve allocare alcune risorse per gestire le fasi successive dell'handshake. Se le richieste arrivano a saturare le risorse disponibili, altre richieste legittime verranno ignorate (Denial of Service, DoS).

Si noti che le risorse allocate dal server verranno rilasciate dopo un timeout, oppure dopo il ricevimento di eventuali pacchetti `RST` che negano l'esistenza della richiesta, o di pacchetti ICMP che negano l'esistenza del mittente.

L'attacco è dunque tanto più efficace quante più richieste `SYN` possono essere inviate in breve tempo; a tale scopo, l'attaccante può appoggiarsi a molte macchine di cui ha preventivamente assunto il controllo tramite virus. In tal caso si parla di *Distributed* Denial of Service (DDoS).

Contromisure L'uso dei cosiddetti *SYN Cookies* permette al server di non allocare risorse al momento della ricezione del pacchetto `SYN`, ma di codificare le informazioni necessarie all'impostazione della connessione nel campo *sequence number* dell'intestazione TCP della risposta. Normalmente, il numero di sequenza è inizializzato con un valore casuale; in questo caso, invece, viene impostato con una timestamp, l'indicazione della MSS usata e un valore hash calcolato sulla base degli IP, delle porte, del timestamp e della MSS. Se l'handshake non prosegue, il server non ha allocato nulla; se invece l'handshake prosegue, allora il successivo pacchetto ricevuto dal server conterrà il SYN cookie (incrementato di 1) nel campo *Acknowledgment number*, e il server potrà verificare le informazioni di connessione e riservare le risorse necessarie.

Code injection

Si applica in particolare ai siti web dinamici, in cui l'interazione fra vari agenti (client, frontend web, backend, database) può essere molto complessa, gestita da programmatori diversi, senza una precisa attribuzione delle responsabilità. Alcuni esempi:

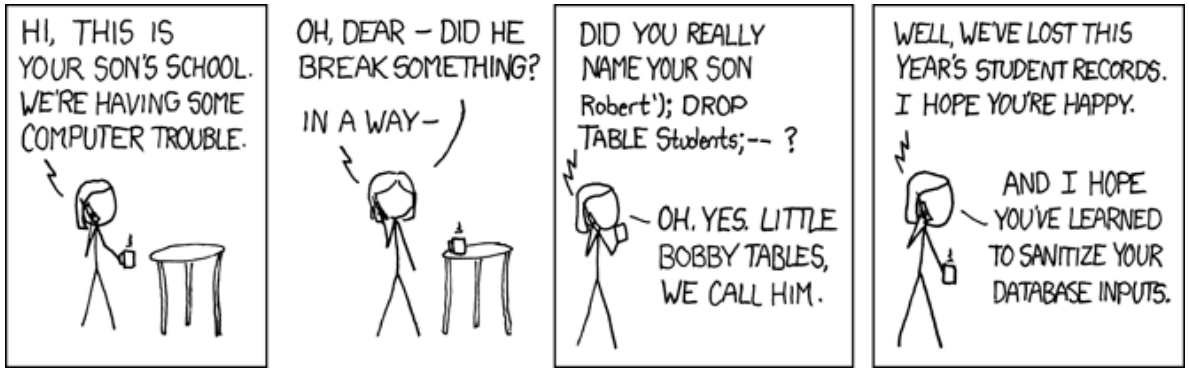


Figura 4.1: XKCD: "Exploits of a Mom". Esempio da manuale di SQL injection.

- *SQL Injection* — un sito web dinamico può costruire una query SQL concatenando parti predefinite (comandi SQL) e stringhe inserite dall'utente (ad esempio, termini di ricerca). Se queste ultime non sono trattate adeguatamente, è possibile sfruttare la sintassi del linguaggio SQL per introdurre comandi. L'esempio tipo è quello di Fig. 4.1.

- *Cross-site scripting* (XSS) — un altro caso riguarda l'inserimento di codice Javascript all'interno di una pagina HTML costruita concatenando linguaggio HTML con stringhe generate dinamicamente.

contromisure Diffidare delle stringhe inserite dall'utente, aggiungere sempre i caratteri di escape; impedire l'esecuzione di comandi multipli in una chiamata SQL; limitare al massimo i permessi dell'utente che esegue i comandi sul server.

4.2 Esempi da approfondire

Esempi visti a lezione:

- Heartbleed (aprile 2014): buffer overflow in Openssl, la libreria di sicurezza più diffusa nei progetti open source:
  `https://en.wikipedia.org/wiki/Heartbleed`
- Controllo remoto di un'auto elettrica Nissan Leaf a causa di un'API non protetta (febbraio 2016):
  `https://www.troyhunt.com/controlling-vehicle-features-of-nissan/`
- Cloudbleed (febbraio 2017): buffer overflow in CloudFlare, un diffuso servizio di CDN e reverse proxy, con diffusione di informazioni anche senza attacchi intenzionali:
  `http://www.techbuzzin.com/blog/2017/02/25/cloudbleed-cloudflare-memory-leak-bug-explained/`

Molti esempi (per chi non si lascia spaventare dai dettagli tecnici) sono disponibili al blog del Project Zero di Google:

`https://googleprojectzero.blogspot.it/`

4.3 Firewall

Un firewall è un dispositivo fisico, oppure un'applicazione in esecuzione su una piattaforma di rete, in grado di ispezionare i pacchetti in transito e di decidere, sulla base di regole, se lasciarli passare.

È possibile classificare i firewall in modi diversi. Una prima classificazione riguarda il loro posizionamento:

- Personal firewall — un modulo del sistema operativo che filtra i pacchetti in ingresso e in uscita da un computer e decide se lasciarli passare sulla base di regole; serve alla protezione di una singola macchina. Esempi: Windows Firewall, iptables/netfilter.
- Network firewall — un dispositivo di rete (stand-alone, oppure aggregato a un router) che effettua la stessa operazione di filtraggio nel passaggio di pacchetti da un'interfaccia all'altra.

Talora un personal firewall può operare da firewall di rete se è in esecuzione su una macchina con due interfacce (*dual-homed*) che condivide il proprio accesso di rete con altre.

Un'altra classificazione utile riguarda la "profondità" dell'ispezione:

- Packet filtering — ispezione delle intestazioni di livello 3 e 4 di un pacchetto per decidere se lasciarlo passare o no;
- Stateful inspection — come sopra, ma mantenendo informazioni sullo stato delle connessioni aperte.
- Application proxy — blocco completo delle connessioni, consentite solo attraverso una particolare macchina che agisce da tramite.

La distinzione fra i vari tipi non è netta, e la terminologia non è necessariamente condivisa da tutti.

4.3.1 Packet filtering

Un Packet Filtering firewall filtra pacchetti sulla base degli indirizzi di origine e destinazione, ai livelli 3 (indirizzi IP) e 4 (porte). Normalmente le regole sono elencate in una lista, detta Access Control List (ACL). Per ogni pacchetto, la ACL viene scorsa sequenzialmente, e la prima regola adeguata viene applicata.

Supponiamo che una rete locale, `193.205.100.0/24` sia collegata all'esterno attraverso un router; in linea di principio, visto che la rete espone indirizzi pubblici, tutte le macchine possono ricevere e spedire pacchetti verso qualunque altra destinazione. Se il PC `193.205.100.10` in particolare ospita un server web, che dev'essere accessibile dall'esterno, possiamo impostare la seguente tabella per i pacchetti in ingresso (provenienti dall'esterno):

Provenienza	Destinazione	Azione
`0.0.0.0/0`	`193.205.100.10/32`	PASS
`0.0.0.0/0`	`0.0.0.0/0`	DROP

Le azioni "PASS" ("permit", "allow") e "DROP" ("deny", "reject") specificano se il pacchetto può essere inoltrato o no. I campi di provenienza e destinazione possono rappresentare sottoreti, oppure singoli host (identificato dalla maschera `/32`). Se più regole sono applicabili, vale la prima. L'ultima regola, detta "di default", è sempre applicabile (`0.0.0.0/0` corrisponde a qualunque indirizzo), e viene attivata tutte le volte che nessuna delle regole precedenti corrisponde a un pacchetto. In questo caso, tutti i pacchetti diretti verso il server web passano, tutti gli altri no.

Una tabella più dettagliata può specificare anche il protocollo e le porte, per bloccare tutti i tentativi di accesso non pertinenti al servizio web:

Protocollo	Provenienza	Destinazione	Azione
TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.10/32:80`	PASS
*	`0.0.0.0/0:0`	`0.0.0.0/0:0`	DROP

dove `:0` rappresenta tutte le porte, e "*" rappresenta tutti i protocolli.

In molti casi, il blocco indiscriminato delle altre destinazioni è troppo restrittivo, e vogliamo almeno permettere le connessioni TCP iniziate da macchine interne. Il modo più semplice è quello di consentire il transito verso le macchine interne per i pacchetti destinati verso porte non well-known (quindi probabilmente effimere):

Protocollo	Provenienza	Destinazione	Azione
TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.10/32:80`	PASS
TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.0/24:>1023`	PASS
*	`0.0.0.0/0:0`	`0.0.0.0/0:0`	DROP

Naturalmente, nulla impedisce a una macchina esterna di aprire una connessione verso una macchina interna in ascolto a una porta non well-known (ad esempio, un server database). Un'alternativa è l'aggiunta di una colonna in grado di specificare la presenza di eventuali flag:

Protocollo	Provenienza	Destinazione	Flag	Azione
TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.10/32:80`	—	PASS
TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.0/24:>1023`	`ACK|RST`	PASS
*	`0.0.0.0/0:0`	`0.0.0.0/0:0`	—	DROP

La seconda regola impedisce l'ingresso di pacchetti `SYN` necessari ad aprire una connessione TCP. Tutti gli altri pacchetti TCP conterranno l'acknowledgment di un segmento precedente, quindi potranno passare.

Regole ulteriori permetteranno il passaggio di altri pacchetti di servizio, ad esempio ICMP.

4.3.2 Stateful inspection

Un firewall di tipo Stateful inspection mantiene in una propria tabella interna lo stato delle connessioni TCP (e in subordine dei flussi UDP e ICMP) che vede transitare. Ad esempio, la riga 2 dell'ultima versione dell'ACL finora descritta potrebbe diventare:

TCP	`0.0.0.0/0:0`	`193.205.100.0/24:>1023`	ESTABLISHED	PASS

L'opzione "ESTABLISHED", presente ad esempio in `iptables`[1], lascia passare soltanto pacchetti in ingresso corrispondenti a connessioni TCP già stabilite. L'apertura e la chiusura di connessioni TCP viene dedotta dal firewall osservando il transito di pacchetti `SYN`, `FIN` e `RST`, unitamente all'uso di timer per lasciare scadere le connessioni non più utilizzate e non chiuse in modo appropriato. Per quanto riguarda il transito di pacchetti UDP, saranno utilizzati esclusivamente dei timer.

Il mantenimento dello stato è particolarmente utile nel caso di protocolli applicativi come FTP, in cui l'apertura di una connessione dall'esterno può essere richiesta dal client locale. Ispezionando il contenuto del protocollo, il firewall può decidere di lasciar passare proattivamente delle richieste di connessione provenienti dall'esterno.

4.3.3 Proxy applicativi

In alcuni casi, si ritiene opportuno impedire il passaggio di qualunque pacchetto tra la rete interna e l'esterno. È possibile individuare un singolo PC, opportunamente irrobustito, e delegare ad esso tutte le connessioni con l'esterno, come si vede in Fig. 4.2.

Per poter accedere a un servizio esterno, un'applicazione client, ad esempio un browser web, deve essere configurata in modo da dirigere tutte le richieste a uno specifico indirizzo IP e porta. La configurazione può essere impostata direttamente nell'applicazione, attraverso un opportuno file, o in un'opzione dedicata dal protocollo DHCP.

[1] L'opzione "ESTABLISHED" esiste anche nel linguaggio di Cisco, però fa riferimento allsa presenza di flag `ACK` e `RST` menzionata prima.

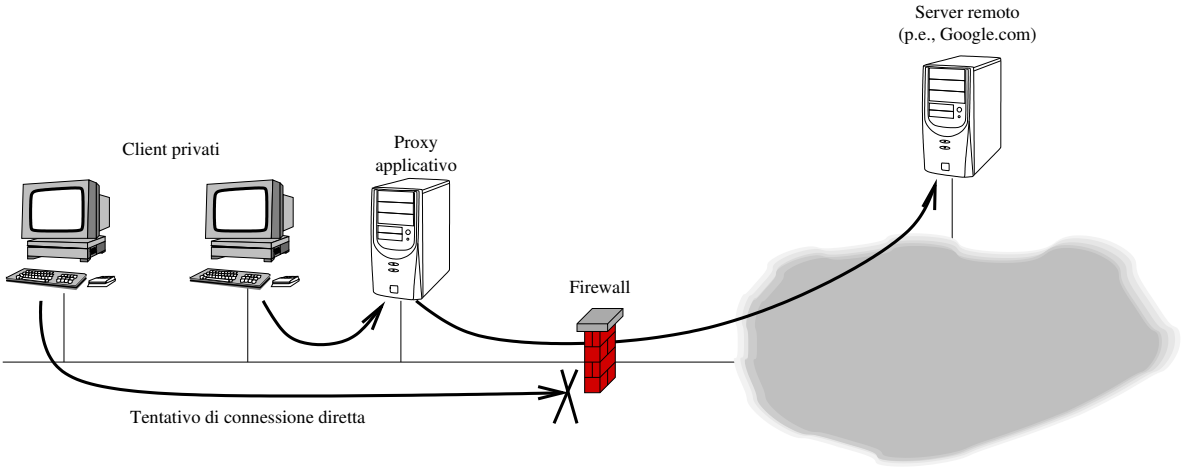


Figura 4.2: Solo il proxy può comunicare con l'esterno.

Il client invia la query al proxy utilizzando un protocollo simile a quello originario (ad esempio, una richiesta `GET` del protocollo HTTP rimarrà quas iinvariata, ma richiederà di specificare l'intera URL e non soltanto il percorso del file). Come si vede in Fig. 4.2, l'interazione fra il client e il server è spezzata in due connessioni. Il client è consapevole di comunicare con un proxy, mentre dal punto del server remoto il proxy non è diverso da qualunque altro client (anche se può identificarsi attraverso gli opportuni campi della richiesta).

Le funzioni svolte da un application proxy possono essere molteplici:

- controllo delle informazioni trasmesse a livello applicativo (il proxy conosce il protocollo);
- registrazione delle connessioni e delle richieste (logging);
- caching delle richieste più comuni, con conseguente velocizzazione delle risposte;
- identificazione dell'utente, possibile attraverso un meccanismo di username e password.

Per contro, un application proxy può soccombere in condizioni di traffico elevato, in quanto può essere necessaria una potenza di elaborazione non indifferente, a seconda delle funzionalità richieste.

Infine, un proxy applicativo può essere usato, in modo trasparente, per gestire le connessioni provenienti dall'esterno verso un server web interno da proteggere. Un client esterno può collegarsi al proxy, che nei suoi confronti si comporta come fosse il server, ma che apre a sua volta una connessione con il vero server.

4.4 Configurazioni di rete

La configurazione migliore per garantire la sicurezza di una rete locale dipende sia dal livello di sicurezza desiderato, sia dal budget disponibile.

4.4.1 Reti Small Office / Home Office (SOHO)

Per budget particolarmente ristretti (piccoli uffici, residenze) è possibile, come in Fig. 4.4, fornire un PC con due schede di rete (ad esempio, una scheda Ethernet e una scheda ADSL), e utilizzarlo come firewall (ad esempio usandolo sotto Linux con iptables, eventualmente configurato con qualche utility di alto livello come Shorewall). Il PC può ospitare anche servizi di frontiera, ad esempio un proxy applicativo.

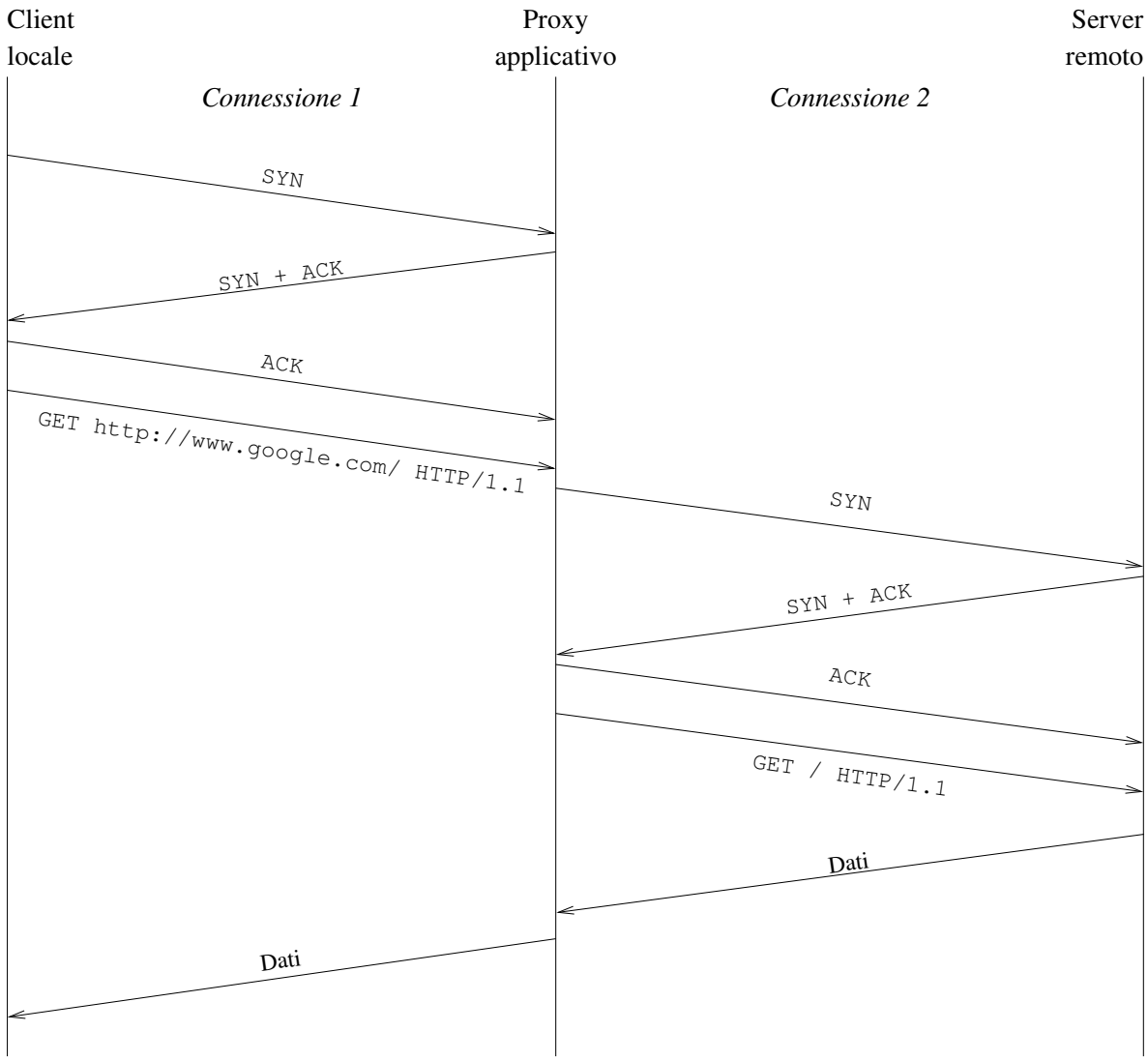


Figura 4.3: Separazione di una sessione web in due connessioni.

Se si ha a disposizione un router con funzioni di firewall, è possibile realizzare la cosiddetta "three-legged architecture" (Fig. 4.5) in cui la rete locale è divisa in due zone:

- un'Intranet vera e propria, molto protetta, con accessi molto limitati da e per l'esterno;
- una "zona demilitarizzata" (Demilitarized Zone, DMZ) in cui risiedono server che richiedono una maggiore libertà d'accesso, ma che devono essere più affidabili e sicuri.

4.4.2 Reti più complesse

Nel caso di budget più elevati, è possibile estendere la protezione installando un firewall all'ingresso di ciascuna zona. In tal modo, l'accesso ai PC più protetti richiede l'abbattimento di due diverse linee di difesa.

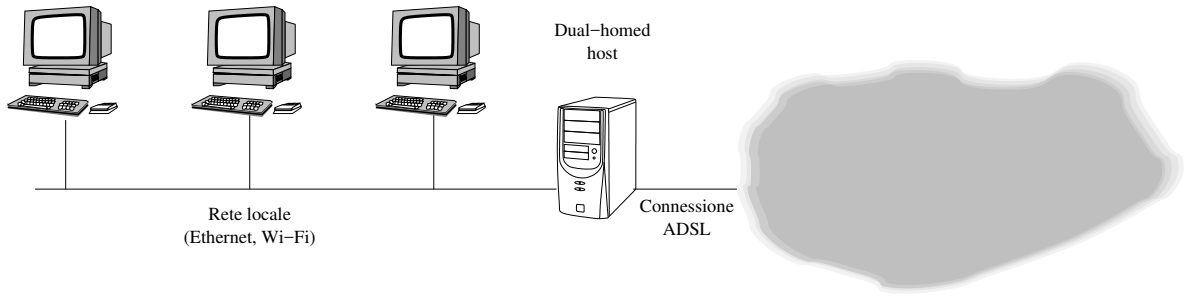


Figura 4.4: Configurazione con dual-homed host.

