

Reti di Elaboratori

Marco Casu



Contents

1 Reti di Calcolatori e Internet	4
1.1 Struttura di Internet e Link	5
1.1.1 Reti Cablate e Wireless	5
1.1.2 Comunicazione e Classificazione delle Reti	6
1.1.3 Nucleo della Rete	8
1.1.4 Internet	9
1.2 Prestazioni della Rete	10
1.2.1 Latenza e Perdita di Pacchetti	11
1.2.2 Ritardo di Accodamento	12
1.3 Introduzione ai Protocolli	13
1.3.1 Layer di Protocollo	13
1.3.2 Incapsulamento e Multiplexing	15
1.4 Introduzione alla Sicurezza	16
1.4.1 Attacchi alla Rete	16
2 Livello di Applicazione	17
2.1 Definizione di Protocollo	17
2.1.1 Parentesi sul Livello di Trasporto	17
2.2 Web e HTTP	19
2.2.1 Formato del Messaggio	20
2.2.2 Cookie	22
2.2.3 Web Cache	22
2.2.4 HTTP/2 ed HTTP/3	22
2.3 SMTP e Posta Elettronica	23
2.3.1 Codifica Contenuti Multimediali ed Accesso alla Posta	24
2.4 File Transfer Protocol	25
2.4.1 Principali Comandi FTP	25
2.5 Domain Name System	25
2.5.1 Gerarchia degli Host-Name e Risoluzione	26
2.5.2 Record del DNS e Formato dei Messaggi	28
2.5.3 Ruolo del Punto e Sicurezza	29
2.6 Il Paradigma Peer to Peer	29
3 Livello di Trasporto	31
3.1 Multiplexing e Demultiplexing	31
3.1.1 Demultiplexing UDP e TCP	32
3.2 UDP	33
3.3 Principi di Trasferimento Affidabile	34
3.3.1 rdt 1.0	34
3.3.2 rdt 2.0	35
3.3.3 rdt 2.1	36
3.3.4 rdt 3.0	37
3.3.5 Pipelining	38
3.4 TCP - parte 1 : Affidabilità e Connessione	40
3.4.1 Struttura del Segmento	40
3.4.2 Gestione del Timer	41
3.4.3 Semplificazione del TCP, Gestione del Flusso e della Connessione	42

3.5	TCP - parte 2 : Controllo della Congestione	44
3.5.1	AIMD, Slow Start e Cubic	45
3.5.2	Differenti Approcci TCP	47
4	Livello di Rete - parte 1 : Il Piano dei Dati	48
4.1	Introduzione	48
4.2	Funzionamento del Router	49
4.2.1	Accodamento	51
4.3	Il protocollo IP	52
4.3.1	NAT e IPv6	54
4.3.2	Errori e ICMP	55
4.4	Forwarding Generalizzato	56
5	Livello di Rete - parte 2 : Il Piano di Controllo	57
5.1	Algoritmi di Instradamento	57
5.2	Protocolli di Instradamento	60
5.2.1	intra-AS : RIP e OSPF	61
5.2.2	Inter-AS : BGP	63
5.3	Inoltro a più Destinazioni	64
5.3.1	Multicast e Flooding	64
5.3.2	Multicast e IGMP	66
5.4	Software Defined Networking	67
6	Livello di Collegamento	68
6.1	Controllo e Correzione degli Errori	68
6.1.1	Cyclic Redundancy Check	69
6.2	Accesso Multiplo ad un Canale Condiviso	70
6.2.1	I Protocolli Aloha	71
6.2.2	Carrier Sense Multiple Access	72
6.2.3	Ethernet CSMA/CD	73
6.2.4	Protocolli a Rotazione	74
6.3	LAN ed Indirizzi MAC	74
6.3.1	Il Protocollo ARP	74
6.3.2	Ethernet	75

1 Reti di Calcolatori e Internet

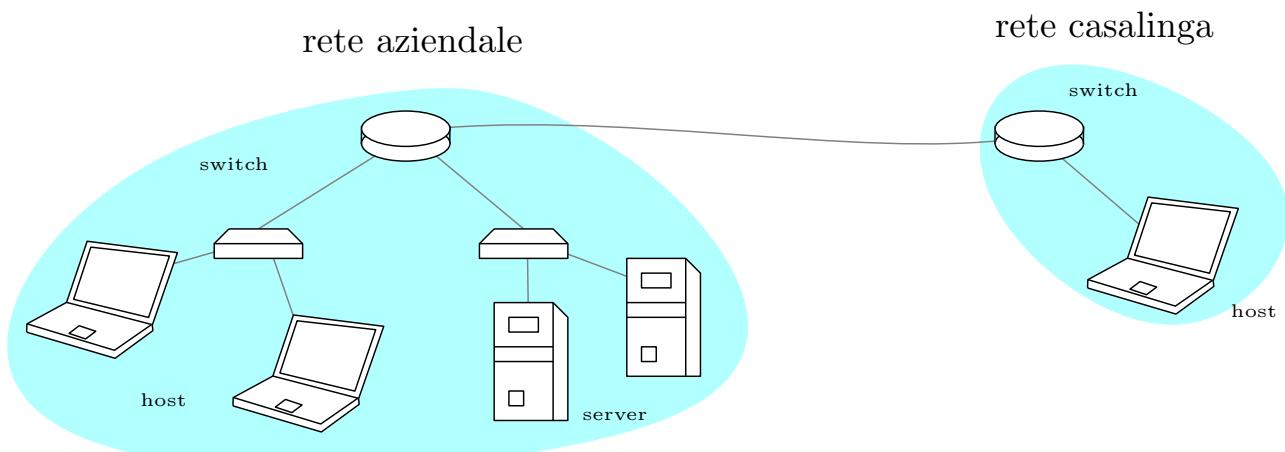
Cos'è una richiesta di rete? E soprattutto quali sono i passaggi ed il procedimento scaturito a seguito di una richiesta? Questo corso si concentrerà sull'aspetto del *networking*, ossia, su come avviene la comunicazione tramite più elaboratori.

Una *connessione* è una comunicazione aperta in cui sono coinvolte entrambe le parti in attesa di ricevere ed inviare messaggi, tramite l'apertura di un *socket* (si approfondirà in seguito). Il problema di una comunicazione di questo tipo, è il bisogno di avere la certezza che i messaggi inviati da una parte siano ricevuti correttamente dall'altra, senza il rischio di comunicare "a vuoto", per questo sono definiti degli appositi protocolli.

Host : Un dispositivo connesso alla rete in modo periferico, non funge da esclusivo tramite per la comunicazione, ed è un sistema "periferico", esegue delle *app* che forniscono servizi sulla rete.

Switch : Gli switch sono i dispositivi capaci di "instradare" i *pacchetti*.

Rete : Una collezione di dispositivi host/switch e collegamenti gestiti da un unico ente/organizzazione.



Quella che noi chiamiamo **internet**, è una "rete di reti", ossia l'insieme interconnesso di tutte le reti pubbliche, che si stabilisce e necessita di protocolli su tutti i livelli :

- Livello di applicazione
- Livello di trasporto
- Livello network
- Livello di collegamento

Lo scopo di internet è quello di essere un'infrastruttura che fornisce i servizi alle applicazioni distribuite, è un'interfaccia di programmazione e fornisce un servizio di *trasporto dei dati*.

Un **protocollo di rete**, stabilisce delle regole riguardanti lo scambio di messaggi, con le relative "azioni" specifiche da intraprendere per la ricezione di messaggi ed eventi, definiscono il *formato* e l'*ordine* dei messaggi da inviare fra le entità di rete, e le azioni intraprese sulla ricezione e trasmissione dei messaggi.

1.1 Struttura di Internet e Link

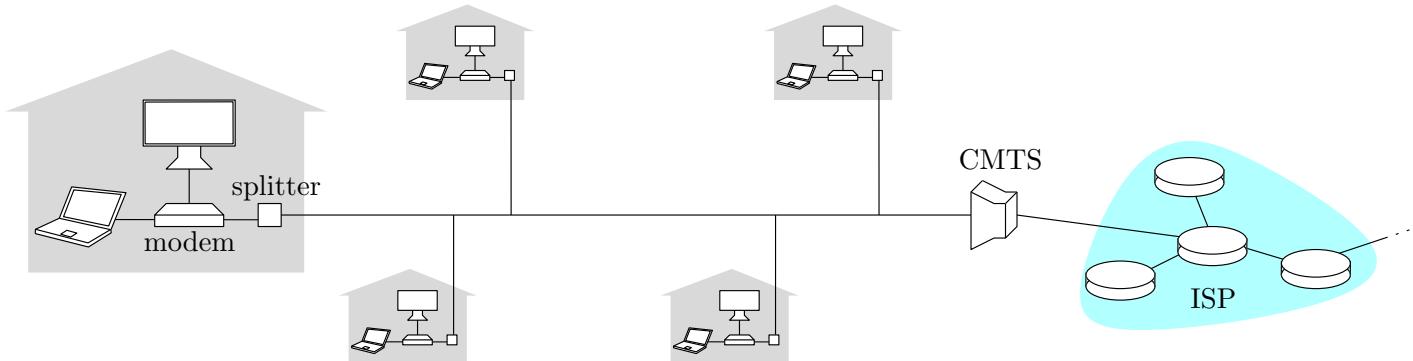
Una rete è quindi un insieme di nodi collegati tramite dei *link*, composta da dispositivi di interconnessione, che si scambiano informazioni, usualmente utilizziamo il termine *host* per i dispositivi che usufruiscono di un servizio, e *server* per i dispositivi che lo erogano.

I dispositivi di interconnessione, ricevono un segnale, lo modificano e lo ritrasmettono, sono i *router* (collegano una rete ad altre reti) e gli *switch* (collegano più dispositivi ad una rete locale). I collegamenti, o link, possono essere cablati (rame o fibra ottica) oppure wireless, senza cavi (onde elettromagnetiche).

Le reti locali come quelle casalinghe o aziendali, si collegano ad una rete regionale ISP (internet service provider) di router interconnessi detta *core* o *backbone*, che a sua volta si collega ad una simile struttura ma a livello nazionale o globale.

1.1.1 Reti Cablate e Wireless

Nell'accesso via cavo, c'è un terminale comune per più abitazioni detto **CMTS**, ossia *Cable Modem Termination System*, che viene poi diramato nelle diverse abitazioni, i dati dalla rete ed i segnali per la televisione sono trasmessi sul medesimo cavo ma a frequenze differenti. Il CMTS è direttamente collegato ad un ISP. In questo modello diverse case condividono la rete di accesso.



La **DSL** diversamente, utilizza la linea telefonica esistente, collegandosi alla DSLAM, i dati sulla linea DSL vanno su internet, la voce su DSL va sulla linea telefonica.

In una rete *domestica* c'è un *modem* (si occupa di ricevere il segnale analogico e di *modularlo* in segnale digitale) connesso ad un CMTS, collegato via cavo ad un router, collegato direttamente tramite *Ethernet* agli host, oppure collegato ad un *access point WI-FI* che permette la connessione senza fili, questi ultimi tre molto spesso sono combinati in un unico device.

La connessione senza fili, o wireless connette i sistemi terminali (host) al router, tramite il già citato access point, esistono reti locali senza fili (WLAN), che hanno una copertura di circa 30 metri, e reti di accesso cellulare *wide area*, utilizzate dai dispositivi mobili e fornite da un operatore di rete cellulare, ed hanno una copertura più ampia, nell'ordine dei chilometri.

Le reti aziendali, come quelle delle università sono di una scala diversa rispetto quelle domestiche, prevedono molti più dispositivi, ed un mix di varie tecnologie di collegamento, cablate o wireless, tramite svariati switch e router.

1.1.2 Comunicazione e Classificazione delle Reti

Un host comunica tramite l'invio e la ricezione di messaggi da un applicazione sottoforma di *pacchetti* di dati, ossia messaggi suddivisi in blocchi più piccoli, di lunghezza L bit. L'host trasmettono i pacchetti nella rete ad una *velocità di trasmissione* di R *bit/sec*. Il *ritardo* di trasmissione del pacchetto è il tempo necessario per trasmettere il pacchetto (L bit) nel collegamento, ed equivale a $\frac{L}{R}$ secondi.

Il segnale si propaga fra trasmettitore e ricevitore, tramite *supporti guidati*, ossia i mezzi solidi (cavi), oppure *non guidati*, propagandosi liberamente nell'aria (onde elettromagnetiche).

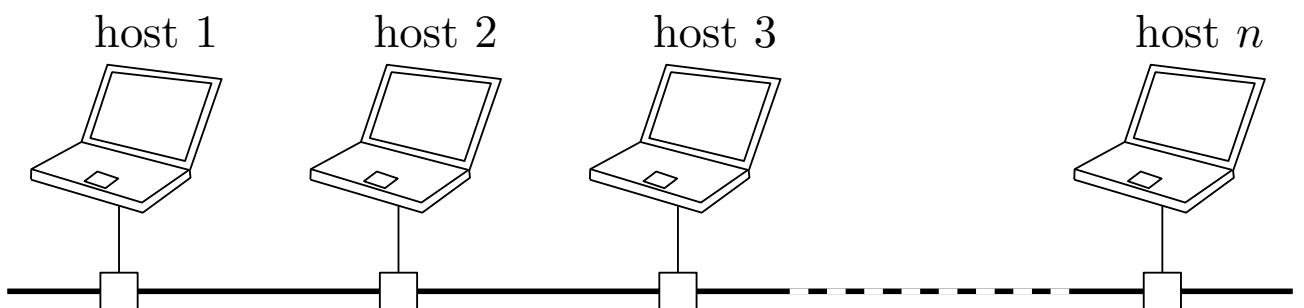
- Il **cavo coassiale** è provvisto di due conduttori di rame concentrici, è bidirezionale, supporta più canali date diverse frequenze, ed è resistente alle interferenze.
- La **fibra ottica** ha soppiantato il cavo coassiale, è una fibra di vetro che trasporta impulsi luminosi, dove ciascun impulso rappresenta un bit, la luce rimbalza nel cavo muovendosi ad alta velocità, è necessario però considerare dei ripetitori (anche se molto distanziati), dato che la luce rimbalzando potrebbe tendere a disperdersi causando una perdita di informazioni.
- La rete **wireless** non ha un supporto guidato, il segnale è propagato nell'aria, è quindi *broadcast*, chiunque può ricevere il segnale. Tale metodo di comunicazione è *half-duplex*, ossia, la comunicazione avviene da un mittente ad un destinatario, e non è possibile comunicare fra due enti contemporaneamente, è soggetta ad effetti dovuti all'ambiente di propagazione, come interferenze, riflessione e ostruzione da parte di oggetti fisici.

Esiste una scala di classificazione delle reti :

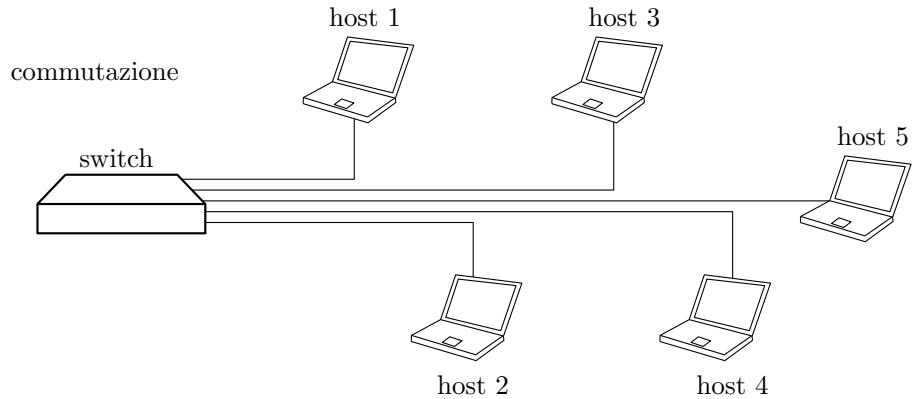
Scala	Tipo	Nome completo	Esempio
Distanza ravvicinata	PAN	Personal Area Network	Bluetooth
Edificio	LAN	Local Area Network	WiFi, Ethernet
Città	MAN	Metropolitan Area Network	Cablata, DSL
Paese	WAN	Wide Area Network	Grandi ISP
Pianeta	Internet	La rete di tutte le reti	L'Internet

La **LAN** è la rete locale, come una rete domestica, è una rete privata ed ogni terminale connesso ad essa è identificato da un indirizzo distinto dagli altri, può essere a *cavo condiviso* oppure a *commutazione* con uno switch.

cavo condiviso



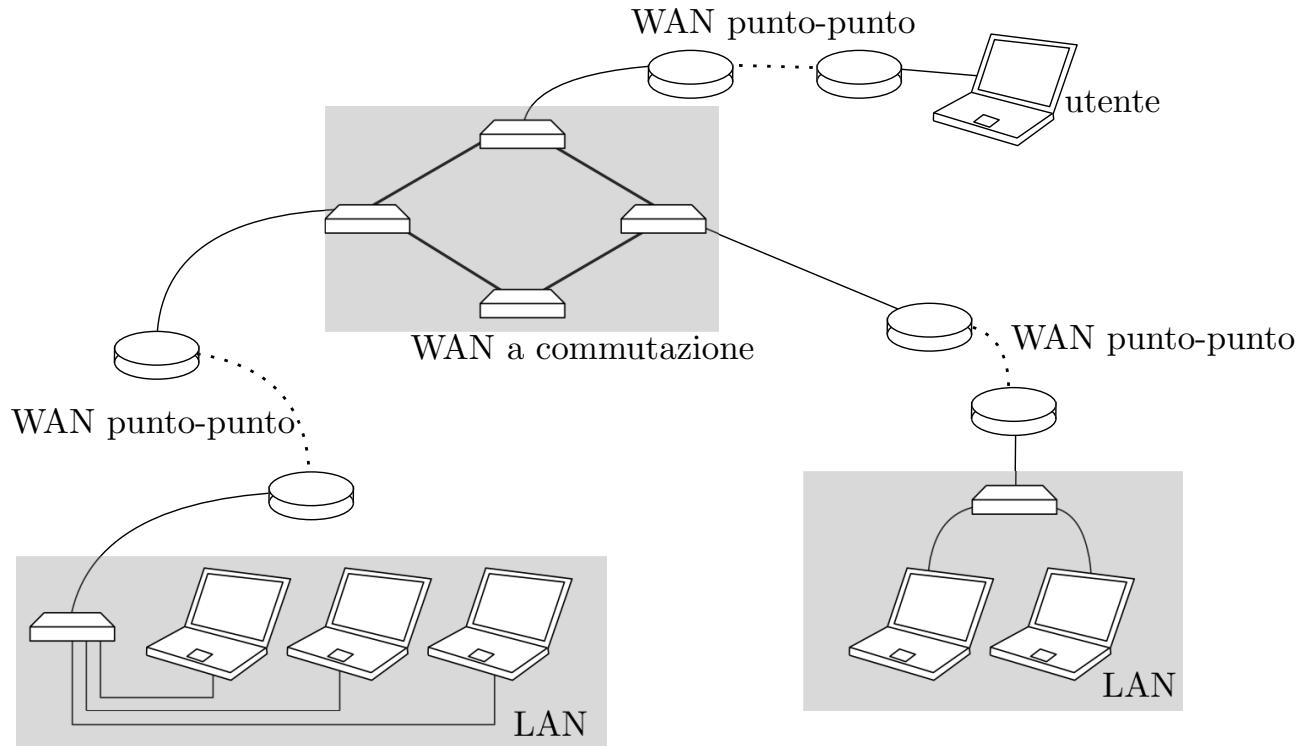
In tale modello di cavo condiviso il pacchetto inviato ad un dispositivo viene ricevuto da tutti, solo il destinatario lo elaborerà, tutti i restanti host lo ignoreranno.



Quest'ultimo a commutazione è il più utilizzato tutt'oggi, ogni dispositivo è direttamente collegato allo switch, ed esso è in grado di riconoscere gli host ed inviare i pacchetti esclusivamente al destinatario, riduce il traffico nella LAN.

Le reti **WAN** sono reti geografiche, vengono interconnessi dispositivi di comunicazione, necessari a città, regioni o perfino nazioni. I dispositivi in questione sono switch, router e modem, tale rete è gestita da un grande operatore/ente di telecomunicazioni detto IPS (Internet Service Provider) che fornisce i servizi alle organizzazioni.

Una WAN può vedere i suoi dispositivi di comunicazione connessi punto-punto, oppure a commutazione, con più punti di terminazione (usata nelle dorsali di Internet), tutt'oggi è raro trovare LAN o WAN isolate, spesso sono connesse fra loro per formare una internetwork (internet), per mettere in comunicazione due LAN in città differenti tramite una WAN.



1.1.3 Nucleo della Rete

Si definisce nucleo della rete, quella parte composta esclusivamente da router che effettuano *commutazione* di pacchetto, ossia ricevono il pacchetto, e lo re-indirizzano tramite i collegamenti. Ogni router presenta più porte, si occupa di fare il cosiddetto **forwarding**, ossia l'azione locale di spostare i pacchetti in arrivo dal collegamento in ingresso, al collegamento in uscita, è un'azione locale del router.

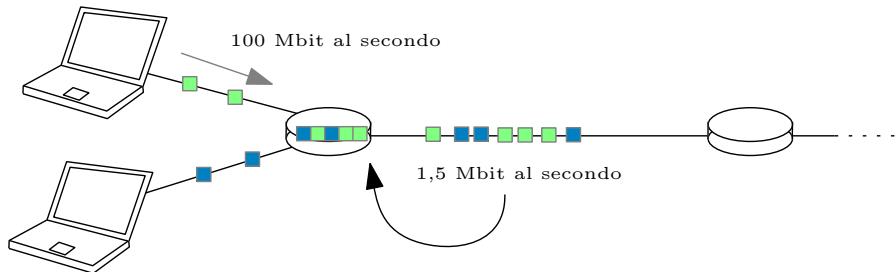
Il **routing** invece è un'azione globale, si intende la determinazione dei percorsi origine-destinazione che i pacchetti dovranno prendere all'interno dell'Internet, tale decisione è presa tramite degli algoritmi di instradamento.

Con il termine *Trasmissione*, si intende l'azione che intraprende un pacchetto per essere trasferito interamente sul collegamento. Tale termine non include l'intero tragitto fino a destinazione, ma esclusivamente la (appunto) trasmissione sull'eventuale cavo, il *ritardo di trasmissione* è quindi il delay misurato in secondi per trasmettere un pacchetto, si è già specificato che tale valore è uguale a $\frac{L}{R} = \frac{\text{bit di un pacchetto}}{\text{bit per secondo}}$.

I router funzionano nella seguente maniera, detta **store and forward**: Un pacchetto deve arrivare per intero ad un router prima di essere ri-trasmesso su un nuovo collegamento.

Esempio : Si devono trasferire, dal collegamento A al collegamento B, 3 pacchetti da 10 Kbit ad una velocità di 100 Mbit per secondo, si assume che il tempo che impiega un bit per propagarsi nel collegamento è zero. In totale, il ritardo di trasmissione sarà : $\frac{10 * 3 * 10^3}{100 * 10^6} = \frac{3}{100 * 10^2} = \frac{3}{10^4} = 0,0003 \text{ sec} = 0,3 \text{ msec}$

Un problema noto durante la trasmissione dei pacchetti è l'**accodamento**, avviene quando la velocità di arrivo ad un router da parte di un link è maggiore della velocità di trasmissione in uscita (dal link al router), quindi si causa un accodamento in attesa della trasmissione.



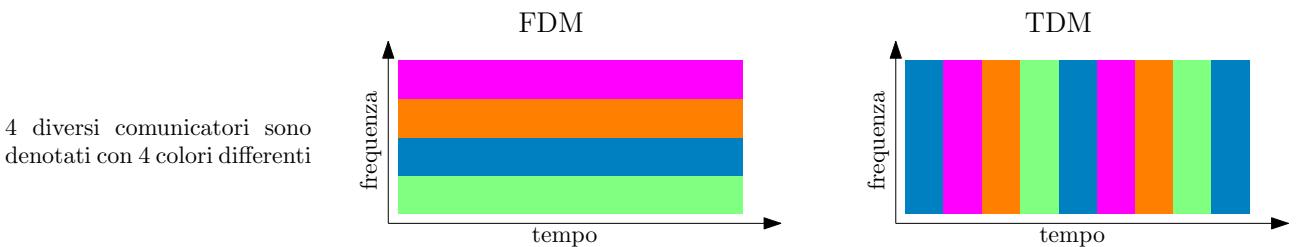
I pacchetti arrivano al router prima di essere trasmessi sul link, quindi si accoderanno in una memoria interna del router prima di essere ritrasmessi, se i pacchetti accodati diventano troppi e la memoria viene esaurita, ci sarà una *perdita* di pacchetti.

Una possibile soluzione alla perdita è la **commutazione di circuito**, ossia, far sì che i diversi host non condividano lo stesso collegamento per i pacchetti, bensì, si considerano dei canali riservati per la comunicazione tra sorgente e destinazione.

Non c'è condivisione, ci saranno quindi svariati collegamenti, in numero necessario per permettere a tutti i dispositivi di poter comunicare in modo libero, ovviamente non tutti comunicano nello stesso momento, quindi un segmento di circuito potrebbe rimanere inutilizzato.

Un'altra alternativa è quella di condividere lo stesso circuito, riservando ad ogni comunicatore una frequenza (*FDM*), oppure un certo quanto temporale (*TDM*).