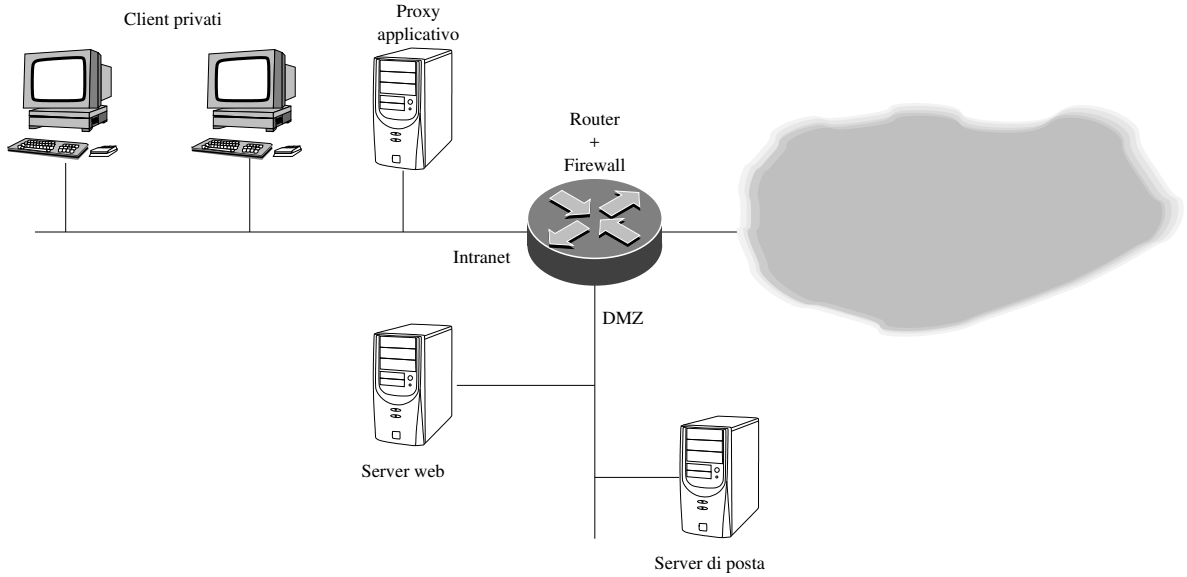


Figura 4.5: Three-legged architecture.

4.4.3 Irrobustimento dei server

I server esposti nella DMZ richiedono una particolare attenzione per quanto riguarda la robustezza dei servizi offerti. Il processo col quale si chiudono tutte le porte non utilizzate e si limitano i servizi all'essenziale, possibilmente con l'aggiunta di un personal firewall che lasci cadere tutti i pacchetti non direttamente correlabili a uno dei servizi offerti, si chiama *hardening* (irrobustimento).

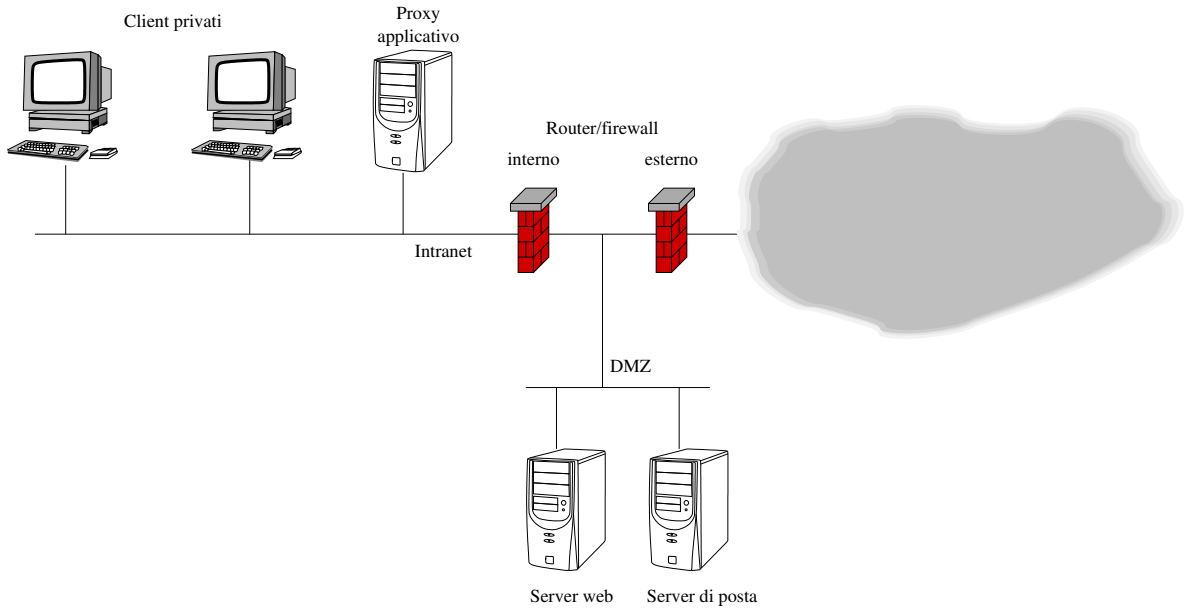


Figura 4.6: Architettura a più livelli di schermatura.

Capitolo 5

Crittografia

5.1 Motivazioni

- Consideriamo uno scenario nel quale Alice voglia effettuare delle operazioni di Internet banking con la sua banca (Bob).
- Alice deve innanzitutto autenticarsi inviando le proprie credenziali (nome utente e password). Non desidera inoltre che dati sensibili vengano conosciuti.
- Se queste informazioni sono inviate in chiaro possono essere intercettate e chi riesce a carpire queste informazioni può, da quel momento in poi, accedere senza problemi al conto di Alice.
- Occorre quindi individuare delle misure di sicurezza che consentano di cifrare le informazioni trasmesse.

Con il termine "cifratura" si intende l'uso di un procedimento matematico che consente, mediante un apposito algoritmo di cifratura (encryption algorithm), la modifica del messaggio, prima della sua trasmissione.

Anche se il messaggio venisse intercettato, non si riuscirebbe a interpretarlo, perchè solo il destinatario è in grado di applicare l'opportuno algoritmo di decifratura (decryption algorithm), che riesce a riportare il messaggio al suo valore originario.

5.2 Definizioni

- Generalmente il testo in chiaro ("plaintext") e il testo cifrato ("ciphertext") si indicano rispettivamente con le lettere m (come "messaggio") e c (come "codice"); la chiave con il simbolo k ("key").
- La funzione di cifratura viene indicata con il simbolo f, con f^{-1} quella di decifratura. Si scrive pertanto $c = f_k(m)$, e analogamente $m = f_k^{-1}(c)$.
- La funzione f è necessariamente *iniettiva*: se due messaggi m_1 ed m_2 dessero origine allo stesso codice $c = f_k(m_1) = f_k(m_2)$, esso non sarebbe riconducibile in modo univoco a un messaggio e la funzione f^{-1} non sarebbe ben definita.
- Una funzione di cifratura si dice simmetrica se

  $$f_k^{-1}(f_k(m)) = m,$$

  ossia se la chiave usata per cifrare e decifrare è la stessa.

Un principio molto importante in crittoanalisi è il seguente:

5.2.1 Principio di Kerckhoffs

> È necessario che il sistema non richieda segretezza, e che possa senza problemi cadere in mano nemica[1].

Traduzione: la robustezza deve stare tutta nella chiave; la scoperta della funzione f da parte nemica non deve compromettere il sistema.

Oppure: "Il nemico conosce il sistema" (Claude Shannon).
Il principio di Kerckhoffs ha molte ragioni d'essere:

- Un algoritmo noto e studiato offre più garanzie di uno tenuto nascosto, quindi mai passato per le mani di crittoanalisti seri.
- La "Security through obscurity" non ha mai retto un'analisi approfondita.
- La chiave è generalmente più semplice e può essere cambiata più frequentemente dell'algoritmo.
- Esistono ormai tecniche di comprovata efficienza, è assurdo crearne di nuove per ogni applicazione (anche se ovviamente la ricerca prosegue).

5.2.2 Cifrari dimostrabilmente sicuri

Esiste un cifrario assolutamente sicuro: è il cosiddetto "One-time pad".

Formalmente:
Supponiamo che Alice e Bob condividano una lunghissima (al limite infinita) sequenza K di bit generati in modo casuale:

$$K \in \{0,1\}^{\mathbb{N}}.$$

Se Alice deve mandare una stringa binaria m di lunghezza L: $m \in \{0,1\}^L$ a Bob, la codificherà effettuando un OR esclusivo con i primi L bit di K:

$$c = m \oplus K_{1\ldots L}.$$

Charlie, che intercetta, non vede altro che una sequenza di bit casuali, quindi non è in grado di decifrare il messaggio.

Bob, che condivide la sequenza K, può roittenere il messaggio rieseguendo l'OR esclusivo con gli stessi bit della chiave:

$$m = c \oplus K_{1\ldots L}.$$

Ogni volta che una parte della chiave è stata usata, questa viene eliminata, quindi la codifica di un altro messaggio $m' \in \{0,1\}^L$ utilizzerà gli L bit successivi della chiave: $c' = m' \oplus K_{L+1\ldots 2L}$.

Il metodo era usato in pratica nella versione di Vernam[2]: le due parti in comunicazione condividono un blocco (pad) di chiavi di sostituzione alfabetica generate con un procedimento casuale, e cambiano la chiave ad ogni lettera. Per la trasmissione di un messaggio si utilizza un foglio del blocco, il quale viene poi distrutto. Ovviamente, il blocco non deve cadere in mano nemica.

Problemi

- La chiave è lunga quanto il messaggio (condizione necessaria per la sicurezza dimostrata da Shannon, ma scomoda).
- Mittente e destinatario devono essere sincronizzati (essere sicuri di partire dalla stessa pagina del blocco).
- Difficoltà a diffondere il blocco chiave con sicurezza.

[1] Auguste Kerckhoffs, *La Cryptographie Militaire* (1883)
`https://en.wikipedia.org/wiki/Kerckhoffs%27s_principle`

[2] `https://en.wikipedia.org/wiki/One-time_pad`

5.2.3 Categorie

Gli algoritmi di cifratura moderni si possono dividere in due categorie:

Block ciphers Il messaggio viene diviso in blocchi, ogni blocco subisce la stessa trasformazione (a meno di una variazione di chiave).

Stream ciphers Cerca di riprodurre i vantaggi del one-time pad: ogni elemento del messaggio viene combinato (ad esempio tramite XOR) con un elemento proveniente da un flusso pseudocasuale, spesso generato a partire da una chiave iniziale (detta vettore di inizializzazione). In alcuni casi, il flusso casuale può dipendere dagli input precedenti.

5.2.4 Attacchi

Un algoritmo di cifratura può essere attaccato in molti modi diversi:

Forza bruta

Un attaccante in possesso del messaggio cifrato c può provare a decodificarlo sistematicamente con tutte le chiavi k possibili finché il messaggio ottenuto non risulta intelleggibile. Un'ovvia debolezza del metodo è il numero di chiavi da provare, spesso proibitivo; inoltre, in alcuni metodi (come OTP visto prima) al variare della chiave può venir ottenuto qualunque messaggio.

Crittanalisi

Osservando piu codici, oppure venendo a conoscenza di una o più coppie messaggio-codice, è talora possibile restringere il campo di ricerca della chiave.

Crittanalisi "col tubo di gomma" (*rubber-hose cryptanalysis*)

Estorsione della chiave con metodi violenti — spesso tristemente più economica ed efficace della crittanalisi matematica.

Ingegneria sociale (*social engineering*)

Circuire il detentore della chiave con metodi non violenti. Esempio: phishing.

5.3 Esempi

5.3.1 Cifrario di Cesare — Sostituzione monoalfabetica

L'algoritmo di cifratura è sempre consistito, storicamente e prima dell'avvento dell'informatica, nella sostituzione di caratteri con altri, secondo metodi più o meno complessi.

- Alice deve inviare il messaggio "`CI VEDIAMO ALLE SEDICI`" (detto *plaintext*, testo in chiaro)
- Usa quindi il cifrario di Cesare sostituendo ogni lettera del messaggio con quella che la segue di tre posizioni nell'ordine alfabetico:

  ABCDEFGHIJKLMNOPQRSTUVWXYZ
  DEFGHIJKLMNOPQRSTUVWXYZABC

- Ottiene il messaggio "`FL YHGLDPR DOOH VHGLFL`" (*ciphertext*, testo cifrato).

Figura 5.1: Il disco cifrante di Alberti.

Debolezze

Debolissimo rispetto alla forza bruta (poche chiavi) e ad attacchi statistici (diversa frequenza delle lettere).

5.3.2 Sostituzione polialfabetica

Sulla base di una parola chiave (ad es. `CUBO`), applicazione di un diverso cifrario di Cesare ad ogni lettera del messaggio (chiave "C" per la prima lettera del messaggio, chiave "U" per la seconda, e così via).

Un esempio più complesso è dato dal "disco cifrante" di Leon Battista Alberti (1404-1472) (Figura 5.1).

- Consente di semplificare la trasposizione lettera chiara / lettera cifrata.
- Permette sostituzioni polialfabetiche, meno vulnerabili alla crittoanalisi, includendo codici che indicano la rotazione del disco a istanti prefissati.
- Simile al disco di Alberti era il Cifrario di Vigenère che, a partire da una parola chiave, applicava un cifrario di Cesare diverso ad ogni lettera del messaggio sulla base delle lettere della chiave.
- Ritenuto indecifrabile, era in realtà passibile di semplici attacchi statistici (si tratta in fondo di cifrari di Cesare interlacciati).

5.3.3 Il dispositivo di Vernam

Illustrato in Fig. 5.2, il dispositivo di Vernam costituisce il primo esempio esplicito di stream cipher della storia (1919). Il testo in chiaro, codificato in un nastro su 5 bit (codice Baudot, uasto in telegrafia), era combinato in XOR con un altro nastro chiave.

Ad esempio, `A` (`++---`), combinato con `B` (`+--++`) dà `G` (`-+-++`).

Implementato nelle telescriventi tedesche Lorentz SZ40/42 con rotori elettrici al posto del nastro chiave. Negli anni 20, Mauborgne propose di usare un nastro contenente dati casuali.

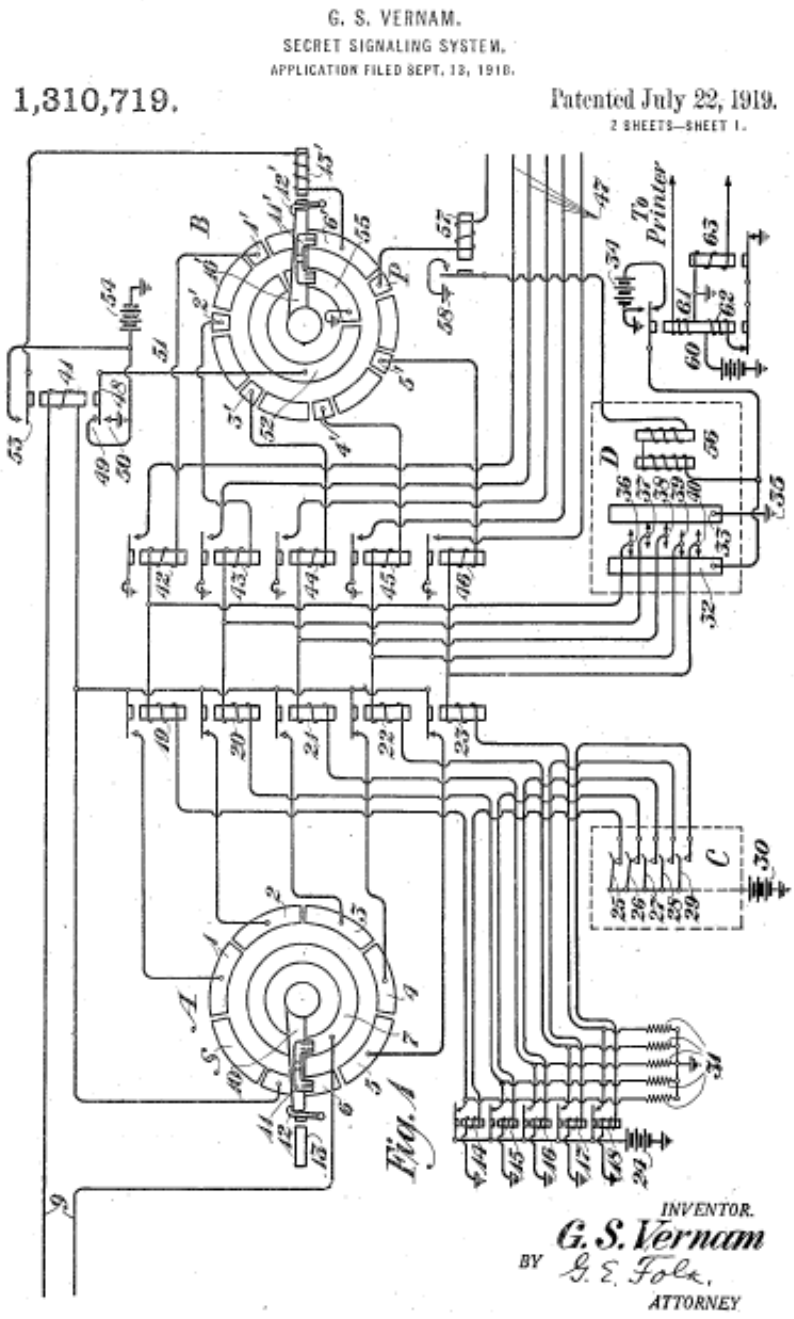


Figura 5.2: Il dispositivo di Vernam: lo schema rappresenta due lettori di striscie in codice Baudot e di un perforatore in XOR con le due striscie.

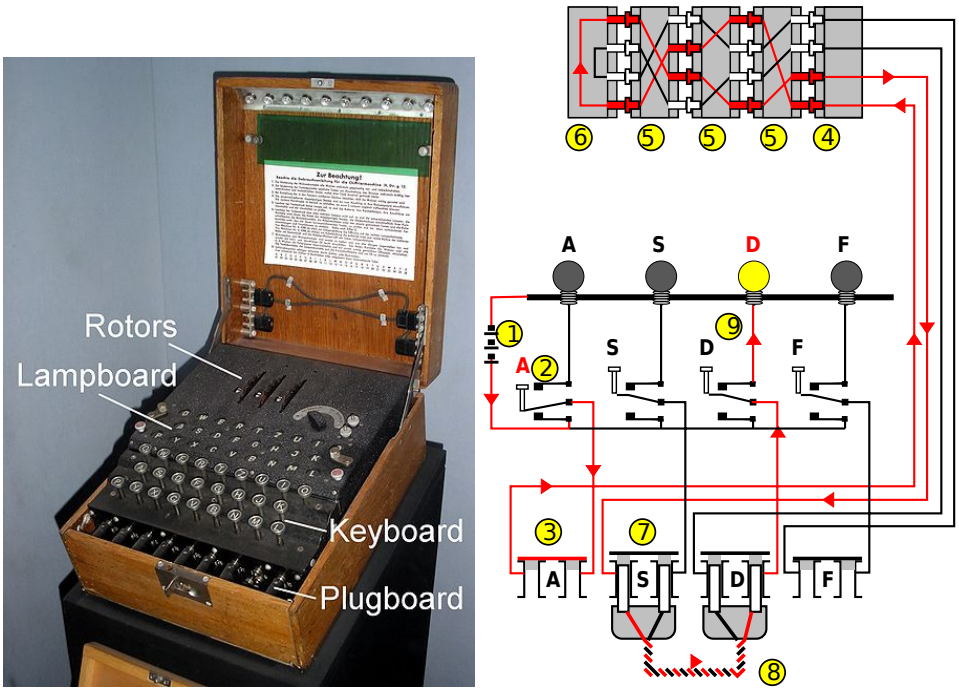


Figura 5.3: La macchina Enigma: un esemplare e uno schema elettrico semplificato.

5.3.4 Enigma

Illustrata in Fig. 5.3. Macchina elettromeccanica basata su rotori, usata dai nazisti durante la II guerra mondiale. Algoritmo di cifratura scoperto da crittografi polacchi e messo a disposizione dalla Polonia alle forze alleate.

La macchina realizza percorsi elettrici tra coppie tasto-lampadina, permutati da tre "rotori" (in alto) e da una serie di spinotti (in basso). Si noti il "riflettore" (in alto a sinistra) che chiude il circuito realizzando un doppio passaggio per i rotori.

La presenza del riflettore rendeva le operazioni simmetriche (se A $\rightarrow$ D allora anche D $\rightarrow$ A).

La pressione di un tasto causava l'avanzamento di uno o più rotori, realizzando così una versione di "one-time pad", il cui vettore di inizializzazione consiste nell'impostazione iniziale dei rotori e degli spinotti nel pannello frontale. Alcune misure precauzionali:

- Le chiavi cambiavano ogni giorno. I libri che le contenevano andavano distrutti in caso di presa; quelli della marina erano stampati con inchiostro rosso su carta rosa idrosolubile.
- Man mano che i polacchi prima, le forze alleate poi, riuscivano a compiere progressi, l'asse realizzava macchine più complesse (più rotori).
- Forzatura dei codici dovuta a crittoanalisi combinata con spionaggio ed errori umani (sempre fondamentali).
- Nascita di Colossus, ormai ritenuto il primo calcolatore elettronico programmabile (1943). Si noti che l'esistenza di Colossus rimase segreta a lungo, presumibilmente per permettere al Regno Unito di vendere macchine crittografiche ai paesi alleati.

5.4 Standard moderni

5.4.1 Data Encryption Standard (DES)

Fu appprovato come standard nel 1976 da FIPS (Federal Information Processing Standard), a seguito di una gara pubblica vinta da IBM.

Si tratta di un algoritmo a chiave segreta simmetrica: mittente e destinatario devono conoscere la stessa chiave. Di tipo block cipher, si basa su una chiave di 56 bit, ritenuta, in seguito, insicura: nel 1998 è stato possibile individuarla in meno di 24 ore con attacchi di tipo brute force (EFF Deep Crack).

Algoritmo

Ogni messaggio binario viene suddiviso in blocchi di 64 bit, ognuno sottoposto al procedimento di cifratura illustrato in Fig. 5.4 usando una chiave di 56 bit.

- Si effettua innanzitutto una permutazione dei bits del blocco, secondo una serie di tabelle predefinite.
- Il blocco così ottenuto viene suddiviso in due blocchi di 32 bits che vengono sottoposti, per 16 volte, a funzioni di sostituzione dei bits, usando porzioni della chiave ed ulteriori permutazioni.
- Si effettua la permutazione inversa. Le permutazioni iniziale e finale non aggiungono sicurezza all'algoritmo.