- Nel FDM, le frequenze elettromagnetiche o ottiche sono divise in bande, ogni utente può comunicare in maniera continua, ma la velocità massima di comunicazione è data dalla larghezza della banda, che è stretta in quanto condivisa.
- Nel TDM, ogni utente, a turno in un attesa circolare, può comunicare per un quanto di tempo determinato, in cui ha a disposizione la velocità massima della banda.



Il problema è che la commutazione di circuito risulta comunque inefficiente, in quanto permette ad un numero limitato di utenti di usufruire della rete. Si preferisce quindi la condivisione delle risorse, in quanto l'accodamento e la significativa perdita di pacchetto, incombe quando un elevato numero di utenti sta usufruendo della rete.

Il fatto è che gli utenti non comunicano il 100% del tempo, supponiamo che un utente stia comunicando con probabilità p , in un sistema con n utenti. Vi è una significativa perdita di pacchetto quando k utenti condividono le risorse, qual'è la probabilità che k utenti comunichino contemporaneamente?

Sia X la variabile aleatoria che indica il numero di utenti che comunicano contemporaneamente, X è una variabile aleatoria binomiale, e la sua distribuzione vale $\mathbb{P}(X \geq k) = \sum_{i=k}^n \binom{n}{i} p^i (1-p)^{n-i}$.

Esempio : In un sistema con 35 utenti, ogni utente comunica con probabilità uguale a 0.1. Vi è una significativa perdita di pacchetto quando 10 utenti comunicano contemporaneamente, qual'è la probabilità che ciò accada?

$$\sum_{i=10}^{35} \binom{35}{i} (0.1)^i (0.9)^{35-i} \simeq 0.001$$

La condivisione del circuito risulta quindi la scelta migliore, anche se la possibile congestione in casi particolari è eccessiva, e risulta inevitabilmente una perdita di pacchetti.

1.1.4 Internet

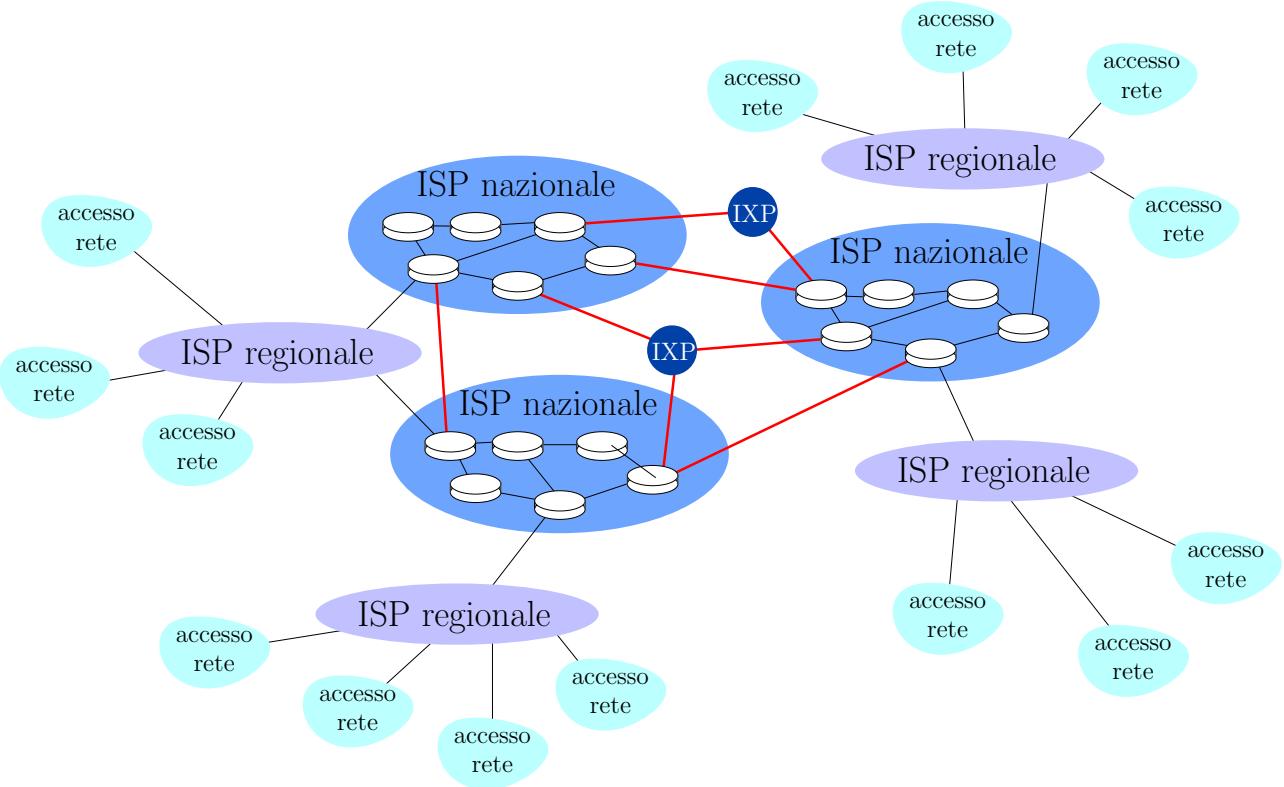
Fino ad ora, abbiamo utilizzato il termine Internet (con la iniziale maiuscola) ed internet (con la iniziale minuscola), è necessario dare una definizione più rigorosa di Internet.

Abbiamo visto come gli host si connettono ad Internet tramite l'accesso agli ISP, residenziali o

aziendali. I grandi ISP sono fra loro interconnessi, da qui il nome internet (inter network), in tal modo, tutti gli host connessi ai differenti ISP possono scambiarsi pacchetti.

Ogni host connesso ad Internet, è quindi connesso ad un ISP, ed i grandi ISP sono tutti interconnessi fra loro, creando un'unica grande rete globale, denominata appunto, Internet (con la iniziale maiuscola), ossia una rete delle reti.

Tale rete globale è complessa, e la sua evoluzione, nella struttura, è anche derivata da dinamiche politiche ed economiche a livello nazionale, si osservi la seguente immagine.



Le icone con scritto *accesso rete* rappresentano i punti in cui un host può connettersi, ad esempio una LAN, tali punti si collegano agli ISP regionali, che a loro volta si collegano ad ISP nazionali, spesso condiviso anche da più nazioni, spesso interconnessi da degli *Internet Exchange Point* (IXP), gestiti da più enti in comune accordo.

Quindi una internet è una rete costituita da più reti interconnesse, Internet invece, è la "internet" più grande e famosa, composta da migliaia di reti interconnesse.

1.2 Prestazioni della Rete

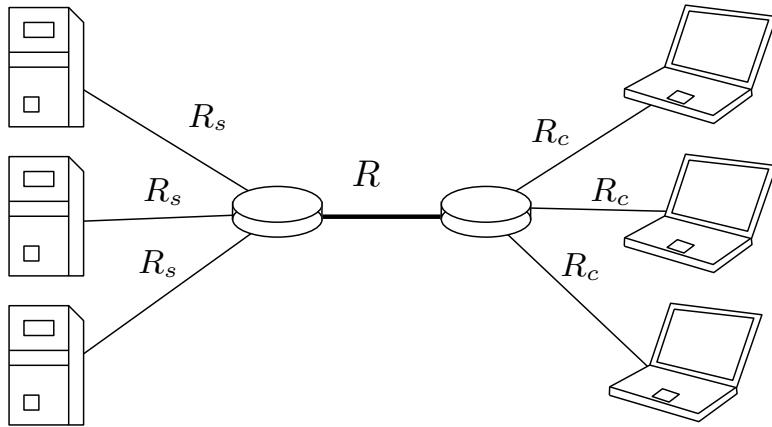
Utilizziamo il termine **ampiezza di banda** per intendere due concetti differenti, ma collegati:

- Caratterizzazione del canale di trasmissione dei dati - quantità che si misura in *hertz*, rappresenta la larghezza dell'intervallo di frequenze utilizzato dal sistema trasmittivo, ovvero l'intervallo di frequenze che un mezzo fisico consente di trasmettere senza danneggiare il segnale in maniera irrecuperabile. Maggiore è l'ampiezza di banda, maggiore è la quantità di informazione che può essere veicolata attraverso il mezzo trasmittivo.

- Caratterizzazione di un collegamento - rappresenta i bit al secondo che possono essere trasmessi in un canale di trasmissione, tale grandezza viene denotata *bit rate*.

Il bit rate dipende dalla banda e dal canale di trasmissione, è proporzionale alla banda in hertz, tale rate descrive la capacità indicativa (o potenziale), non l'effettivo numero di bit trasferiti per unità di tempo, quest'ultimo dato è detto *throughput*, ed è il numero effettivo di bit al secondo che passano attraverso un punto della rete. Il throughput è limitato dal bitrate.

Se un pacchetto deve passare per due o più link con bit rate differenti, il link con il bit rate minore condizionerà il throughput medio dell'intero tragitto, causando un collo di bottiglia. Si consideri adesso la seguente situazione :



- R_s è il bitrate dei link che collegano i server al router di sinistra.
- R_c è il bitrate dei link che collegano gli host al router di destra.
- R è il bitrate del link che collega i due router.

Il throughput medio come sarà condizionato? I server e gli host hanno un collegamento riservato, i due router invece, hanno un link unico per far comunicare i pacchetti di tutti i dispositivi periferici (in totale 6), il collo di bottiglia sarà causato dal collegamento che ha il bit rate minimo fra : (il link server-router, il link host-router, il link router-router condiviso da 6 differenti dispositivi), quindi si avrà : $\min(R_s, R_c, R/n)$, dove n è il numero di dispositivi (in questo caso 6).

1.2.1 Latenza e Perdita di Pacchetti

Abbiamo visto come i pacchetti si accodano nella memoria di un router, i delay in una comunicazione di un bit che passa su un determinato nodo della rete sono i seguenti:

- d_{proc} - Elaborazione del nodo, controllo di possibili errori sul bit, solitamente ininfluente.
- d_{coda} - Tempo che il bit di un pacchetto trascorre in attesa nella coda di un router.
- d_{trans} - Ritardo di trasmissione già visto in precedenza.
- d_{prop} - Il tempo di propagazione del bit attraverso il link (cablato o wireless).

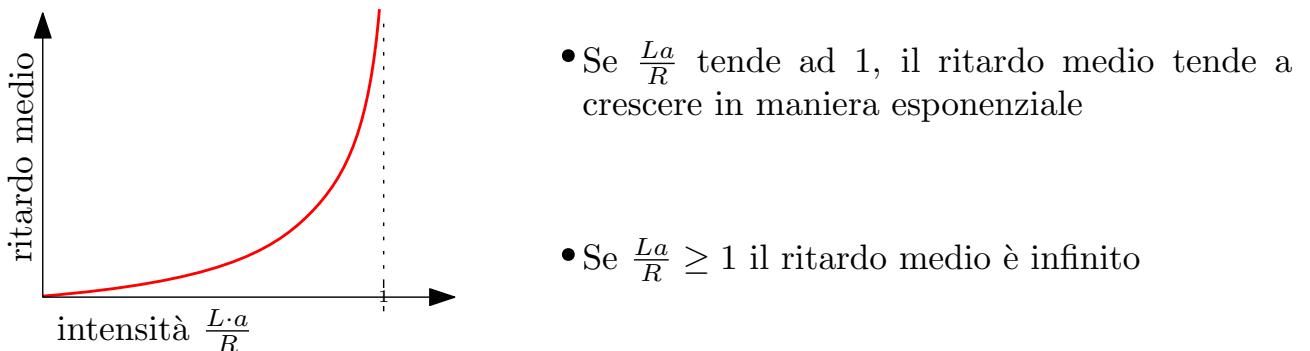
Abbiamo visto come il d_{trans} si misura in secondi tramite la formula $\frac{L}{R} = \frac{\text{bit di un pacchetto}}{\text{bit per secondo}}$, il ritardo di propagazione, ossia il d_{prop} , si misura con la formula $\frac{k}{v}$, dove k è la lunghezza in metri del collegamento fisico, e v la velocità di propagazione attraverso il collegamento (ad esempio, la luce nella fibra ottica si propaga a circa 300 000 km/s).

1.2.2 Ritardo di Accodamento

Calcolare il ritardo di accodamento è piuttosto difficile in quanto ci sono innumerevoli fattori in gioco da considerare, è possibile fare delle stime, consideriamo i seguenti parametri:

- L - lunghezza di un pacchetto in bit.
- R - velocità di trasmissione in bit al secondo.
- a - tasso medio di arrivo di pacchetti, misurato in pacchetti al secondo.

L'intensità del traffico è una misura adimensionale data da $\frac{L \cdot a}{R}$ ed è limitata dall'unità di tempo (in questo caso, 1 secondo).



Come si calcola però l'effettivo ritardo di accodamento nei casi reali? Esistono dei software diagnostici come *tracerout*, che si occupano di misurare il ritardo che impiega un pacchetto per spostarsi dalla sorgente ad un nodo della rete.

Tali software fanno uso di una proprietà dei pacchetti, è possibile impostare per ogni pacchetto un "tempo di vita", ossia un numero massimo di nodi della rete (router) nella quale possono passare, quando tale limite viene superato, il pacchetto verrà automaticamente scartato.

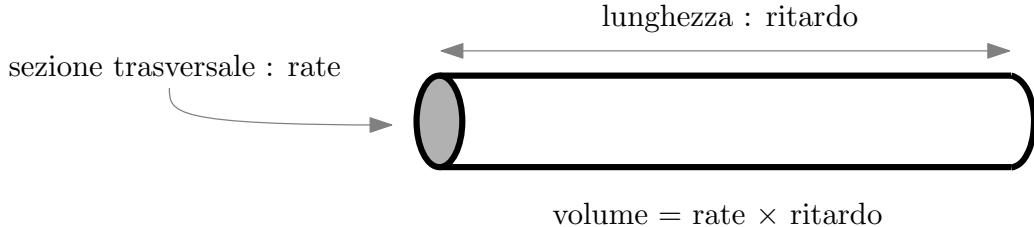
La maggior parte dei router, quando vedono un pacchetto venire eliminato, mandano indietro al mittente un messaggio di avvertimento, per indicare appunto che il pacchetto è stato perso.

Grazie alla combinazione di questi due meccanismi, traceroute invia dei pacchetti con un determinato tempo di vita, per poi aspettarsi un messaggio di ritorno, misurando il tempo che intercorre fra l'invio del pacchetto ad un determinato router, ed il messaggio di ritorno che avvisa dell'eliminazione del pacchetto.

Un dato importante da considerare è il **prodotto rate×ritardo** ossia il prodotto fra il bit rate ed il ritardo di propagazione di un certo collegamento. Supponiamo di avere un link con rate di R bit al secondo ed un ritardo di propagazione di x secondi, si avrà che $R \cdot x$, non sarà altro

che il *massimo numero di bit* che possono passare contemporaneamente sul collegamento.

Possiamo pensare al collegamento come un tubo che passa fra due punti, il ritardo rappresenta la lunghezza del tubo, ed il rate la sezione trasversale, il volume del tubo è appunto tale prodotto $\text{rate} \times \text{ritardo}$.



1.3 Introduzione ai Protocolli

Le reti sono piuttosto complesse, i protocolli sono un tentativo di rendere la struttura più organizzata, definiscono delle regole che un mittente ed un destinatario devono rispettare per comunicare, insieme al formato del messaggio.

La comunicazione in rete è suddivisa su più livelli, per questo si dice che i protocolli sono definiti a strati (verrà chiarito il concetto), con lo scopo di suddividere un compito complesso in più compiti semplici tramite la modularizzazione.

Possiamo vedere ogni livello come una *black box*, in cui un messaggio entra e viene manipolato per poi uscire e passare al livello successivo. Ogni livello offre ed utilizza i servizi del livello inferiore, e fornisce servizi al livello superiore, indipendentemente da come sia implementato.

Quando la comunicazione è bidirezionale, un protocollo deve poter eseguire i due compiti inversi (ad esempio, il protocollo che si occupa della crittografia, deve saper cifrare il messaggio ed anche decifrarlo).

La stratificazione dei livelli e dei protocolli garantisce più semplicità quando si tratta di manutenere o aggiornare il sistema, aumenta la riusabilità e l'eterogeneità, comporta però anche degli svantaggi, come la ridondanza delle operazioni ed un calo dell'efficienza.

1.3.1 Layer di Protocollo

I 5 macro-livelli sulla quale si fonda la comunicazione sono i seguenti :

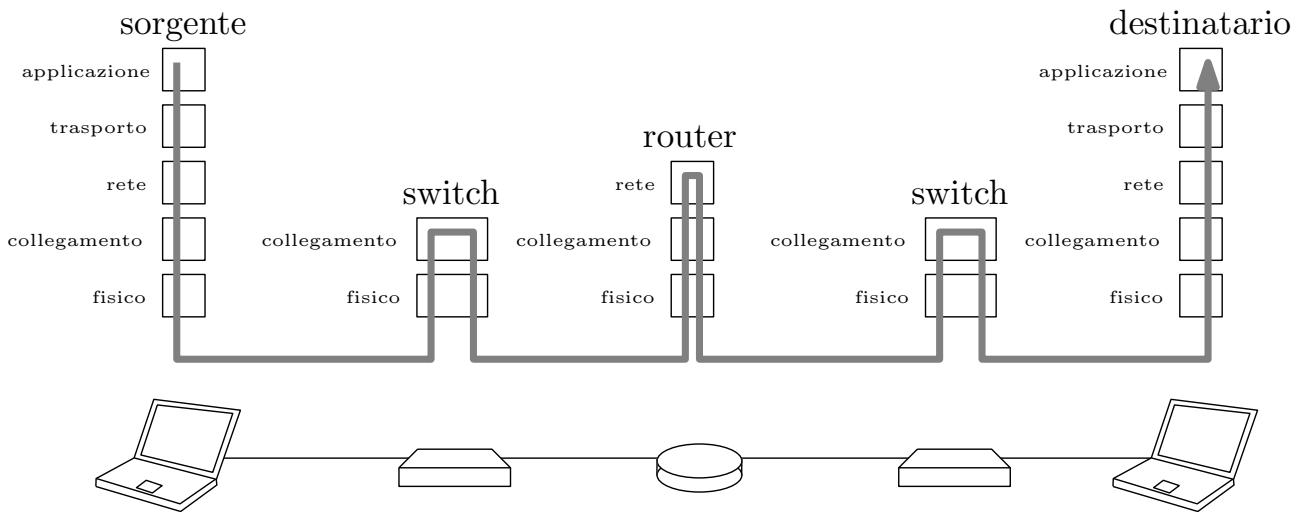
applicazione	supporto delle applicazioni di rete
trasporto	trasferimento dati fra processi
rete	intradamento dei pacchetti dalla sorgente alla destinazione
collegamento	trasferimento di dati tra elementi di rete vicini
fisico	bit sul canale fisico (cavo o wireless)

Sino ad ora i dati incapsulati che vengono comunicati sulla rete sono stati chiamati generalmente "pacchetti", vedremo che questi assumono una denominazione diversa per ogni livello. Ogni

protocollo fa parte di un livello, ed anche se esistono più protocolli per un livello, ogni pacchetto che viene trasmesso usufruisce di un solo protocollo per livello. I nomi dei protocolli citati in seguito, verranno approfonditi e caratterizzati in seguito.

1. Il livello di **applicazione** è dove risiedono le applicazioni di rete che usufruiscono dei servizi di Internet, alcuni dei protocolli presenti in questo livello sono *HTTP, SMTP, FTP, DNS*, in questo livello, i pacchetti sono chiamati **messaggi**.
2. Il livello di **trasporto** si occupa del trasferimento dei messaggi dal livello di applicazione di un client al livello di applicazione del server, alcuni protocolli sono *TCP e UDP*, in questo livello, i pacchetti sono chiamati **segmenti**.
3. Il livello di **rete** riguarda l'instradamento dei segmenti dall'origine alla destinazione, un noto protocollo è l'*IP*, i pacchetti in questo livello sono detti **datagrammi**.
4. Il livello di **collegamento** si occupa della trasmissione dei datagrammi da un nodo della rete al nodo successivo sul percorso, alcuni protocolli sono *Ethernet, Wi-Fi e PPP*, lungo un percorso sorgente-destinazione, un datagramma può essere gestito anche da differenti protocolli, i pacchetti qui sono detti **frame**.
5. Il livello **fisico** riguarda il trasferimento dei singoli **bit** sul canale fisico, tramite elettricità nei cavi, oppure onde elettromagnetiche.

Durante la comunicazione, non tutti i sistemi intermedi richiedono che il messaggio venga processato su tutti i livelli, alcuni dispositivi richiedono solo alcuni layer, riducendo la complessità.



Lo strato di un livello ha una comunicazione logica/virtuale con lo stesso livello su un altro computer, ma i dati non sono trasferiti direttamente da uno strato all'altro, passano per tutti i livelli inferiori, un *protocollo* è quindi un insieme di regole che controllano il formato ed il significato dei pacchetti scambiati tra le entità *pari* all'interno di uno strato, un *servizio* invece è un insieme di primitive che uno strato offre a quello superiore, ossia :

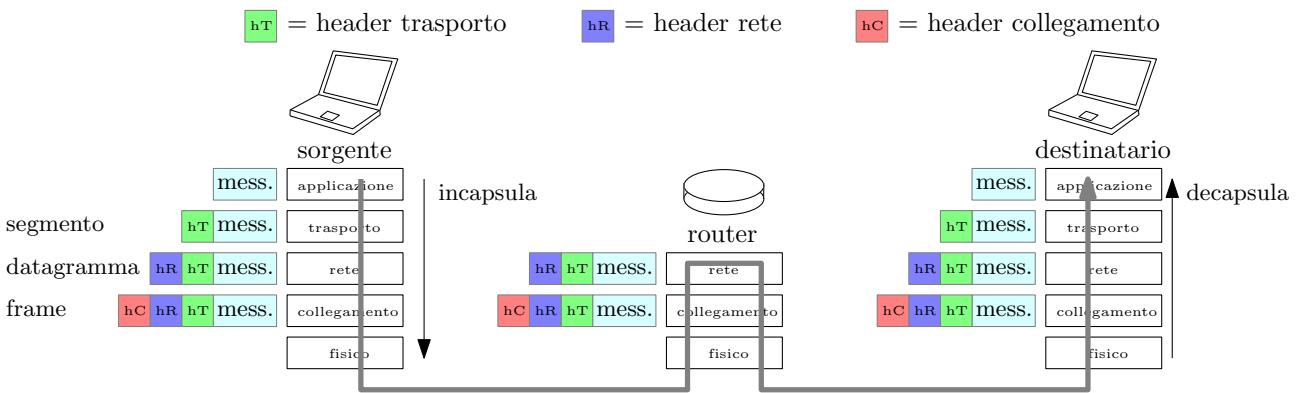
- Quali operazioni fornisce (senza dire nulla sull'implementazione).
- Posto come interfaccia fra due strati, quello inferiore fornisce il servizio, quello superiore ne usufruisce.

1.3.2 Incapsulamento e Multiplexing

Un pacchetto passando di livello in livello viene *processato*, vengono aggiunte informazioni, la sorgente effettua *l'incapsulamento*, prende il pacchetto dal livello superiore, e aggiunge un "intestazione".

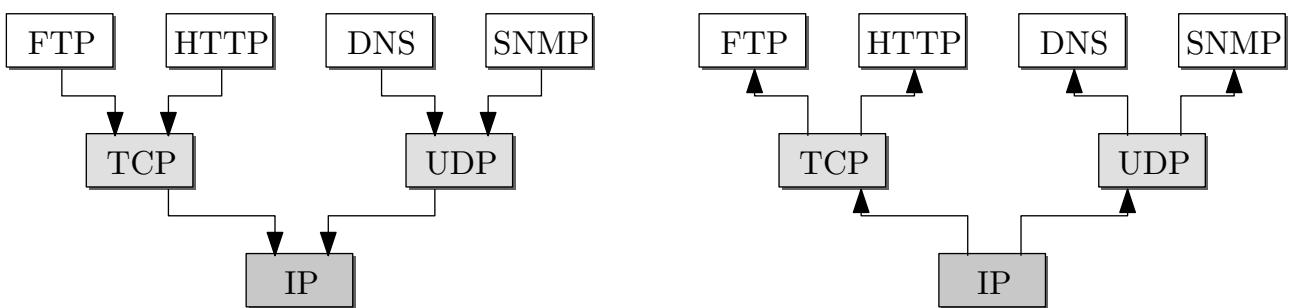
Un *messaggio* passa dal livello di applicazione al livello di trasporto, qua gli verrà aggiunto un "header trasporto" e diventerà un *segmento* (incapsulato), verrà poi passato al livello di rete, e con l'aggiunta di un "header rete" diventerà un *datagramma* (un altro incapsulamento di un messaggio già incapsulato).

Così il processo si ripete nei vari livelli rendendo il messaggio una matrioska, il destinatario che dovrà leggerlo, effettuerà il decapsulamento ai livelli di riferimento (quando il datagramma arriva al destinatario, il livello di rete si occuperà di leggere le informazioni contenute nell'header di rete).



Si è già accennato al fatto che, ad ogni livello, possono esistere più protocolli per l'incapsulamento dei messaggi, è necessario fare *multiplexing* alla sorgente e *demultiplexing* alla destinazione.

- **Multiplexing** - Un protocollo può incapsulare un pacchetto che proviene da più protocolli dal livello superiore (ad esempio, a livello di trasporto, il protocollo *TCP* può incapsulare sia pacchetti che sono stati incapsulati tramite *HTTP*, che incapsulati tramite *FTP*).
- **Demultiplexing** - Un protocollo può decapsulare pacchetti a più protocolli del livello superiore (ad esempio, se al livello di datagramma arriva un frame, il protocollo deve poterlo decapsulare sia in un segmento *TCP*, sia in un segmento *UDP*).