Ciascun blocco F del diagramma precedente è detto "Funzione di Feistel", opera su un blocco a 32 bit (espansi a 48) e ne fa lo XOR con 48 bit ottenuti dalla chiave. Il risultato viene spezzato in gruppi di 6 bit e dato in pasto alle "S-box", che trasformano in base ad alcune lookup-table.

DES è simmetrico: la stessa chiave viene usata per decifrare: e sufficiente invertire l'ordine di applicazione delle sedici sottochiavi date in pasto alle funzioni di Feistel.

Debolezza

DES è ritenuto abbastanza sicuro rispetto ad attacchi crittoanalitici. La sua debolezza fatale consiste nella brevità della chiave, che permette attacchi di forza bruta.

- DES è teoricamente suscettibile ad attacchi crittoanalitici...
  - Robusto contro la *crittoanalisi differenziale* nota a IBM e non divulgata all'epoca ($\Rightarrow$ pane per le teorie del complotto).
  - Attacchi proposti non fattibili: richiedono un numero enorme di messaggi ($\geq 2^{40}$).
- ...ma anche ad attacchi di forza bruta.
  - 1977 (Diffie-Hellman): macchina da 10 milioni di dollari (mai costruita) per bucare una chiave in un giorno.
  - 1993 (Wiener): macchina da 1 milione (mai costruita) in grado di bucare DES in 7 ore.
  - 1998, primo successo: macchina da 250.000 dollari (EFF DES cracker) riesce a bucare una chiave in due giorni.
  - 2006, secondo successo più pratico: macchina da 10.000 dollari (COPACOBANA) costruita su hardware commerciale (FPGA).

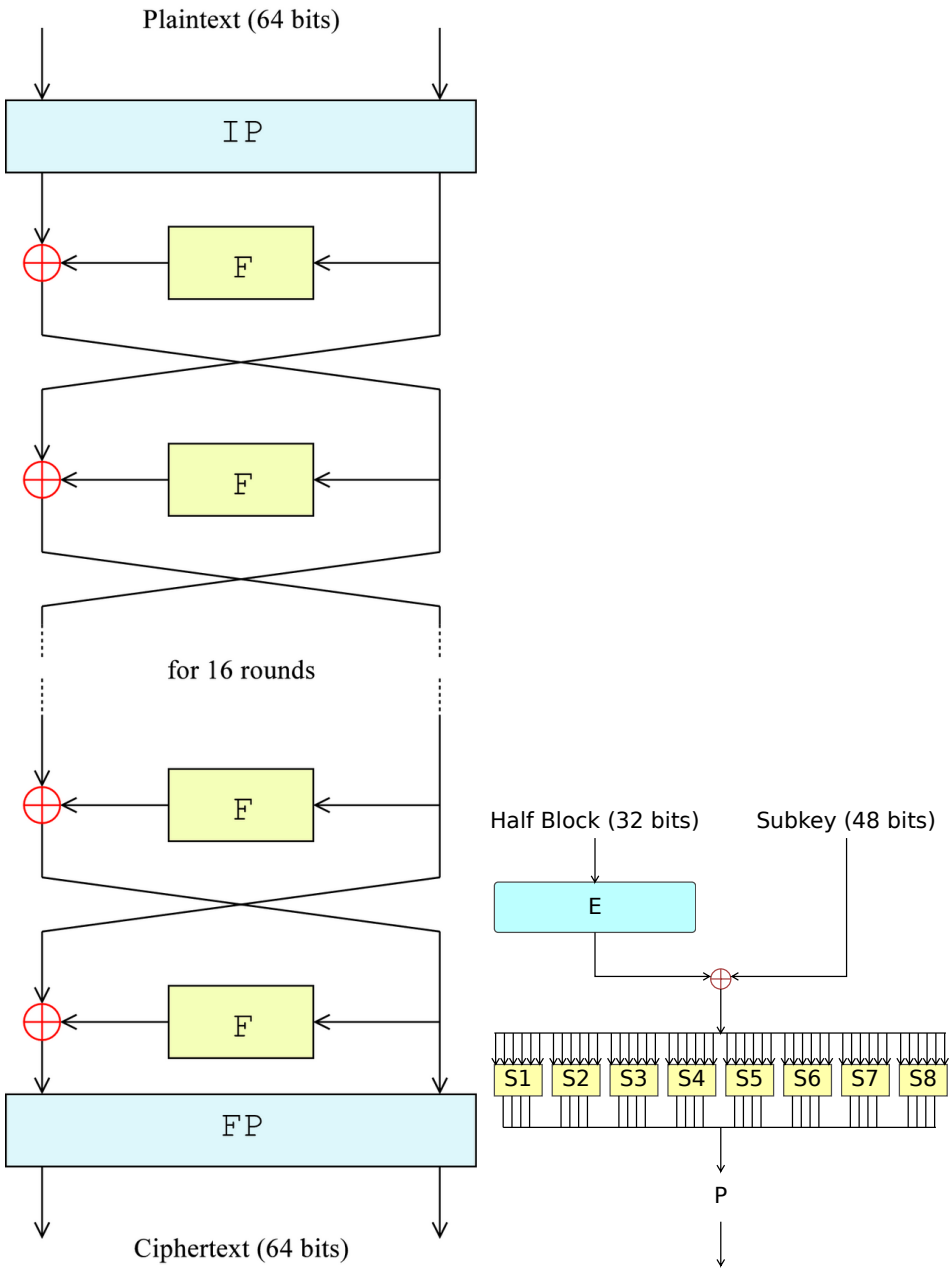


Figura 5.4: DES: lo schema complessivo e il contenuto di una funzione di Feistel.

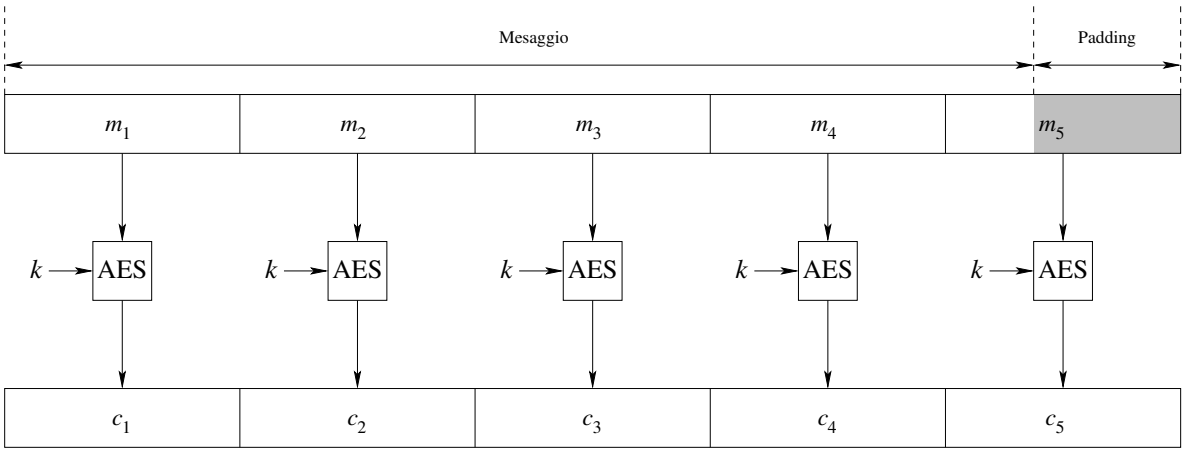


Figura 5.5: Modalità Electronic Codebook (ECB): ciascun blocco è codificato separatamente.

5.4.2 AES

- Nel 1995, l'NIST (National Institute of Standards and Technology) avviò un processo di selezione per un nuovo standard crittografico, cui presero parte 15 gruppi.
- Concorso vinto nel 2001 dall'algoritmo **Rijndael** proposto da due crittologi belgi (Rijmen e Daemen).
- Primo standard approvato da NSA (National Security Agency) per comunicazioni top-secret.
- Block cipher con blocchi da 128 bit e chiavi da 128, 192 o 256 bit (nessun massimo teorico, comunque).
- Basato sui *substitution-permutation network*: S-boxes alternate a permutazioni, seguite da XOR con parole generate dalla chiave.
- Veloce (era uno dei criteri per la selezione), anche se non quanto Triple DES.

5.5 Uso dei cifrari a blocchi

Un tipico cifrario a blocchi come DES o AES opera su messaggi di dimensione prefissata.

Se un messaggio è troppo corto, è sufficiente allungarlo appendendovi una sequenza casuale di bit, detta *padding*, che ne aumenta la sicurezza. Ovviamente è necessario che il destinatario sappia quali bit rimuovere dalla coda del messaggio, quindi il protocollo dovrà includere la llunghezza del messaggio originario.

Se, viceversa, un messaggio m è troppo lungo, esso andrà suddiviso in blocchi $m_1, \ldots, m_N$ della giusta lunghezza (l'ultimo dei quali verrà eventualmente completato con un padding casuale). La modalità più semplice di applicazione del cifrario, detta *Electronic Codebook mode* (ECB), raffigurato in Fig. 5.5, prevede la codifica separata di ciascun modulo:

$$c_i = \mathrm{AES}_k(m_i), \qquad i = 1, \ldots, N.$$

La corrispondente decodifica è ovviamente

$$m_i = \mathrm{AES}_k^{-1}(c_i), \qquad i = 1, \ldots, N.$$

Questa tecnica è però debole nel caso in cui un messaggio contenga ripetizioni: blocchi uguali vengono codificati allo stesso modo, e questo può offrire indizi eccessivi a un attaccante.

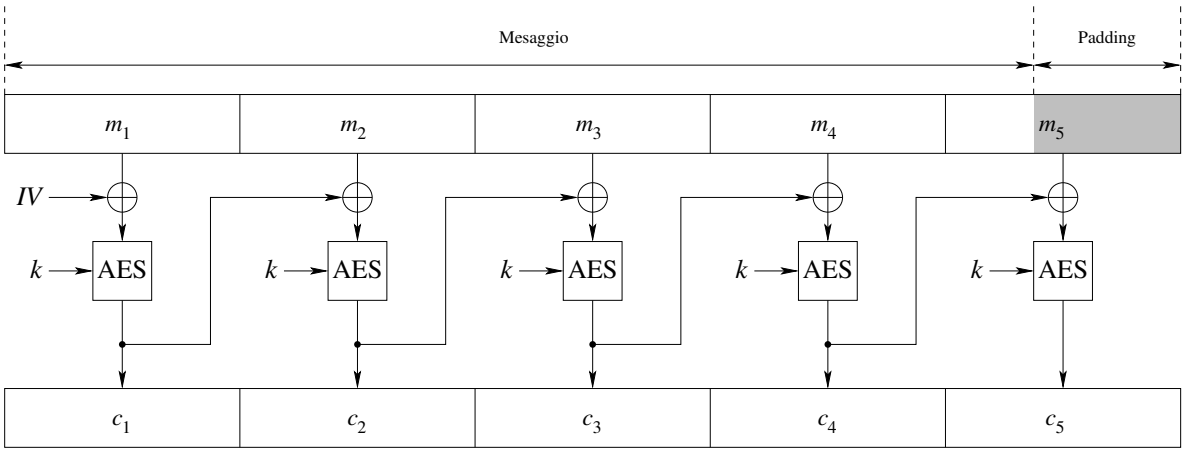


Figura 5.6: Modalità Chained-Clock Cipher (CBC): ciascun blocco è combinato con quello precedente prima di essere codificato.

Una possibile alternativa, nota come *Chained Block Cipher* (CBC), raffigurato in Fig. 5.6, prevede che ogni messaggio sia combinato in XOR con il codice precedente prima di essere a sua volta codificato.

$$c_i \quad = \quad \mathrm{AES}_k(m_i \oplus c_{i-1}), \quad i = 1, \ldots, N.$$

Per codificare il primo blocco m_1, visto che non esiste un codice precedente c_0, inizializziamo c_0 a un valore arbitrario, noto sia ad Alice che a Bob, non necessariamente segreto: $c_0 = IV$ (Initialization Vector). La corrispondente decodifica richiede di ripetere lo XOR per annullarlo:

$$m_i \quad = \quad \mathrm{AES}_k^{-1}(c_i) \oplus c_{i-1}, \quad i = 1, \ldots, N.$$

Si noti che:

- la modalità ECB è perfettamente paralellizzabile: ogni blocco può essere gestito da un diverso processore/core perché è indipendente dagli altri;
- la codifica in modalità CBC non è parallelizzabile: prima di generare l'i-esimo codice è necessario aver calcolato l'$(i-1)$-esimo;
- la decodifica CBC è invece parallelizzabile: per calcolare l'i-esimo messaggio è necessario conoscere al più due codici.

5.6 Condivisione della chiave: Diffie-Hellman

Il problema più grave negli algoritmi appena visti è quello di scambiare la chiave fra le due parti Alice e Bob senza che questa venga intercettata da Charlie.

Uno scambio *brevi manu* è sempre l'opzione più sicura, ma spesso non è fattibile.

Possibili soluzioni: inviare pezzi di chiave attraverso canali diversi (posta+email+SMS), nascondere la chiave in un testo (steganografia, ma si ricade nel problema della *security through obscurity*).

L'algoritmo di Diffie-Hellman permette la crittografia simmetrica senza scambio delle chiavi[3].

[3] `https://en.wikipedia.org/wiki/Diffie-Hellman_key_exchange`

Alice		Bob
$p = 23,\ g = 5$		
$a = 6$		
$A = 5^6 \equiv 8$	$\rightarrow (p, g, A) \rightarrow$	$p = 23, g = 5, A = 8$
		$b = 15$
	$\leftarrow B \leftarrow$	$B = 5^{15} \equiv 19$
$K = B^a = 19^6 \equiv 2$		$K = A^b = 8^{15} \equiv 2$

Figura 5.7: Il protocollo Diffie-Hellman esemplificato con valori piccoli.

5.6.1 L'algoritmo

L'algoritmo si basa sulla difficoltà di invertire l'elevamento a potenza modulo un numero primo (grande). Il problema di invertire tale operazione è detto *Problema del Logaritmo Discreto*.

- Alice decide un numero primo p molto grande e una *radice primitiva* g di detto primo.
- Alice genera un numero $a < p$, segretamente; calcola il numero $A = g^a \pmod p$ e trasmette pubblicamente p, g ed A a Bob.
- Bob genera un numero $b < p$; calcola il numero $B = g^b \pmod p$ e trasmette B ad Alice.
- Ora entrambi possono calcolare il numero $K = g^{ab} \pmod p$ utilizzando le comuni proprietà delle potenze:
  - Alice lo calcola come $K = B^a \pmod p$;
  - Bob lo calcola come $K = A^b \pmod p$;
- Charlie, pur conoscendo p, g, A e B, non è in grado di ricavare né a né b (troppo difficile), quindi non può calcolare K.

Una radice primitiva modulo p è un numero g con la proprietà che i valori $g^i \pmod p$ sono tutti distinti per $i = 1, \ldots, p-1$. In Fig. 5.7 troviamo un esempio con numeri piccoli.

Una corretta esecuzione dell'algoritmo richiede alcuni passi in apparenza molto complessi, ma che sono risolvibili in tempo polinomiale rispetto alla dimensione dei numeri in gioco. La determinazione di un grande numero primo p (tipicamente dell'ordine delle migliaia di bit) e di una radice prima g sono risolvibili attraverso tecniche di teoria dei numeri; non è inoltre necessario che Alice determini valori diversi di p e g: è possibile che un particolare protocollo li fissi una volta per tutte.

Il calcolo della potenza $g^a \pmod p$ non richiede di iterare un grande numero di moltiplicazioni. Sia

$$a = \sum_i = 0^N \beta_i 2^i$$

lo sviluppo binario di a, dove $\beta_i \in \{0, 1\}$, e N è il numero di bit necessario a rappresentare a. Allora,

$$g^a \equiv g^{\sum_{i=0}^{N} \beta_i 2^i} \equiv \prod_{i=0}^{N} g^{\beta_i 2^i} \equiv \prod_{i:\beta_i=1} g^{2^i} \pmod p.$$

Quindi la potenza può essere calcolata con relativamente poche moltiplicazioni, tutte effettuate modulo p. Le potenze di g utilizzate nella formula obbediscono alla relazione per ricorrenza

$$g^{2^i} = \begin{cases} g & \text{se } i = 0 \\ (g^{2^{i-1}})^2 & \text{altrimenti.} \end{cases}$$

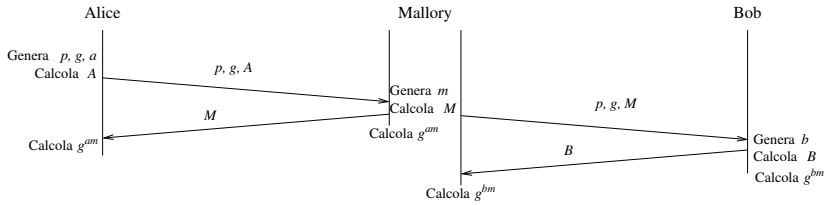


Figura 5.8: Un attacco Man-in-the-Middle al protocollo Diffie-Hellman

Figura 5.9: La contromisura di Telegram a possibili attacchi MitM da parte dei server: un'immagine generata a partire dalla chiave.

5.6.2 Suscettibilità agli attacchi Man-in-the-Middle

L'algoritmo Diffie-Hellman non autentica gli interlocutori, è perciò sensibile ad un attacco di tipo "Man in the Middle", in cui un attaccante (Mallory), in grado di interporsi fra Alice e Bob impersona Bob per Alice e viceversa, come mostrato in Fig. 5.8. Come si vede in Fig. 5.8, Mallory genera un proprio segreto $m < p$ e lo calcola il valore pubblico $M = g^m \pmod p$. Sostituisce M ad A al messaggio di Alice prima di inoltrarlo a Bob, fingendosi così Alice nei confronti di Bob; inoltre, invia M ad Alice fingendosi Bob.

A questo punto, Alice può calcolare la chiave condivisa $K_A = M^a \pmod p$; crede di condividerla con Bob, ma in realtà la condivide con Mallory, che calcola lo stesso valore usando il proprio segreto: $K_A = A^m \pmod p$. Allo stesso modo, la chiave calcolata da Bob, $K_B = M^b \pmod p$, è condivisa con Mallory, che la calcola come $K_B = B^m \pmod p$.

Contromisure

Si noti che Alice e Bob si ritrovano con due chiavi diverse. Per evitare attacchi "Man-in-the Middle" si possono usare tecniche ad hoc. Ad esempio, in un canale VoIP Alice e Bob generano un breve hash della chiave e lo leggono ad alta voce. Se sono diversi, allora c'è un intruso. Oppure cercheranno di confrontare un piccolo sottoinsieme della chiave attraverso un canale diverso da quello con cui l'hanno creata, confidando nel fatto che Mallory non controlla tutte le comunicazioni.
Una volta che Alice e Bob hanno istituito una prima chiave condivisa sicura K_{AB}, non è necessario che la usino per codificare tutta la comunicazione col rischio che venga compromessa da troppi casi d'uso.

Ad esempio, il popolare client di chat Telegram (e ultimamente anche WhatsApp) permette di istituire una chiave condivisa Diffie-Hellman, e per garantire la sua sicurezza permette ad Alice e a Bob di generare un'immagine basata su una funzione hash della chiave, come nell'esempio di Fig. 5.9; Alice e Bob possono scambiare le immagini attraverso un programma esterno (posta elettronica, oppure di

persona) e assicurarsi che la chiave è la stessa.

5.7 Funzioni hash crittografiche

La crittografia non si occupa solamente del problema di trasmettere informazioni in modo confidenziale. Un problema quasi altrettanto importante è quello dell'integrità: Alice trasmette un messaggio m, non necessariamente riservato, oppure lo pubblica; Bob lo scarica, e vuole assicurarsi che il messaggio che lui legge sia esattamente quello pubblicato da Alice. Una soluzione completa al problema, come vedremo più avanti, è costituita dalla *firma digitale*, un elemento fondamentale della quale sono le cosiddete *funzioni hash crittografiche*, che possono essere utilizzate anche separatamente.

Come esempio, supponiamo che Alice abbia realizzato un'applicazione e ne voglia distribuire il file di installazione (ad esempio un file zip contenente gli eseguibili). Chiamiamo m il file di Alice. Dal nostro punto di vista, m è una stringa di simboli in un alfabeto Σ (una sequenza di byte). Se m è molto grande, Alice ricorre a una Content Distribution Network (CDN, rete di distribuzione di contenuti) con mirror distribuiti (ad esempio, SourceForge).

Se Bob vuole scaricare il file di Alice, viene diretto verso il server a lui più prossimo. Se però Charlie riesce a compromettere quel server, può sostituire il file m con una versione m' in cui ha inserito un virus. Come fa Bob a fidarsi della CDN?

Alice può ovviare al problema utilizzando una *funzione hash*

$$H : \Sigma^* \to \{0 \ldots, N-1\}.$$

La funzione, applicata a una qualunque stringa Σ^*, restituisce un intero compreso fra 0 e $N-1$. Alice applica la funzione al proprio file m, ottenendo il valore $h = H(z)$, detto "riassunto" (digest) o "impronta digitale" (fingreprint), e lo pubblica sulla sua pagina web, che è sotto il suo diretto controllo, quindi più affidabile. Si noti che Alice preferisce non pubblicare direttamente m sul suo sito web perché ha bisogno di una distribuzione efficiente.

Quando Bob scarica m dalla CDN, legge anche il valore m dal sito di Alice e può controllare se $h = H(m)$.

Charlie ha quindi bisogno di realizzare una versione m' che non solo contenga il virus, ma il cui valore attraverso la funzione di hash sia lo stesso della versione originale, h; vuole attuare un *attacco di collisione*. Ci sono due modi per farlo:

1. generare tante varianti $m'_1, m'_2, \ldots$, ad esempio aggiungendo un file allo zip contenente un valore casuale, finché una di queste varianti, tutte pienamente funzionali e infette, ha lo stesso valore hash di m (attacco *brute force*);

2. esaminare la funzione H per capire dove agire per conservare il valore corretto (attacco analitico).

Le principali funzioni hash classiche, utilizzate per la realizzazione di dizionari, sono passibili di entrambi gli attacchi:

1. i loro codomini sono piccoli (il valore di N non è elevato), quindi dopo $O(N)$ tentativi casuali si arriva a trovare una collisione;

2. sono basate su semplici funzioni aritmetico/logiche e su poche operazioni logiche (ad esempio XOR), quindi è spesso possibile "invertire" l'effetto delle modifiche agendo su porzioni inutilizzate del file zip.

Per poter garantire la sicurezza necessaria ad Alice e Bob, le funzioni hash debbono essere resistenti agli attacchi di collisione. In generale, una funzione hash è detta "crittografica" quando gode delle seguenti proprietà:

- resistenza agli attacchi di collisione: dato m, è difficile generare m' tale che $H(m) = H(m')$;

- resistenza agli attacchi di preimmagine: dato un valore hash h, è difficile trovare una stringa m tale che $H(m) = h$;
- resistenza agli attacchi di collisione (versione 2): è difficile trovare due stringhe m_1 e m_2 tali che $H(m_1) = H(m_2)$.

Le funzioni hash crittografiche più diffuse sono MD5 ("Message Digest 5"), che genera un valore a 128 bit, e le funzioni della famiglia SHA ("Secure Hash Algorithm"): SHA-1 (160 bit), SHA-2 (da 224 a 512 bit). Si basano su applicazioni di funzioni aritmetiche e logiche, scambi di blocchi di bit e permutazioni, ripetute molte volte.

Le funzioni MD5 e SHA-1 sono ormai considerate insicure, e alcune collisioni sono state trovate e dimostrate[4]

Oltre alla validazione del software distribuito attraverso CDN, le funzioni hash giocano un ruolo fondamentale nella *firma elettronica*, che vedremo in seguito. Per ora, vediamo un'altra possibile applicazione delle funzioni hash.

Proof of effort

Supponiamo di voler cercare una stringa s tale che SHA-1(s) inizi con un numero prefissato n di bit uguali a zero. Visto che non è noto alcun sistema di reverse engineering, l'unico modo di trovare tale stringa è di provarne molte. Mediamente, saranno necessari 2^n tentativi per trovare una stringa adatta. Ad esempio, se un singolo calcolo di SHA-1 richiede un microsecondo, e si richede di trovare una stringa il cui hash inizi con almeno 20 zeri, abbiamo la certezza (statistica) che chi produce tale stringa ha dovuto dedicare almeno un secondo di tempo macchina a tale problema.

In questo modo, la stringa s costituisce una *proof of work*[5], cioè un modo in cui Bob può dimostrare ad Alice di aver speso del tempo. Per evitare che Bob usi ripetutamente la stessa stringa, Alice può richiedere che la stringa da produrre contenga anche una parte prefissata.

L'applicazione più diffusa di questo meccanismo si ha nella valuta elettronica *bitcoin*, ma un uso più semplice è stato proposto nella lotta allo spam.

Hashcash Hashcash[6], proposto nel 1997, è un sistema per bloccare lo spam. Chi invia una e-mail in un certo momento a un certo destinatario deve aggiungere una riga nell'intestazione della seguente forma:

```
X-Hashcash:  1:52:380119:calvin@comics.net:::9B760005E92F0DAE
```

La riga contiene informazioni come il timestamp e il destinatario, compleate con una stringa che fa sì che l'hash SHA-1 della medesima inizi con molti bit uguali a zero (nel'esempio, addirittura 53).
Il client e-mail del destinatario verifica l'hash della riga. Se questo inizia con 20 zeri accetta l'email, altrimenti la sposta nella cartella dello spam. Infatti, la riga costituisce una prova che il mittente ha impiegato un secondo di tempo macchina per generare la mail. Visto che il mittente deve ricalcolare l'intestazione per ogni destinatario, non può inviare più di una email al secondo, e questo impedisce a un sistema di spam (basato generalmente sull'invio di enormi quantità di email) di funzionare.
Si noti che se la velocità dell'hardware aumenta è sufficiente aumentare il numero n di zeri richiesti per mantenere costante il tempo di CPU richiesto.

[4] Per MD5 c'è l'imbarazzo della scelta:
`https://natmchugh.blogspot.it/2014/10/how-i-created-two-images-with-same-md5.html`
`http://www.mathstat.dal.ca/~selinger/md5collision/`
`https://twitter.com/bascule/status/838927719534477312`
Per SHA-1, la scelta è per ora più limitata, la prima collisione risale al febbraio 2017:
`https://security.googleblog.com/2017/02/announcing-first-sha1-collision.html`

[5] `http://en.wikipedia.org/wiki/Proof-of-work`

[6] `http://en.wikipedia.org/wiki/Hashcash`

Bitcoin Bitcoin[7] è un complesso protocollo di moneta digitale completamente distribuito (senza un'autorità centrale che certifica la valuta). Il sistema di generazione di bitcoin si basa sulla scoperta di nuove proof of work, che sono anche utilizzate nella soluzione del problema principale della moneta elettronica, ovvero il double spending. Infatti, in assenza di un'autorità centrale che tiene traccia delle transazioni la possibilità di spendere più volte la stessa valuta va contrastata con certificazioni basate, ancora, sulla proof of work vista sopra.

5.8 La crittografia a chiave pubblica

Si tratta di algoritmi in cui la chiave di cifratura e quella di decifrazione sono diverse. Detto f l'algoritmo di cifratura e f^-1 quello di decifrazione, ecco il protocollo di base.

- Alice genera una coppia di chiavi, (K_{As}, K_{Ap}), dette rispettivamente chiave "privata" e chiave "pubblica", con le seguenti proprietà:
  - l'algoritmo di cifratura f accetta K_{Ap} come chiave, quello di decifrazione f^{-1} accetta K_{As};
  - $f^{-1}_{K_{As}} \circ f_{K_{Ap}}$ è l'identità;
  - pur conoscendo la chiave pubblica K_{Ap}, dev'essere computazionalmente difficile ricavare la chiave privata K_{As};
  - la generazione simultanea delle due chiavi, invece, è computazionalmente fattibile.
- Alice diffonde K_{Ap} attraverso tutti i canali a propria disposizione. Custodisce invece K_{As}.
- Bob potrà inviare un messaggio m ad Alice cifrandolo come $c = f_{K_{Ap}}(m)$.
- Alice potrà decifrare il codice c ricavando il messaggio $m = f^{-1}_{K_{As}}(c)$.

5.8.1 Proprietà di RSA

L'algoritmo di crittografia in chiave pubblica più famoso e diffuso è senz'altro RSA (Rivest-Shamir-Adleman). Oltre alle proprietà comuni a tutti gli algoritmi a chiave pubblica, ha le seguenti proprietà aggiuntive che ne estendono l'ambito applicativo alla firma digitale, come vedremo più avanti:

- l'algoritmo di cifratura e quello di decifrazione sono uguali ($\mathrm{RSA} = \mathrm{RSA}^{-1}$);
- le due chiavi hanno un ruolo intercambiabile: $\mathrm{RSA}_{K_{As}}$ e $\mathrm{RSA}_{K_{Ap}}$ sono una l'inversa dell'altra (un messaggio cifrato con una è decifrabile con l'altra);
- data K_{As}, è facile ricavare K_{Ap}. Il viceversa è computazionalmente proibitivo (richiede la capacità di fattorizzare prodotti di primi grandi).

5.9 La firma digitale

Per *firma digitale* intendiamo una collezione di algoritmi e protocolli che, applicati a un documento elettronico, ne garantiscano:

- l'autenticità: se Alice manda un messaggio a Bob, Bob dev'essere certo che il messaggio proviene proprio da Alice;
- l'integrità: Bob dev'essere certo che il messaggio non è stato modificato rispetto all'originale;
- la non ripudiabilità: Bob dev'essere in grado di dimostrare a terzi (ad esempio, a un giudice) che il messaggio proviene proprio da Alice.

[7] `http://en.wikipedia.org/wiki/Bitcoin`

La firma a penna su documenti cartacei offre queste garanzie, sia pure con qualche difficoltà.

La realizzazione di un analogo digitale che offra le stesse garanzie ha bisogno di due componenti algoritmiche di base: un sistema crittografico a chiave pubblica come RSA, e una funzione hash con determinate garanzie, che vedremo ora.

5.9.1 Uso di RSA per la firma digitale

L'algoritmo RSA presenta tutte le proprietà necessarie a realizzare una firma digitale. Il protocollo di massima è il seguente.

Supponiamo che Alice voglia inviare a Bob il messaggio m; sia Alice che Bob dispongono di una coppia di chiavi, e ciascuno conosce la chiave pubblica dell'altro.

- Alice cifra il messaggio per Bob: $c = \mathrm{RSA}_{K_{Bp}}(m)$;
- di seguito, calcola un hash crittografico del messaggio, $h = H(m)$, e lo cifra con la propria chiave privata: $s = \mathrm{RSA}_{K_{As}}(h)$;
- infine, Alice spedisce a Bob la coppia (c, s).

L'elemento $s = \mathrm{RSA}_{K_{As}}(H(m))$ costituisce la *firma* di Alice sul messaggio m. Alla ricezione della coppia (c, s), Bob esegue i seguenti passi:

- decifra il codice c utilizzando la propria chiave privata per recuperare il messaggio: $m = \mathrm{RSA}_{K_{Bs}}(c)$;
- calcola l'hash crittografico $h' = H(m)$ con la stessa hash funzione usata da Alice;
- decifra la firma s usando la chiave pubblica di Alice: $h'' = \mathrm{RSA}_{K_{Ap}}(s)$ (ricordiamo che Alice aveva generato s da h usando la propria chiave privata);
- controlla se $h' = h''$.

Chiaramente se la coppia (c, s) ricevuta da Bob è la stessa originata da Alice, la prova va a buon fine.

In che modo un truffatore Charlie (oppure lo stesso Bob) può creare un messaggio $m' \neq m$ che sembri firmato da Alice?

- Se Charlie calcola l'hash $H(m')$, avrà il problema di cifrarlo con la chiave privata di Alice, che non conosce. Se usa un'altra chiave, il controllo di Bob scoprirà il problema.
- Se Charlie riuscisse a far sì che $H(m') = H(m)$, allora la firma s già nota sarebbe valida anche per m'. Una funzione hash crittografica, però, è realizzata espressamente allo scopo di rendere difficili queste collisioni, come abbiamo visto in 5.7.
- In alternativa, Charlie potrebbe partire generando una "firma" fasulla s' e, usando la chiave pubblica di Alice, ottenere un valore hash plausibile $h' = \mathrm{RSA}_{K_{Ap}}(s')$; a questo punto, però, a causa della già spesso citata resistenza agli attacchi di preimmagine, sarà difficile trovare un messaggio m' tale che $H(m') = h'$.

Possiamo fare riferimento alla Figura 5.10 per capire quali passi possono essere seguiti da Alice, da Bob e da Charlie. Bob può dunque essere certo che il messaggio m è autentico e integro. Inoltre, Bob può convincere un giudice che il messaggio m proviene da Alice presentandogli la coppia (m, d), consentendo quindi al giudice di eseguire gli stessi passi di verifica effettuati da Bob.

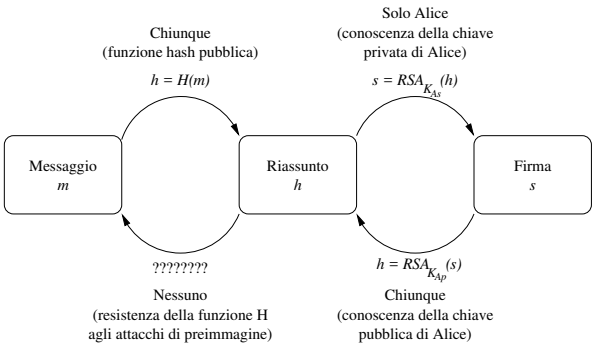


Figura 5.10: Il meccanismo della firma digitale. Solo Alice può andare da m a s, tutti possono andare da m a h e da s a h. Nessuno può generare un m a partire da s o h.

5.9.2 La certificazione delle chiavi

Ovviamente, il protocollo descritto sopra a grandi linee richiede che Bob sia certo che la chiave K_{Ap} appartiene proprio ad Alice, e non a un impostore; anche il giudice deve esserne convinto, ovviamente. Per fare questo, si ricorre al meccanismo della certificazione.

Assumiamo l'esistenza di un'*Autorità di Certificazione* (Certification Authority, CA), dotata di una propria coppia di chiavi (K_{CAs}, K_{CAp}), la cui chiave pubblica K_{CAp} è nota a tutti, preinstallata in tutti i sistemi operativi e al di sopra di ogni sospetto.

Per creare una propria chiave pubblica certificata, Alice esegue i seguenti passi:

- genera la propria coppia di chiavi RSA (K_{As}, K_{Ap});
- invia alla CA le proprie credenziali A (nome, indirizzo email...) unitamente alla chiave pubblica; la coppia (A, K_{Ap}) spedita alla CA è detta *Certificate Signing Request* (CSR);
- quando la CA riceve la CSR, esegue alcune verifiche fisiche sull'identità di Alice per assicurarsi che la richiesta provenga proprio da lei;
- una volta sicura, la CA calcola la *firma* della CSR, esattamente come abbiamo visto fare per i documenti: $s_A = \mathrm{RSA}_{K_{CAs}}(H(A, K_{Ap}))$;
- la CA spedisce ad Alice la firma s_A.

La terna (A, K_{Ap}, s_a) costituisce il *certificato* che lega la chiave pubblica K_{Ap} all'identità di Alice. Solo la CA avrebbe potuto creare la firma, e tutti coloro che sono in possesso di K_{CAp} possono verificarla. Il certificato afferma che la CA ha verificato l'identità di Alice in relazione alla sua chiave pubblica.

La composizione dei certificati e delle informazioni di identità sono regolate dallo standard ITU-T X.509; l'informazione di identità principale contenuta nel certificato si chiama *common name* (CN): Alice può essere una persona fisica, nel qual caso il CN è composto da nome e cognome, oppure un'azienda (il CN è la ragione sociale, oppure un numero di registrazione), un sito web (il CN è il nome di dominio), un indirizzo email... Il certificato contiene anche indicazioni su un periodo di validità ed è previsto un meccanismo di revoca nel caso in cui una chiave privata sia compromessa.

Catene di certificazione

Il protocollo funziona anche se esistono più CA, l'importante è che il certificato riporti anche l'indicazione della CA corretta. È anche previsto che le CA (le cui chiavi sono preinstallate) possano certificare altre CA "intermedie" che a loro volta certificheranno utenti. In tal caso, Alice dovrà produrre l'intera catena di certificati che la collegano a una delle CA preinstallate (dette *root CA*).

In dettaglio: supponiamo che la root CA abbia certificato un'autorità intermedia CA1 con chiave pubblica K_{CA1p} fornendo a quest'ultima la firma $s_{CA1} = \text{RSA}_{K_{CAs}}(H(CA1, K_{CA1p}))$. A sua volta, CA1 ha certificato la firma di Alice fornendole la firma $s_A = \text{RSA}_{K_{CA1s}}(H(A, K_{Ap}))$. Allora Alice dovrà fornire a Bob la seguente catena di certificati:

$$CA, (CA1, K_{CA1p}, s_{CA1}), (A, K_{Ap}, s_A) \tag{5.1}$$

La prima informazione identifica la root CA di riferimento (nel caso realistico che ve ne sia più d'una). Bob deve già fidarsi di CA, la cui chiave è preinstallata nel suo sistema. Il certificato intermedio permette allora a Bob di fidarsi dell'autorità intermedia CA1, in quanto può verificare che è stata certificata da CA. Il certificato finale dice che se Bob si fida di CA1 (e ora lo può fare) allora deve fidarsi anche della chiave di Alice.

In questo modo viene a formarsi una sequenza di certificati che estendono la fiducia da un ristretto numero di root CA a un numero illimitato di CA intermedie e di utenti. La catena può allungarsi, includendo una sequenza di autorità di certificazione intermedie, ma il certificato di Alice molto probabilmente specificherà anche che non può essere usato per per certificare altri utenti.

Certificati autofirmati Mentre i protocolli che utilizzano le catene di certificati X.509 sono molto versatili e sicuri, in alcuni casi Bob è disposto a fidarsi della chiave pubblica di Alice senza richiedere la certificazione da parte di una CA (e la spesa corrispondente). A tale scopo, è possibile che Alice firmi il proprio stesso certificato. In tal caso il certificato è deto *autofirmato* (self-signed), e sta a Bob verificare con metodi propri (ad esempio l'ispezione visiva di un hash della chiave) che la chiave pubblica sia proprio quella di Alice.

5.9.3 Alternative alla CA: GPG e il Web of Trust

Un'alternativa al metodo visto sopra, in cui deve esistere un nucleo di certificatori dei quali tutti sono tenuti a fidarsi, è quella messa in campo da GPG (GNU Privacy Guard, versione open source di PGP, Pretty Good Privacy). Quando Alice crea le proprie chiavi, non chiede un singolo certificato a una CA, ma chiede che la sua chiave sia certificata dai propri amici, ognuno dei quali emetterà un certificato dopo aver verificato che la chiave appartiene proprio ad Alice. In questo modo, si viene a creare una "rete" di persone che si certificano fra di loro. Quando Alice vuole verificare l'identità di Ian (vedere Fig. 5.11), che non conosce direttamente, cerca di ricostruire un percorso che parte da lei, prosegue attraverso le persone di cui si fida direttamente e le cui chiavi ha certificato, e cerca di ricosrtuire un percorso che porta da lei a Ian.

5.9.4 Protocolli sincroni: TSL/SSL

Il meccanismo dei certificati è estremamente versatile e serve sia per validare documenti sia per identificare l'interlocutore in una comunicazione sicura.

La suite di protocolli utilizzata per una connessione sicura è molto complessa. Il protocollo più utilizzato è TLS (Transport Layer Security), che poggia a livello applicativo su TCP; è l'evoluzione del protocollo SSL (Secure Socket Layer), del quale spesso usa anche il nome.

Molto grossolanamente, l'handshake di creazione di una comunicazione sicura è il seguente:

- il client inizia la connessione al server aprendo una connessione TCP;
- il client invia un messaggio di tipo "client hello" nel quale dichiara tutte le suite crittografiche e di compressione di cui è capace;
- il server risponde con un messaggio "server hello" in cui seleziona fra le suite proposte quella più forte fra quelle di cui è capace;
- il server invia la propria catena di certificati al client;

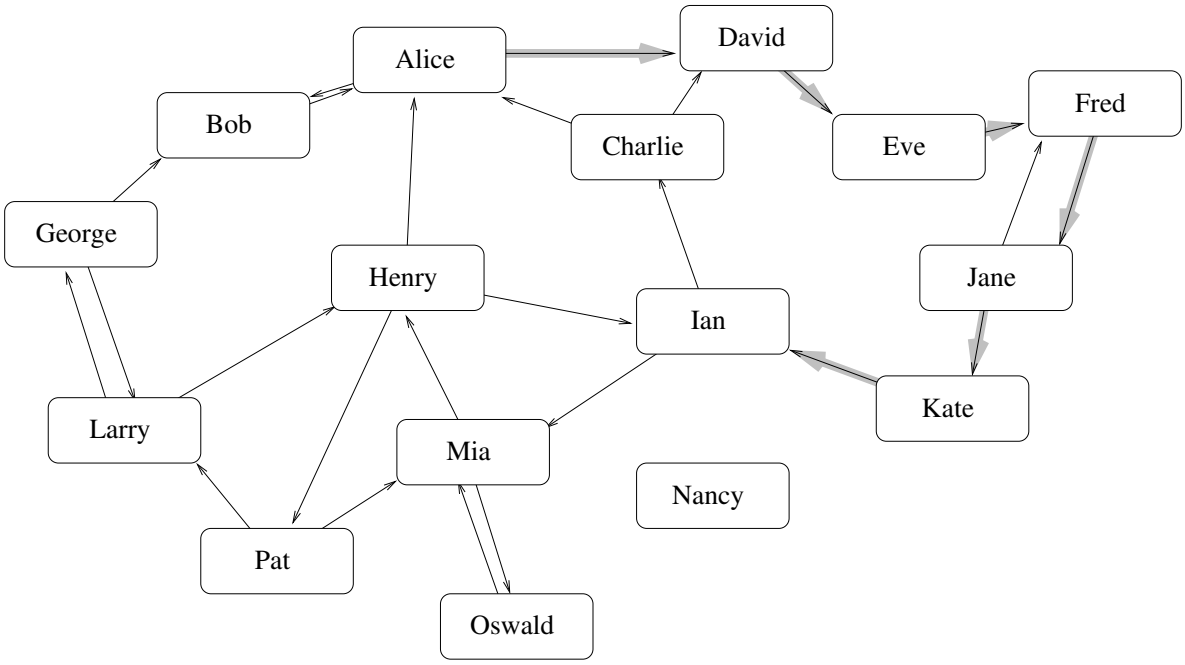


Figura 5.11: Web of Trust: una freccia da A a B rappresenta la relazione "A ha certificato la chiave di B". Se Alice, che non conosce Ian, deve comunicare con lui, deve cercare una catena di certificazioni che vada da lei a Ian. In questo caso, Alice si fida di David, che si fida di Eve, che si fida di Fred, che si fida di Jane, che si fida di Kate, che infine si fida di Ian. Chiaramente, più la catena è lunga e più alta è la probabilità che uno dei partecipanti abbia certificato una chiave con eccessiva leggerezza.

- il client esamina i certificati per verificare che l'identità del server sia davvero quella richiesta;
- il client e il server avviano un protocollo di scambio Diffie-Hellman per generare una chiave segreta di sessione;
- per la generazione di questa chiave, vengono usati valori casuali proposti dal client e alcuni valori sono cifrati dal client usando con la chiave pubblica del server;
- una volta concordata una chiave simmetrica, il client e il server concordano di passare all'algoritmo simmetrico e cominciano a scambiare i dati cifrati.