Per poter effettuare il multiplexing, all'interno dell'header sono contenute le informazioni sul tipo di protocollo da usare. Per far sì che tale modello protocollare funzioni, è necessario che ogni sorgente e destinazione, prevedano degli *indirizzi* ad ogni livello.

1.4 Introduzione alla Sicurezza

Esiste un modello referenziale per descrivere gli strati/livelli della comunicazione chiamato **modello OSI**, che ai 5 precedenti aggiunge 2 livelli interposti fra applicazione e trasporto, ossia *presentazione* (si occupa della crittografia) e *sessione* (si occupa della sincronizzazione).

Definiamo **campo della sicurezza**, l'ambito che si occupa di capire come le reti potrebbero subire attacchi, e quali potrebbero essere eventuali difese. Internet in origine, alla sua nascita, non è stato pensato per essere "sicuro", in quanto *Arpanet* era una rete confidenziale condivisa fra utenti che si fidano fra loro, ed ogni livello dello stack è soggetto ad attacchi.

1.4.1 Attacchi alla Rete

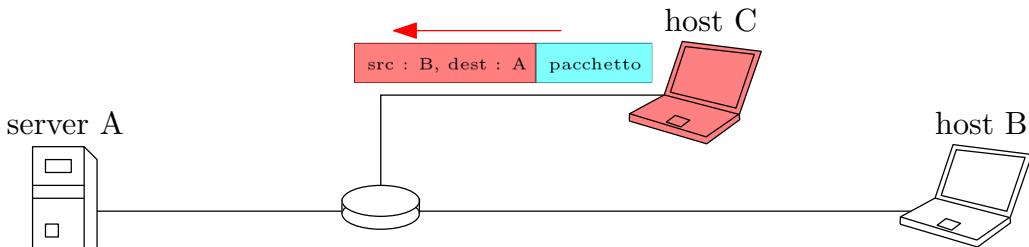
Un **malware** è un software malevolo che può entrare in una rete, ed infettare gli host tramite un meccanismo "autoreplicante" mediante la ricezione/esecuzione di oggetti, come allegati di posta elettronica o file eseguibili.

Uno *spyware* è un tipo di malware che ha lo scopo di registrare gli input dell'host infetto, e le sue tracce sulla rete, come i siti web visitati. L'host infetto può diventare parte di una *botnet*¹, utilizzata per scopi malevoli.

Uno degli attacchi tipici che possono arrivare da una botnet è l'attacco **DOS** (Denial of Service), tale attacco viene eseguito sovraccaricando un servizio (bersaglio), inviando un numero elevato di pacchetti in modo da creare traffico sulla rete e rendere il servizio non disponibile.

Un altro attacco tipico è il **packet sniffing**, ossia l'intercettazione di pacchetti da parte di un terzo utente alla quale tali pacchetti non erano destinati. Viene spesso perpetrato tramite mezzi di trasmissione fisici come il cavo Ethernet o Wireless. L'utente malevolo legge e registra i pacchetti, che possono contenere informazioni confidenziali.

L'**IP spoofing** è un attacco che ha lo scopo di inviare pacchetti ad un destinatario, fingendosi una sorgente fasulla, ovvero utilizzando un indirizzo di origine falso, convincendo il destinatario ad avviare una comunicazione, facendogli credere di star comunicando con un utente fidato.



Ci sono diverse forme di difesa agli attacchi presentati, l'**autenticazione** (dimostrare che il destinatario è effettivamente chi dichiara di essere), la **confidenzialità** (cifrare i messaggi tramite la crittografia), il **controllo integrità** (associare delle firme digitali ad un messaggio per prevenire o riconoscere eventuali manomissioni), le **restrizioni di accesso** (VPNs protette da password), e l'utilizzo di un **firewall** (programmi che si trovano nel nucleo dell'access point, con lo scopo di filtrare i pacchetti e riconoscere eventuali attacchi DOS).

¹Una botnet è una rete di computer infettati da malware che vengono controllati da un criminale informatico.

2 Livello di Applicazione

Le applicazioni di rete sono il motivo per la quale esiste Internet, è possibile creare un applicazione che si interfacci con la rete in modo facile, possiamo ignorare la complessità dei livelli inferiori, e preoccuparci solo di ciò che è gestito dal livello applicativo.

I due paradigmi di comunicazione a livello applicativo sono

- **Client-Server** : Il server è un host sempre attivo, con un indirizzo IP fisso, ed eroga il servizio sulla rete. Il client è l'host che usufruisce del servizio contattando il server, diversi client non comunicano direttamente fra loro.
- **Peer-to-Peer** : Non esiste un server sempre attivo, qualsiasi utente in rete detto peer può comunicare direttamente con gli altri, più peer ci sono, più incrementano le capacità del servizio, i peer sono connessi con indirizzi IP variabili e la loro gestione è complessa.

I processi in host diversi comunicano fra loro tramite i messaggi, un **socket** è il canale virtuale che si occupa di connettere 2 processi a livello applicativo, sia il server che il client per comunicare, aprono un socket, può essere visto come un'entrata per i messaggi.

Per ricevere i messaggi, un processo deve avere un identificatore univoco nella rete, ogni host ha un indirizzo IP univoco a 32 bit, l'identificatore di un processo è composto dall'indirizzo IP del dispositivo, più un *numero di porta*.

Per inviare un messaggio HTTP al server web *gaia.cs.umass.edu*:

- Indirizzo IP : 128.119.245.12
- Numero di porta : 80

2.1 Definizione di Protocollo

Si è già accennato alle funzioni che deve svolgere un protocollo, non è altro che un insieme di regole che definiscono:

1. I tipi di messaggi scambiati.
2. La sintassi dei messaggi.
3. La semantica del messaggio.
4. Le regole per quando e come i processi devono inviare e rispondere ai messaggi.

I protocolli possono essere aperti e reperibili a chiunque, come HTTP, oppure chiusi e proprietari, come il protocollo che utilizza *Skype*.

2.1.1 Parentesi sul Livello di Trasporto

Facciamo adesso degli accenni al livello di trasporto, di quali servizi necessita un app a questo livello? In base alle caratteristiche o alle funzionalità, un'applicazione potrebbe prediligere alcuni servizi piuttosto che altri:

- **integrità dei dati** : Alcune applicazioni di rete, come quelle che devono trasferire file, richiedono che i dati ricevuti siano al 100% quelli inviati, e non ammettono perdite di pacchetti.
- **garanzie temporali** : Alcune applicazioni necessitano che il ritardo fra l'invio e la ricezione dei pacchetti sia basso, un esempio sono i videogiochi online interattivi.
- **troughput** : Alcune applicazioni richiedono una minima quantità di throughput per essere efficaci, alcune sono "elastiche" e si adattano a qualsiasi velocità effettiva.
- **sicurezza** : Alcune applicazioni richiedono la crittografia dei dati inviati, e la protezione da eventuali manomissioni.

Applicazione	Integrità dei dati	Troughput	Sensibile al ritardo
Trasferimento dati	senza perdite	elastico	no
E-mail	senza perdite	elastico	no
Documenti web	senza perdite	elastico	no
Audio/video in tempo reale	tollerante a perdite	audio : 5Kbps-1Mbps video : 10Kmbs-5Mbps	10 millisecondi
Audio/video in streaming	tollerante a perdite	audio : 5Kbps-1Mbps video : 10Kmbs-5Mbps	qualche secondo
Videogiochi interattivi	tollerante a perdite	1 Kbps o più	10 millisecondi
Messaggistica	senza perdite	elastico	dipende

I due principali protocolli di trasporto sono **UDP** e **TCP**.

- Il servizio **TCP** offre un *traporto dei dati affidabile* fra i due processi, offre *controllo del flusso*, facendo attenzione alla velocità con la quale il mittente manda i pacchetti al destinatario, evitando di ingolfarlo. Offre *controllo della congestione*, limitando il mittente se la rete è sovraccarica, *non* prevede un *timing o throughput minimo garantito*, e non prevede nemmeno *sicurezza*.
- Il servizio **UDP** non garantisce nulla, si occupa esclusivamente di inviare i pacchetti, può quindi risultare più rapido, e può risultare una "base" per costruire sopra il proprio protocollo, gestendo le proprietà precedentemente elencate a livello di applicazione.

Applicazione	Protocollo a livello applicativo	Protocollo a livello di trasporto
Trasferimento dati	FTP	TCP
E-mail	SMTP	TCP
Documenti web	HTTP	TCP
Telefonia Internet	SIP, RTP o proprietario	TCP o UDP
Audio/video in streaming	HTTP o DASH	TCP
Videogiochi interattivi	WOW, FPS o proprietario	TCP o UDP

Entrambi i protocolli non forniscono alcuna protezione o crittografia, esiste quindi un livello intermedio fra trasporto e applicazione, noto come **Transport Layer Security (TLS)**, e fornisce delle connessioni TCP crittografate, con garanzia rispetto l'integrità dei dati, e l'autenticazione dell'end-point. Le applicazioni di rete si interfacciano con delle librerie TLS, queste ultime si interfacciano con TCP, il testo in chiaro inviato al socket TLS verrà crittografato.

2.2 Web e HTTP

Una pagina web, come quelle che siamo abituati a vedere da sempre, è composta da **oggetti**, archiviati, ossia contenuti nella memoria fisica di un server web, alla quale accediamo dai nostri dispositivi quando vogliamo connetterci ad un sito. Tali oggetti possono essere dei file *HTML*, delle immagini, degli applet Java, dei file audio e altro ancora.

Una pagina web consiste in un file *HTML* di base, che include più oggetti "referenziati" nel file, ogni oggetto è indirizzato da un *URL*, ossia una dicitura che indica il nome dell'host che funge da server web, ed il percorso del file.

`www.someschool.edu/someDept/pic.jpg`

host name percorso file

HTTP (hyper text transfer protocol) è un protocollo a livello di applicazione che segue un modello client-server, in sostanza, il client richiede un oggetto (tramite un browser), ed il server risponde, fornendoglielo.

Tale protocollo funziona con il protocollo di trasporto TCP, il client avvia una connessione con il server, il cui processo che si occupa di comunicare è *aperto* sul numero di porta 80. Il server accetta la connessione TCP dal client, ed essi possono scambiarsi dei messaggi HTTP, per poi chiudere la connessione.

Un fatto importante, è che il protocollo HTTP non salva lo stato della comunicazione, non conserva alcuna informazione sulle richieste passate del client.

Le connessioni HTTP sono di due tipi:

- **non persistenti** - La connessione TCP viene aperta, viene scambiato al massimo un oggetto, per poi chiudere la connessione.
- **persistenti** - La connessione TCP viene aperta, permette a più oggetti di essere inviati sulla singola connessione, per poi venire chiusa.

Il client HTTP avvia la connessione TCP al server HTTP su `www.someSchool.edu` sulla porta 80



Il server accetta la connessione, notificando il client

Il client HTTP invia un messaggio di richiesta HTTP nel socket, chiedendo l'oggetto `someDepartment/home.index`



Il server riceve la richiesta, ed invia al socket un messaggio di risposta HTTP contenente l'oggetto, poi chiude la connessione TCP



Il client HTTP riceve il messaggio, il file ricevuto fa riferimento a 10 oggetti, allora tale processo dovrà essere ripetuto 10 volte



Definiamo come **Round Trip Time (RTT)**, il tempo che un pacchetto impiega per andare dal client al server, per poi ritornare al client. Il tempo di risposta HTTP per un oggetto equivale al tempo necessario per l'invio della richiesta di connessione TCP, l'invio della richiesta HTTP, e la trasmissione del file, il tempo di risposta di una richiesta HTTP non persistente è quindi:

$$2 \cdot RTT + d_{trans}$$

2.2.1 Formato del Messaggio

Un messaggio HTTP può essere una richiesta oppure una risposta, il messaggio è di tipo testuale, ossia ASCII, ed è composto da una riga di richiesta, dove si dichiara il tipo del messaggio con i comandi `GET`, `POST` e `HEAD`, da un *header*, e dal *corpo* del messaggio, contenente le informazioni da inviare.

Ogni riga deve contenere alla fine i due caratteri `\r\n` per indicare che essa termina, l'header viene chiuso da una riga contenente esclusivamente i caratteri `\r\n`, un messaggio di richiesta non presenta un corpo, si veda il seguente esempio:

```
GET /index.html HTTP/1.1 \r\n      // riga di richiesta
Host: www-net.cs.umass.edu\r\n      // inizio header
User-Agent: Firefox/3.6.10\r\n
Accept: text/html,application/xhtml+xml\r\n
Accept-Language: en-us,en;q=0.5\r\n
Accept-Encoding: gzip,deflate\r\n
Accept-Charset: ISO-8859-1,utf-8;q=0.7\r\n
Keep-Alive: 115\r\n
Connection: keep-alive\r\n
\r\n      // fine header
```

L'header contiene le seguenti intestazioni:

Intestazione	Descrizione
User-agent	Indica il programma client utilizzato
Accept	Indica il formato dei contenuti che il client è in grado di accettare
Accept-charset	Famiglia di caratteri che il client è in grado di gestire
Accept-encoding	Schema di codifica supportato dal client
Accept-language	Linguaggio preferito dal client
Authorization	Indica le credenziali possedute dal client
Host	Host e numero di porta del client
Date	Data e ora del messaggio
Upgrade	Specifica il protocollo di comunicazione preferito
Cookie	Comunica il cookie al server (verrà spiegato successivamente)
If-Modified-Since	Invia il documento solo se è più recente della data specificata

Un messaggio di richiesta di tipo `GET` può includere dei parametri da passare al server, da inserire nell'url dopo il carattere `?`, un messaggio `HEAD` richiede al server esclusivamente

l'header, senza il corpo del messaggio. Una richiesta `PUT` sostituisce il file esistente nell'URL specificato con il contenuto del corpo del messaggio. Vediamo ora un esempio di messaggio di risposta, esso include una *riga di stato*, l'header ed il corpo:

```
HTTP/1.1 200 OK\r\n
Date: Sun, 26 Sep 2010 20:09:20 GMT\r\n
Server: Apache/2.0.52 (CentOS)\r\n
Last-Modified: Tue, 30 Oct 2007 17:00:02 GMT\r\n
ETag: "17dc6-a5c-bf716880"\r\n
Accept-Ranges: bytes\r\n
Content-Length: 2652\r\n
Keep-Alive: timeout=10, max=100\r\n
Connection: Keep-Alive\r\n
Content-Type: text/html; charset=ISO-8859-1\r\n
\r\n
data data data data data... // Il corpo, ossia il file richiesto
```

Il codice di stato che appare nella prima riga fornisce informazioni sulla risposta:

- `200 - OK` : la richiesta ha avuto successo.
- `301 - Moved Permanently` : L'oggetto richiesto è stato trasferito nella locazione specificata nell'header.
- `400 - Bad Request` : Il messaggio di richiesta non è stato compreso dal server.
- `404 - Not Found` : L'oggetto richiesto non si trova sul server.
- `505 - HTTP Version Not Supported` : Il server non supporta la versione di protocollo HTTP.

Le possibili voci dell'header sono le seguenti :

Intestazione	Descrizione
Date	Data corrente
Upgrade	Specifica il protocollo di comunicazione preferito
Server	Indica il programma server utilizzato
Set-Cookie	Il server richiede al client di memorizzare un cookie
Content-Encoding	Specifica lo schema di codifica
Content-Language	Specifica la lingua del documento
Content-Length	Specifica la lunghezza del documento
Content-Type	Specifica la tipologia del documento
Location	Chiede al client di inviare la richiesta ad un altro sito
Last-modified	Fornisce data ed ora dell'ultima modifica del documento

2.2.2 Cookie

Il problema di HTTP è che non mantiene alcuna informazione sulle richieste passate, risulta infattibile comunicare con esclusivamente richieste *stateless*, esiste un modo per mantenere lo stato della comunicazione, tramite i *cookie*, sono dei file che vengono inclusi nell'header dei messaggi, conservati sulla macchina dell'host e gestiti dal browser dell'utente.

I cookie permettono al sito che riceve la richiesta di identificare l'utente, il server può chiudere una "sessione" con l'intestazione `Set-Cookie`, rimuovendo tutti i cookie dell'host.

2.2.3 Web Cache

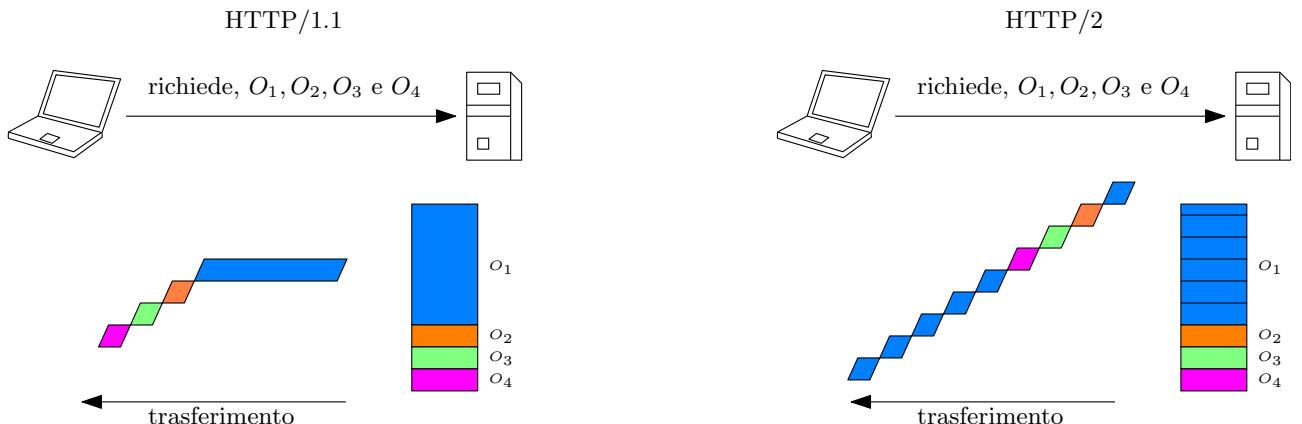
Abbiamo visto che nell'header di un messaggio di risposta HTTP ci sono informazioni riguardanti la data di ultima modifica del documento richiesto. L'utente può configurare un **proxy server**, esso fungerà da cache, il browser potrà fare richiesta ad esso, e se presenta già il file richiesto, non sarà necessario fare richiesta al server di destinazione, se non presenta, una volta ottenuto l'oggetto, esso verrà memorizzato nella cache, rendendo l'accesso più rapido.

Generalmente tali cache sono installate dagli ISP, servono a ridurre il traffico nei link di accesso ad una rete locale e minimizzare il tempo di risposta. Abbiamo visto l'intestazione `if-modified-since` nelle richieste HTTP, essa serve per fare delle richieste `GET` condizionate, richiedendo al server di origine il documento esclusivamente se è stato aggiornato rispetto alla versione già presente sulla cache.

2.2.4 HTTP/2 ed HTTP/3

Abbiamo visto come HTTP/1.1 permette di aprire una singola connessione TCP per lo scambio di più oggetti, utilizza però una politica First Come First Serve, ossia, se vengono richiesti x oggetti secondo uno specifico ordine, verrà forniti nello stesso ordine con la quale sono stati richiesti.

Se il primo oggetto richiesto è molto più grande degli altri oggetti, la sua trasmissione potrebbe rallentare il caricamento di una pagina, HTTP/2 quindi introduce la permutazione dell'ordine di trasmissione secondo delle priorità specificate dal client, più oggetti vengono poi divisi in *frame* della stessa dimensione, e la trasmissione avviene interlacciata.



La creazione di HTTP/3 ha lo scopo di ridurre il tempo di attesa per le richieste multi-oggetto, HTTP/2 funziona su una singola connessione TCP, che è stato pensato per gestire un singolo

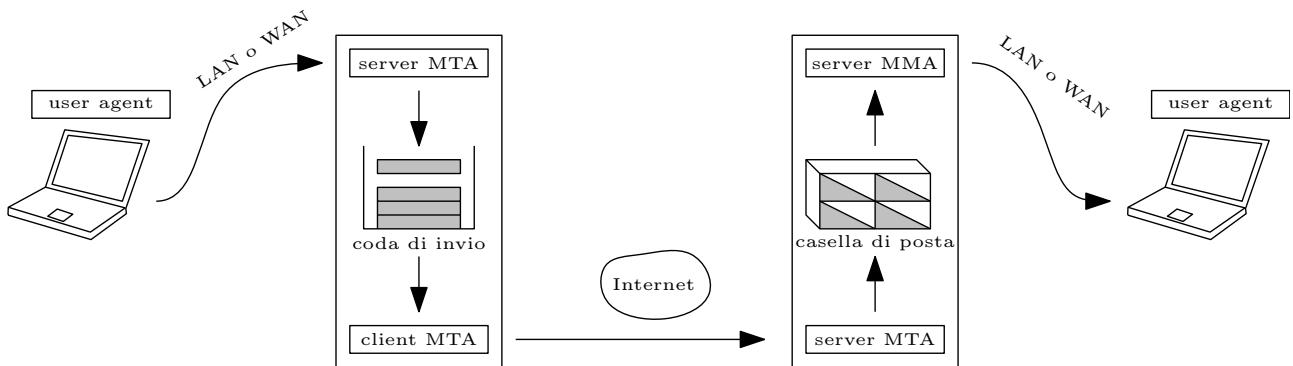
flusso di informazioni. La perdita di pacchetti blocca tutte le trasmissioni di oggetti, inoltre, TCP non incorpora alcun livello di sicurezza.

HTTP/3 aggiunge sicurezza e controllo degli errori, e controlla la congestione per oggetto, utilizzando come protocollo di trasporto UDP.

2.3 SMTP e Posta Elettronica

La posta elettronica che conosciamo, e che esiste dagli albori di Internet, è gestita da un protocollo denominato SMTP, tale protocollo è utilizzato in un cosiddetto *server di posta* sia per inviare che ricevere messaggi, tramite l'incapsulamento in un segmento TCP.

L'utente che invia una e-mail utilizza uno *user agent*, il programma che si occupa di notificare all'utente le e-mail da leggere. L'utente invierà al server di posta la lettera, che tramite Internet, verrà al server di posta dove risiede l'utente destinatario.



Il protocollo è utilizzato dai server di posta per comunicare, utilizza TCP per un trasferimento affidabile, usando la porta 25, il trasferimento avviene in maniera diretta fra i due server di posta, in 3 fasi:

- hand shaking
- trasferimento messaggi
- chiusura

Se il server destinatario è inattivo, il server mittente terrà i propri messaggi in una coda, e ritenterà la connessione in seguito, cercando di stabilire l'handshaking, la connessione è persistente, e può servire per trasferire più messaggi. I messaggi sono nel formato testuale ASCII, hanno un'*intestazione* ed un *corpo*. Il corpo non è altro che il messaggio in formato ASCII, L'intestazione presenta i seguenti campi:

- **To** - L'indirizzo di uno o più destinatari
- **From** - L'indirizzo del mittente
- **Cc** - L'indirizzo di uno o più destinatari a cui si invia per conoscenza
- **blind Cc** - Gli altri destinatari non sanno che anche colui in tale campo riceverà il messaggio
- **Subject** - L'argomento del messaggio

- **Sender** - Chi materialmente effettua l'invio (ad esempio, la segreteria)

Vediamo un esempio dell'invio di un messaggio fra due utenti:

1. Alice apre il suo user agent (ad esempio, outlook) e compone un messaggio da inviare a `bob@sineschool.edu`.
2. Lo user agent invia il messaggio al server di posta di Alice, inserendolo nella coda dei messaggi.
3. Il server di posta di Alice funge da client ed apre una connessione TCP con il server di posta di Bob.
4. Il client SMTP invia il messaggio tramite la connessione.
5. Il server di posta di Bob riceve il messaggio, e lo inoltra nella casella di posta di Bob.
6. Bob, accedendo al suo user agent, si ritroverà il messaggio da leggere.

2.3.1 Codifica Contenuti Multimediali ed Accesso alla Posta

Inizialmente tramite posta elettronica non era possibile inviare contenuti multimediali, è quindi stata creata un'estensione, **MIME**, che si occupa di convertire i contenuti multimediali come le immagini in formato ASCII, per poi farle riconvertire dal destinatario, permettendo ai file multimediali di venire trasferiti tramite SMTP.

Tale estensione aggiunge anche alcune righe nell'intestazione dei messaggi SMTP, che dichiarano il metodo usato per codificare i dati, la versione di MIME ed il tipo di dato.

SMTP è un protocollo di tipo *push*, si occupa esclusivamente di consegnare il messaggio al server destinatario. Uno user agent per ricevere il messaggio dal server di posta non usa SMTP, in quanto è un'operazione di *pull*. Si utilizza il protocollo **POP3** per accedere alla posta ed ottenere i messaggi dal server. Aprendo una connessione TCP sulla porta 110. Una volta stabilita la connessione, si procede in 3 fasi:

1. Autorizzazione : lo user agent si identifica con nome utente e password.
2. Transazione : lo user agent recupera i messaggi.
3. Aggiornamento : dopo che l'utente ha ricevuto i messaggi, invia un segnale `QUIT`, ed i messaggi ormai scaricati dall'utente verranno cancellati dal server di posta, per liberarne la memoria.

Dato il punto (3), l'utente non potrà mantenere i messaggi se si connette da host differenti, esiste un protocollo più avanzato, l'**IMAP** (Internet Mail Access Protocol), esso fa sì che i messaggi siano mantenuti sul server, e consente ad essi di venire organizzati in cartelle, conservando lo stato dell'utente fra le varie sessioni.