Viene posta molta attenzione a far sì che un eventuale impostore, pur in possesso della catena di certificati del server, non possa sostituirsi ad esso direttamente o tramite un attacco MitM.

Si osservi come l'algoritmo a chiave pubblica sia utilizzato solo durante la fase di handshake descritta, mentre per la cifratura dei dati viene utilizzato un algoritmo a chiave simmetrica. Questo comporta numerosi vantaggi per gli interlocutori:

- i tipici algoritmi a chiave simmetrica (come AES) sono molto più veloci (in termini di bit cifrati al secondo) rispetto agli algoritmi a chiave pubblica, che richiedono operazioni aritmetiche con precisione arbitrariamente grande;
- anche se Charlie riuscisse a impossessarsi della chiave privata di Alice, compromettendo la sicurezza delle sue comunicazioni future, non sarebbe comunque in grado di decifrare la comunicazioni passate, perché le chiavi di sessione si basano su uno scambio Diffie-Hellman che dipende solo in parte dalle chiavi di Alice e Bob.

Quest'ultimo principio, detto "forward secrecy", è molto importante in crittografia, perché permette di considerare sicure le comunicazioni avvenute prima della compromissione di una chiave.

Il protocollo HTTPS usato per la sicurezza sul web poggia su TLS. Nel caso di certificati invalidi (ovvero il cui common name non corrisponde al nome di dominio del sito), scaduti o firmati da una CA non fidata, il browser segnala il problema all'utente e gli consiglia di non proseguire.

5.9.5 La firma del software

Oltre a rendere sicure le comunicazioni, questo meccanismo è utilizzato per firmare il software. Nella notazione già usata nella sezione 5.7, Alice può firmare una hash del pacchetto di installazione m con la propria chiave privata, e pubblicare le seguenti informazioni:

- il pacchetto software vero e proprio m;
- la firma di Alice su tale pacchetto $\mathrm{RSA}_{K_{As}}(H(m))$;
- la certificazione della sua chiave pubblica, costituita dalla catena di certificati (5.1).

A questo punto, Alice può distribuire il proprio software attraverso canali insicuri, senza nemmeno il bisogno di pubblicare direttamente il valore hash in un posto da lei ritenuto sicuro; quando Bob desidera installare il pacchetto di Alice, deve solo verificare la firma per essere sicuro che il pacchetto m è esattamente nelle condizioni in cui Alice l'aveva creato, perché ogni tentativo di manomissione ne avrebbe invalidato il valore hash e quindi la firma.

I sistemi operativi commerciali più diffusi (Microsoft Windows, Apple Mac OS X, iOS, Android) effettuano automaticamente il controllo della firma durante l'installazione.

- Microsoft Windows controlla la firma e riporta il Common Name del certificato all'utente (oppure "Autore sconosciuto" se il certificato non è presente).

- Apple Mac OS X per default non installa pacchetti non firmati o provenienti da CA diverse da Apple stessa; un programmatore che voglia distribuire software per Mac OS X deve iscriversi al Developer Program di Apple; è comunque possibile richiedere al sistema di installare pacchetti non firmati.
- Apple iOS non permette in alcun caso di installare pacchetti non firmati da Apple stessa dopo un processo di verifica del software.
- Android consente di aggirare il controllo dele firme con un'opportuna spunta nelle impostazioni.
- Java effettua questo controllo per l'installazione di applicazioni dal web (Java Web start, JNLP), e richiede di modificare le impostazioni di sicurezza per eseguire pacchetti non firmati.
- Molte distribuzioni Linux verificano che i pacchetti provenienti dai server ufficiali siano firmati. Linux in sé non effettua controlli, ma è fortemente consigliato il protocollo descritto alla sez. 5.7.

Parte II

Esercitazioni di laboratorio

Capitolo 6

Realizzazione di un simulatore di livello 2

6.1 Scopo dell'esercitazione

Realizzare un semplice ambiente di emulazione che permetterà di sperimentare alcuni semplici algoritmi di switching e routing. Utilizzeremo un approccio orientato agli oggetti:

- gli apparati di rete sono rappresentati da oggetti, i diversi tipi di dispositivo (PC, hub...) corrispondono a classi diverse;
- un frame ethernet è un oggetto anch'esso;
- la "trasmissione" di un frame corrisponde all'invocazione di un metodo, `receive_ethernet_frame()`, nel destinatario.

Si osservi che la programmazione a oggetti può essere modellata come un passaggio di "messaggi" fra "oggetti", quindi l'approccio è adeguato allo scopo (per quanto soffra di molte limitazioni che vanno oltre lo scopo di queste lezioni).

6.2 Strumenti

Il codice di esempio è realizzato in Python. Gli studenti sono incoraggiati a tentare rappresentazioni alternative in altri linguaggi. Sono sufficienti un'installazione di base di Python e un editor di testo.

6.3 Il codice

Vedere il codice sorgente in `http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/PC.py`.

Nel codice sono definite le seguenti classi:

- `EthernetFrame`: "simula" un frame di livello 2 che contiene gli indirizzi MAC del mittente e del destinatario e un messaggio ("payload"). Gli indirizzi MAC sono, per i nostri scopi, delle stringhe arbitrarie.
- `PC`: un dispositivo "terminale", che può essere origine o destinazione di frame ethernet; ha un nome e un indirizzo MAC, può essere "collegato" a un altro dispositivo. Espone metodi per l'invio e la ricezione di un frame.
- `Hub`: un dispositivo che espone un metodo per la ricezione di un frame che invoca a sua volta lo stesso metodo in tutti i dispositivi ad esso collegati.

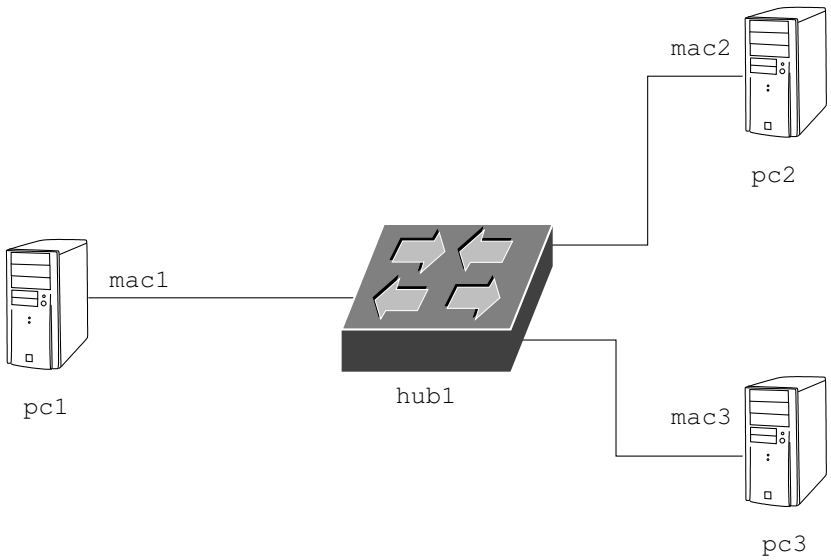


Figura 6.1: Configurazione di prova, tre PC collegati a un hub

6.4 Prova

Il codice principale (alla fine dello script) imposta la rete raffigurata in Fig. 6.1. Il terminale `pc2` invia un frame ethernet verso l'indirizzo MAC `mac3`; il simulatore stampa il seguente resoconto:

```
pc2: sending frame <To: mac3; From: mac2: Payload: Ciao!>
pc1: received frame <To: mac3; From: mac2: Payload: Ciao!>
Discarding frame
pc2: received frame <To: mac3; From: mac2: Payload: Ciao!>
Discarding frame
pc3: received frame <To: mac3; From: mac2: Payload: Ciao!>
Using frame
```

Il frame inviato da `pc2` è stato rispedito dall'hub a tutto il dominio di broadcast (tutt'e tre i PC). Solo `pc3` lo utilizza, in quanto riconosce il proprio indirizzo MAC nella destinazione del pacchetto, mentre gli altri lo scartano.

6.5 Osservazioni

In realtà, un hub non rinvierà mai un pacchetto verso il mittente per due motivi:

1. si tratta di un dispositivo di livello 1, spesso dunque spedirà in uscita il frame mentre lo sta ricevendo, quindi la porta in ingresso è occupata;
2. due hub collegati fra loro continuerebbero a rispedirsi lo stesso frame indefinitamente.

Correggeremo questo comportamento nella prossima esercitazione.

Capitolo 7

Miglioramenti al simulatore di livello 2

7.1 Obiettivo

Migliorare il funzionamento della simulazione facendo sì che un hub non inoltri il frame attraverso la porta da cui l'ha ricevuto.

Estendere il simulatore introducendo gli switch, verificarne il funzionamento.

7.2 Realizzazione

Rispetto all'esercitazione precedente, le porte Ethernet diventano oggetti a sé stanti, dotati di nome e (se necessario) di indirizzo MAC.

Ogni dispositivo (hub, PC) contiene una o più porte. Quando una porta comunica la ricezione di un frame al proprio dispositivo, allega anche il proprio nome; in questo modo, l'hub sa a quale porta non deve inoltrare il frame.

Per realizzare uno switch, ci basiamo sull'hub e lo estendiamo con una tabella che memorizza la porta corrispondente a ogni MAC sorgente che vede transitare.

7.3 Il codice

Vedere il codice sorgente in `http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/Layer2Simulator.py`.

Nel codice sono definite le seguenti classi:

- `EthernetFrame`: "simula" un frame di livello 2 che contiene gli indirizzi MAC del mittente e del destinatario e un messaggio ("payload"). Gli indirizzi MAC sono, per i nostri scopi, degli interi arbitrari.
- `EthernetPort`: è una porta, dotata di nome, connessione a un'altra porta e opzionalmente un indirizzo MAC. Fa da tramite nell'inoltro di frame fra i dispositivi e la rete.
- `PC`: un dispositivo "terminale", che può essere origine o destinazione di frame ethernet; ha un nome e un indirizzo MAC, può essere "collegato" a un altro dispositivo. Espone metodi per l'invio e la ricezione di un frame.
- `Hub`: un dispositivo che espone un metodo per la ricezione di un frame che invoca a sua volta lo stesso metodo in tutti i dispositivi ad esso collegati.
- `Switch`: derivato da `Hub`, inoltra i frame in modo più intelligente.

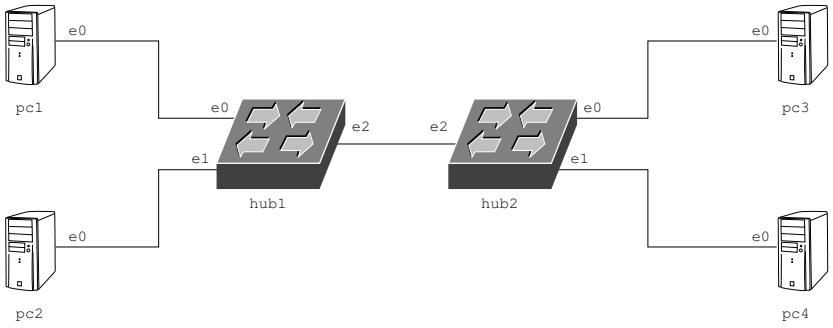


Figura 7.1: Configurazione di prova, quattro PC collegati a due hub

7.4 Prova

7.4.1 Rete locale con due hub

Il codice principale (alla fine dello script) imposta la rete raffigurata in Fig. 7.1. Il terminale `pc1` invia un frame ethernet verso l'indirizzo MAC del terminale `pc4`, poi il terminale `pc4` invia un frame di risposta verso `pc1`; il simulatore stampa il seguente resoconto:

```
=== First test: network with hubs ===
-- Creating four PCs
-- Creating two hubs
-- Connecting PCs to hubs
-- Connecting hubs to each other
-- Sending frame from pc1 to pc4
pc1: sending <To: 525024600053; From: 944277809618: Payload: Ciao!>
hub1: received <To: 525024600053; From: 944277809618: Payload: Ciao!> from e0
hub1: forwarding to e1
hub1: forwarding to e3
hub1: forwarding to e2
hub2: received <To: 525024600053; From: 944277809618: Payload: Ciao!> from e2
hub2: forwarding to e1
pc4: received <To: 525024600053; From: 944277809618: Payload: Ciao!>
hub2: forwarding to e0
hub2: forwarding to e3
-- Sending frame from pc4 to pc1
pc4: sending <To: 944277809618; From: 525024600053: Payload: Hi!>
hub2: received <To: 944277809618; From: 525024600053: Payload: Hi!> from e1
hub2: forwarding to e0
hub2: forwarding to e3
hub2: forwarding to e2
hub1: received <To: 944277809618; From: 525024600053: Payload: Hi!> from e2
hub1: forwarding to e1
hub1: forwarding to e0
pc1: received <To: 944277809618; From: 525024600053: Payload: Hi!>
hub1: forwarding to e3
```

Si noti come, sia nella prima comunicazione che nella seconda, entrambi gli hub inoltrino il frame verso tutte le porte.

7.4.2 Rete locale con due switch

Nella seconda simulazione, realizziamo la stessa topologia di rete, ma sostituiamo gli hub con degli switch. Il risultato è il seguente:

```
=== Second test: network with switches ===
-- Creating four PCs
-- Creating two switches
-- Connecting PCs to switches
-- Connecting switches to each other
-- Sending frame from pc1 to pc4
pc1: sending <To: 645814243692; From: 625909856385: Payload: Ciao!>
sw1: received <To: 645814243692; From: 625909856385: Payload: Ciao!> from e0
sw1: forwarding to e1
sw1: forwarding to e3
sw1: forwarding to e2
sw2: received <To: 645814243692; From: 625909856385: Payload: Ciao!> from e2
sw2: forwarding to e1
pc4: received <To: 645814243692; From: 625909856385: Payload: Ciao!>
sw2: forwarding to e0
sw2: forwarding to e3
-- Sending frame from pc4 to pc1
pc4: sending <To: 625909856385; From: 645814243692: Payload: Hi!>
sw2: forwarding to e2
sw1: forwarding to e0
pc1: received <To: 625909856385; From: 645814243692: Payload: Hi!>
```

Si può osservare che nel percorso di ritorno gli switch hanno appreso la collocazione del terminale `pc1` (in quanto mittente del primo pacchetto), quindi l'inoltro del frame è ottimizzato.

Capitolo 8

Esercitazioni su NetSimK

8.1 Switching e VLAN

Vedere la dispensa:

http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/2017-03-06_Prima_Esercitazione.pdf

8.2 Cablaggio strutturato di un edificio

Vedere la dispensa:

http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/2017-03-13_Seconda_Esercitazione.pdf

8.3 Inter-VLAN Routing

Vedere la dispensa:

http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/2017-03-20_Terza_Esercitazione.pdf

8.4 Routing e NAT statico

Vedere le dispense:

http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/2017-03-27_Quarta_Esercitazione.pdf

8.5 NAT dinamico e ACL

Vedere le dispense:

http://disi.unitn.it/~brunato/RetiAvanzate/2017-04_03_Quinta_Esercitazione.pdf

Parte III

Domande ed esercizi

Appendice A

Domande teoriche e spunti di riflessione

Questo capitolo raccoglie alcune domande di autovalutazione per verificare autonomamente la comprensione degli argomenti del corso.

A.1 Livello Data Link

A.1.1 Prerequisiti

- Sono in grado di elencare e, nei limiti del possibile, motivare i livelli della pila protocollare ISO/OSI?
- E la pila TCP/IP?
- Quali informazioni sono contenute nell'intestazione di un frame Ethernet?
- Perché l'indirizzamento su Internet non si basa direttamente sui MAC address del livello 2?

A.1.2 Dispositivi di rete

- Qual è il ruolo di ciascun dispositivo di rete (di livello 1, 2 e 3)?
- Cosa si intende per dominio di collisione? E di broadcast?

A.1.3 LAN virtuali

- Quali vantaggi comporta l'uso delle LAN virtuali?
- È possibile utilizzare dispositivi di livello 1 e 2 che non "conoscono" le LAN virtuali all'interno di una rete locale suddivisa in VLAN?
- A cosa si riferisce la distinzione fra modalità "access" e modalità "trunk"? Alla porta di un dispositivo, al collegamento, al tipo di cavo...
- Come funziona l'incapsulamento 802.1Q? Quante VLAN è possibile definire in uno stesso segmento trunk?

A.2 Livello rete

A.2.1 Prerequisiti

- Ricordo per sommi capi il funzionamento dei principali protocolli di livello rete, in particolare IP e ICMP?
- A cosa serve ARP?
- Cos'è una rete di classe A, B, C? So usare le maschere di rete e la notazione CIDR?
- Data una sottorete, come calcolo l'indirizzo di broadcast?
- Quali intervalli di indirizzi IP sono privati?

A.2.2 Organizzazione delle sottoreti IP

- Dato un indirizzo IP, o un intervallo di indirizzi, come calcolo la più piccola sottorete che lo contiene?
- In quali casi posso aggregare più sottoreti in un'unica riga di una tabella di routing?
- Che cosa succede se riutilizzo lo stesso indirizzo IP in punti diversi di una rete? In quali casi è consentito farlo senza generare confusione?

A.2.3 Inter-VLAN routing

- In cosa consiste un'interfaccia "virtuale" di un router?
- Di che informazioni ha bisogno uno switch layer 3 per funzionare?

A.3 Livello trasporto

A.3.1 Prerequisiti

- Perché gli indirizzi di livello 4 si chiamano "porte"? A cosa sono normalmente associati?
- Come funzionano i numeri di sequenza TCP?
- Quando conviene usare UDP come protocollo di trasporto?

A.3.2 NAT

- Per quali ragioni gli indirizzi IP privati sono sempre più diffusi?
- Quali informazioni aggiuntive sono richieste per operare in modalità Port Forwarding?
- Quali informazioni deve conservare un router per gestire una connessione TCP in modalità NAT?
- Su quali campi delle intestazioni TCP/IP agisce un router NAT?

A.4 Livello applicativo

A.4.1 Prerequisiti

- A cosa servono i protocolli DNS, RIP, DHCP, HTTP? Su quali protocolli di livell trasporto si basano? Quali servizi offrono?
- So interpretare una query SQL, un frammento di codice HTML?
- Cosa sono lo stack e lo heap di un'applicazione?

A.4.2 Tipi di attacco

- Perché lo scambio dei file di zona è sempre più raro nel protocollo DNS?
- Che caratteristiche deve avere una macchina zombie da utilizzare in un idle port scan?
- Come si previene un attacco di tipo *buffer overflow*?
- Quali sono i fattori che rendono gli attacchi *denial of service* ancora attuali?
- Quali sono le condizioni in cui è possibile un attacco di tipo *code injection*?

A.4.3 Firewall

- Qual è la struttura di massima di una ACL?
- Perché usare un semplice packet filtering firewall, quando esistono soluzioni più complesse e versatili?
- Quali sono i vantaggi e gli svantaggi di un proxy applicativo?
- Quali soluzioni sono trasparenti rispetto ai PC utente, e quali non lo sono?

A.4.4 Configurazioni di rete

- Perché è importante poter dividere la propria rete locale in zone?
- Che cos'è una DMZ?
- In cosa consiste l'operazione di hardening?

A.5 Crittografia

A.5.1 Prerequisiti

- Quando una funzione è iniettiva? E quando è suriettiva?
- So ragionare in aritmetica modulare? Conosco i principali operatori logici?

A.5.2 Definizioni

- Perché è importante che la funzione di cifratura sia iniettiva?
- Perché il cifrario di Cesare funzionava (ai tempi di Cesare)?
- Motivare (o contestare) la seguente affermazione: "un cifrario a blocchi è soltanto una sostituzione alfabetica con un alfabeto molto grande".

Crittografia moltiplicativa (non modulare) Supponiamo che Alice debba spedire a Bob una sequenza di N interi positivi $m_1, \ldots, m_N$. Alice e Bob sono d'accordo su una chiave k, anch'essa numero positivo. Alice spedisce a Bob i messaggi moltiplicati per k: $c_i = km_i$, $i = 1, \ldots, N$. Bob può ricavare i valori originali dividendo per k i codici ricevuti.
Charlie vede transitare solo i codici c_i e non conosce né i messaggi originari, né la chiave. Come può cercare di dedurre qualcosa?

Doppio one-time pad Supponiamo che Alice debba trasmettere a Bob un messaggio m, ma che non possano stabilire una chiave condivisa. Allora ricorrono al seguente protocollo[1]:

- Alice genera una chiave k_A, lunga quanto m, e crea il codice $c_1 = m \oplus k_A$ (messaggio in or esclusivo con la chiave). Alice spedisce c_1 a Bob.
- Quando Bob riceve c_1, genera una propria chiave k_B, lunga quanto c_1, e crea il codice $c_2 = c_1 \oplus k_B$. Bob spedisce il codice c_2 ad Alice.
- Quando Alice riceve c_2, crea il codice $c_3 = c_2 \oplus k_A$ (ovviamente, usando la stessa chiave di prima). Alice spedisce c_3 a Bob.
- A questo punto, Bob calcola $c_3 \oplus k_B$, che è ovviamente uguale a m, come si dimostra facilmente notando che l'applicazione in xor di una stessa chiave un numero pari di volte ne annulla l'effetto:

  $$c_3 \oplus K_B = c_2 \oplus K_A \oplus K_B = c_1 \oplus K_B \oplus K_A \oplus K_B = m \oplus K_A \oplus K_B \oplus K_A \oplus K_B = m \oplus K_A \oplus K_A \oplus K_B \oplus K_B = m.$$

Ovviamente, Charlie non vede mai passare il messaggio m in chiaro, quindi questo protocollo sembra garantire lo scambio segreto di messaggi in mancanza di una chiave condivisa.
Qual è il problema? Ovviamente, supponiamo che Charlie intercetti tutto lo scambio...

A.5.3 Diffie-Hellman

- Che cosa succede esattamente se p non è primo?
- E se g non è una radice prima modulo p?