Il protocollo IMAP permette all'utente anche di spostare messaggi fra cartelle ed effettuare ricerche in cartelle remote. Alcuni server di posta forniscono accesso alle mail tramite HTTP, rendendo il browser lo user agent.

2.4 File Transfer Protocol

Il protocollo FTP nasce con lo scopo di trasferire file piuttosto che messaggi, è quindi ottimizzato a tale scopo rendendolo più efficace di HTTP per lo scambio di dati rispetto che l'invio di pagine ed oggetti web.

Si basa sul paradigma client-server, il processo client FTP stabilisce una connessione sulla porta 21 con il processo server, esistono due connessioni, una permette di *controllare* il flusso dei dati, l'altra serve per il trasferimento vero e proprio, viene aperta una connessione per ogni file, ma rimane attiva una sola connessione di controllo.

La porta 21 ospita la connessione di controllo, la porta 20 quella per i dati, suddividere in due connessioni risulta estremamente utile, in quanto l'ingolfamento della connessione per i dati, non blocca la possibilità di controllare la connessione.

L'apertura della connessione avviene tramite il comando da parte del client `ftp NomeHost`, i comandi saranno trasferiti sulla connessione di controllo, è necessaria l'autenticazione tramite identificativo utente e password, i comandi per l'invio e la ricezione di file sono `put` e `get`. Dopo il trasferimento di un file, la connessione di controllo rimane aperta, mentre quella per i dati viene chiusa, per trasferire n file sono quindi necessarie $n + 1$ connessioni.

2.4.1 Principali Comandi FTP

Comando	Argomenti	Descrizione
ABOR		Interruzione del comando precedente
CDUP		Sale di un livello nell'albero delle directory
CWD	Nome directory	Cambia la directory corrente
DELE	Nome file	Cancella il file
LIST	Nome directory	Elenca il contenuto della directory
MKD	Nome directory	Crea una nuova directory
PASS	Password	Password
PASV		Il server sceglie la porta
PORT	Numero di porta	Il client sceglie la porta
PWD		Mostra il nome della directory corrente
QUIT		Uscita dal sistema
RETR	Nome di uno o più file	Trasferisce uno o più file dal server al client
RMD	Nome directory	Cancella la directory
RNTO	Nome del nuovo file	Cambia il nome del file
STOR	Nome di uno o più file	Trasferisce uno o più file dal client al server
USER	identificativo	Identificazione dell'utente

2.5 Domain Name System

Un host su Internet è identificato univocamente da un indirizzo IP (protocollo a livello di rete, verrà visto in seguito), ciò significa che per connettersi ad una serie di differenti pagine web, è necessario tenere a mente tutti gli indirizzi IP che li identificano, anche se questi ultimi, possono cambiare.

Nei browser, non si inserisce l'indirizzo IP, bensì una stringa chiamata *dominio*, come `google.com`

o `www.twitch.tv`, la traduzione da dominio ad indirizzo IP, avviene in maniera automatica, ed è una funzionalità di base dell'Internet, sebbene essa sia implementata a livello di applicazione, tramite il protocollo **DNS**, che si occupa di eseguire tale mapping.

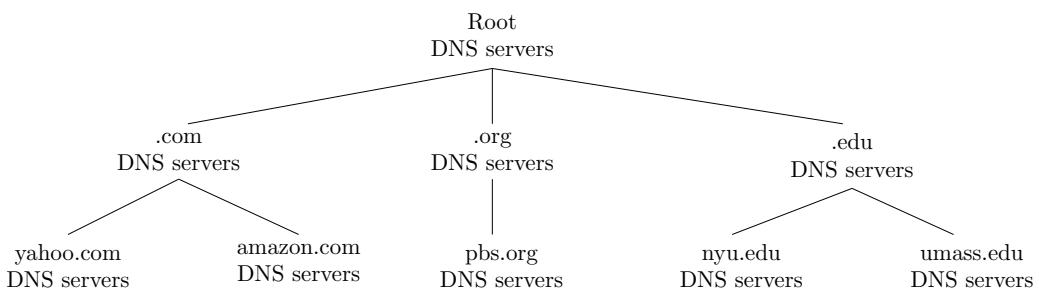
Per eseguire la traduzione è necessaria una tabella che associa ad ogni dominio un indirizzo IP, è quindi necessario un enorme database, de facto, con DNS si intende sia il protocollo, sia l'enorme database *distribuito* implementato in maniera *gerarchica*, l'host ed il server DNS comunicano per risolvere² i nomi. Il DNS offre:

- traduzione da nome host a indirizzo IP
- host aliasing (uno stesso host può avere un nome canonico e più nomi alias)
- alias del server di posta
- distribuzione del carico

2.5.1 Gerarchia degli Host-Name e Risoluzione

È necessario mantenere il database decentralizzato in quanto è soggetto a milioni e milioni di richieste al giorno, le aziende sono responsabili dei propri record nel database. Esistono svariati server DNS, che contengono una porzione del database, nessun server mantiene il mapping di tutti gli host esistenti. Le 2^{32} coppie IP-nome host sono memorizzate in maniera da rendere breve la ricerca.

Gli host vengono raggruppati in maniera gerarchica in base al loro nome e alla separazione delle parole dal simbolo “.”, ogni server DNS è responsabile del proprio dominio, ed esistono dei *TLD (Top Level Domain)*, che sono dei grandi server DNS autorevoli (gestiti da nazioni o grandi aziende), responsabili dei domini più noti, come `.com` o `.it`, in cima a tutti vi è un *root server*.



Il client che vuole risolvere il nome `www.amazon.com` interrogherà il Root server, esso lo rimanderà al server DNS `.com`, che lo rimanderà al server DNS `amazon.com`, dalla quale infine risolverà il nome ricercato.

Il punto è che i vari server DNS sparsi per il mondo mantengono una cache anche dei nomi della quale non sono responsabili, esistono quindi più istanze della tabella, che sono a livello di rete più “vicine” al client, non è quindi necessario interrogare il Root server, che rimane l'ultima alternativa per un client che deve risolvere un nome. Esistono sparsi per il mondo 13 root name server principali logici, distribuiti geograficamente in circa 200 server fisici.

²con risolvere, si intende il processo di traduzione

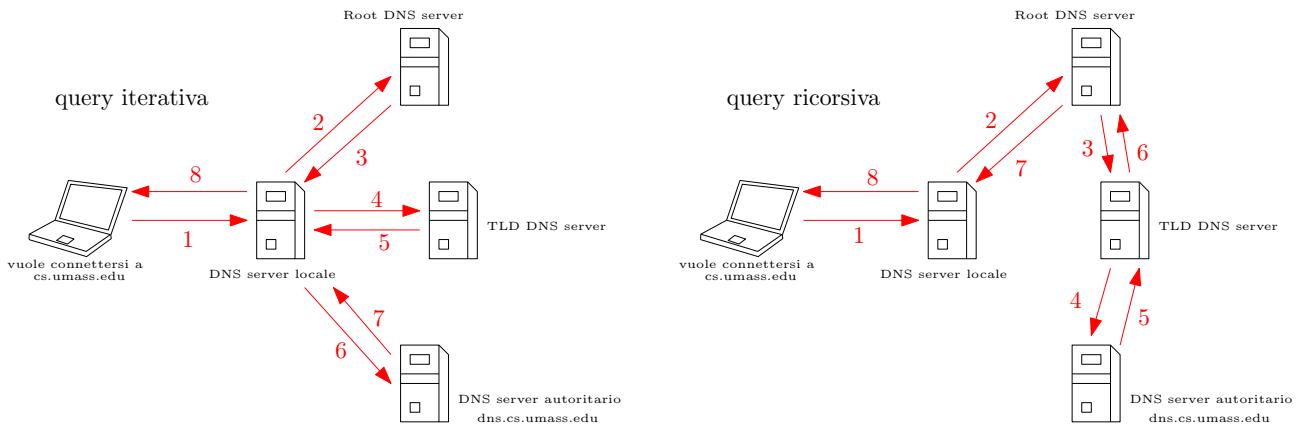
Quando un ente, un'azienda o un'università vuole registrare un dominio, imposta un server DNS, e fornisce le proprie traduzioni che sono considerate autorevoli, esse potranno essere presenti anche in altri server DNS, ma solamente l'ente che fornisce l'host name è considerato quello ufficiale.

Esistono anche dei server DNS *locali*, appartenenti agli ISP (ogni ISP ne ha almeno uno), essi mantengono una cache locale con le traduzioni più frequenti, quando un host effettua una query DNS, esso delegherà il compito al DNS locale che:

- Risponderà con la traduzione in cache, se presente.
- Interrogherà i vari server DNS per risolvere il nome e fornirlo all'host.

L'host quindi non risolve direttamente il nome, ma delega il compito al DNS locale. Il DNS locale può risolvere il nome facendo una query che può essere di due differenti tipi:

- **query iterativa** - Il server DNS locale contatta un server *x*, esso non ha la soluzione diretta, ma fornisce l'indirizzo di un altro server *y*, che potrebbe avere la traduzione, il server DNS locale procederà quindi chiedendo ad *y*, ed eventualmente ricominciando il procedimento.
- **query ricorsiva** - Il server DNS locale contatta un server *x*, affidandogli il compito di risolvere il nome per lui, appesantendo il carico sui livelli superiori della gerarchia. Il server *x* si occuperà personalmente di risolvere il nome, per poi fornirlo al server DNS locale.



Quando un server DNS riceve un record del database distribuito (una mappatura), lo salva nella cache, e lo utilizza per rispondere a query future, tali mappature potrebbero però scadere, quindi in ogni record del database, un nome possiede anche un campo chiamato *TTL* (*Time To Live*), un valore temporale che esprime dopo quanto tempo il mapping non è più valido e deve essere cancellato.

Facendo ciò, si evita che dei server DNS possiedano delle entrate del database obsolete, dato che il nome dell'host potrebbe cambiare indirizzo IP, esistono anche dei meccanismi di notifica, che avvisano quando un mapping non è più valido.

2.5.2 Record del DNS e Formato dei Messaggi

Vediamo nello specifico come è composto un record del database, esso ha 4 campi, e segue il seguente formato:

(name,value,type,ttl)

Il campo `name` identifica il nome dell'host, il campo `ttl` è il time to live, il campo `value` in combinazione con il campo `type` identificano il valore che è stato richiesto, può essere uno fra:

- `type=A` : Il campo `value` conterrà l'indirizzo IP collegato al nome dell'host.
- `type=NS` : Il campo `value` conterrà il nome dell'host del server DNS autoritario per il campo richiesto.
- `type=CNAME` : Il campo `value` conterrà il nome canonico/ufficiale associato al nome alias nel campo `name`.
- `type=MX` : Il campo `value` conterrà il nome del server di posta associato al nome dell'host.

Ci sono alcune **restrizioni** da considerare, che i record del database devono rispettare:

1. CNAME non può coesistere con altri record di altro tipo per lo stesso dominio.
2. CNAME non può essere usato nei domini di root.
3. Se si tengono in cache valori di un server non di competenza, bisogna anche fornire il nome del server DNS autoritativo quando rispondiamo a una query.

Vediamo adesso il formato dei messaggi DNS che verranno incapsulati in UDP, le query di richiesta ed i messaggi di risposta condividono lo stesso identico formato, appositi flags identificheranno se il messaggio è una richiesta oppure una risposta.

identificazione	flags
numero di richieste	numero di risposte
numero di richieste autoritarie	numero di aggiunte
numero variabile di domande	
numero variabile di risposte (record del database)	
numero variabile di risposte autoritarie (record del database)	
numero variabile di informazioni aggiuntive (record del database)	

- Il campo **idenitfcazione** è composto da 16 bit, contiene un numero generato casualmente e serve ad identificare univocamente una richiesta attiva, il messaggio di risposta conterrà lo stesso numero identificativo.
- Il campo **flags** è composto anche esso da 16 bit, ed indica alcune specifiche della richiesta/risposta, indicando prima di tutto quale tipo di messaggio è, se la ricorsione è richiesta oppure concessa, e se la risposta è autoritativa.
- I restanti campi servono per la query effettiva, i record forniti da server non autoritativi, i record forniti da server autoritativi, oppure delle informazioni aggiuntive fornite dal server DNS che potrebbero risultare utili.

2.5.3 Ruolo del Punto e Sicurezza

Il simbolo del punto “.” nei nomi rappresenta il *dominio di root*, nei record di configurazione dei server DNS autoritativi, ogni dominio senza il punto finale rappresenta un dominio locale, ad esempio, nel server DNS `example.com`, il nome locale `orange` rappresenta il nome globale `orange.example.com`.

Il protocollo DNS può essere soggetto ad attacchi DDOS (Distributed Denial of Service), bombardando i root server con del traffico, cercando di rendere inutilizzabile il servizio di traduzione, oppure bombardando i TLD.

Un noto attacco è noto come **DNS Amplification**, consiste nell’inviare delle query con un indirizzo IP di origine falso, che identifica la vittima, che verrà bombardata di risposte dai server DNS, l’attore malevolo manda pacchetti UDP utilizzando delle query di tipo ANY, con lo scopo di far sì che la risposta sia molto più grande della richiesta, “amplificando” appunto l’attacco.

Quali dei seguenti record del database DNS non sono validi? (l’ordine è domain,value,type).

1. `<it nameserver.cnr.it NS>`
2. `<it nameserver.cnr.it A>`
3. `<it nameserver.cnr.it CNAME>`
4. `<it 151.100.27.38 NS>`
5. `<nameserver.cnr.it 151.100.27.38 A>`

I record sbagliati sono i seguenti:

- (2) è richiesto un indirizzo ma viene fornito un nome
- (3) CNAME non può essere usato nella root di un dominio
- (4) è richiesto il nome del DNS server ma viene fornito un indirizzo

2.6 Il Paradigma Peer to Peer

Tale paradigma si differenzia dal classico client-server, gli elementi della rete sono detti *peer*, e fungono sia da client sia da server, non ci sono peer sempre attivi come un classico server. I peer forniscono servizi e ne usufruiscono comunicando in maniera intermittente.

Tale paradigma comporta un aumento della velocità, vediamo un esempio di condivisione di un file da parte di un server, per n host, semplificando ovviamente il modello.

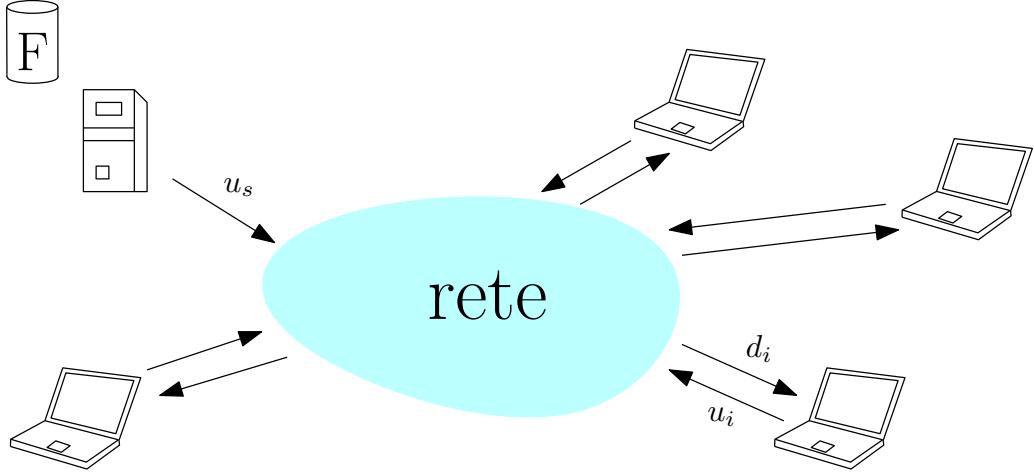
Supponiamo di avere un file di dimensione F byte, ed un server ha una velocità di upload di u_s byte al secondo. Ogni client i ha una velocità di download d_i e di upload u_i .

Nel paradigma client-server, bisognerebbe attendere il tempo che il server impieghi a trasmettere n copie del file sulla rete, dato da $n \cdot F/u_s$, e bisognerebbe attendere il tempo che tutti i client

scarichino il file. Ovviamente il download da parte di questi ultimi avviene in parallelo, quindi il tempo totale di scaricamento dipende dal tempo di scaricamento del client con la velocità di download più lenta. sia d_{min} la velocità del client più lento, il tempo per distribuire il file risulta essere:

$$t_{distr} > \max(n \cdot F/u_s, F/d_{min})$$

Si ha che il tempo per trasferire il file cresce linearmente con n .



Nella stessa situazione ma in un modello peer to peer, ogni client scaricherà il file, ma una volta ottenuta una porzione potrà *contribuire* inviando tale porzione ad altri client, in tal modo, più peer ci sono nella rete, più peer staranno contribuendo, la velocità di upload totale del file sarà:

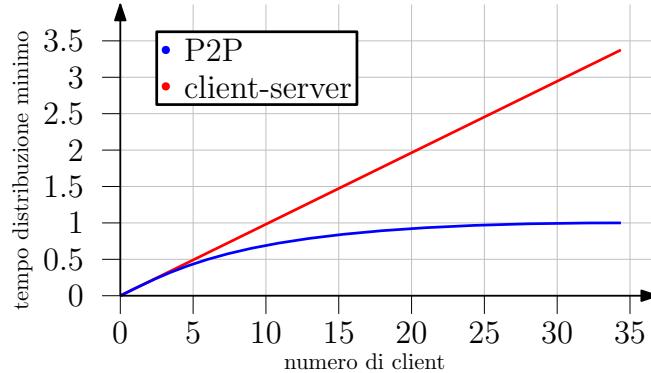
$$u_s + \sum_{i=1}^n u_i$$

Il tempo per distribuire il file agli n peer sarà:

$$t_{distr} > \max(F/u_s, F/d_{min}, n \cdot \frac{F}{u_s + \sum_{i=1}^n u_i})$$

Anche in questo caso aumenta linearmente con n , ma ogni peer apporta alla rete capacità di servizio, ciò controbilancia l'aumento, facendo sì che all'aumentare di n , il tempo di distribuzione si stabilizzi senza crescere ulteriormente, sono state fatte delle stime statistiche in merito:

$$\text{tasso upload client} := u, \frac{F}{u} = 1h, u_s = 10 \cdot u, d_{min} \geq u_s$$



La distribuzione di file è particolarmente vantaggiosa in un sistema dove sono attivi contemporaneamente molti peer, il programma **BitTorrent** si occupa proprio della condivisione, quando si riceve un file o una porzione di file, viene diviso in **blocchi** da 256 Kb, ogni peer che partecipa alla condivisione nel mentre che scarica, invia i blocchi agli altri peer, ogni peer quindi fa nello stesso momento sia download che upload dei blocchi.

Periodicamente un peer **richiede dei blocchi** agli altri peer, i blocchi che sono presenti su pochi elementi, detti più "rari", verranno condivisi in modo prioritario, per evitare che le possibili copie vadano perse (nel caso in cui quei pochi peer che li posseggono, si disconnettano dalla rete).

Ogni peer, non scambia blocchi con tutti quelli disponibili, ma solamente ad un gruppo ristretto di peer *ottimali*, vengono favoriti i peer che hanno capacità di condivisione maggiore, tramite una stima sulla velocità di upload, vengono svaforiti i peer che scaricano tanto e condividono poco.

Se un peer si connette per la prima volta alla condivisione, non vi è alcuna stima sulla sua velocità, e rischia di non essere mai selezionato da nessun gruppo, per questo, ogni peer, ogni 30 secondi seleziona in maniera casuale un peer qualsiasi sulla rete di cui si è sconosciuta la velocità di upload, tale meccanismo è noto come **optimistical unchoke**, ha lo scopo di concedere la condivisione in modo da poter stimare la capacità dei peer non ancora selezionati.

3 Livello di Trasporto

Il protocollo di trasporto fornisce una comunicazione virtuale fra due *processi su host differenti*, si occupa anche di fornire alcune garanzie riguardo l'affidabilità dei messaggi che vengono passati dal livello di applicazione. I protocolli di trasporto principali sono due, UDP e TCP, si occupano principalmente di:

1. (da mittente) Ricevere un messaggio (file) dal livello di applicazione, tramite un *socket*.
2. Suddividere il messaggio in segmenti, aggiungere l'header di segmento ad ognuno di essi, per poi passarli al livello sottostante (rete).
3. (da destinatario) Ricevere un segmento, leggere l'header, e consegnarlo al giusto processo, estraendo il messaggio.

Abbiamo visto come il TCP offre una consegna affidabile, la stabilizzazione di una connessione (handshake), ed il controllo della congestione. L'UDP non offre nulla di ciò, si occupa solo di spedire il messaggio "senza fronzoli", non ha quindi garanzie, è come un foglio bianco, sulla quale si possono costruire appositi controlli a livello applicativo.

3.1 Multiplexing e Demultiplexing

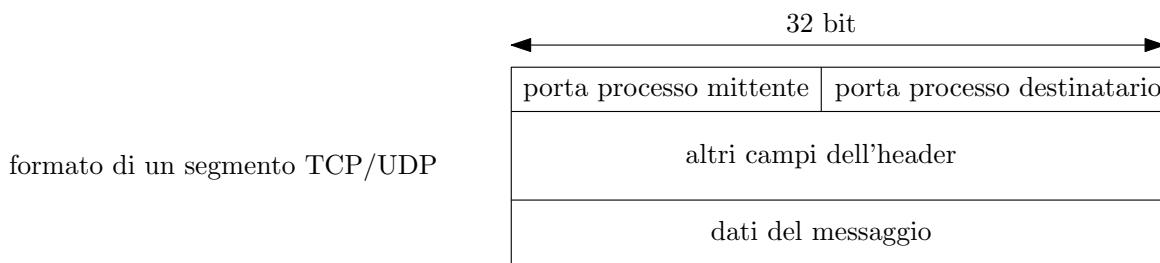
Supponiamo di avere un server HTTP che deve inviare un oggetto web ad un client, tale client, ha 3 applicazioni aperte, Netflix, Firefox e Skype, come fa il segmento ad essere indirizzato verso il giusto processo?

Ogni singolo processo su una macchina viene identificato univocamente da un numero intero

detto **numero di porta**, per identificare il processo che dovrà ricevere il segmento, sarà quindi necessaria la coppia Indirizzo IP-numero di porta, per identificare rispettivamente l'host sulla rete, ed il giusto processo sull'host.

Le applicazioni aprono i cosiddetti **socket**, che non sono altro che un mapping fra processo e numero di porta, sono il canale virtuale nella quale passano i segmenti. Il processo mittente aprirà un socket su una porta, ed invierà il messaggio a tale socket, verrà aggiunto l'apposito header, dove vi sarà indicata la porta del processo destinatario. Il destinatario riceverà il segmento, e leggerà l'header per indirizzare il messaggio al socket corretto.

L'host destinatario riceve un datagramma, che ha un indirizzo IP di origine ed un indirizzo IP di destinazione, ogni datagramma contiene un segmento del livello di trasporto, e tale segmento contiene la porta di origine e destinazione.



3.1.1 Demultiplexing UDP e TCP

Vediamo adesso come funziona il demultiplexing per i due differenti protocolli di trasporto, partendo con UDP.

Quando si crea un socket (canale virtuale), si deve specificare la porta locale del proprio host:

```
DatagramSocket mySocket1 = new DatagramSocket(12534);
```

Per inviare un datagramma al socket UDP, bisogna specificare l'indirizzo IP di destinazione, e la porta del processo di destinazione. Tramite l'IP, verrà individuato sulla rete l'host di destinazione, esso riceverà un segmento UDP, verrà letto nell'header il campo relativo alla porta di destinazione, ed indirizzerà il segmento al socket relativo a quel numero di porta.

Per eseguire il demultiplexing nel destinatario, verrà utilizzato esclusivamente il numero di porta del processo destinatario, il trasferimento UDP ha lo scopo di inviare un messaggio, e non di stabilire una connessione, se arrivano ad un host due differenti datagrammi IP/UDP con la stessa porta di destinazione ma diversi IP di origine (due diversi mittenti comunicano con lo stesso processo destinatario), semplicemente entrambi i messaggi verranno indirizzati allo stesso socket ricevente.

Nel caso del TCP, è differente, tale protocollo ha lo scopo di aprire una connessione persistente fra due processi, ogni processo destinatario, non avrà un singolo socket che riceve tutti i segmenti, ma avrà un socket per ogni connessione, quindi per ogni mittente.

Un segmento IP/TCP quindi avrà bisogno di essere indirizzato nel socket corretto, non sarà più necessario il numero di porta e l'IP del destinatario, ma per eseguire il demultiplexing, sarà

anche necessario distinguere i differenti host mittenti.

Ogni socket sarà quindi identificato da una tupla composta da 4 valori:

- IP di origine
- Numero di porta di origine
- IP di destinazione
- Numero di porta di destinazione

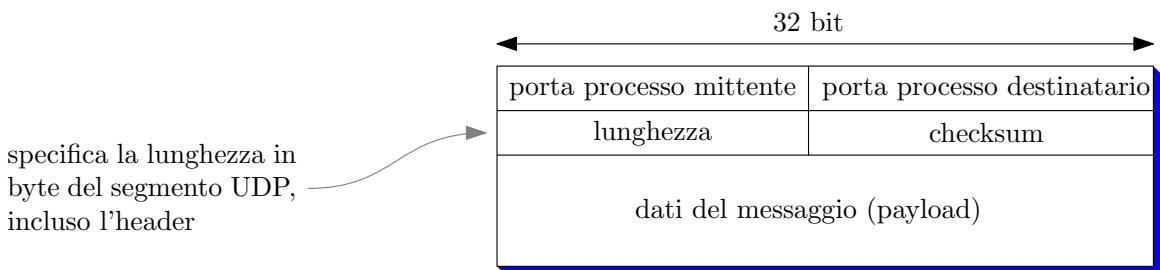
Il multiplexing/demultiplexing non avviene però esclusivamente al livello di trasporto, ma anche su altri livelli (verrà visto in seguito).

3.2 UDP

UDP è l'acronimo di *User Datagram Protocol*, perché viene utilizzato il termine datagramma se si parla di un segmento al livello di trasporto? Tale protocollo fornisce il servizio di trasporto senza stabilire una connessione, è un sistema best-effort privo del concetto di handshake, si usa la parola datagramma perché il segmento UDP è molto semplice, non c'è molta aggiunta di informazioni, l'header è molto piccolo.

Non c'è alcun controllo della congestione, un segmento UDP verrà inviato a prescindere dal traffico sulla rete, viene utilizzato sulle applicazioni multimediali (streaming), dal DNS e da HTTP/3, che gestisce il trasferimento affidabile a livello applicativo.

Tale protocollo è estremamente semplice, non fa altro che ricevere un messaggio dall'applicazione, aggiungere un header UDP, ed inviarlo al livello di rete, un segmento UDP ha il seguente formato:



Il campo **checksum**, è un valore intero che serve a rilevare eventuali errori nel messaggio, quali la modifica di alcuni bit dovuta ad interferenze elettromagnetiche. Quando viene composto un segmento UDP, esso viene suddiviso in pezzi da 16 bit, che verranno trattati come un numero intero in complemento ad 1, per poi essere sommati, dando quindi un valore che sarà appunto il checksum.

Il destinatario, si occuperà di eseguire lo stesso procedimento, ottenendo una somma, se essa differisce dal campo checksum, vuol dire che c'è stato un errore ed alcuni bit sono cambiati, sarà poi compito del destinatario decidere se scartare il segmento. Il checksum si imposta a zero nel caso non si voglia utilizzarlo, esso è utilizzato su più livelli e non solo nei segmenti al livello di trasporto.

3.3 Principi di Trasferimento Affidabile

I protocolli al livello di trasporto non si occupano solo di creare una comunicazione virtuale fra due processi su host diversi, ma anche di garantire una comunicazione affidabile. Abbiamo visto come uno dei due principali protocolli, l'UDP, non garantisce nulla di tutto ciò, in questo capitolo si presenteranno dei concetti fondamentali, che saranno poi ripresi dal TCP.

Supponiamo di voler comunicare attraverso un canale in maniera monodirezionale, ossia inviando dati esclusivamente da un host all'altro. Per una comunicazione di questo tipo, è comunque necessario un canale *bidirezionale*, dato che l'host ricevente, deve poter notificare al mittente di aver ricevuto correttamente il messaggio.

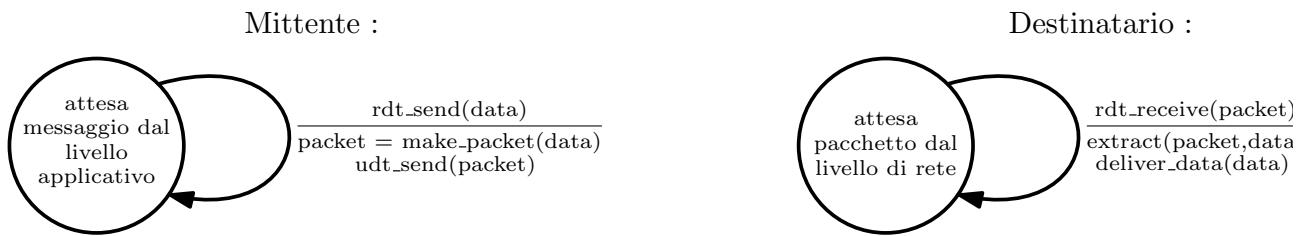
Ci occuperemo quindi di costruire un protocollo su un canale bidirezionale *inaffidabile*, la complessità del lavoro che dovrà impiegare tale protocollo dipenderà dall'inaffidabilità del canale. Un altro problema dipende dal fatto che il mittente ed il destinatario non conoscono lo stato l'uno dell'altro.

Costruiremo un astrazione di un protocollo chiamato **rdt**, i dati viaggiano su un singolo canale, le informazioni di controllo su entrambi i canali. Per descrivere il funzionamento del protocollo useremo le **FSM**, ossia le macchine a stati finiti.

3.3.1 rdt 1.0

Costruiamo un'astrazione di un protocollo partendo da alcune assunzioni riguardanti possibili inaffidabilità della comunicazione, aggiungendone sempre di più, avvicinandoci ad un caso reale. Il protocollo rdt 1.0 si baserà su un canale di comunicazione affidabile, in cui non ci sono perdite di pacchetti o errori sui bit.

Semplicemente, il mittente che riceve un messaggio dal livello applicativo, lo incapsulerà in un pacchetto, per poi inviarlo ai livelli inferiori. Il destinatario riceverà il pacchetto dai livelli inferiori, effettuerà il decapsulamento ed invierà il messaggio al giusto processo tramite il numero di porta.



Risulta molto semplice tale implementazione data l'assunzione di un canale totalmente affidabile.

Appunto sulla notazione :

- `rdt_send(data)` - il protocollo invia il messaggio al destinatario.
- `packet = make_packet(data)` - il messaggio da inviare viene incapsulato in un pacchetto.
- `udt_send(data)` - il pacchetto incapsulato viene inviato al socket tramite un protocollo inaffidabile.

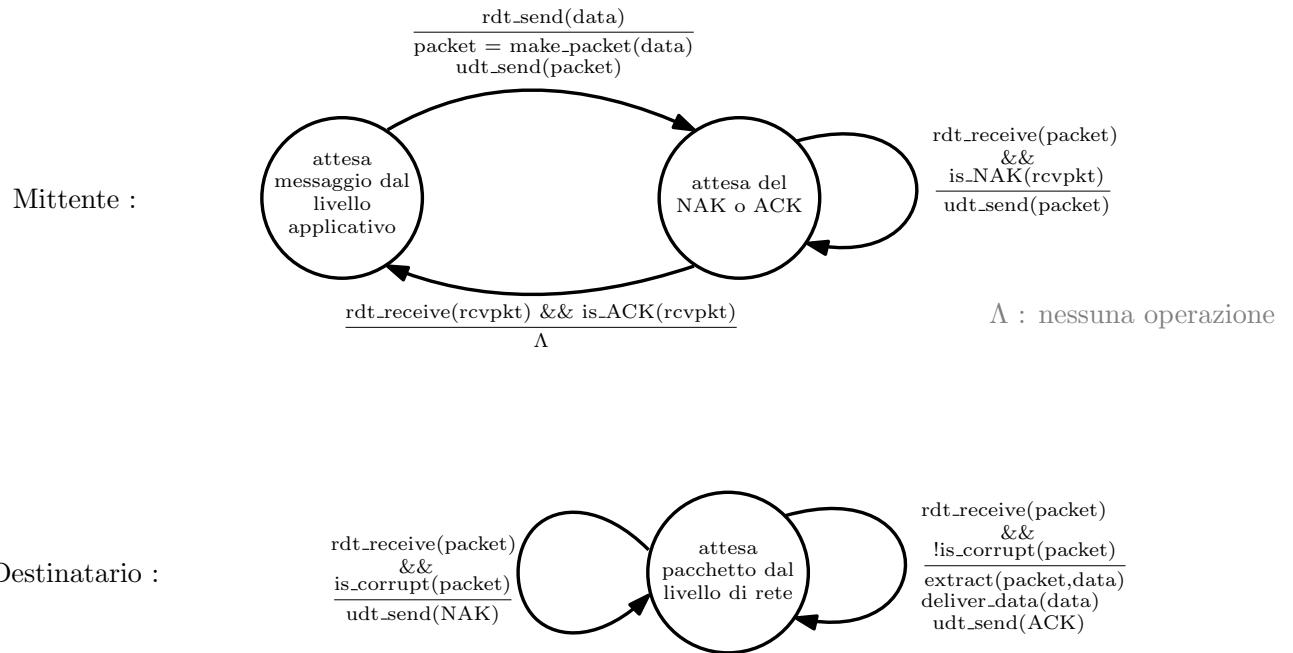
- `rdt_receive(packet)` - il protocollo riceve il pacchetto dal mittente.
- `extract(packet,data)` - il protocollo si occupa di eseguire il decapsulamento del pacchetto, data conterrà il messaggio estratto.
- `deliver_data(data)` - il messaggio estratto viene inviato all'applicazione.

3.3.2 rdt 2.0

Consideriamo adesso un canale che non è al 100% affidabile, ossia che, con una certa probabilità, causerà degli *errori* sui bit, che dovranno essere rilevati tramite il campo `checksum`³ nell'header. Sono necessari i seguenti costrutti:

- Con il termine **ACK**, si intende un pacchetto che il destinatario invia al mittente in seguito alla ricezione di un messaggio, ed ha lo scopo di notificare a quest'ultimo che tale messaggio non presenta errori nei bit.
- Con il termine **NAK**, si intende un pacchetto che il destinatario invia al mittente in seguito alla ricezione di un messaggio, ed ha lo scopo di notificare a quest'ultimo che tale messaggio presenta errori nei bit, appositamente rilevati tramite il checksum.

Se il destinatario dovesse notificare un NAK, sarà necessario re-inviare il pacchetto che è stato modificato. Per ragioni di semplicità, tale protocollo utilizzerà una politica di invio pacchetti **stop-and-wait**, consiste nell'inviare un singolo pacchetto alla volta, ed inviare il pacchetto successivo solo quando si ha la certezza che quello precedente sia stato consegnato.



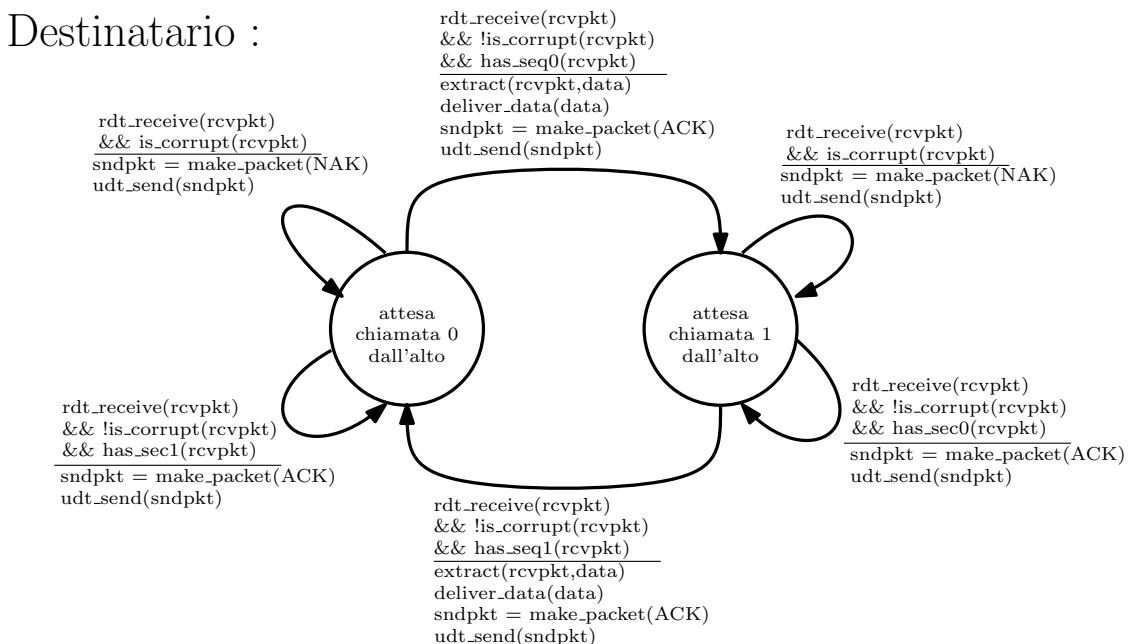
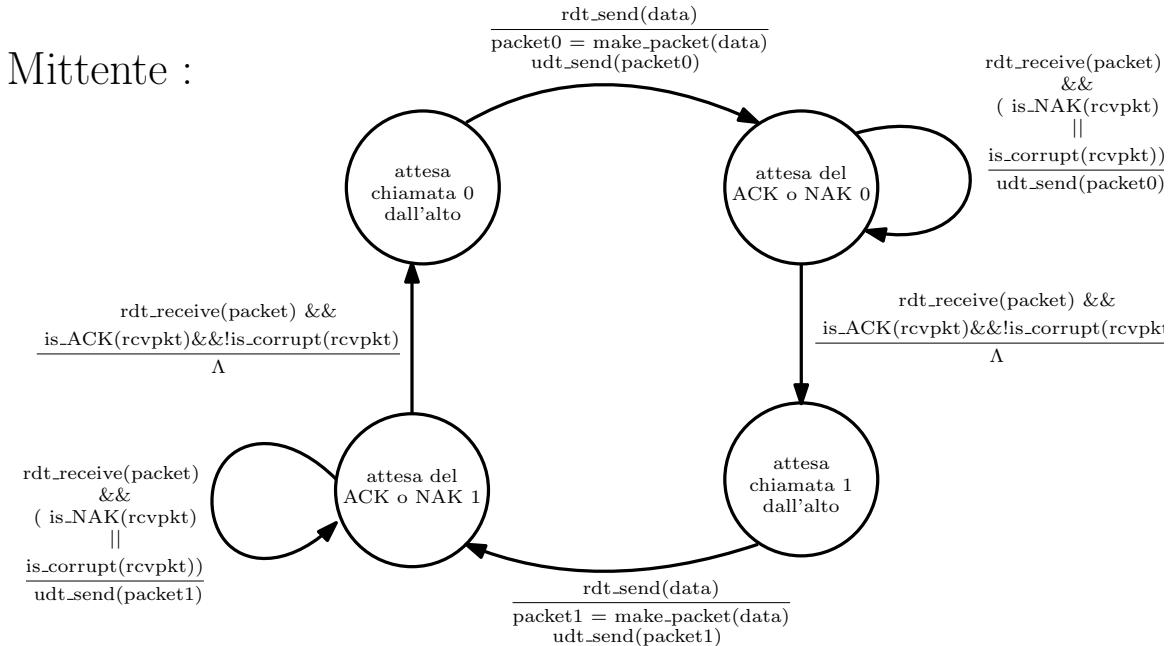
Il protocollo è ancora relativamente semplice, il mittente dopo aver inviato il pacchetto, attende di ricevere un ACK oppure un NAK, nel primo caso, passerà al prossimo pacchetto, altrimenti, si occuperà di re-inviare il pacchetto corrotto. Il destinatario invece, si occuperà semplicemente di ricevere pacchetti, controllare se sono corrotti tramite l'operazione `is_corrupt(packet)`, ed inviare un eventuale ACK o NAK al destinatario. C'è però un assunzione in questo modello che non è stata considerata.

³si assume che il checksum sia infallibile e rilevi sempre errori, se presenti

3.3.3 rdt 2.1

L'rdt 2.1 si occupa di gestire anche un possibile errore sui bit dei pacchetti ACK/NAK, un pacchetto corrotto di questo tipo non può essere interpretato dal mittente, quindi come soluzione, quest'ultimo ri-invierà il pacchetto, se il messaggio corrotto però in origine era un ACK, si avrà un pacchetto duplicato che il destinatario dovrà scartare.

Ad ogni pacchetto verrà aggiunto un numero di controllo, che identificherà il numero di sequenza del pacchetto, al destinatario sarà necessario leggerlo per controllare se tale pacchetto è nuovo oppure è una ritrasmissione del pacchetto precedente, scaturita da un ACK/NAK corrotto. Tale numero di sequenza sarà implementato con un singolo bit, che può essere 0 oppure 1, nel modello stop-and-wait sono necessari solo questi due valori.



Il mittente manda il pacchetto 0, se riceve un ACK/NAK corrotto, lo ri-invierà, se il destinatario

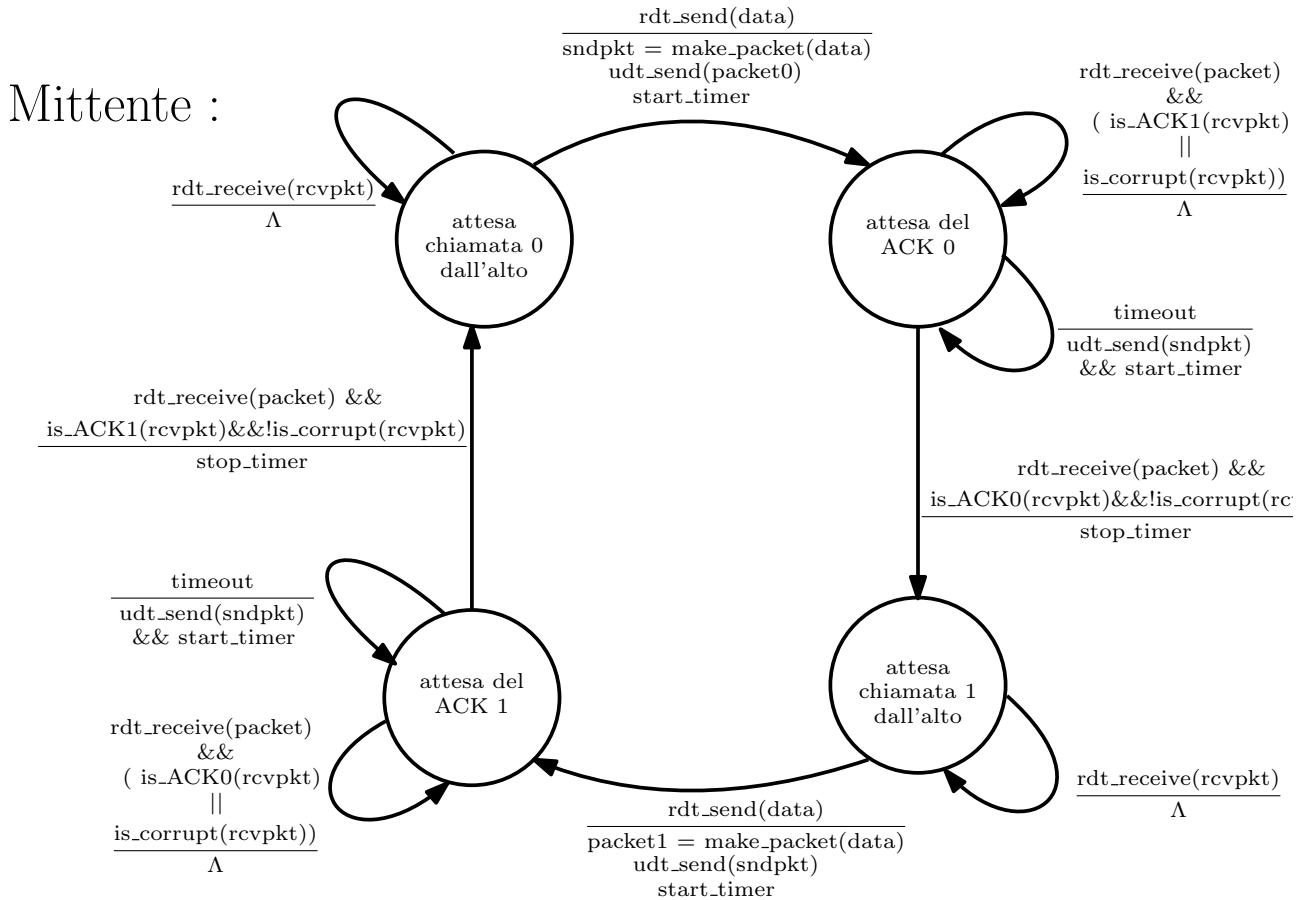
si aspettava un pacchetto 1, in quanto aveva ricevuto correttamente il pacchetto 0, scarterà il pacchetto.

3.3.4 rdt 3.0

Il problema principale che non è ancora stato considerato riguarda l'eventualità che un pacchetto venga *perso*, ebbene è un evento molto comune nelle reti, e se si vuole garantire un trasferimento affidabile, si deve considerare un modo per evitare tale perdita, mantenendo l'integrità dei dati.

Supponiamo nell'rdt 3.0, che il canale possa causare una perdita di pacchetto, il mittente dovrà accertarsi che ogni pacchetto inviato sia ricevuto, il destinatario non è al corrente dello stato del mittente, quindi esso potrebbe essere totalmente ignaro che un pacchetto a lui destinato è stato perso.

Il mittente, sa che un pacchetto è stato perso se non riceverà alcun ACK (o NAK) da parte del destinatario, per ogni pacchetto inviato sarà quindi previsto un *timer*, se entro un lasso di tempo stabilito, il mittente non riceverà alcun messaggio di ACK, il pacchetto sarà considerato perso, e sarà inviato nuovamente.



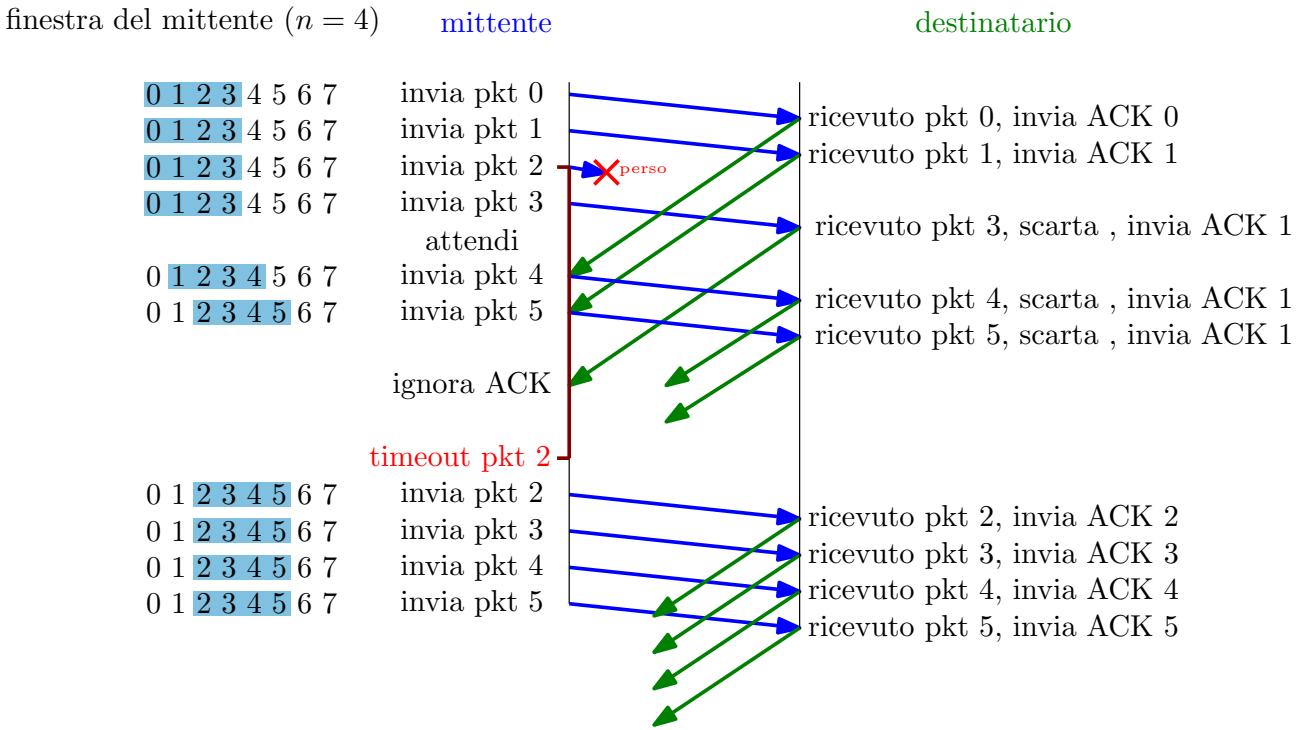
Se viene ricevuto un pacchetto ACK con un numero non atteso, non viene fatto nulla, in quanto scatterà ugualmente il timeout, non vengono più usati pacchetti ACK e NAK, ma esclusivamente pacchetti ACK.

3.3.5 Pipelining

Il problema è che tale protocollo convive con le restrizioni di un paradigma stop-and-wait, e l'attesa di un round trip time per ogni pacchetto prima di poter inviare il prossimo riduce drasticamente le prestazioni, bisogna utilizzare un modello di *pipelining*, ossia includere la possibilità per il mittente, che esso possa inviare pacchetti senza dover attendere che quelli precedenti siano stati correttamente consegnati. Vediamo i due paradigmi di pipelining principali.

Il modello **go-back-n** permette al mittente di trasmettere più pacchetti contemporaneamente, può inviare al destinatario al più n pacchetti senza riceverne i rispettivi ACK. Alla ricezione di ogni pacchetto, il destinatario invierà un ACK **comulativo**, i pacchetti sono numerati ed ordinati in sequenza, ed un ACK di numero x indica che sono stati ricevuti tutti i pacchetti sino al pacchetto x , e se ne necessitano dall' $x + 1$ -esimo in poi.