A.5.4 Funzioni hash crittografiche

- Perché è importante la resistenza agli attacchi di collisione? E di preimmagine?
- In cosa consiste il meccanismo della *proof of work*?

A.5.5 Firma digitale e certificati

- Quali sono le garanzie che una firma deve offrire in relazione a un documento?
- Quali oggetti fisici svolgono il ruolo dei certificati in relazione alla firma cartacea? E chi sono le CA in quel contesto?
- Perché la chiave di una sessione SSL/TLS viene impostata con Diffie-Hellman? Non basterebbe che Alice ne generasse una e la passasse in modo sicuro a Bob cifrandola con K_{Bp}?

[1] si tratta di un tentativo di trasporre in chiave informatica il protocollo fisico che prevede che Alice inserisca il messaggio in una cassetta che chiude con un lucchetto di cui solo lei ha la chiave; la fa recapitare a Bob, il quale aggiunge alla chiusura un lucchetto di cui solo lui ha la chiave; la cassetta viene rispedita ad Alice, la quale toglie il proprio lucchetto e rispedisce la cassetta, ora chiusa dal solo lucchetto di Bob.

Appendice B

Esercizi

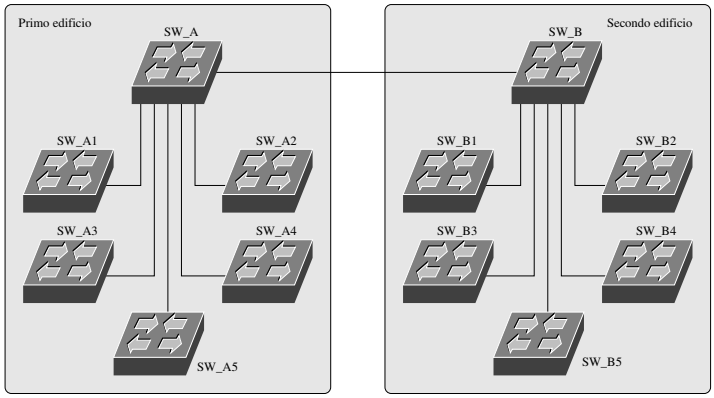
In questo capitolo verranno via via raccolti alcuni esercizi simili a quelli che potrebbero comparire in una prova scritta.

Esercizio 1

Un amministratore di rete deve coprire due edifici con una rete locale cablata composta da tre LAN virtuali, che chiameremo 1, 2 e 3.
La rete 1 deve ospitare 100 PC distribuiti fra i due edifici; la rete 2 ospiterà 50 PC, tutti nel primo edificio; la rete 3 ospiterà 50 PC nel solo secondo edificio.
Tutti i PC devono avere indirizzo IP nella sottorete `192.168.100.0/24`.
1.1) Proporre un'architettura di rete che permetta di associare all'occorrenza ogni porta di rete a una VLAN arbitraria. Descrivere la configurazione degli switch.
1.2) Le tre VLAN debbono poter comunicare tra di loro (e con l'esterno) a livello IP. Si ha a disposizione un router con una porta Ethernet e una connessione WAN. Descrivere la configurazione del router (connessioni, interfacce reali e virtuali, tabella di instradamento) in grado di garantire tutte le connessioni.
1.3) Descrivere la configurazione (IP, maschera, gateway, indirizzo di broadcast) di un PC per ciascuna delle tre VLAN.

Soluzione 1

1.1) Vogliamo realizzare tre VLAN, chiamiamole `vlan1`, `vlan2` e `vlan3`. Suddividiamo la sottorete disponibile in tre parti, in modo che la prima possa indirizzare almeno 100 host; dato vhe $2^7 = 128 > 100$, la prima sottorete sarà `192.168.100.0/25`, e la parte rimanente potrà essere suddivisa ulteriormente in due parti, `192.168.100.128/26` e `192.168.100.192/26`.
L'esercizio chiede completa libertà nell'assegnazione delle porte Ethernet alle singole sottoreti, quindi possiamo limitarci alla seguente struttura:



Tutte le connessioni indicate saranno in modalità trunk, mentre tutte le altre porte degli switch andranno configurate in modalità access per assegnarle a una VLAN specifica. La regola secondo la quale `vlan2` e `vlan3` sono limitate a un edificio non è implementata a questo livello. Se si desidera imporre questa regola, si può configurare il collegamento fra SW_A e SW_B in modalità access.
1.2) Dobbiamo ovviamente usare il router in configurazione "on-a-stick"; per farlo dovremo impostare la sola interfaccia ethernet del router (chiamiamola `e0`) in modalità trunk e associarla a tre interfacce virtuali:

- l'interfaccia virtuale `e0.1`, associata a `vlan1` e avente indirizzo nella corrispondente sottorete, ad esempio `192.168.100.126/25`;
- l'interfaccia virtuale `e0.2`, associata a `vlan2` e avente indirizzo nella corrispondente sottorete, ad esempio `192.168.100.190/26`;
- l'interfaccia virtuale `e0.3`, associata a `vlan3` e avente indirizzo nella corrispondente sottorete, ad esempio `192.168.100.254/26`.

Collegheremo `e0` a un'interfaccia in modalità trunk di uno dei due swicth di livello superiore; ovviamente, il collegamento fra SW_A e SW_B dovrà lasciar passare tutt'e tre le VLAN, quindi dovrà essere posto in modalità trunk.

Destinazione	Interfaccia	Metrica
`192.168.100.0/25`	`e0.1`	1
`192.168.100.128/26`	`e0.2`	1
`192.168.100.192/26`	`e0.3`	1
`0.0.0.0/0`	*configurazione lato ISP*	

Si noti che, essendo tutte le reti note direttamente al router, non è necessario impostare esplicitamente la tabella, a meno dell'ultima riga.
1.3) Ecco le configurazioni dei tre PC, ovviamente ciascuno collegato a un'interfaccia di tipo access di uno switch opportunamente configurata:

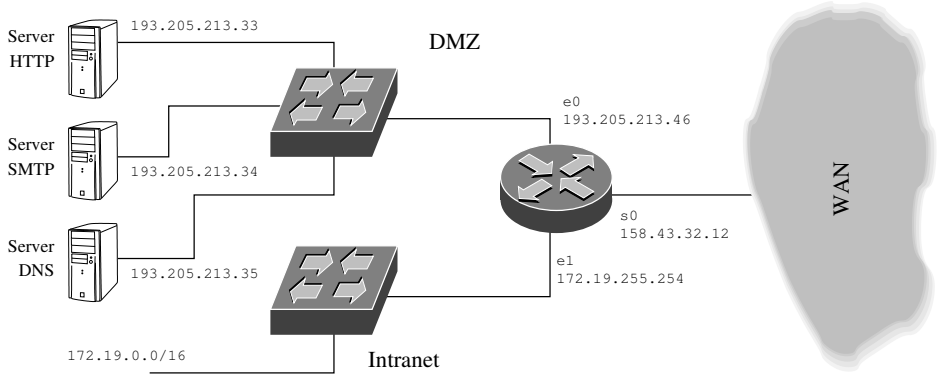
Indirizzo IP	Maschera di rete	Gateway	Broadcast
`192.168.100.1`	`255.255.255.128`	`192.168.100.126`	`192.168.100.127`
`192.168.100.129`	`255.255.255.192`	`192.168.100.190`	`192.168.100.191`
`192.168.100.193`	`255.255.255.192`	`192.168.100.254`	`192.168.100.255`

Esercizio 2

Una rete locale è costituita da una DMZ con indirizzi pubblici nella sottorete `193.205.213.32/28` e da un'intranet protetta con indirizzi privati nella rete `172.19.0.0/16`.
La DMZ ospita un server web (TCP, porta 80), un server SMTP (TCP, porta 25) e un server DNS (UDP, porta 53) su tre diverse macchine.
Si dispone di un router con due interfacce Ethernet e una interfaccia WAN con indirizzo `158.43.32.12`, netmask `/29`; il default gateway dell'ISP ha l'IP più baso in quella rete.
2.1) Descrivere la configurazione delle interfacce del router e la sua tabella di instradamento.
2.2) Descrivere la configurazione NAT (interfaccia interna ed esterna) e le ACL necessarie a garantire l'accesso esterno alla DMZ per i soli servizi elencati, e la connettività dall'intranet protetta verso l'esterno.

Soluzione 2

2.1) Supponiamo che il router disponga di almeno due interfacce ethernet, `e0` ed `e1`, dedicate rispettivamente alla DMZ e all'intranet privata, e la seriale `s0` rivolta verso la WAN. Ecco una possibile configurazione:



La rete dell'ISP ala quale il router è connesso tramite `s0` è la `158.43.32.8/29`, e l'IP del gateway, essendo il più basso di questa sottorete, è `158.43.32.9`. La tabella di instradamento corrispondente è

Destinazione	Interfaccia	Gateway
`193.205.213.32/28`	`e0`	—
`172.19.0.0/16`	`e1`	—
`158.43.32.8/29`	`s0`	—
`0.0.0.0/0`	`s0`	`158.43.32.9`

2.2) La configurazione NAT riguarderà soltanto l'intranet protetta, in quanto la DMZ dispone di indirizzi pubblici. L'interfaccia interna sarà dunque la `e1`, mentre quella esterna è ovviamente `s0`. Il pool di indirizzi disponibili per il NAT è ovviamente l'unico assegnato all'interfaccia esterna, `158.43.32.12`.
La configurazione delle ACL è meno deterministica. In generale, si vorranno bloccare tutti i pacchetti verso l'intranet a meno che non appartengano a comunicazioni iniziate dall'interno, e tutti gli accessi verso servizi della DMZ non appartenenti a quelli elencati. Ad esempio, ecco una possibile ACL applicata in ingresso all'interfaccia `s0`:

IP Destinazione	Porta destinazione	Flags	Azione	Spiegazione
`193.205.213.33/32`	80	*	allow	Accesso a DMZ
`193.205.213.34/32`	25	*	allow	Accesso a DMZ
`193.205.213.35/32`	53	*	allow	Accesso a DMZ
`172.19.0.0/16`	*	ESTABLISHED	allow	Risposte a Intranet
`0.0.0.0/0`	*	*	deny	Default

Essendo applicata in ingresso a `s0`, questa ACL lascia piena libertà di comunicazione fra la intranet e la DMZ: in un contesto reale, ovviamente, bisognerebbe limitare i posibili danni che un'eventuale intrusione nell'intranet potrebbe causare alla DMZ e viceversa. Infine, nel caso in cui non si ritenga l'intranet sufficientemente protetta dal NAT (che ovviamente impedisce per sua natura connessioni dall'esterno) si potrà inserire un'opportuna regola.

Esercizio 3

Un router con funzionalità NAT dispone di un unico indirizzo IP pubblico `125.41.33.11`, assegnato alla sua interfaccia `e1`, e gestisce una rete locale con IP privati `172.30.16.0/20` tramite la sua interfaccia `e0` con IP `172.31.16.1`.
La tabella NAT del router contiene le seguenti righe statiche:

Protocollo	Porta router	Porta client	IP client
TCP	80	80	172.30.18.44
TCP	81	80	172.30.21.137

I seguenti pacchetti IP (delle cui intestazioni riportiamo solamente alcuni campi) vengono consegnati al router:

Interfaccia:	e0
Protocollo:	TCP (SYN)
Mittente:	172.30.20.245:36533
Destinatario:	115.32.18.7:22

Interfaccia:	e1
Protocollo:	TCP (SYN)
Mittente:	41.112.29.238:57632
Destinatario:	125.41.33.11:80

3.1) Come verranno modificate dal router le intestazioni dei pacchetti? Quale nuova riga verrà aggiunta alla tabella NAT?
3.2) Quai sarano le intestazioni dei corrispondenti pacchetti `SYN/ACK` di ritorno dai rispettivi server? Come verranno modificate dal router?

Soluzione 3

3.1) Il primo pacchetto proviene da un host interno ed è diretto verso un IP pubblico esterno. Il router dovrà scegliere una propria porta effimera, ad esempio `55555`, e inserirla insieme al proprio indirizzo IP pubblico nel campo mittente. Il pacchetto sarà dunque:

Interfaccia:	e1 (in uscita)
Protocollo:	TCP (SYN)
Mittente:	125.41.33.11:55555
Destinatario:	115.32.18.7:22

La traduzione verrà registrata nella tabella NAT:

Protocollo	Porta router	Porta client	IP client
TCP	55555	36533	172.30.20.245

Il secondo pacchetto proviene da un host pubblico ed è diretto a una delle porte del router contemplate dalle regole statiche (la prima). Il router rimuoverà il proprio IP e la porta dal campo destinazione e li rimpiazzerà con i dati del client riportati nella tabella indicizzata con la porta di destinazione (`80`):

Interfaccia:	e0 (in uscita)
Protocollo:	TCP (SYN)
Mittente:	41.112.29.238:57632
Destinatario:	172.30.18.44:80

La regola è già presente, quindi il passaggio del pacchetto non comporta aggiunte alla tabella di traduzione.
3.2) Quando il primo pacchetto `SYN` viene ricevuto dall'host esterno, il corrispondente `SYN/ACK` viene rispedito invertendo i campi sorgente e destinazione:

Interfaccia:	e1
Protocollo:	TCP (SYN/ACK)
Mittente:	115.32.18.7:22
Destinatario:	125.41.33.11:55555

La porta di destinazione `55555` viene usata dal router per ottenere l'host finale:

Interfaccia:	`e0` (in uscita)
Protocollo:	TCP (`SYN/ACK`)
Mittente:	`115.32.18.7:22`
Destinatario:	`172.30.20.245:36533`

Ugualmente, l'host interno destinatario del secondo pacchetto `SYN` risponderà col seguente pacchetto:

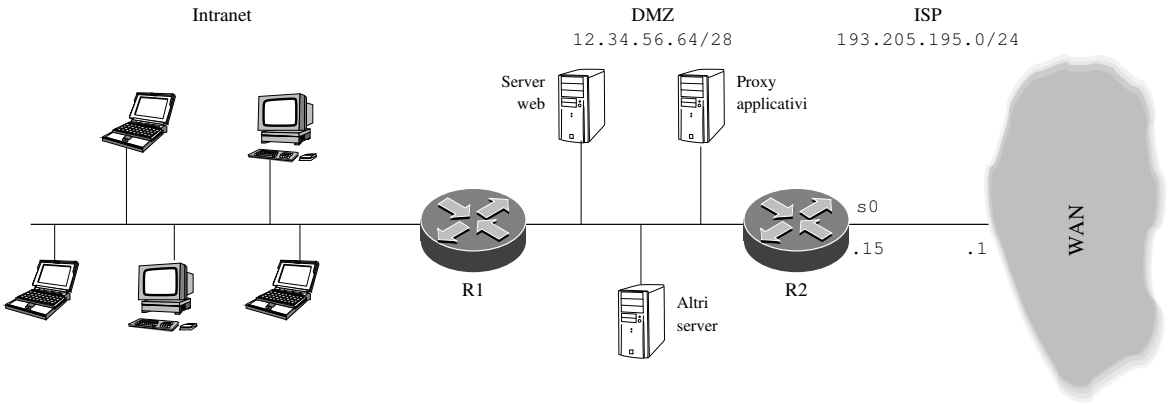
Interfaccia:	`e0`
Protocollo:	TCP (`SYN/ACK`)
Mittente:	`172.30.18.44:80`
Destinatario:	`41.112.29.238:57632`

Il router vedrà che la coppia IP, porta del mittente sono già registrate nella tabella (prima riga statica), quindi effettuerà la traduzione senza il bisogno di aggiornare la tabella stessa:

Interfaccia:	`e1` (in uscita)
Protocollo:	TCP (`SYN/ACK`)
Mittente:	`125.41.33.11:80`
Destinatario:	`41.112.29.238:57632`

Esercizio 4

Si consideri la seguente rete aziendale, divisa in tre rami (gli switch non sono rappresentati):



- Il router esterno, R2, si affaccia con l'interfaccia `s0` verso la rete dell'ISP `193.205.195.0/24`. All'interfaccia, l'ISP assegna l'indirizzo IP `193.205.195.15`, e il gateway della rete è `193.205.195.1`.
- Una DMZ dispone di indirizzi pubblici nella sottorete `12.34.56.64/28`. Contiene alcuni server che devono poter comunicare con l'esterno, in particolare:
  - un server web, che deve poter accettare connessioni dall'esterno;
  - un proxy applicativo che deve consentire un minimo livello di connettività alle macchine dell'intranet;
  - altri server (ad esempio database, SMTP, DNS...).
- La rete interna, "Intranet", è gestita come un'unica LAN. Deve essere mappata su una grande sottorete privata (ad esempio una `/16`). I suoi dispositivi devono poter comunicare solamente con i server della DMZ.

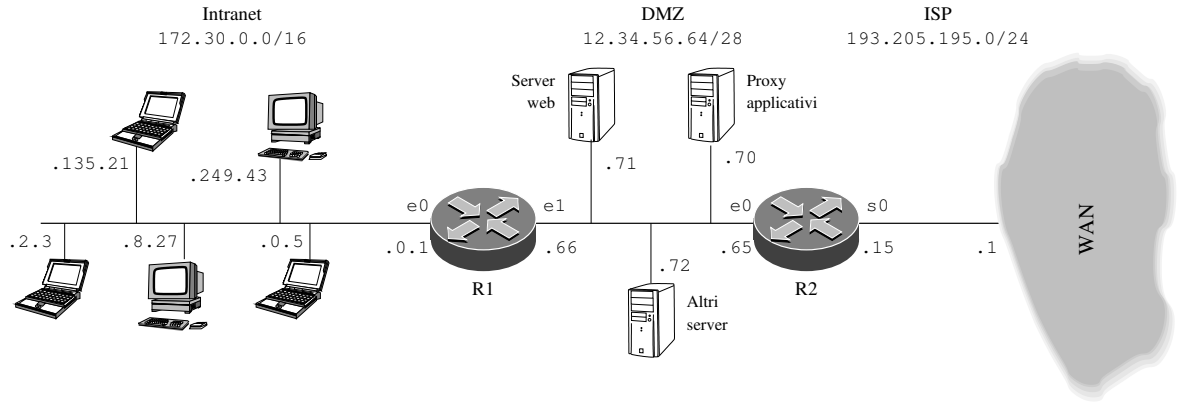
4.1) Si scelgano liberamente le sottoreti e gli indirizzi mancanti dallo schema. Indicare le configurazioni di base dei router R1 ed R2 per consentire le comunicazioni fra l'Intranet e la DMZ, e fra la DMZ e l'esterno. Si noti che l'intranet non ha motivo di comunicare con l'esterno.
4.2) Riportare la configurazione di rete di una delle macchine dell'intranet e di uno dei server della DMZ.
4.3) Impostare le ACL in R2 in modo che le uniche comunicazioni consentite siano:

- le connessioni da client esterni verso il server web della DMZ;
- le connessioni del proxy applicativo verso server web esterni.

Ogni altra comunicazione dev'essere bloccata.

Soluzione 4

Prima di iniziare, completiamo il disegno assegnando indirizzi IP ai vari dispositivi, e nomi alle interfacce fisiche dei router. Assegniamo la sottorete `172.30.0.0/16` all'intranet, e supponiamo che R1 vi sia collegato con l'interfaccia `e0` alla quale daremo il primo IP disponibile. Inoltre, assegniamo indirizzi IP ai dispositivi della DMZ:



4.1) Sulla base dei valori appena decisi, le interfacce del router R1 hanno la seguente configurazione:

Interfaccia	IP	Netmask
e0	172.30.0.1	255.255.0.0
e1	12.34.56.66	255.255.255.240

Il router R2 ha la seguente configurazione:

Interfaccia	IP	Netmask
e0	12.34.56.65	255.255.255.240
s0	193.205.195.15	255.255.255.0

Ecco la tabella di routing di R1:

Destinazione	Interfaccia	Gateway	
172.30.0.0/16	e0	—	Automatica
12.34.56.64/28	e1	—	Automatica
0.0.0.0/0	e1	12.34.56.65	Per il resto c'è R2

Si osservi che, stando al testo dell'esercizio, il router R1 deve gestire esclusivamente le comunicazioni fra la DMZ e l'Intranet. La riga di default, quindi, potrebbe anche essere omessa. La tabella di R2 è la seguente:

Destinazione	Interfaccia	Gateway	
12.34.56.64/28	e0	—	Automatica
193.205.195.0/24	s0	—	Automatica
172.30.0.0/16	e0	12.34.56.66	(*) Intranet attraverso R1
0.0.0.0/0	s0	193.205.195.1	Default attraverso il gateway dell'ISP

In questo caso, possiamo osservare che R2 non dovrebbe avere motivo di raggiungere l'intranet, quindi la terza riga della tabella potrebbe essere omessa (ma si veda più avanti).

4.2) Ecco la configurazione di rete di una macchina dell'intranet:

Indirizzo IP	172.30.195.220
Netmask	255.255.0.0
Default gateway	172.30.0.1

Ecco la configurazione di rete di una macchina della DMZ:

Indirizzo IP	12.34.56.67
Netmask	255.255.255.240
Default gateway	12.34.56.65

Si osservi che questa configurazione di rete permette alle macchine della DMZ di inviare pacchetti verso la intranet solo attraverso il loro default gateway R1, a patto che la riga marcata con (*) sia presente nella routing table. Un pacchetto dalla DMZ verso l'intranet deve dunque passare per entrambi i router. In alternativa, le macchine della DMZ devono essere informate dell'esistenza di entrambi i router impostando le loro tabelle di routing (supponendo che il nome dell'interfaccia ethernet del

server sia `en0`):

Destinazione	Interfaccia	Gateway	
`12.34.56.64/24`	`en0`	—	Per raggiungere il resto della DMZ
`172.30.0.0/16`	`en0`	`12.34.56.66`	Intranet attraverso R1
`0.0.0.0/0`	`en0`	`12.34.56.65`	Default attraverso R2

4.3) Ecco una possibile ACL da installare in R2:

Protocollo	Sorgente	Destinazione	Flag	Azione	
`TCP`	`0.0.0.0/0:*`	`12.34.56.71/32:80`	`*`	PASS	Mondo → web server
`TCP`	`12.34.56.71/32:80`	`0.0.0.0/0:*`	`ESTABLISHED`	PASS	Web server → mondo
`TCP`	`12.34.56.70/32:*`	`0.0.0.0/0:80`	`*`	PASS	Proxy → mondo
`TCP`	`0.0.0.0/0:80`	`12.34.56.70/32:*`	`ESTABLISHED`	PASS	Mondo → proxy
`*`	`*`	`*`	`*`	`DROP`	Proibire tutto il resto

Le prime due righe consentono a ogni client esterno di collegarsi alla porta 80 del server web `12.34.56.71`, e a questo di rispondere (ovviamente solo se la connessione è iniziata dall'esterno). Le due righe successive consentono al proxy della DMZ `12.34.56.70` di collegarsi alla porta 80 di ogni server della rete, e a questo di rispondere. Ogni altro pacchetto è scartato (riga di default).
Naturalmente, le ACL di un caso reale prevederanno molti più casi.