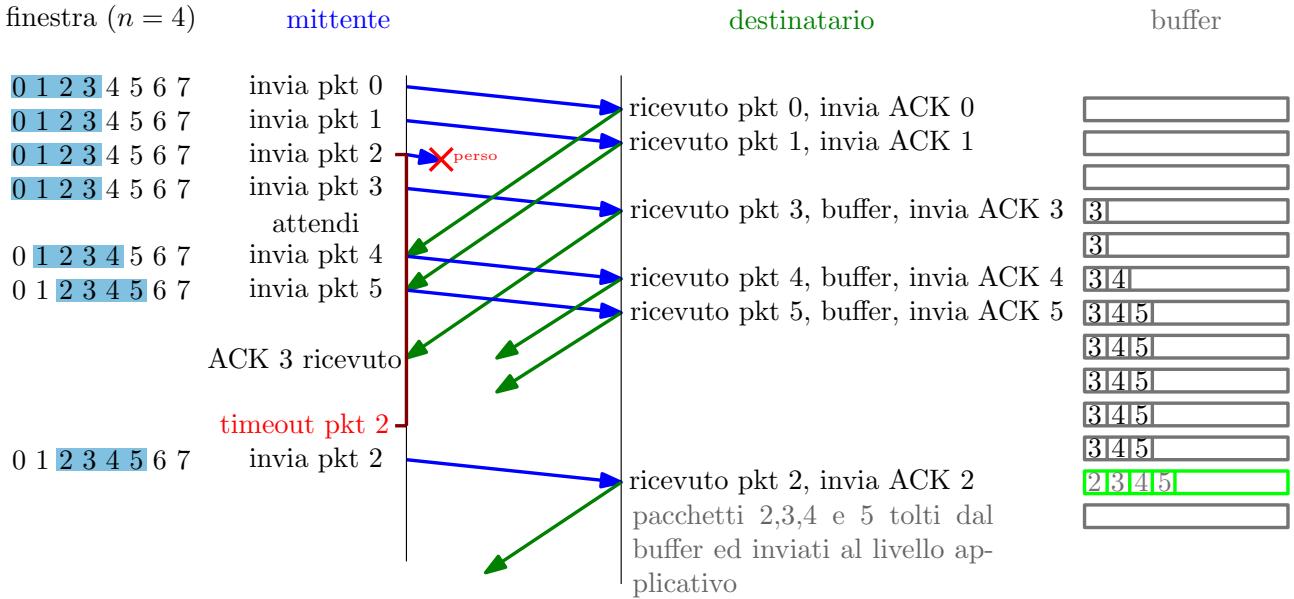
Il timer, farà riferimento al pacchetto più "vecchio" inviato del quale non è stato ricevuto l'ACK, se scade, verranno re-inviati tutti gli n pacchetti da quest'ultimo in poi. I pacchetti che sono stati ricevuti ma in un ordine sbagliato (ad esempio, si è in attesa del pacchetto 3 ma viene consegnato il pacchetto 4) verranno scartati, oppure memorizzati in un buffer.



L'altro costrutto di pipelining è noto con il nome di **selective repeat**, piuttosto che inviare un ACK comulativo, ne viene inviato uno **selettivo**, riservato ad ogni singolo pacchetto, i pacchetti arrivati in un ordine sbagliato, verranno salvati in un buffer, in questo modo, il mittente avrà una finestra di n pacchetti da poter inviare, ed il destinatario avrà una finestra di n pacchetti da poter mantenere nel buffer, inoltre ogni pacchetto ha il suo personale timer.

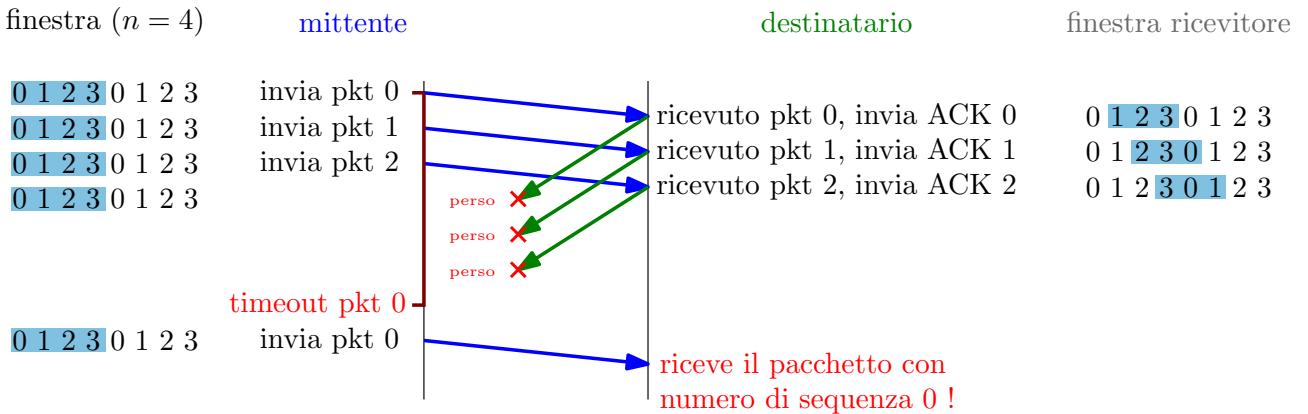
Tale metodo risulta efficiente in quanto non è necessario dover inviare nuovamente l'intera finestra di n pacchetti, e riduce il grado di ridondanza, inoltre se la rete è congestionata, la rispedizione di tutti i pacchetti peggiora la congestione.

Il destinatario salverà i pacchetti nel buffer, quando avrà a disposizione la giusta sequenza ordinata, li invierà al livello applicativo, decapsulandoli.



Anche se tale astrazione è stata costruita per una comunicazione mono-direzionale, nulla vieta ad un pacchetto che trasporta i dati, di trasportare anche i riscontri ACK, tale tecnica è nota con il nome di *piggy-backing*, permettendo a due enti di comunicare e contemporaneamente notificarsi dell'ascolto.

Un problema noto del selective repeat risiede nelle dimensioni della finestra del ricevitore, la mancata sincronizzazione fra la finestra del mittente e quest'ultima causa gravi conseguenze quando si ha a che fare con un intervallo finito di numeri di sequenza, si osservi il seguente esempio, in cui il range di numeri di sequenza per i pacchetti sono $[0,1,2,3]$ e la finestra del ricevitore ha ampiezza 3:



Il primo pacchetto ed il quinto pacchetto, hanno entrambi numero di sequenza 0. Il mittente, riceve correttamente i primi tre pacchetti, con numeri di sequenza 0, 1 e 2, e la sua finestra verrà spostata sui pacchetti 3, 0 ed 1, che sono rispettivamente il quarto, il quinto ed il sesto.

Il fatto è che, a seguito della perdita dei pacchetti ACK, il mittente non sa che i primi tre pacchetti sono stati ricevuti, ri-invierà quindi il primo pacchetto con numero di sequenza 0 a seguito del timeout. Qui, il destinatario, sta attendendo il quinto pacchetto che ha numero di sequenza 0, e riceve il primo pacchetto, anche esso con numero di sequenza 0.

Il destinatario interpreterà il primo pacchetto come se fosse il quinto, essendo che essi hanno lo stesso numero di sequenza, tale errore causa una grave corruzione dei dati ricevuti.

Per evitare ciò, è necessario sincronizzare l'ampiezza della finestra del destinatario, con la sequenza dei numeri dei pacchetti, secondo tale relazione:

- Se i numeri di sequenza sono 2^m (Ad esempio, $[0,1,2,3]$ sono 2^2).
- La finestra del ricevitore deve essere grande 2^{m-1} (Ad esempio : $2^{2-1} = 2^1 = 2$).

3.4 TCP - parte 1 : Affidabilità e Connessione

3.4.1 Struttura del Segmento

Il protocollo TCP vede il trasferimento dei dati, non come l'invio di segmenti, ma come l'invio di un flusso di byte che compongono i messaggi, tale flusso deve arrivare dal mittente al destinatario in un preciso ordine, è un protocollo bidirezionale che prevede una misura massima per la dimensione dei segmenti, detta *MSS* (solitamente 1460 byte).

Il TCP permette ai due enti che comunicano di stabilire una connessione virtuale, di cui il resto della rete non è a conoscenza. Utilizza dei riscontri ACK cumulativi, e sfrutta il pipelining per l'invio di più pacchetti. Con il termine **handshake**, si intende l'azione in cui i due enti stabiliscono la connessione, tramite dei messaggi di controllo. Un segmento TCP è lo stesso sia per un messaggio di invio dati, sia per un messaggio di ACK (dato che utilizza il piggy-backing), ed è il seguente:

porta del mittente	porta del destinatario
numero di sequenza	
numero dell'ACK	
INFO	finestra del ricevitore
checksum	Urg data pointer
opzioni aggiuntive	
messaggio effettivo (la lunghezza è variabile)	

Il numero di sequenza non si riferisce al numero d'ordine del segmento, ma si riferisce al numero d'ordine del primo byte del segmento di cui fa riferimento.

Ad esempio, si vuole mandare un messaggio di 10 byte, verrà incapsulato in 2 segmenti TCP di 5 byte ciascuno, il primo segmento conterrà i byte dal numero 1 al numero 5, avrà quindi numero di sequenza 1, il secondo segmento conterrà i byte dal numero 6 al numero 10, avrà quindi numero di sequenza 6.

Il numero dell'ACK fa riferimento al byte successivo atteso, un numero di ACK x indica che sono stati ricevuti tutti i byte dal primo fino al $x - 1$ esimo (l'ACK è cumulativo). Il campo "INFO" contiene delle informazioni come il numero di lunghezza dell'header, un flag che indica se il checksum è in utilizzo oppure no, dei flag riguardo la gestione/sincronizzazione della

connessione ed altre informazioni.

Il campo *"finestra del ricevitore"* indica il numero di byte che il destinatario può *"accogliere"*, è necessario per il controllo del flusso, se il destinatario è *"ingolfato"*, tale numero di byte sarà più basso, imponendo al mittente di porre limite al numero di pacchetti che può inviare, per non intasare ulteriormente la connessione. Il campo *"opzioni aggiuntive"* contiene informazioni come la lunghezza del messaggio.

La gestione dei segmenti arrivati fuori ordine, non è considerata dal TCP, bensì dipende dall'implementazione.

3.4.2 Gestione del Timer

Abbiamo visto che un protocollo che ha lo scopo di garantire un trasferimento affidabile deve servirsi di un timeout per la ritrasmissione dei pacchetti andati perduti, ma come va dosato il tempo effettivo di durata del timer?

È chiaro che, il timeout deve essere almeno uguale o superiore al RTT (*round trip time*), altrimenti ogni pacchetto inviato scadrebbe in un timeout, il punto è che il RTT è variabile, e deve essere misurato da un timer, chiameremo il tempo di RTT effettivo misurato dal timer *sampleRTT*, tramite tale misurazione per un pacchetto, vogliamo stimare il RTT del pacchetto successivo, mantenendo la stima regolare, senza che sia troppo condizionata dalle oscillazioni (variabilità) del *sampleRTT*.

Viene utilizzata una tecnica nota come **EWMA** (exponential waited moving average), che tramite l'uso di un peso α (numero reale fra 0 ed 1), utilizza le misurazioni precedenti per stimare il RTT successivo. Si indica con $RTT_{stimato}(t)$, la stima del RTT al tempo t , si ha che:

$$RTT_{stimato}(t) = (1 - \alpha) \cdot RTT_{stimato}(t - 1) + \alpha \cdot SampleRTT$$

Se $\alpha = 1/2$, il RTT stimato sarà una media fra il RTT precedentemente stimato e quello precedentemente misurato. Un valore tipico che si utilizza è $\alpha = 0.125$.

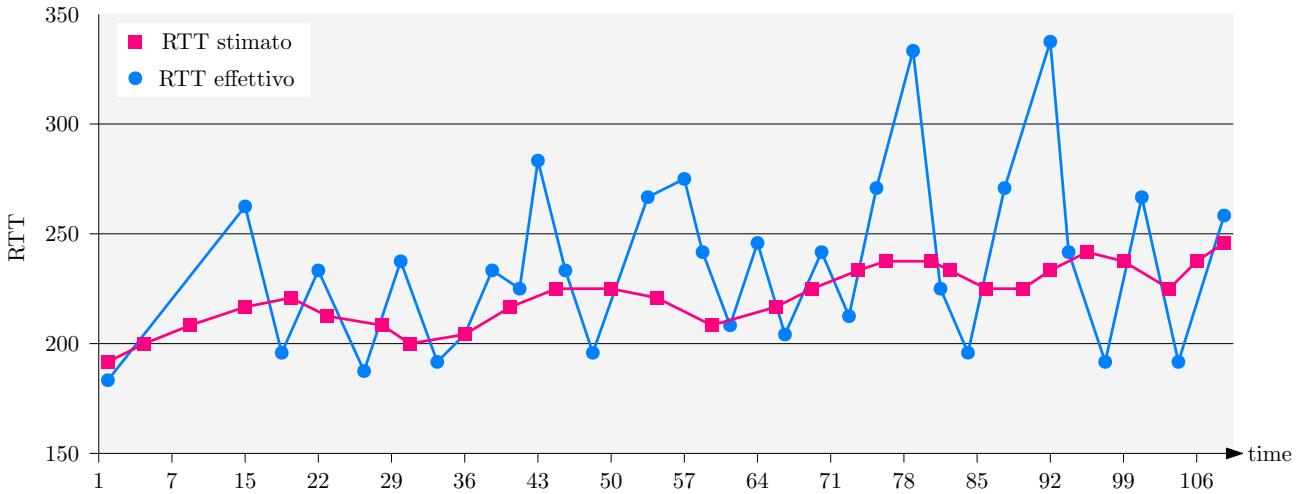
Il time out necessita inoltre di un minimo spazio, margine di sicurezza, in modo da essere di poco superiore al RTT stimato, il valore effettivo che verrà utilizzato per il timeout, sarà pesato da tale margine di sicurezza noto come *DevRTT*, misura la precisione della stima, ed è influenzato dalla variabilità del *SampleRTT*.

$$DevRTT(t) = (1 - \beta) \cdot DevRTT(t - 1) + \beta \cdot (|SampleRTT - RTT_{stimato}(t - 1)|)$$

Dove β è un numero reale fra 0 ed 1, viene utilizzato come peso, il valore $|SampleRTT - RTT_{stimato}(t - 1)|$ non è altro che la differenza fra il RTT stimato ed il RTT effettivo. Il tempo effettivo del timeout sarà:

$$timeout = RTT_{stimato} + 4 \cdot DevRTT$$

Si osservi il seguente grafico che mostra la differenza fra il RTT misurato ed il RTT stimato (quest'ultimo risulta regolare e meno soggetto ad oscillazioni).



3.4.3 Semplificazione del TCP, Gestione del Flusso e della Connessione

Vediamo adesso il funzionamento del TCP in maniera approssimativa, cominciando dal ruolo del **mittente**, esso riceve un messaggio dal livello applicativo, tale messaggio viene encapsulato in un segmento TCP con l'aggiunta di un header, dopo di che, se non vi è già un timer in esecuzione, viene avviato (si ricordi che è in esecuzione un solo timer valido per il segmento inviato meno recentemente per la quale non si è ricevuto ancora l'ACK).

All'avvenimento di un timeout, il mittente dovrà ri-inviare il segmento in questione, riavviando anche il timer. Alla ricezione di un ACK (che si ricorda essere cumulativo), viene aggiornata la finestra di pacchetti da inviare, se vi sono ancora pacchetti il cui invio non è confermato, partirà un timer associato al pacchetto inviato meno recentemente fra questi ultimi.

Vediamo il comportamento del **destinatario**:

- **evento** : arrivo di un segmento in ordine, con numero di segmento atteso, ossia per cui tutti i segmenti precedenti ad esso sono già stati confermati (situazione regolare)

risposta : si attende un tempo (solitamente 500ms) prima di inviare l'ACK, questo delay serve a coprire situazioni in cui, dovesse arrivare un nuovo segmento (successivo a quello originale) pochi istanti dopo (riducendo il numero di ACK complessivi inviati).
- **evento** : arrivo di un segmento in ordine, con numero di segmento atteso, ma un segmento precedente ricevuto, non è ancora stato confermato tramite l'invio di un ACK (complementare all'evento precedente)

risposta : si invia immediatamente un ACK cumulativo, confermando entrambi i segmenti.
- **evento** : arrivo di un segmento fuori ordine

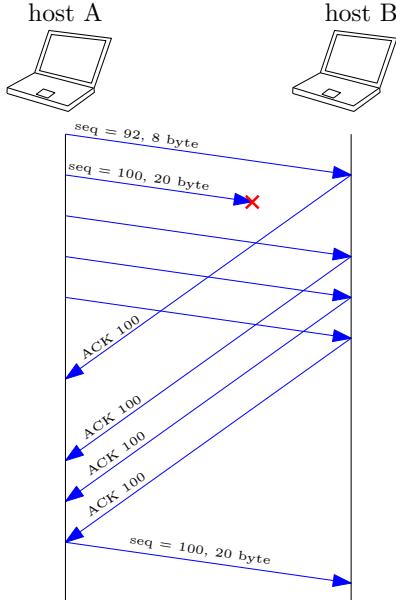
risposta : si invia immediatamente un ACK duplicato in cui si richiede il segmento atteso in ordine
- **evento** : arrivo di un segmento che riempie parzialmente o completamente un gap

risposta : si invia immediatamente un ACK

Nell'ultimo caso, in cui si parla di "gap" da riempire, si intende una situazione in cui il destinatario ha confermato (ad esempio), i segmenti 1,2 e 3, è in attesa del 4, ma mantiene nel

buffer i segmenti 5 e 6, l'arrivo del segmento 4, farà sì che verranno mandati al livello applicativo i segmenti 4,5 e 6, facendo sì che il destinatario invia un ACK cumulativo con numero 7 (si ricordi che il numero di segmento si riferisce ai byte e non al segmento stesso, sono stati utilizzati numeri sequenziali per semplicità, nell'assunzione che ogni segmento abbia 1 byte).

Si osservi la seguente situazione:



In assenza dell'ACK di un segmento, si attende la scadenza del timer prima di ritrasmetterlo, in questo scenario però, alla ricezione del terzo ACK duplicato, piuttosto che attendere il timer si ritrasmette subito il pacchetto, dato che si ha la certezza che tale pacchetto è stato perso, tale procedura è nota con il nome di **Fast Retransmit**, inoltre, il fatto che siano arrivati 3 ACK duplicati in un tempo breve, è anche indice del fatto che la rete non sia congestionata, la ritrasmissione istantanea del segmento quindi non sarà gravante sulla congestione.

Introduciamo il **controllo del flusso**, si consideri uno scenario, dalla parte di un destinatario TCP, in cui il livello di rete fornisce segmenti più rapidamente rispetto a quanto il livello di applicazione possa leggerne, riempendo il buffer del socket TCP.

In tal caso il destinatario, dovrà notificare il mittente del fatto che esso sta trasmettendo troppo *rapidamente*, almeno più di quanto esso possa processare i segmenti. Il destinatario avviserà il mittente tramite gli appositi campi nell'header relativi alla sua finestra di ricezione.

Si osservi come questa è una congestione *locale*, e non da parte della rete, può avvenire anche se la rete è totalmente libera, e dipende esclusivamente dalla velocità di elaborazione dei segmenti del destinatario.

Il destinatario TCP "dichiara" lo spazio che ha libero per i segmenti nel buffer tramite il campo `rwnd` nell'header, ed il mittente imposta la sua finestra di segmenti possibilmente inviabili prima di essere confermati, proprio al valore di `rwnd`, ciò garantisce l'assenza di sovraccaricamento nel buffer del ricevitore.

Il TCP si occupa anche di creare una **connessione** stabile fra i due comunicatori, tramite la già citata operazione di **handshake** (stretta di mano). Consiste, nella dichiarazione da parte dei due comunicatori di voler aprire una connessione (richiesta ed accettazione), e nel concordamento di alcuni parametri, quali il numero di porta, la finestra di ricezione, oppure il numero iniziale di segmento atteso.

Inizialmente il TCP si serviva di un handshake *a 2 vie*:

1. colui che voleva aprire la connessione (richiedente) inviava una richiesta di connessione

ad un host (richiesto), tale richiesta era accompagnata da un numero x .

2. il richiesto, rispondeva con un messaggio di "accettazione", re-inviando il numero x per indicare che la risposta è relativa alla richiesta dello stesso numero.
3. a quel punto, il richiedente era pronto ad inviare dati, inviando però, anche un valore numerico aggiuntivo, ossia $x + 1$.
4. il richiesto, riceve i dati, ed invia un messaggio di ACK, con numero di sequenza $x + 1$, alla ricezione di quest'ultimo la connessione sarà ufficialmente stabilita.

In alcuni scenari, l'handshake a 2 vie può risultare problematico, ad esempio quando il richiedente si disconnette durante una richiesta di connessione, lasciando una connessione "aperta", per questo le implementazioni odiere del TCP implementano l'handshake *a 3 vie*:

1. il richiedente, sceglie un numero x , ed invia un messaggio TCP SYN.
2. il richiesto che riceve il messaggio, sceglie un numero y , che sarà il primo numero di sequenza, ed invia al richiedente un ACK, con numero di sequenza richiesto y , insieme ad un valore aggiuntivo, ossia $x + 1$.
3. il richiedente riceverà il messaggio, verificando di aver ricevuto $x + 1$, ciò indicherà che il richiesto è attivo, invierà poi un segmento (possibilmente già provvisto di dati), con numero di ACK $y + 1$.
4. il richiesto, una volta ricevuto il segmento con ACK $y+1$, avrà la certezza che il richiedente è attivo, e la connessione sarà ufficialmente stabilita.

Tali numeri x ed y stabiliscono quindi il numero di sequenza iniziale, che molto spesso non è 0, infatti, per ragioni di sicurezza, tali due numeri sono selezionati casualmente.

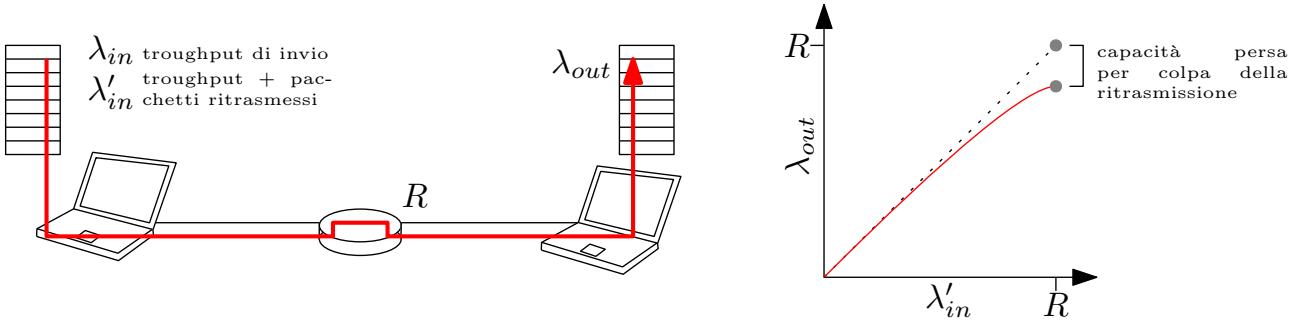
Quando una connessione deve essere *chiusa*, colui che ha intenzione di interromperla invierà un segmento con un flag `FIN=1`, colui che lo riceverà, risponderà con un ACK combinato con il proprio `FIN`, confermando la chiusura della connessione.

3.5 TCP - parte 2 : Controllo della Congestione

Quando i pacchetti arrivano ai router troppo rapidamente per essere gestiti dalla rete ed essere immediatamente ritrasmessi, si crea un accodamento nei buffer dei router, essendo la memoria di questi buffer finita, all'aumentare della coda alcuni pacchetti andranno scartati, causando una perdita di pacchetti.

Supponiamo che, il mittente abbia perfetta conoscenza dei buffer dei router, sapendo se sono liberi o no, facendo sì che esso possa trasmettere solo quando possibile senza causare congestione. Supponiamo poi che il mittente ritrasmetta esclusivamente i pacchetti persi, sprecando in qualche modo il rate disponibile per questi ultimi.

In uno scenario reale però, alcuni pacchetti possono essere ritrasmessi anche se non necessario, dato un prematuro scadere del timer, quindi si aggiunge un ulteriore spreco della capacità. Durante uno scenario di congestione è necessario più lavoro (ritrasmissioni) per un dato throughput, date le ritrasmissioni inevitabili.

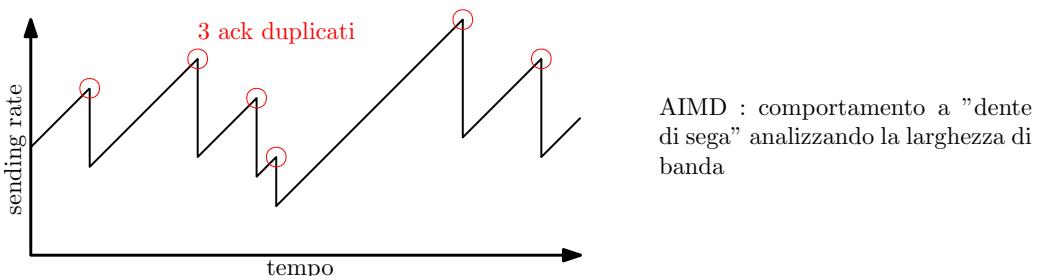


Anche se la perdita sembra labile, il problema è che, queste ritrasmissioni in uno scenario con più router/nodi sul percorso, causano una perdita di throughput *catastrofica*, lo scarto di un pacchetto rende spurate le capacità ed il buffering di tutti i nodi utilizzati per quel pacchetto. I pacchetti tenderanno ad avere una probabilità di passare per un nodo sempre più bassa, tendente a zero, così come il throughput.

3.5.1 AIMD, Slow Start e Cubic

Ciò fa capire che controllare la congestione è necessario. Vedremo un approccio end-to-end, in cui il mittente e destinatario che comunicano "dedurranno" lo stato della congestione in base al ritardo e le perdite osservate.

Il TCP di base, si occupa della congestione regolando la velocità di invio dei mittenti: Un mittente potrà *aumentare* (linearmente) la sua velocità di invio (aumentando il numero di segmenti della finestra) affinchè non si causerà una perdita di pacchetti, a quel punto, ridurrà *sostanzialmente* la velocità, venendo dimezzata. Tale approccio è detto **AIMD** (Additive Increase Multiplicative Decrease):



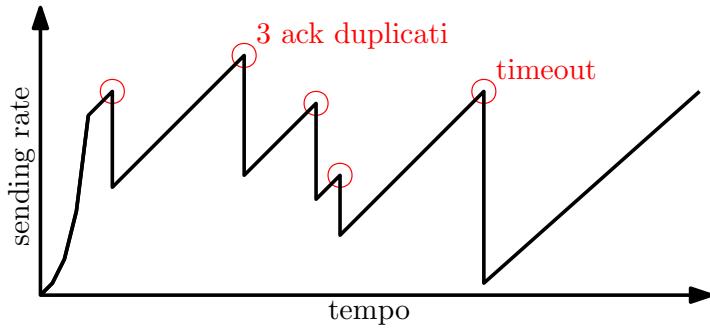
Ogni RTT il rate di invio aumenta di 1 MSS (misura massima per la dimensione dei segmenti) fino a quando non viene osservata una perdita. Se vengono ricevuti 3 ACK duplicati, il rate viene dimezzato, se invece avviene un timeout il rate viene impostato ad 1 MSS.

Il fatto è che quando l'aumento lineare inizia da un valore basso del rate, ci vorrà del tempo prima che esso raggiunga la soglia di perdita, ciò significa che, per un certo lasso di tempo il mittente sta trasmettendo più lentamente di quanto che effettivamente potrebbe, causando uno spreco di banda, è possibile rendere questa crescita più veloce fino al raggiungimento del limite, per poi entrare nella fase di AIMD.

Tale algoritmo è noto come **slow start**, consiste nel far incrementare la finestra di invio in maniera esponenziale, si aumenta di 1 MSS per ogni ACK ricevuto:

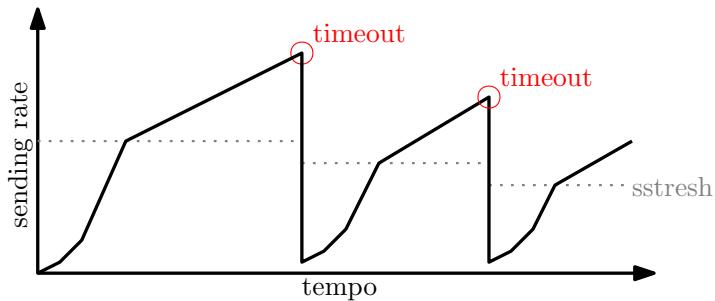
- All'inizio si invia un segmento.

- Dopo un RTT si riceve un ACK e si inviano 2 segmenti.
- Dopo un RTT si ricevono 2 ACK e si inviano 4 segmenti.
- Dopo un RTT si ricevono 4 ACK e si inviano 8 segmenti.
- ...



Quando è però che bisogna passare dalla crescita esponenziale (slow start) alla crescita lineare (AIMD)? Quando la variabile `cwnd` = byte inviati al secondo raggiunge un valore x tale che $x = \frac{\text{cwnd}'}{2}$ dove `cwnd'` è il valore di `cwnd` prima dell'ultima perdita di pacchetto.

Si implementa una variabile `ssthresh` che è impostata a $\frac{\text{cwnd}'}{2}$, quando il rate raggiunge tale variabile, si passa allo stato di AIMD. A seguito di una perdita, il valore di `ssthresh` si re-imposta al nuovo valore di $\frac{\text{cwnd}'}{2}$ dato dalla nuova perdita. Questo comportamento è adottato dalla versione del TCP nota come *Tahoe*, la versione TCP *Reno* passa direttamente allo stato di AIMD dopo l'arrivo di 3 ACK duplicati. All'inizio della congestione, `ssthresh` è impostato ad un valore di default (nell'esempio seguente, è 12):

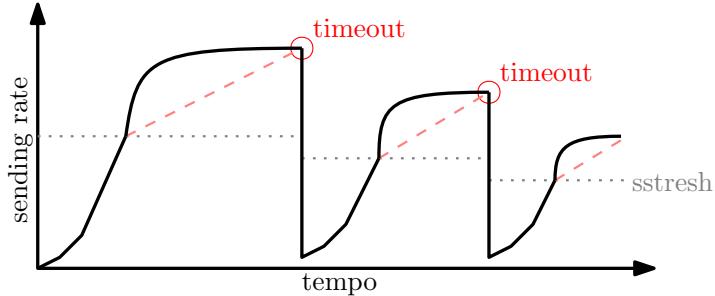


Esiste anche un approccio migliore per "sondare" la larghezza di banda utilizzabile, possiamo cambiare la pendenza della crescita nella fase di "congestion avoidance", sia W_{max} la velocità di invio quando è stata rilevata la perdita per colpa della congestione.

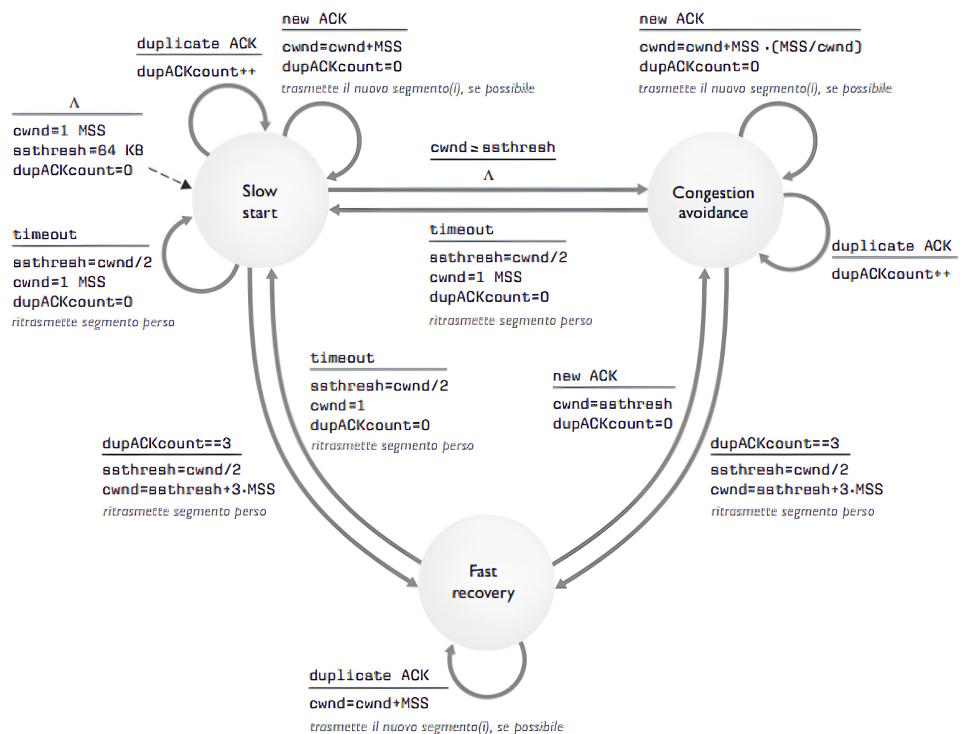
Si suppone che lo stato della congestione nel frattempo non sia cambiato in maniera significativa, quindi, piuttosto che crescere linearmente, il rate salirà rapidamente verso W_{max} , e quando vi è in prossimità, ci si avvicinerà lentamente, sia K l'istante di tempo stimato in cui la dimensione della finestra raggiungerà W_{max} , aumenteremo tale finestra in funzione del cubo fra la distanza tra il tempo corrente e K .

Tale versione del TCP è detta **Cubic**, è la versione predefinita sulle distribuzioni di *Linux* ed

è il TCP più popolare per i server web più diffusi.



Il comportamento del controllo della congestione può essere riassunto con la seguente FSM:



3.5.2 Differenti Approcci TCP

Il TCP è basato sull'aumento del rate di invio affinché non si registrano perdite di pacchetti, dovute alla congestione di un link che funge da collo di bottiglia. Esistono altri approcci basati su differenti paradigmi : è possibile cercare di capire quando la coda in un router si sta riempendo, in quanto a quel punto, l'aumento del rate provoca anche un aumento del ritardo.

Viene misurato l'RTT tenendo conto del minimo osservato, ossia RTT_{min} , calcolando il throughput nella maniera seguente

$$\frac{BLS}{RTT_{min}} \quad BLS = \text{Byte inviati nell'ultimo stream}$$

Se il throughput è "vicino" al throughput "ottimale", ossia $\frac{cwnd}{RTT_{min}}$, allora $cwnd$ aumenta linearmente, altrimenti, se è "lontano", diminuisce linearmente.

Tale apporccio controlla la congestione senza indurre un aumento del throughput che cuserà una necessaria perdita, cerca di massimizzare il throughput cercando di mantenere il link "quasi pieno", funziona end-to-end e necessita di informazioni storiche sul percorso.

Un altro meccanismo può essere quello di inviare una **notifica esplicita (ECN)** di congestione, tramite due bit nell'intestazione IP che vengono contrassegnati dal router di rete per la quale passa il datagramma.

Il TCP si pone come obbiettivo quello di essere il più "equo" possibile, se k connessioni TCP condividono un collegamento di bitrate R , ogni singola connessione dovrebbe avere a disposizione una velocità medi pari a $R/2$, a prescindere dall'ordine in cui le connessioni vengono avviate.

Il problema è che un host può aprire più connessioni TCP, ottenendo quindi più velocità in quanto la velocità del collegamento è condivisa fra le singole connessioni TCP e non fra gli host che ne usufruiscono.

Molte applicazioni di rete al giorno d'oggi, non utilizzano TCP, bensì UDP, per poi gestire il controllo della congestione al livello applicativo, come HTTP/3 che utilizza il protocollo *QUIC*, implementato in larga scala sui servizi di *Google*.

4 Livello di Rete - parte 1 : Il Piano dei Dati

4.1 Introduzione

I protocolli che operano su tale livello, sono implementati su qualsiasi macchina che si può connettere ad una rete, e risultano complessi. Un pacchetto viene incapsulato in un datagramma IP per poi venire spedito nella rete, dove deve essere instradato fino al destinatario, a tal proposito, i router si occupano di leggere l'intestazione IP di un datagramma entrato in una porta in entrata, per poi smistarla nelle porte di uscita.

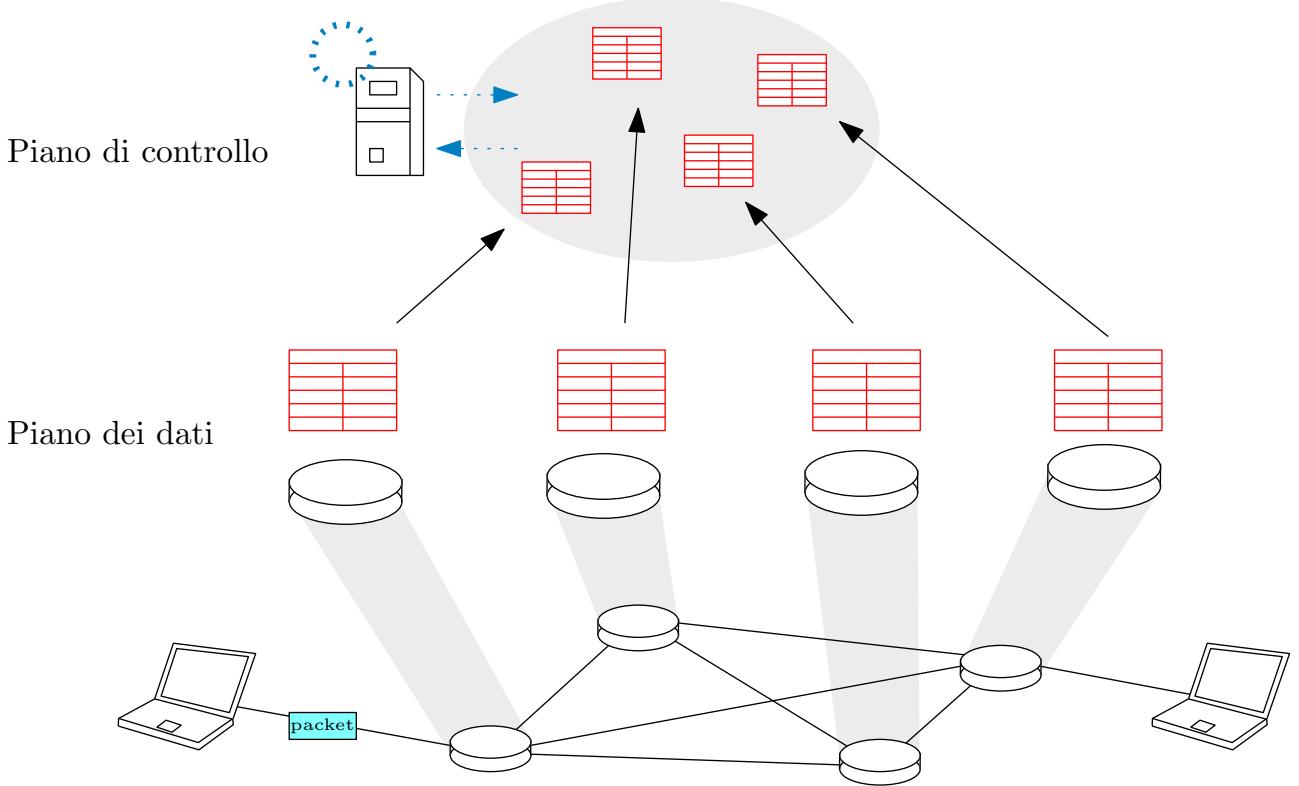
La rete, basa il suo funzionamento su due costrutti principali:

- **forwarding** : Spostare i pacchetti che entrano dalla porta di ingresso di un router in una delle sue porte di uscita, è un'operazione *locale* che avviene su ogni router, i pacchetti vengono spostati in base ai loro valori nell'intestazione, ed ogni router possiede delle tabelle associative che indicano dove far uscire i datagrammi in base ai valori prima citati.
- **routing** : Il processo per cui si determina *globalmente* il percorso che un datagramma deve seguire per arrivare dalla sorgente alla destinazione, tale processo avviene tramite dei dedicati algoritmi di instradamento, con cui si riempiono i campi delle tabelle nei router sopra citate.

L'intero livello di rete si divide quindi in due parti, il **piano dei dati**, ossia l'insieme di costrutti e paradigmi relativi al forwarding, come il determinare come un datagramma in arrivo deve essere smistato, ed il **piano di controllo**, relativo al routing, ossia la determinazione di come

il datagramma deve essere instradato sulla rete, tramite algoritmi di routing tradizionali (distribuiti ed implementati nei router), oppure implementati in server remoti, che hanno una visione globale dell'intera rete, e si occupano di aggiornare le tabelle dei router.

Gli ISP spesso seguono questo tipo di approccio, avendo un server (o un insieme di server) centralizzati che si occupano di eseguire gli algoritmi, che risultano computazionalmente pesanti in quanto, il calcolo dell'instradamento nell'Internet moderno è molto complesso, data la presenza di milioni di router sparsi nel mondo.



Il livello di rete non offre alcuna garanzia sulla consegna affidabile dei pacchetti, né sui tempi di consegna. Internet è un servizio best-effort, implementato in maniera semplice, in modo da essere ampliato facilmente.

4.2 Funzionamento del Router

Il router è il device principale che opera sul livello di rete, e permette l'instradamento dei pacchetti, è disposto di una struttura detta **switching fabric**, implementata via hardware, in modo tale da permettere lo smistamento dei pacchetti in un lasso di tempo brevissimo, nell'ordine dei nanosecondi. È anche disposto di un classico processore per le operazioni del piano di controllo, anche se in tempi odierni la maggior parte dei router delegano tale lavoro a dei server remoti (come precedentemente accennato).

Vi sono diverse terminazioni di linea, predisposte alla ricezione dei bit, una volta che il datagramma è entrato in una porta, agisce la switching fabric, che leggendo i valori nell'intestazione inoltra il datagramma in una porta di uscita, consultando la tabella di inoltro, tale operazione deve avvenire in un lasso di tempo brevissimo, più del rate di arrivo dei datagrammi, in modo da non causare bottleneck.

La tabella associa ad ogni indirizzo IP una porta di uscita, un indirizzo è composto da 32 bit, quindi la tabella teoricamente necessita di $2^{32} \simeq 4.3 \cdot 10^9$ entrate. Per evitare un numero così grande di entrate, è organizzata in maniera gerarchica, assegnando ogni porta ad un certo range di indirizzi.

range di indirizzi	porta in uscita
11001000 00010111 00010*** *****	porta 0
11001000 00010111 00010000 *****	porta 1
11001000 00010111 00011*** *****	porta 2
altrimenti	porta 3

Alcuni bit meno significativi sono lasciati indefiniti, ed il range è rappresentato dai bit più significativi. Quando vi è un indirizzo in entrata, si esegue l'AND con gli indirizzi nella tabella (escludendo i bit indefiniti), e sarà scelta la porta dedicata all'indirizzo con cui avviene un match.

Cosa succede però nei casi in cui un indirizzo fa match con più di un indirizzo presente nella tabella?

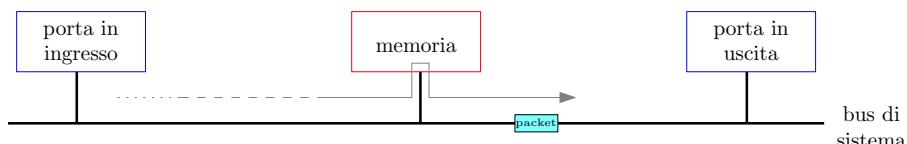
range di indirizzi	porta in uscita
11001000 00010111 00010*** *****	porta 0
11001000 00010111 00010000 *****	porta 1
11001000 00010111 00011*** *****	porta 2
altrimenti	porta 3

entrambi **MATCH** con l'indirizzo 11001000 00010111 00010000 10110010

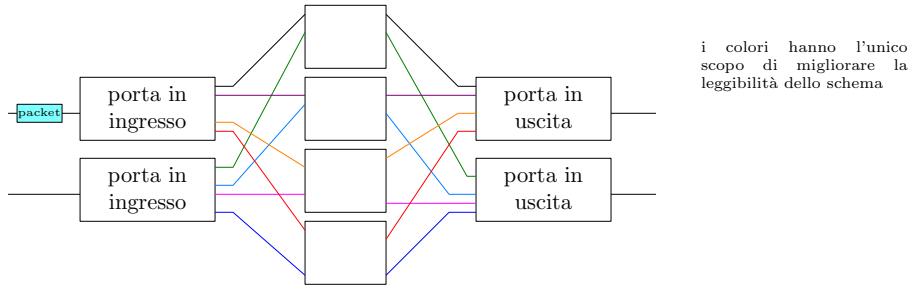
Viene selezionato l'indirizzo con il prefisso di bit definiti più lungo che è un match con l'indirizzo in entrata, nel caso sovrastante, il datagramma verrebbe inoltrato nella porta 1.

La switching fabric quindi si occupa di trasferire il datagramma nella porta di uscita, definiamo **switching rate** la velocità con la quale i pacchetti possono essere trasferiti dalle porte in ingresso a quelle in uscita. Se le porte in ingresso sono n la velocità ideale di commutazione sarà $n \cdot$ switching rate.

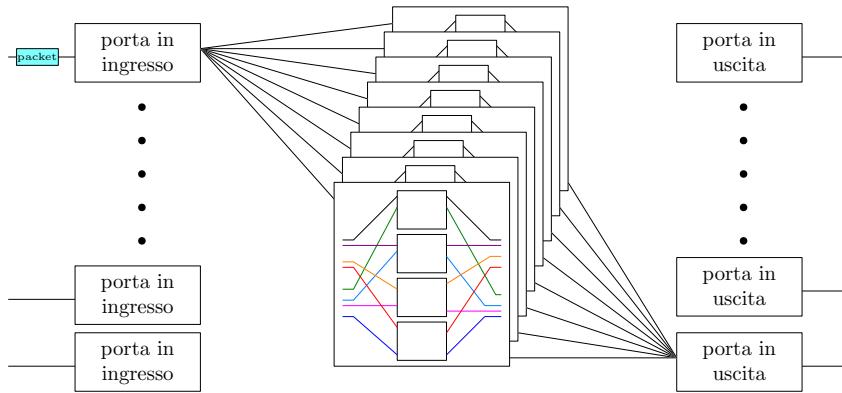
Nei router di prima generazione lo switching avveniva sotto il controllo di una vera CPU, il pacchetto veniva copiato nella RAM presente nel router e veniva poi processato, la velocità di lettura e scrittura della memoria limitava però lo switching rate.



Successivamente si è optato per implementare via hardware dei bus appositi, più rapidi dei bus di sistema, ma sempre limitanti rispetto alle implementazioni moderne, che prevedono delle reti di interconnessione, che sfruttano il parallelismo, frammentando il datagramma in celle di lunghezza fissa, facendolo commutare nella rete di interconnessione per poi ri-assemblarlo in uscita.



I router moderni applicano lo "scaling", ossia implementano più piani di commutazione che operano in parallelo, permettendo un'aumento sostanziale dello switching rate, garantendo velocità elevate, ed una capacità di commutazione fino a 100 teraByte per secondo.



4.2.1 Accodamento

L'accodamento interno al router (da non confondersi con l'accodamento visto nei capitoli precedenti) si verifica quando i pacchetti arrivano nelle porte di input più rapidamente di quanto la switching fabric possa smistarli nelle porte di uscita. Se ciò avviene i datagrammi verranno accodati in un buffer di capienza limitata, quando raggiunge la dimensione massima sarà necessario eliminare dei pacchetti nel buffer secondo delle determinate politiche.

Il buffer deve avere una capienza che non sia né limitata né eccessiva, le dimensioni ottimali sono date dalla seguente formula empirica:

$$\frac{RTT \cdot c}{\sqrt{n}}$$

Dove RTT è il round trip time tipico, c è il bit rate ed n è il numero di flussi presenti. Vediamo alcuni paradigmi di scheduling adottati nel selezionare un pacchetto da scartare quando il buffer è pieno.

- **FCFS** : I pacchetti vengono elaborati in ordine di arrivo, chi arriva prima ha la priorità, se il buffer è pieno, i pacchetti nuovi verranno scartati.
- **Prioritario** : I pacchetti verranno selezionati in base ad un grado di priorità dato dalle informazioni presenti nell'header. Ad ogni grado di priorità viene assegnata una coda, ed i pacchetti delle code sottostanti verranno considerati esclusivamente quando non vi saranno pacchetti in attesa nelle code sovrastanti.
- **Round Robin** : I pacchetti sono smistati in differenti code in base ad una classificazione che avviene per via della loro intestazione, ciclicamente viene selezionata una nuova coda

dalla quale si seleziona il pacchetto in attesa, ogni classe quindi deve aspettare il proprio turno.

Il Round Robin può essere generalizzato nella politica **Weighted fair queuing**, in cui ad ogni classe i viene assegnato un peso w_i , e riceve una quantità di servizio (pacchetti selezionati per turno) pesata:

$$\frac{w_i}{\sum_{j=1}^n w_j} \quad n = \text{numero delle classi}$$

Il router deve anche occuparsi del cosiddetto **marking**: In situazioni in cui la rete è congestionata, vanno selezionati degli appositi pacchetti che verranno marcati come trasportatori dell'informazione riguardo la congestione.

Come accennato, alcuni router possono dare la precedenza ad alcuni pacchetti, oppure penalizzarli, in base alla loro intestazione, non sono strani casi in cui alcuni ISP hanno penalizzato pacchetti di competitor commerciali all'interno delle proprie reti private, è un problema di natura tecnica ma anche sociale ed economica. Diversi paesi hanno differenti approcci sulla neutralità della rete e sono necessari dei provvedimenti legali per stabilire regole e politiche di gestione.

4.3 Il protocollo IP

Tale protocollo, riguarda sia il formato del datagramma e la sua intestazione, sia le regole riguardanti la struttura degli indirizzi che identificano i terminali della rete. Un segmento TCP, UDP o di un qualsiasi altro protocollo di trasporto, viene incapsulato in un datagramma IP, che segue il formato seguente:



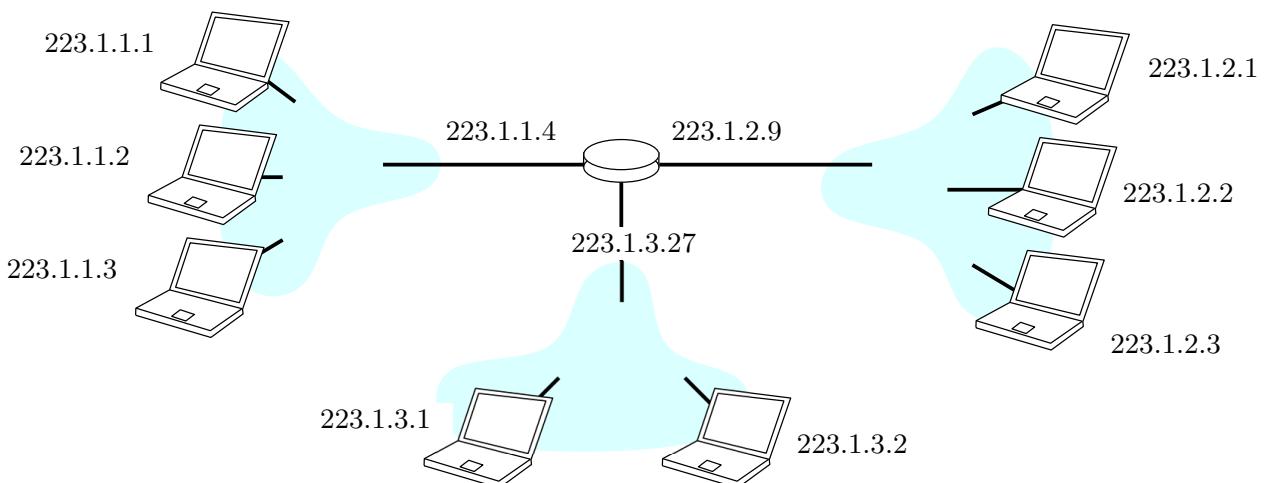
- Il campo *header len* identifica la lunghezza in byte dell'intestazione.
- Il campo *ver* identifica la versione del protocollo IP
- Il campo *serv* specifica il tipo di servizio per la quale si sta utilizzando il datagramma, ad esempio, un ECN.
- Il campo *lunghezza* identifica la lunghezza in byte dell'intero datagramma, è variabile, può essere al massimo di 65536 byte, ma un valore tipico è 1500 byte.
- I campi *id 16 bit*, *flags* e *fragment offset*, sono necessari nei casi in cui un segmento viene frammentato in più datagrammi.