Esercizio 5

Un'azienda desidera strutturare la propria rete interna in tre parti: una intranet per le vendite, una intranet per l'amministrazione e una DMZ per i server pubblici.
Le due intranet devono condividere la stessa infrastruttura di livello 2, e devono utilizzare sottoreti IP private, ma operano in modo diverso. L'intranet delle vendite deve poter effettuare connessioni arbitrarie verso l'esterno, mentre quella dell'amministrazione ha solamente la possibilità di accedere all'esterno tramite un proxy situato nella DMZ.
La DMZ dispone di indirizzi IP pubblici nella sottorete `185.44.23.192/28` e deve esporre su macchine diverse, oltre al già citato proxy (porta TCP 3128), anche un server web (porta TCP 80) e un server DNS (porte UDP e TCP 53). Per le due intranet si utilizzano gli IP privati nella sottorete `192.168.42.0/23`, da suddividere in parti uguali.
Il router dispone di un'interfaccia `s0` rivolta verso l'ISP; l'interfaccia ha indirizzo `135.21.44.23/16` e utilizza come default gateway l'ultimo IP della stessa sottorete. Dispone inoltre di due interfacce Ethernet, `e0` ed `e1`, da utilizzare rispettivamente per la DMZ e per le intranet.
5.1) Disegnare la struttura della rete (ovviamente rappresentando pochi host per ciascuna intranet).
5.2) Descrivere la configurazione di base del router senza considerare, per ora, la sicurezza: configurazione delle interfacce fisiche e virtuali, tabella di routing, servizio NAT.
5.3) Applicare delle access control list in modo che la DMZ esponga solo i servizi previsti. Ricordare che il proxy, pur essendo nella DMZ, deve essere accessibile solo dall'intranet che lo utilizza (ma deve poter comunicare liberamente con l'esterno); le due intranet non devono poter comunicare tra loro nemmeno a livello 3.

Soluzione 5

5.1) Si tratta di una soluzione three-legged. Supponiamo che `e0` gestisca la DMZ e `e1` le due intranet. Per le due intranet abbiamo bisogno di spezzare la sottorete privata in due parti, ad esempio:

- `192.168.42.0/24` per le vendite;
- `192.168.43.0/24` per l'amministrazione.

Le due sotoreti saranno affidate a due VLAN separate gestite dall'interfaccia `e1` del router in modalità trunk e spezzata in due interfacce virtuali, `e1.10` (VLAN 10, vendite) ed `e1.20` (VLAN 20, amministrazione). Gli switch dell'intranet saranno collegati tra loro e con il router in modalità trunk, mentre esporranno interfacce access verso gli host.
5.2) Scegliamo di usare gli indirizzi più alti per il gateway delle diverse sottoreti. Allora le interfacce del router avranno la seguente configurazione:

Interfaccia fisica	Interfaccia virtuale	IP	
`s0`	—	`135.21.44.23/16`	Indirizzo assegnato dall'ISP
`e0`	—	`185.44.23.206/28`	Indirizzo più alto della sottorete DMZ
`s1`	`e1.10`	`192.168.42.254/24`	Indirizzo più alto VLAN 10 (vendite)
	`e1.20`	`192.168.43.254/24`	Indirizzo più alto VLAN 20 (amministrazione)

Il default gateway dell'ISP richiesto dall'esercizio ha indirizzo IP `135.21.255.254` (l'IP più alto della sottorete `135.21.0.0/16`). La tabella di routing è dunque la seguente:

Destinazione	Interfaccia	Gateway	
`185.44.23.192/28`	`e0`	—	Connessione diretta alla DMZ
`192.168.42.0/24`	`e1.10`	—	Connessione diretta alla VLAN 10
`192.168.43.0/24`	`e1.20`	—	Connessione diretta alla VLAN 20
`135.21.0.0/16`	`s0`	—	Connessione diretta alla rete ISP
`0.0.0.0/0`	—	`135.21.255.254`	Default

Infine, per quanto riguarda la configurazione del NAT, questo è richiesto solamente fra la VLAN 10 delle vendite e l'interfaccia esterna, quindi avrà come interfaccia interna `e1.10`, come interfaccia esterna `s0`, e come pool di indirizzi pubblici l'unico indirizzo assegnato dall'ISP, `135.21.44.23`.
5.3) Sono possibili varie soluzioni. Ad esempio, le seguenti regole poste in uscita dalla porta `e0` dovrebbero bloccare tutto il traffico non desiderato verso la DMZ:

Prot.	Dest.	Porta	Flag	Esito	
TCP	`185.44.23.193/32`	`80`	*	PASS	Connessioni al server web
*	`185.44.23.194/32`	`53`	*	PASS	Connessioni al server DNS
TCP	`185.44.23.195/32`	`3128`	*	PASS	Connessioni al proxy
TCP	`185.44.23.192/28`	*	ESTABLISHED	PASS	Connessioni aperte dall'interno
*	*	*	*	DROP	Tutto il resto non passa

In più, alcune regole in ingresso alla porta `s0` bloccano l'accesso al proxy:

Prot.	Dest.	Porta	Flag	Esito	
TCP	`185.44.23.195/32`	`3128`	*	DROP	Blocca le richieste al proxy
*	`185.44.23.192/28`	*	*	PASS	Connessioni alla DMZ (filtrate in `e0`)
TCP	`135.21.44.23/32`	*	ESTABLISHED	PASS	Connessioni aperte da NAT
*	*	*	*	DROP	Tutto il resto non passa

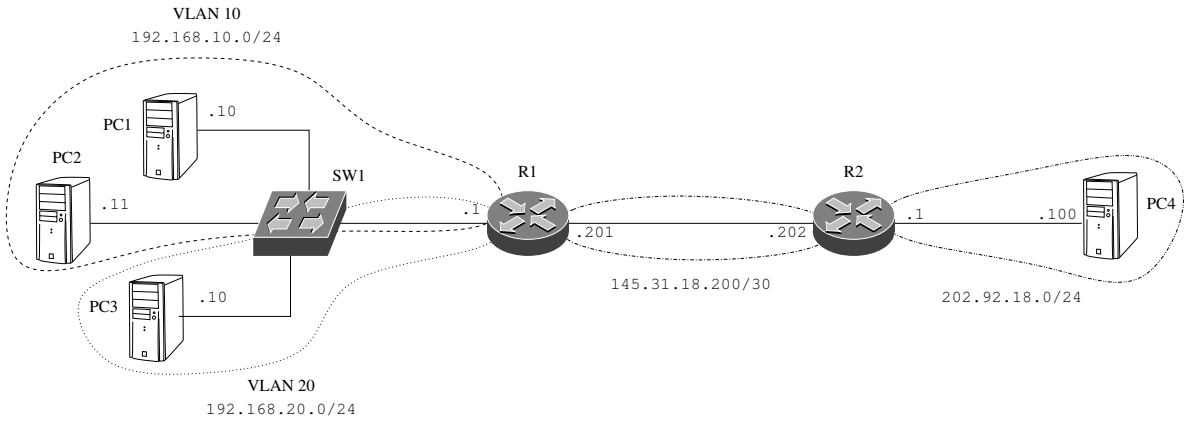
Per quanto riguarda i rapporti fra le intranet e la DMZ, possiamo imporre la seguente ACL per i pacchetti in entrata alla porta `e1.10`:

Prot.	Dest.	Porta	Flag	Esito	
TCP	`185.44.23.195/32`	`3128`	*	DROP	Blocca le richieste al proxy
*	`185.44.23.192/28`	*	*	PASS	Connessioni alla DMZ (filtrate in `e0`)
*	`192.168.43.0/24`	*	*	DROP	Non si vede l'altra intranet
*	*	*	*	PASS	Tutto il resto passa (NAT)

Ovviamente, molte soluzioni sono possibili.

Esercizio 6

La figura descrive tre LAN fisiche connesse fra loro da due router. Una delle LAN è ulteriormente suddivisa in due VLAN.



Tutte le interfacce sono di tipo Ethernet. I collegamenti tra PC1, PC2, PC3 e SW1 sono di tipo access sulle rispettive VLAN; il collegamento tra SW1 e R1 è di tipo trunk. Le due VLAN utilizzano indirizzi IP privati che non possono transitare al di fuori delle VLAN stesse; le altre LAN utilizzano IP pubblici.
6.1) Descrivere le tabelle di instradamento dei due router. I nomi delle interfacce fisiche dei router sono `e1` verso sinistra ed `e2` verso destra; ipotizzare dei nomi significativi per le eventuali interfacce logiche (ad esempio, `e2.30` per un'interfaccia virtuale basata su `e2` che serve la VLAN 30).
6.2) Descrivere il tragitto e la composizione a livello 2 (data link), 3 (rete) e 4 (trasporto) per i seguenti pacchetti:

1. un pacchetto UDP da PC1 (porta effimera) a PC3 (porta 57);
2. un pacchetto TCP con flag SYN da PC2 (porta effimera) a PC4 (porta 80);
3. il corrispondente pacchetto di risposta da PC4 a PC2.

Soluzione 6

6.1) L'interfaccia `e1` di R1 serve due VLAN, quindi va divisa in due interfacce virtuali. La tabella di routing di R1 è la seguente:

Rete	Interfaccia	Gateway	
`192.168.10.0/24`	`e1.10`	—	VLAN 10
`192.168.20.0/24`	`e1.20`	—	VLAN 20
`145.31.18.200/30`	`e2`	—	Connessione con R2
`202.92.18.0/24`	—	`145.31.18.202`	R2 è il gateway per arrivare alla rete di PC4

L'ultima riga è importante, altrimenti R1 non può sapere come far arrivare i pacchetti a PC4, che non si trova in nessuna delle reti da esso controllate. La tabella di R2 è più semplice:

Rete	Interfaccia	Gateway	
`202.92.18.0/24`	`e2`	—	LAN più a destra
`145.31.18.200/30`	`e1`	—	Connessione con R1

In questo caso non è necesario citare le due VLAN, perché R2 non deve sapere nulla a loro riguardo: i loro IP sono privati, e dovranno essere NATtati da R1 per poter circolare.
6.2) Il pacchetto UDP da PC1 a PC3, pur restando confinato nella stessa LAN, si muove su due sottoreti diverse. Quindi PC1, quando lo trasmette, deve farlo arrivare al default gateway (che per lui è il router R1). Il pacchetto uscente da PC1 e diretto a SW1 è dunque:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC della porta `e1.10` di R1
	Mittente	Indirizzo MAC di PC1
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`192.168.20.10:57`
	IP e porta mittente	`192.168.10.10:12345`

Quando SW1 riceve il frame, che appartiene alla VLAN 10 in quanto ricevuto attraverso una porta access, lo inoltra verso il destinatario di livello 2 (R1); dovendo però iniettare il frame in un collegamento di tipo trunk, deve arricchirlo con l'opportuno tag 802.1Q. Il frame diviene dunque:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC della porta `e1.10` di R1
	Mittente	Indirizzo MAC di PC1
	Tag 802.1Q	10
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`192.168.20.10:57`
	IP e porta mittente	`192.168.10.10:12345`

Il router R1 riceve il frame attraverso l'interfaccia virtuale `e1.10`; consulta la tabella di routing e destina il pacchetto verso la VLAN 20; il frame che esce da R1 verso SW1 è dunque:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC di PC3
	Mittente	Indirizzo MAC della porta `e1.20` di R1
	Tag 802.1Q	20
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`192.168.20.10:57`
	IP e porta mittente	`192.168.10.10:12345`

Infine, SW1 riceve il frame e lo inoltra attraverso l'opportuno collegamento access, togliendo dunque il tag 802.1Q:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC di PC3
	Mittente	Indirizzo MAC della porta `e1.20` di R1
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`192.168.20.10:57`
	IP e porta mittente	`192.168.10.10:12345`

Si noti come, in tutto il passaggio, la parte di livello 3 non sia mai stata modificata.
Per quanto riguarda il pacchetto TCP, ecco la sequenza. Da PC2 a SW1:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC della porta `e1.10` di R1
	Mittente	Indirizzo MAC di PC2
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`202.92.18.100:80`
	IP e porta mittente	`192.168.10.11:54321`

Da SW1 a R1:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC della porta `e1.10` di R1
	Mittente	Indirizzo MAC di PC2
	Tag 802.1Q	10
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`202.92.18.100:80`
	IP e porta mittente	`192.168.10.11:54321`

R1 estrae il pacchetto IP, consulta la tabella di routing e decide di inoltrare il pacchetto verso l'interfaccia `e1` di R2. Inoltre, visto che tra le VLAN e l'esterno è attivo il servizio NAT, sostituisce l'indirizzo mittente col proprio e utilizza una porta mittente di propria iniziativa:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC della porta `e1` di R2
	Mittente	Indirizzo MAC della porta `e2` di R1
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`202.92.18.100:80`
	IP e porta mittente	`145.31.18.201:55555`

Infine, R2 estrae il pacchetto IP, consulta la propria tabella di routing e inoltra il pacchetto chiudendolo in un frame diretto verso il destinatario finale:

Livello data link	Destinatario	Indirizzo MAC di PC4
	Mittente	Indirizzo MAC della porta `e2` di R2
Livelli 3 e 4	IP e porta di destinazione	`202.92.18.100:80`
	IP e porta mittente	`145.31.18.201:55555`

Il pacchetto SYN/ACK di ritorno seguirà il percorso inverso, con l'inversione degli indirizzi mittente e destinatario in tutti i passaggi.

Nota bene — la soluzione presentata riporta tutti i dettagli di qualche utilità; molte soluzioni parziali sono comunque state valutate al massimo dei punti.

Esercizio 7

Il reparto IT di un'azienda deve gestire le seguenti sottoreti:

- una DMZ da 5 host, dotati di indirizzi pubblici;
- una server farm di 50 host, dotati di indirizzi pubblici;
- due intranet da 100 host l'una, basate su IP privati.

Le regole di comunicazione sono le seguenti:

- le quattro reti devono poter comunicare tra loro a livello 3 senza restrizioni;
- gli host della DMZ devono essere accessibili senza restrizioni anche da Internet;
- gli host della server farm devono essere accessibili anche da Internet, ma alle sole porte `22` e `80`;
- le due intranet devono poter accedere a Internet tramite NAT in uscita.

Per realizzare il sistema, il reparto IT ha a disposizione:

- la sottorete IP pubblica `195.41.64.128/25` da ripartire fra la DMZ e la server farm, con l'indicazione di minimizzare le dimensioni delle sottoreti utilizzate, riservando quanti più indirizzi possibili per usi futuri;
- un router dotato di due porte Ethernet e una porta WAN (per comunicare con l'ISP), con funzionalità di NAT, ACL e interfacce virtuali;
- un numero sufficiente di switch a 24 porte con funzionalità VLAN;
- per la connessione a Internet, l'ISP ha messo a disposizione l'indirizzo IP `123.45.67.89` con gateway `123.45.67.90` e netmask `/30`;
- per le intranet è possibile utilizzare qualunque sottorete IP privata.

7.1) Descrivere l'allocazione delle sottoreti IP alle varie reti richieste.
7.2) Disegnare una possibile configurazione fisica della rete aziendale (con tutti gli switch e pochi host d'esempio) e descrivere le configurazioni degli switch: VLAN, porte access e trunk.
7.3) Descrivere la configurazione del router: configurazione delle porte (fisiche e virtuali), tabelle di routing, ACL e NAT.

Soluzione 7

7.1) Per la DMZ (5 host) servono 3 bit di host, quindi basta una rete `/29`; per la server farm servono 6 bit, quindi una rete `/26`. Una possibilità è dunque spezzare ricorsivamente la sottorete pubblica a nostra disposizione:

- Dalla sottorete `195.41.64.128/25` otteniamo le due sottoreti `195.41.64.128/26` e `195.41.64.192/26`. Usiamo la prima per la server farm.
- Spezziamo la seconda in due parti: `195.41.64.192/27` e `195.41.64.224/27`. Mettiamo da parte la seconda per usi futuri.
- Spezziamo la prima in due parti: `195.41.64.192/28` e `195.41.64.208/28`. Mettiamo da parte la seconda per usi futuri.
- Spezziamo la prima in due parti: `195.41.64.192/29` e `195.41.64.200/29`. Usiamo la prima per la DMZ e mettiamo da parte la seconda per usi futuri.

Infine, per le intranet dovremo usare due reti `/25`, facendo attenzione a scegliere degli IP privati; ad esempio, `192.168.1.0/25` e `192.168.1.128/25`. Riassumendo, ecco le reti utilizzate:

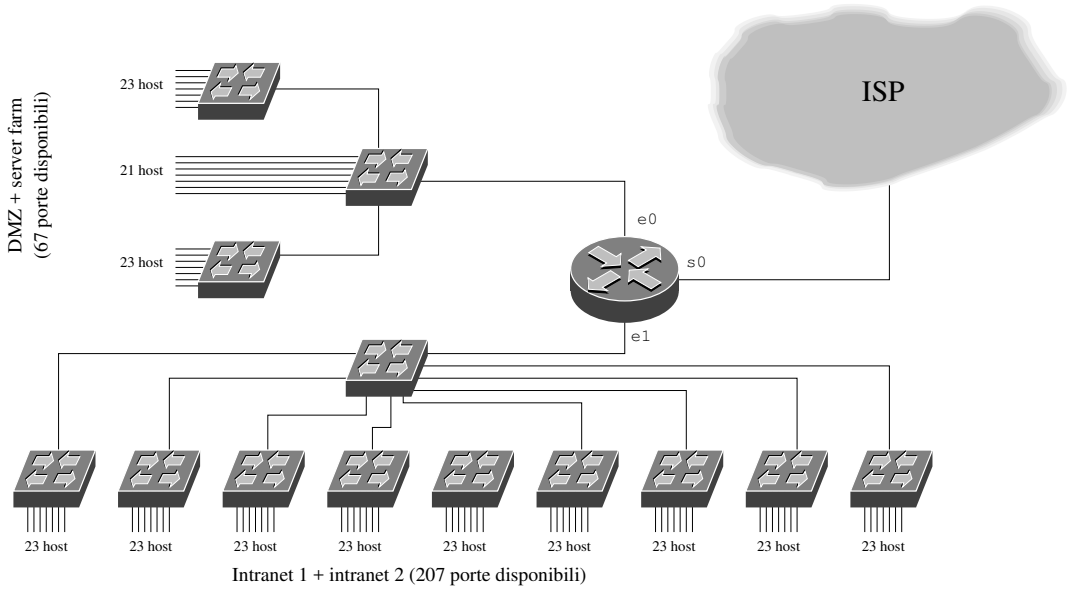
Rete	IP	Gateway	Netmask	Broadcast
Server farm	`195.41.64.128/25`	`195.41.64.129`	`255.255.255.128`	`195.41.64.191`
DMZ	`195.41.64.192/29`	`195.41.64.193`	`255.255.255.248`	`195.41.64.199`
Intranet 1	`192.168.1.0/25`	`192.168.1.1`	`255.255.255.128`	`192.168.1.127`
Intranet 2	`192.168.1.128/25`	`192.168.1.129`	`255.255.255.128`	`192.168.1.255`

Le sottoreti pubbliche avanzate per usi futuri sono dunque:

IP	Netmask	Broadcast
`195.41.64.200/29`	`255.255.255.248`	`195.41.64.207`
`195.41.64.208/28`	`255.255.255.240`	`195.41.64.223`
`195.41.64.224/27`	`255.255.255.224`	`195.41.64.255`

Ovviamente, molti di questi dettagli non sono richiesti dall'esercizio e sono presentati solo per completezza.

7.2) Dato che il router possiede solo due interfacce Ethernet, mentre le reti locali da gestire sono quattro, supporremo di far uso di reti virtuali (VLAN). In particolare, possiamo decidere che la DMZ e la server farm (55 host in tutto) condividano la stessa LAN fisica, e così le due intranet (200 host in tutto); altre suddivisioni sono ovviamente possibili, ad esempio a partire da considerazioni sul bilanciamento dei carichi. Dato che gli switch sono a 24 porte, una possibile configurazione è quella riportata in figura:



Le porte che collegano gli switch tra loro e col router andranno ovviamente impostate in modalità trunk, mentre le porte rivolte verso gli host saranno in modalità access sulla VLAN assegnata all'host in questione. Definiremo le VLAN nel modo seguente:

Mnemonico	ID
`DMZ`	10
`server_farm`	20
`intranet1`	30
`intranet2`	40

7.3) Per accomodare le VLAN, le due porte Ethernet andranno sdoppiate in due porte logiche ciascuna, con l'incapsulamento 802.1Q opportuno. Ovviamente, la porta `s0` va dedicata al collegamento WAN con l'ISP, quindi si usa direttamente l'interfaccia fisica:

Porta fisica	Porta logica	ID 802.1Q	IP	netmask
`e0`	`e0.0`	10	`195.41.64.193`	`255.255.255.248`
	`e0.1`	20	`195.41.64.129`	`255.255.255.128`
`e1`	`e1.0`	30	`192.168.1.1`	`255.255.255.128`
	`e1.1`	40	`192.168.1.129`	`255.255.255.128`
`s0`	—	—	`123.45.67.89`	`255.255.255.252`

La tabella di instradamento elenca le sottoreti collegate e il percorso di default:

Destinazione	Prossimo passo	Interfaccia	
`195.41.64.192/29`	—	`e0.0`	DMZ
`195.41.64.128/26`	—	`e0.1`	Server farm
`192.168.1.0/25`	—	`e1.0`	Intranet 1
`192.168.1.128/25`	—	`e1.1`	Intranet 2
`123.45.67.88/30`	—	`s0`	ISP
`0.0.0.0/0`	`123.45.67.90`	—	Default

Per quanto riguarda il NAT, questo andrà configurato in modo che le due interfacce `e1.0` ed `e1.1` vengano tradotte sull'unico IP disponibile su `s0`.
La politica di firewall è molto permissiva. Possiamo supporre di imporre soltanto delle limitazioni in ingresso su `s0`, per bloccare gli accessi indesiderati sulla server farm. Le due intranet hanno indirizzi privati, quindi non risulteranno comunque accessibili dall'esterno, e non ci sarebbe bisogno di esplicitarle sull'ACL.

Destinazione	Flag	Azione	
`195.41.64.128/26 : 22,80`	—	Allow	Porte ammesse su server farm
`195.41.64.128/26 : *`	Established	Allow	Connessioni originate da server farm
`195.41.64.128/26 : *`	—	Deny	Altro su server farm è bloccato
`192.168.1.0/24 : *`	—	Deny	Intranet bloccate
`0.0.0.0/0 : *`	—	Allow	Default: DMZ libera

Si osservi che, dato che l'ACL è installata in ingresso su `s0`, tutte le comunicazioni a livello 3 fra le reti locali sono possibili, come richiesto dall'esercizio.

Esercizio 8

Alice e Bob avviano il protocollo Diffie-Hellman per la creazione di una chiave condivisa di sessione. Data la consueta notazione (p primo, g base, a segreto di Alice, $A = g^a \pmod p$, b segreto di Bob, $B = g^b \pmod p$),

- Alice spedisce a Bob la terna $p = 11$, $g = 5$, $A = 3$;
- Bob spedisce ad Alice $B = 4$.

8.1) Qual è la chiave segreta condivisa?
8.2) Tralasciando la lunghezza della chiave, gli altri requisiti di sicurezza del protocollo sono stati rispettati?

Soluzione 8

8.1) Dobbiamo calcolare almeno a oppure b. Visto che il numero p è piccolo, calcoliamo tutte le potenze di g modulo p, ciascuna ottenuta dalla precedente moltiplicando il risultato per g e trovando il resto della divisione per p:

$$\begin{array}{lll} 5^1 = 5 & 5^4 = 9 & 5^7 = 3 \\ 5^2 = 3 & 5^5 = 1 & 5^8 = 4 \\ 5^3 = 4 & 5^6 = 5 & 5^9 = 9 \\ & & 5^{10} = 1 \end{array}$$

Guardando la tabella, scegliamo $a = 2$ e $b = 3$. Si noti che la scelta non è univoca, segno che g non è stato scelto con la dovuta cautela (lo vedremo al punto successivo). Possiamo scegliere se preferiamo calcolare $K = A^b = 3^3 = 5 \pmod{11}$, oppure $K = B^a = 4^2 = 5 \pmod{11}$. I due risultati, ovviamente, coincidono per le proprietà delle potenze nei campi.
8.2) Il numero $p = 11$ è primo; come abbiamo visto prima, però, le potenze di g modulo p si ripetono e non coprono l'intero di interi modulo p. Un attacco di forza bruta è quindi più semplice del necessario (basta calcolare le prime 5 potenze).

Esercizio 9

Per la creazione di una chiave condivisa basata sul protocollo di Diffie-Hellman, Bob riceve da Alice il messaggio pubblico ($p = 17, g = 3, A = 11$); di seguito, genera il proprio valore segreto $b = 14$.
9.1) Verificare che g è una radice prima modulo p.
9.2) Che messaggio spedisce Bob ad Alice?
9.3) Quanto vale la chiave condivisa?

Soluzione 9

9.1) Verifichiamo che le prime $p - 1$ potenze di g modulo p sono tutte diverse:

$$\begin{array}{cccc} 3^1 = 3 & 3^5 = 5 & 3^9 = 14 & 3^{13} = 12 \\ 3^2 = 9 & 3^6 = 15 & 3^{10} = 8 & 3^{14} = 2 \\ 3^3 = 10 & 3^7 = 11 & 3^{11} = 7 & 3^{15} = 6 \\ 3^4 = 13 & 3^8 = 16 & 3^{12} = 4 & 3^{16} = 1 \end{array}$$

9.2) Dato il valore segrato di Bob, il valore pubblico è ottenuto esaminando la tabella del punto precedente:

$$B = g^b = 3^{14} \equiv 2 \pmod{p}.$$

9.3) La chiave può essere calcolata come $K = A^b = 11^{14} \pmod{p}$, oppure più comodamente come $K = B^a \pmod{p}$. Il valore di a può essere ricavato dalla tabella al punto 1 sapendo che $3^a = A = 11$, da cui $a = 7$. Di conseguenza, $K = 2^7 = 128 \equiv 9 \pmod{17}$.

Esercizio 10

Alice deve inviare a Bob una sequenza di tre numeri m_1, m_2, m_3. Per farlo in modo sicuro stabilisce con Bob una chiave condivisa utilizzando il protocollo di Diffie-Hellman, poi "cifra" i numeri sommando loro la chiave (ovviamente in $\mathbb{Z}$, non in aritmetica modulare) prima di spedirli.
Charlie vede passare i seguenti messaggi:

- Da Alice a Bob: $p = 11$, $g = 3$, $A = 5$;
- Da Bob a Alice: $B = 4$;
- Da Alice a Bob: I valori cifrati sono: $c_1 = 27$, $c_2 = 48$, $c_3 = 90$.

10.1) Descrivere in che modo Charlie può determinare la chiave e quindi i valori originali attraverso un attacco di forza bruta.
10.2) La scelta di p e g da parte di Alice è corretta?

Soluzione 10

10.1) Charlie deve dedurre uno dei numeri segreti, quindi comincia a calcolare le potenze di 3 (modulo 11) finché non ottiene uno dei due numeri pubblici $3^a \equiv A \pmod{11}$ o $3^b \equiv B \pmod{11}$ (d'ora in poi, uso il segno di equivalenza "$\equiv$" per indicare l'uguaglianza in $\mathbb{Z}_{11}$:

$$3^1 \equiv 3, \qquad 3^2 \equiv 3 \cdot 3 \equiv 9, \qquad 3^3 \equiv 9 \cdot 3 \equiv 27 \equiv 5 = A.$$

Charlie ha dunque scoperto il segreto di Alice: $a = 3$. Passa dunque a calcolare la chiave esattamente come farebbe Alice:

$$K \equiv B^a \equiv 4^3 \equiv 64 \equiv 9.$$

A questo punto sa che i codici di Alice sono ottenuti sommando la chiave ai valori reali: $c_i = m_i + K$:

$$m_1 = c_1 - K = 27 - 9 = 18; \qquad m_2 = c_2 - K = 48 - 9 = 39; \qquad m_3 = c_3 - K = 90 - 9 = 81.$$

10.2) Le ipotesi perché la chiave sia robusta sono:

1. $p = 11$ dev'essere primo (soddisfatta);
2. $g = 3$ dev'essere una radice prima modulo p, ovvero le sue potenze devono generare tutti i valori da 1 a $p - 1$. Abbiamo già calcolato le prime tre potenze di g; vediamo le successive:

   $$3^4 \equiv 5 \cdot 3 \equiv 15 \equiv 4, \qquad 3^5 \equiv 4 \cdot 3 \equiv 12 \equiv 1.$$

   Quindi la quinta potenza di g è tornata a valere 1, e da qui il ciclo non può che ripetersi: solo i numeri 1, 3, 9, 5 e 4 vengono generati da g, che quindi non è radice prima.

Esercizio 11

Come misura di contrasto alla pirateria, un sistema per lo scambio di file musicali prevede che un utente possa cedere un proprio brano musicale a un altro utente solo dopo averlo firmato. La firma consiste nel calcolare un hash crittografico a 48 bit del file e nel cifrarlo con la propria chiave privata. Alice e Bob amano la musica classica. Charlie, venuto in possessso di un brano di musica da camera barocca firmato da Alice, vuole screditarla agli occhi di Bob usando la stessa firma su un brano di acid house music.

11.1) Discutere la fattibilità del disegno criminoso nell'ipotesi che Charlie sia in grado di calcolare un miliardo di funzioni hash al secondo.

11.2) Che cosa cambia se Charlie ha a disposizione dieci, cento, oppure mille brani firmati da Alice?

Suggerimento — *Ricordare l'approssimazione* $2^{10} \approx 10^3$.

Soluzione 11

11.1) Trattandosi di un contesto in cui dev'essere possibile verificare una firma digitale, possiamo assumere che l'algoritmo di hashing e la chiave pubblica di Alice siano noti a tutti, anche a Charlie. L'unico dato in mano di Charlie è una firma di Alice. Detto f_A il file di Alice, $H(f_A)$ il suo valore hash, $\mathrm{RSA}_{K_{sA}}(H(f_A))$ la firma di Alice, l'unica possibilità da parte di Charlie è produrre una variante del proprio file f_C tale che $H(f_C) = H(f_A)$. Purtroppo, la funzione hash è crittografica, quindi non permette di generare collisioni molto facilmente. Una variante casuale del file di Charlie ha probabilità 2^{-48} di avere lo stesso hash di f_A, quindi mediamente dovrà generare 2^{48} varianti. Se può eseguire $10^9 \approx 2^{30}$ controlli al secondo, allora impiegherà mediamente $2^{48-30} = 2^{18} = 2^{20}/4 \approx 10^6/4 = 250000$ secondi, cioè circa quattro giorni.

11.2) Se Charlie ha a disposizione n brani, allora la collisione diviene più probabile. Supponendo per semplicità che gli hash di tutti i brani di Alice siano diversi, la probabilità diventa $2^{-48}n$, quindi il tempo atteso va diviso per n (rispettivamente 25000, 2500 e 250 secondi).

Si noti che Charlie non ha nemmeno bisogno di conoscere firme vere: può benissimo generare un valore casuale s', trovare il valore hash $h' = \mathrm{RSA}_{K_{pA}}(s')$ di cui esso sarebbe firma (il passaggio da firma a hash è facile per tutti) e trovare un brano f' tale che $h' = H(f')$.

Esercizio 12

La voce su RSA di Wikipedia (italiana) propone che Alice, per firmare il messaggio m da spedire a Bob, applichi prima la sua chiave privata, e di seguito la chiave pubblica di Bob[a], inviando quindi a Bob il codice

$$c = \mathrm{RSA}_{K_{Bp}}(\mathrm{RSA}_{K_{As}}(m)).$$

Supponiamo che Bob sia certo della chiave pubblica di Alice

12.1) Come può Bob estrarre il messaggio? Come può verificare che il messaggio ricevuto proviene proprio da Alice?

12.2) Supponiamo che il messaggio m sia una chiave simmetrica creata da Alice (quindi un numero o una sequenza di bit casuali) da utilizzare in alcuni scambi di messaggi successivi. In che modo Charlie può inviare a Bob una chiave diversa, fingendo di essere Alice?
(Suggerimento: la procedura di decifrazione di RSA può essere applicata a qualunque valore, anche se non proviene da un'operazione di cifratura).

12.3) Proporre una modifica al protocollo per far sì che Bob sia certo che il valore casuale proviene proprio da Alice.

[a] "Alice questa volta, prima di cifrare il messaggio usando la chiave pubblica di Bob, lo cifrerà usando la propria chiave inversa e solo in un secondo momento lo ri-crittograferà utilizzando la chiave pubblica di Bob. Quando Bob riceverà il messaggio e lo decifrerà usando la propria chiave inversa, otterrà ancora un messaggio crittografato. Quel dato messaggio necessiterà poi della chiave pubblica di Alice per essere decifrato, garantendo in questo modo che il messaggio è stato spedito solo e soltanto da Alice, unica a possedere la chiave inversa con la quale era stato crittografato il messaggio."

Soluzione 12

12.1) Bob può estrarre il messaggio invertendo le due funzioni, a partire dall'ultima applicata:

$$m = \mathrm{RSA}_{K_{Ap}}(\mathrm{RSA}_{K_{Bs}}(c)).$$

Se m risulta intelleggibile, allora Bob è certo che il messaggio è stato creato da Alice.

12.2) Se Alice deve inviare un messaggio m composto da una sequenza di bit casuali, allora Bob non ha modo di sapere se il messaggio decifrato con la procedura appena descritta è legittimo o no: il messaggio corretto è indistinguibile da quello che ottiene decifrando un messaggio forgiato con chiavi diverse (vede sempre e comunque dei bit a caso).
Charlie deve soltanto inviare un codice casuale a Bob il quale, decifrandolo, crederà di possedere la chiave creata da Alice.
Ovviamente, il fatto che la chiave non è corretta verrà presto scoperto, ma Charlie è comunque riuscito a mettere in difficoltà la comunicazione.
Se Charlie è un po' più sofisticato, potrà generare una chiave condivisa con Bob in questo modo:

1. Generare un valore casuale n;
2. Inviare $c = \mathrm{RSA}_{K_{Bp}}$ a Bob;
3. Decifrare il valore casuale con la chiave pubblica di Alice, ottenendo alla fine la stessa informazione calcolata da Bob: $K = \mathrm{RSA}_{K_{Ap}}(s)$.

12.3) Molto meglio utilizzare la procedura classica, in cui il messaggio è codificato con la chiave pubblica di Bob e un hash dello stesso messaggio è firmato separatamente con la chiave privata di Alice.

Esercizio 13

Alice utilizza una bacheca elettronica pubblica che non richiede autenticazione per comunicare il proprio umore tutte le mattine. In particolare, ogni mattina Alice sceglie un messaggio m dal seguente insieme

$$\{\text{“}\texttt{Oggi sono felice :-)}\text{”}, \text{“}\texttt{Oggi sono triste...}\text{”}\},$$

calcola la seguente versione firmata del messaggio

$$c = \big(m, \mathrm{RSA}_{K_{As}}(m)\big)$$

dove K_{As} è la chiave privata RSA di Alice, e pubblica c sulla bacheca. Si supponga che tutti abbiano accesso alla chiave pubblica certificata di Alice.
Per confondere le idee agli amici di Alice, Charlie può effettuare un cosiddetto “attacco di replicazione” (*replica attack*) ripostando uno o più messaggi firmati che Alice aveva pubblicato nei giorni precedenti. Descrivere una possibile modifica al protocollo atta a evitare questo genere di attacchi.

Soluzione 13

Se un messaggio può essere ripetuto tale e quale senza generare sospetti, non c'è modo di verificare l'autenticità delle copie successive alla prima. È buona norma inserire una marca temporale in ogni messaggio prima di firmarlo: i lettori del blog di Alice verificheranno la data del messaggio, e se non è quella odierna dedurranno che si tratta di un messaggio replicato.
Charlie non può modificare la marca temporale di un messaggio vecchio perché non sarebbe in grado di firmarne la versione modificata.

Esercizio 14

Il produttore di una app per VIP distribuisce ai propri clienti una chiave di attivazione costituita da una stringa ottenuta concatenando l'indirizzo email del cliente con un'opportuna sequenza di byte in modo che il suo hash SHA-1 inizi con n zeri (con n da determinare).
Per garantire l'esclusività del servizio (qualunque cosa ciò significhi), il produttore vuole dimostrare ai propri clienti "platinum" che la generazione di una chiave di attivazione del software costa mediamente 1000 €, mentre gli utenti "premium" avranno una chiave per la cui creazione il produttore spende mediamente 10 €.
Supponendo che una CPU media riesca riesca a calcolare un miliardo di hash SHA-1 al secondo, e che 10^5 secondi di CPU costino 1 €, quanto valgono n_{platinum} e n_{premium}, rispettivamente il numero di zeri per cui debbono iniziare i valori hash delle chiavi delle due fasce di clienti?

Soluzione 14

Il produttore deve generare la sequenza di byte in modo che la sua concatenazione con l'indirizzo email del cliente dia un hash la cui rarità dà luogo alla spesa media di 1000 € (caso platinum) e 10 € (caso premium). Il numero di hash calcolabili con la spesa di un euro, considerando i dati riportati nel testo del problema, è

$$N_{1\,€} = 10^9 \times 10^5 = 10^{14}.$$

di conseguenza, il numero di hash calcolabili con una spesa di 1000 € è $N_{1000\,€} = 10^{17}$. Cerchiamo dunque il numero di zeri iniziali n_{platinum} tale che il numero atteso di tentativi per ottenerlo sia paragonabile al numero di hash generati con 1000 €, ricordando che ogni zero in più raddoppia il numero atteso di hash da calcolare:

$$2^{n_{\text{platinum}}} \approx 10^{17} = 100 \times 10^{15} \approx 100 \times 2^{50}.$$

Il valore migliore, ottenuto approssimando $2^7 = 128 \approx 100$, è $n_{\text{platinum}} = 57$. Allo stesso modo, per garantire un costo medio di 10 € il numero di zeri dev'essere $n_{\text{premium}} = 50$.

Esercizio 15

Alice e Bob collaborano alla realizzazione del codice di un'applicazione. Le comunicazioni tra Alice e Bob, che non si trovano nella stessa città, sono in chiaro e facilmente intercettabili e manipolabili dal loro concorrente, Charlie.
Per assicurarsi che hanno sottomano la stessa versione del software, Alice crea uno zip di tutto il codice, ne calcola un hash crittografico a 144 bit e spedisce il risultato a Bob.
15.1) Come può Bob verificare il risultato? Qual è la probabilità di un *falso positivo*, ovvero che pur avendo versioni diverse Bob concluda erroneamente che stanno lavorando sulla stessa versione?
15.2) Perché Charlie, pur potendo intercettare il messaggio inviato da Alice a Bob, non ottiene nessuna informazione utile?
15.3) Charlie è interessato a far credere a Bob che le versioni sono diverse; per far questo può sostituire il valore hash del messaggio di Alice con un valore casuale a 144 bit. Utilizzando qualunque tecnica crittografica si ritenga opportuna, proporre una modifica al protocollo che permetta a Bob di rendersi conto se il messaggio è stato manipolato.

Soluzione 15

Si noti come l'esercizio non richieda lo scambio del codice dell'applicazione: si suppone che Alice e Bob abbiano già una copia della stessa, e debbano solo verificare se sono uguali.
Chiamiamo z_A il codice (il contenuto del file zip) di Alice, e sia H la funzione di hash. Allora Alice spedisce a Bob il valore $h_A = H(z_A)$. Chiamiamo z_B il codice in possesso di Bob.
15.1) Bob deve semplicemente calcolare l'hash della propria versione del codice, $h_B = H(z_B)$, e verificare che coincida con quello ricevuto da Alice:

- Se $h_B \neq h_A$, allora Bob dispone di una versione diversa del codice, oppure Charlie s'è intromesso.
- Se $h_B = h_A$, allora Bob ha la ragionevole certezza che le versioni sono le stesse.

La probabilità che, pur disponendo di versioni diverse del codice, queste risultino nella stesso valore hash è pari alla probabilità che una sequenza di 144 bit generata casualmente sia uguale a una sequenza prefissata, ovvero 2^{-144}, un valore piccolo al di là di ogni immaginazione.
15.2) Una funzione hash non è iniettiva, quindi non è invertibile per sua natura. Per individuare il codice che ha generato proprio lo specifico valore spedito da Alice, h_A, Charlie dovrebbe procedere per forza bruta attraverso tutti i possibili codici, cosa ovviamente impossibile.
15.3) Possiamo supporre che Alice e Bob dispongano di una chiave segreta condivisa K, e che siano d'accordo su una funzione di cifratura simmetrica f. Allora, Alice può inviare la coppia $\big(h_A, f_K(h_A)\big)$ a Bob. A questo punto, Bob può verificare l'integrità di h_A controllando che la versione cifrata corrisponda. Charlie, che non è a conoscenza del segreto, può modificare h_A, ma non può generarne la versione cifrata.

Esercizio 16

Una centralina meteorologica invia quotidianamente un valore di temperatura al servizio MeteoAlice, che la pubblicherà sul sito web. La centralina dispone di una coppia di chiavi RSA (K_s, K_p), e la chiave pubblica K_p è nota a tutti. Ogni giorno, quando la centralina misura la temperatura T, per evitare contraffazioni essa invia al server il seguente messaggio firmato:

$$m = \big(T, \mathrm{RSA}_{K_s}(T)\big).$$

16.1) Come fa MeteoAlice a verificare l'integrità del messaggio spedito dalla centralina?
16.2) Mostrare in che modo il servizio concorrente WeatherBob, pur non conoscendo la chiave privata della centralina, può sostituirsi ad essa realizzando un "attacco di replicazione" (*replica attack*) ingannando MeteoAlice con uno o più messaggi firmati che la centralina aveva spedito nei giorni precedenti.
16.3) Descrivere una possibile modifica al protocollo atta a evitare questo genere di attacchi.

Soluzione 16

16.1) MeteoAlice, ricevendo il messaggio $m = (T, s)$, deve solo decifrare s con la chiave pubblica della centralina, verificando che il valore risultante $\mathrm{RSA}_{K_p}(s)$ corrisponda a T.
16.2) Il servizio WeatherBob può semplicemente registrare messaggi inviati in passato dalla stessa centralina e farli pervenire a MeteoAlice, la quale ne può solo constatare la validità.
16.3) Una soluzione standard consiste nell'inserimento di una marca temporale t, rendendo il messaggio non replicabile (MeteoAlice può controllare se la marca temporale è recente o meno):

$$m = \big(T, t, \mathrm{RSA}_{K_s}(T, t)\big).$$