- Il campo *TTL* è un numero intero positivo ed identifica il numero di hop/router intermedi per la quale può passare il datagramma prima di essere scartato (l'utilizzo è stato accennato nel capitolo 1.2.2).
- Il campo *upper layer* identifica che tipo di segmento di trasporto è stato incapsulato (ad esempio, se TCP o UDP).
- Il campo opzioni può contenere informazioni aggiuntive come il timestamp.

Il punto centrale dell'intestazione sono gli indirizzi IP di mittente e destinatario, l'indirizzo IP è un identificatore a 32 bit, ed identifica un *interfaccia di rete* di un host o di un router, il primo ha solitamente due interfacce (Ethernet e wireless), mentre il secondo ne ha svariate. Per comodità, un IP viene letto in notazione decimale puntata a gruppi di 8 bit

$$\begin{array}{cccc} 11011111. & 00000001. & 00000001. & 00000001 \\ 223. & 1. & 1. & 1 \end{array}$$

Definiamo **sottorete**, un insieme di dispositivi connessi che possono comunicare (raggiungersi fisicamente) senza l'utilizzo di un router intermedio, i dispositivi di una sottorete condividono un range di bit più significativi nei loro indirizzi IP, che identifica la sottorete, quelli meno significativi identificano i singoli host.



È possibile identificare un'intera sottorete tramite **subnet mask**, tramite la seguente notazione detta CIDR

$$\begin{array}{c} a.b.c.d/x \\ \text{ad esempio : } 200.23.16.0/23 \end{array}$$

Dove il numero x seguito dallo slash rappresenta il numero di bit fissi dell'indirizzo, mentre $32 - x$ rappresenta il numero di bit variabili, e conseguentemente l'insieme di indirizzi IP distinti che possono esistere in tale sottorete.

$$200.23.16.0/23 \implies 11001000\ 00010111\ 0001000x\ xxxxxxxx$$

La sottorete nell'esempio sovrastante può identificare $2^4 = 16$ indirizzi IP differenti. La maschera viene spesso rappresentata come maschera binaria di 32 bit, dove vi è 1 nei bit fissi, e 0 nei bit variabili

$$\begin{array}{c} \text{subnet mask 23 :} \\ 11111111\ 11111111\ 11111110\ 00000000 = 255.255.254.0 \end{array}$$

Quando un host si connette ad una sottorete per la prima volta, che indirizzo IP gli viene assegnato? Ed in che modo può ricevere messaggi se non è identificabile? Esiste un protocollo apposito, implementato nei sistemi operativi, chiamato **DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol)**, l'host può ottenere dinamicamente un indirizzo IP ogni volta che si collega ad una rete, tale indirizzo è preso "in prestito", ed una volta disconnesso, tornerà disponibile per essere usato da altri dispositivi.

L'host trasmette un messaggio "DHCP discover" in broadcast, cercando di raggiungere il server DHCP, una volta identificato l'IP di tale server, farà una richiesta DHCP, ed il server risponderà a tale richiesta inviando l'indirizzo assegnato, il server DHCP è solitamente collocato nel router. Il DHCP fornisce al nuovo host anche

- Indirizzo IP del router nella rete (first hop)
- Nome ed indirizzo IP del server DNS
- subnet mask

In che modo una sottorete può ottenere un range di indirizzi? Ogni grande ISP ha a disposizione un suo spazio degli indirizzi, gestiti dall'ICANN, che offre alle sue sottoreti, allocando uno spazio di indirizzi, come è di facile intuizione, l'indirizzamento segue una struttura gerarchica, favorendo l'instradamento dei pacchetti.

Alcuni indirizzi IP sono considerati speciali e non sono assegnati ad un'interfaccia di rete, ad esempio, 0.0.0.0 serve ad identificare un host con un IP che non è stato ancora assegnato, un IP con i bit tutti impostati ad 1 invece rappresenta un messaggio di broadcast da inviare a tutta la sottorete. Gli IP che iniziano con 127 identificano dei pacchetti che un host si auto-invia per ragioni di testing.

4.3.1 NAT e IPv6

Il protocollo IP nasce nel 1978 con lo scopo di connettere le macchine di alcuni centri di ricerca ed enti universitari, venne quindi scelto uno spazio di indirizzamento a 32 bit, capace di identificare 2^{32} differenti interfacce di rete, ma si sarebbe pensato che tale numero non sarebbe stato sufficiente nel futuro, dove l'utilizzo di Internet divenne largamente utilizzato su tutto il globo.

L'ultimo range di indirizzi IPv4 (ossia, a 32 bit) vennero assegnati nel 2011, è stato quindi necessario lo sviluppo di nuovi protocolli, volti a sopperire la mancanza di indirizzi disponibili.

Ogni rete domestica implementa la **NAT (network address translation)**, un sistema presente nel router, fa sì che ogni singolo device di una sottorete sia identificato da un unico indirizzo IP correlato al router, i singoli device interni alla rete sono identificati da un indirizzo IP privato, che non li identifica nel mondo esterno.

Due differenti sottoreti (con indirizzi IP pubblici distinti) possono quindi avere degli host che hanno lo stesso identico indirizzo IP privato, non possono esserci due host con lo stesso IP privato nella stessa sottorete.

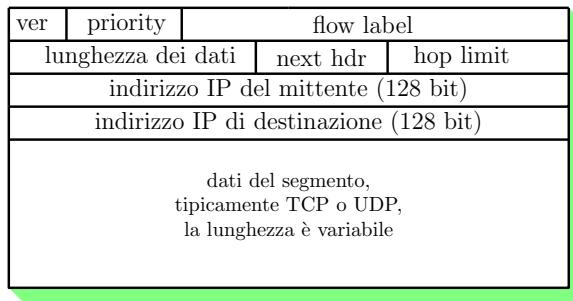
Tutti i datagrammi che escono da una sottorete condivideranno lo stesso IP sorgente, e differiranno secondo il numero di porta, il router mantiene una tabella di traduzione degli indirizzi,

quando riceve un datagramma da inoltrare ad un host, tramite il numero di porta identifierà l'IP privato dell'host in questione.

Grazie alla NAT, un ISP può fornire un singolo indirizzo IP ad un intera sottorete, il problema della NAT risiede nel fatto che viola la filosofia di internet, in quanto il router, che è un dispositivo di rete, deve processare i pacchetti anche al livello di trasporto (leggendo il numero di porta), il problema della carenza di indirizzi dovrebbe essere gestito da IPv6 (si vedrà in seguito), ma il paradigma NAT è ormai ampliamente utilizzato e non può essere facilmente rimosso.

Il protocollo **IPv6**, si propone come soluzione al problema della carenza di indirizzi, infatti fornisce uno spazio di indirizzamento a 128 bit, allargando ampliamente il numero di dispositivi identificabili, che sono circa $3.4 \cdot 10^{38}$, un numero talmente vasto di indirizzo da permettere la certezza che non verranno mai esauriti (speriamo).

IPv6 introduce anche ulteriori migliorie, i datagrammi hanno un intestazione di lunghezza fissa, in quanto la lunghezza variabile comportava un aumento dei tempi di processamento, a tal proposito è anche stata rimossa la possibilità di frammentazione. Viene anche rimosso il checksum, in quanto già presente nei segmenti al livello di trasporto che incapsula, il datagramma IPv6 risulta quindi più snello del datagramma IPv4.



- Il campo *priority* identifica la priorità del datagramma.
- Il campo *flow label* identifica un insieme di datagrammi appartenenti allo stesso flusso, il concetto di flusso però, non è stato ancora definito (potrebbe risultare utile in futuro).

La maggiorparte dei router tutto'oggi, utilizzano ancora IPv4, altri invece accettano segmenti di entrambe le versioni, se due enti devono comunicare tramite IPv6, ma il datagramma deve passare attraverso un router capace di processare esclusivamente datagrammi IPv4, si esegue il cosiddetto **tunneling**, ossia la pratica di incapsulare un datagramma IPv6, all'interno di un datagramma IPv4, come se fosse un segmento al livello di trasporto.

4.3.2 Errori e ICMP

Come vengono gestiti gli errori a livello di rete? Tipici esempi sono: Un router scarta un datagramma in quanto non sa come istradarlo; Un datagramma ha campo TTL=0 o altri. Sono tutte situazioni che non sono definite nel protocollo IP, definito per rimanere semplice.

Esiste un protollo costruito sopra IP, noto come **ICMP (Internet Control Message Protocol)**, nato per permettere ai router di inviare messaggi di diagnostica ai mittenti dei pacchetti che risultano problematici.

Un host A prova ad inviare un datagramma IP ad un host B, il router x per la quale passa tale datagramma, legge un campo nell'intestazione che lo porta a scartarlo. Il router x invierà tramite ICMP un messaggio di diagnostica all'host A, avvisandolo.

Tale protocollo viene anche utilizzato per delle richieste di tipo *echo*, per verificare se un certo host sia o meno raggiungibile, viene inviato un pacchetto fittizio, attendendo una risposta ICMP, come fa il programma *ping*.

I messaggi ICMP sono disposti di un campo tipo ed un campo codice, e nella loro intestazione contengono i primi 8 byte del datagramma IP che ha provocato la generazione del messaggio.

I collegamenti della rete, accettano una dimensione *massima* per i frame che possono passarvi sopra, tale dimensione varia a seconda del collegamento, se un datagramma IP supera tale misura, dovrà essere frammentato, per poi venire ri-assemblato a destinazione, utilizzando i bit *fragFlag* nell'intestazione IP per identificare i frame correlati e riordinarli.

4.4 Forwarding Generalizzato

Quando si è parlato della tabella associativa nei router, si è parlato di un match fra indirizzi IP, e di un conseguente inoltro in una delle porte di uscita del router. È possibile generalizzare il concetto di forwarding:

- Un match può avvenire in base ad una congruenza non solo fra indirizzi IP, ma anche in base ad altri valori presenti nell'intestazione IP.
- A seguito di un match, non vi è necessariamente un inoltro, ma sono disponibili più azioni.

La tabella viene ora denominata *flow table*, e tale modello prende il nome di **match plus action**, a seguito di un match, è scaturita un'azione. Le azioni intraprese possono essere, ad esempio:

- inoltro del datagramma
- scarto del datagramma
- modifica del datagramma, ad esempio, cambiandone l'indirizzo di destinazione
- ecc

Ad esempio, se si vuole evitare di ricevere datagrammi da una determinata sorgente, è possibile associare nella flowTable uno scarto del datagramma all'indirizzo di tale sorgente, può anche fungere da firewall, scartando tutti i pacchetti correlati ad una determinata porta.

Intestazione	Azione
src : *.*.*.* dest : 3.4.*.*	inoltra nella porta 2
src : 1.2.*.* dest : *.*.*.*	scarta
src : 1.2.3.* dest : *.*.*.*	invia al remote controller

Questo tipo di astrazione, svolge il compito di vari dispositivi, quali il router, la NAT, lo switch ed il firewall.

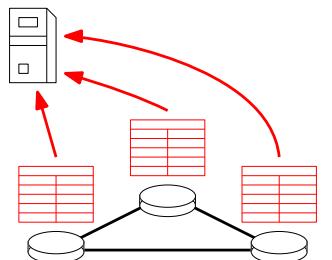
Ad oggi la rete, è colma delle cosiddette *middleboxes*, ossia dispositivi o paradigmi che fungono

da intermezzo durante la trasmissione di un pacchetto. Internet inizialmente, doveva avere una struttura semplice, concentrando la computazione sugli end-point, e non sui router, che dovevano rimanere strumenti semplici dediti al solo instradamento.

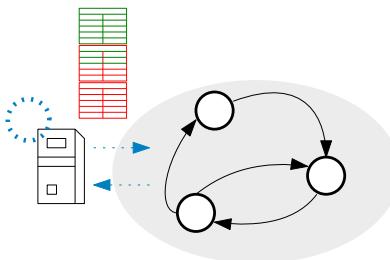
Ad oggi però, vi sono molti intermezzi, anche implementati nei router, come la NAT, i firewall e le cache (proxy server). Sebbene IP fosse un protocollo semplice, nel tempo è stato "appesantito" dai diversi paradigmi che aumentano la complessità, l'"intelligenza" non è più quindi concentrata sulla periferia della rete, ma anche nei router e nel core di Internet.

5 Livello di Rete - parte 2 : Il Piano di Controllo

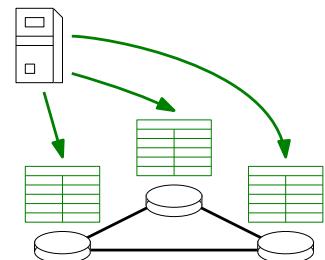
I router presenti su Internet interagiscono nel piano di controllo per riempire i campi delle tabelle in modo da definire l'instradamento dei pacchetti. Come già accennato, gli **algoritmi di routing** possono essere eseguiti in maniera distribuita sui vari router, oppure in maniera centralizzata su uno o più server remoti, che dispongono di una potenza di calcolo maggiore. Quest'ultimo paradigma ad oggi è il più comune.



Il server ottiene le tabelle (non aggiornate) dei router



Il server calcola i percorsi ideali eseguendo uno degli algoritmi di routing



Una volta calcolati i percorsi "migliori", i router ottengono le tabelle aggiornate

Non esiste un solo percorso fra un due host sulla rete, ce ne sono diversi, gli algoritmi di routing devono calcolare il percorso "migliore" secondo determinate caratteristiche, tale scelta è influenzata da diversi fattori, come il numero di router intermedi che dovrà attraversare un pacchetto, oppure la possibile congestione su un percorso piuttosto che in un altro.

5.1 Algoritmi di Instradamento

Gli algoritmi di routing possono essere categorizzati in base a due ditinti fattori:

- La centralizzazione
 - Gli algoritmi centralizzati si dicono di tipo **link state**.
 - Gli algoritmi distribuiti si dicono di tipo **distance vector**.
- La rapidità di aggiornamento, un algoritmo si dice **statico**, se i percorsi corretti vengono calcolati poco frequentemente, si dice **dinamico** se l'aggiornamento dei percorsi, e delle relative tabelle del router è molto frequente.

Una rete può essere modellizzata con un *grafo pesato*, dove i nodi rappresentano gli elementi della rete, e gli archi rappresentano i collegamenti. Per un quadro generale e dettagliato riguardante la teoria dei grafi si consigliano gli appunti relativi al corso di [Algoritmi 2](#).

Vediamo in questo capitolo degli esempi di algoritmi di instradamento di tipo link state e distance vector, tali algoritmi non rappresenteranno gli effettivi protocolli implementati nei router, ma saranno più un astrazione, la base sulla quale costruire dei protocolli da applicare nelle reti reali.

Iniziamo con **l'algoritmo di Dijkstra**, è un algoritmo di tipo link-state, centralizzato, ogni router, per ottenere i percorsi migliori, necessita di conoscere l'intera topologia della rete, quali il numero e posizione dei nodi, gli archi ed i relativi costi. È un algoritmo iterativo che fornisce ad ogni k -esimo passo, il percorso minimo per i k nodi più vicini, verrà adottata la seguente notazione:

- $c_{x,y}$: peso sull'arco (x, y)
- $D[v]$: stima del costo del percorso dal nodo sorgente al nodo v
- N : insieme di tutti i nodi della rete
- N' : insieme dei nodi per cui è noto il percorso ottimale partendo dalla sorgente

Con "sorgente", si intende il nodo rappresentante il router sulla quale viene eseguito l'algoritmo.

Inizializzazione

```

 $N' = \{u\}$       // Inizializzo l'insieme con il nodo sorgente 'u'
for each  $v \in N$ {      // eseguo il controllo su ogni nodo del grafo
    if ( $v$  è adiacente a  $u$ ) {
         $D[v] = c_{u,v}$ 
    }else{
         $D[v] = \infty$ 
    }
}

```

Ciclo iterativo

```

while ( $N \neq N'$ ){      // Finché non si conosce la distanza di tutti i nodi
     $w =$  nodo tale che  $w \notin N'$   $\wedge$   $D(w)$  è minima
     $N'.add(w)$ 
    for each  $v$  adiacente a  $w \wedge v \notin N'$ {
         $D(v) = \min(D(v), D(w) + c_{w,v})$ 
    }
}

```

La spiegazione teorica con relativa dimostrazione di correttezza è presente nei già citati appunti di [Algoritmi 2](#), la complessità di tale algoritmo risulta essere $O(n^2)$, anche se, tramite l'utilizzo di un `min heap` può essere ridotta a $O(n \cdot \log n)$.

Si ricordi come, per eseguire l'algoritmo, ogni router necessita di conoscere la topologia dell'intera rete, va anche considerato il costo necessario per far sì che ogni router ottenga le informazioni

necessarie, si parla quindi di *complessità di comunicazione*, gravante sul traffico della rete, ogni router può "disseminare" in broadcast le informazioni in $O(n)$, la complessità totale di comunicazione risulta quindi $O(n^2)$.

Un'osservazione fondamentale da fare riguarda il costo dei link, ossia i pesi sugli archi, essi possono dipendere dal traffico della rete o da altri fattori, e sono soggetti ad **oscillazioni**, se l'algoritmo non viene ricalcolato a seguito di un cambiamento di costi, il percorso ottimale stimato in precedenza potrebbe non essere più valido. A tal proposito, ultimamente come metro di misura per il costo degli archi, non viene più utilizzato il traffico sulla rete, piuttosto il numero di router intermedi.

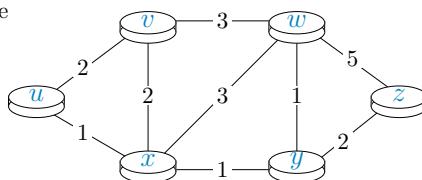
Vediamo ora un esempio di un algoritmo di tipo distance vector, tali algoritmi funzionano localmente e non necessitano di conoscere l'intera topologia della rete, **l'algoritmo di Bellman-Ford**, è costruito sopra la seguente proposizione

Sia $D_x(y)$ il costo del percorso ottimale (di costo minore) dal nodo x al nodo y , si ha che

$$D_x(y) = \min \left(\bigcup_{v \in V(G)} c_{x,v} + D_v(y) \right)$$

i nodi v, x e w salvano le seguenti informazioni:

$$\begin{aligned} D_v(z) &= 5 \\ D_x(z) &= 3 \\ D_w(z) &= 3 \end{aligned}$$



Secondo l'equazione di Bellman-Ford si ha che :

$$D_u(z) = \min(c_{u,x} + D_x(z), c_{u,w} + D_w(z), c_{u,v} + D_v(z))$$

$$D_u(z) = \min(1+3, 5+3, 2+5)$$

$$D_u(z) = 4$$

I benefici di un algoritmo basato su tale equazione sono chiari, quando un costo viene aggiornato, non è necessario ricalcolare il costo dei percorsi dell'intera rete, ma esclusivamente dei vicini coinvolti nell'arco che è stato aggiornato, tale algoritmo garantisce quindi una certa compostezza.

L'idea chiave risiede nel far comunicare i nodi della rete esclusivamente quando necessario, fornendo le proprie informazioni, ogni qual volta un nodo x riceve una nuova stima, aggiorna il proprio vettore delle distanze.

```

while(True){      // costantemente in esecuzione
    wait_for_updates()      // attende un messaggio di cambio del costo

    a questo punto, il router ha ricevuto informazioni sugli altri nodi

    ricalcolo del distance vector per ogni nodo      // equazione di Bellman-Ford
    if( il distance vector ha subito modifiche ){
        broadcast_to_neighboor()      // notifica i vicini dell'aggiornamento
    }
}

```

Sotto condizioni ragionevoli, la stima delle distanze converge alle distanze minime effettive, il vettore distanza della quale si parla non è altro che una tabella, posseduta da ogni nodo della

rete, che associa ad ogni destinazione, il costo del percorso minimo per raggiungerla.

È un algoritmo iterativo ed asincrono, che viene eseguito in maniera distribuita su ogni router, si noti come non è dipendente dal tempo, bensì reagisce all'evento di ricezione di un messaggio.

Gli algoritmi distribuiti sono soggetti a problemi patologici, e l'algoritmo di Bellman-Ford non ne è esente, di fatto in alcune situazione dove il costo di un link cambia, acquisendo un valore maggiore di quello precedente, è possibile ricadere in casi di *conteggio all'infinito*, a tal proposito identifichiamo due soluzioni

- **split horizon** Piuttosto che notificare un nodo x con tutto il vettore distanza in possesso, x verrà notificato esclusivamente con informazioni che non sono state apprese da x stesso, prevenendo la nascita di rotte cicliche.
- **poisoned reverse** Viene posto ad ∞ il costo di un percorso da y ad x quando vengono inviate informazioni verso x , propagando informazione negativa nel caso una rota diventi ciclica.

Vediamo un confronto fra i due tipi di algoritmi presentati

- Complessità per la trasmissione delle informazioni
 - *Link State* : $O(n^2)$
 - *Distance Vector* : $O(n)$
- velocità di convergenza
 - *Link State* : $O(n^2)$, soggetto ad oscillazioni
 - *Distance Vector* : dipende, soggetto a instradamento ciclico e conteggio all'infinito
- robustezza
 - *Link State* : Se un router è soggetto ad un errore, verrà pubblicizzato un costo del link errato, ma non saranno condizionati gli altri router
 - *Distance Vector* : Se un router è soggetto ad un errore e viene pubblicizzato un costo di percorso errato, vi è il rischio che ogni pacchetto verrà instradato verso quel router (black holing), quindi l'errore di un router può condizionare l'intera rete.

5.2 Protocolli di Instradamento

Vediamo in questo capitolo i protocolli reali che sfruttano i principi degli algoritmi di routing visti nel capitolo precedente. Non è possibile applicare l'algoritmo di Dijkstra all'intera rete in quanto troppo numerosa in termini di nodi e link fra di essi, vi è un problema di *scala*, inoltre lo scambio delle informazioni fra tutti i router sarebbe sufficiente ad intasare la rete.

Inoltre, vi è anche un problema amministrativo, in quanto Internet è per definizione una rete di reti, composta da differenti enti non correlati che possono adottare diverse politiche di amministrazione della rete, e conseguentemente differenti protocolli di routing.

È necessario un approccio scalabile, definiamo **autonomous systems (AS)**, un aggregato di router appartenenti ad un unico ente/dominio/amministratore sulla quale è in esecuzione lo stesso protocollo. Si definiscono protocolli:

- **intra-AS** : protocolli in esecuzione sui router di un unico AS, ogni AS può scegliere il proprio protocollo di instradamento per i suoi router interni, sul bordo di un AS sono posti i *gateway router*, che hanno lo scopo di collegarsi con router esterni di altri AS.
- **inter-AS** : protocolli di instradamento fra reti distinte, ossia fra diversi AS, gestiti dai gateway router, sono necessari dei protocolli standard adottati da differenti AS.

5.2.1 intra-AS : RIP e OSPF

Il protocollo **RIP (Routing Information Protocol)** è un protocollo di instradamento fra router di uno stesso AS adottato dagli anni '80 fino ai primi anni 2000, sfrutta un algoritmo di routing di tipo distance vector, ed il costo di un percorso è dato dal numero di hop (router intermedi) su di esso, quindi gli archi del grafo associato alla rete hanno peso unitario.

Il costo massimo di un percorso è 15, un costo pari a 16 equivale ad un costo infinito, al momento della sua realizzazione, si riteneva impossibile per un pacchetto dover attraversare più di 15 router differenti per giungere ad una destinazione.

I messaggi RIP (sopra UDP, porta 520) che si scambiano i router per notificarsi delle informazioni sui costi contengono le effettive tabelle di routing, ogni riga della tabella contiene i campi

Rete di destinazione	Prossimo router	costo in hop
----------------------	-----------------	--------------

Possono essere di due tipi

- **RIP Request** - Quando sulle reti si connette un nuovo router, richiede informazioni sui percorsi ad i suoi vicini
- **RIP Response** - Il messaggio contenente le informazioni che i router condividono con i propri vicini

Differentemente dall'algoritmo di Bellman-Ford visto precedentemente, i messaggi *RIP Response* non vengono inviati a seguito di un evento, bensì vengono inviati in broadcast periodicamente ogni x secondi, il valore di x viene randomizzato per evitare effetti di sincronizzazione, e rientra nel range [25, 35].

com	ver	Riservato
Famiglia		Tag
		Indirizzo IP sorgente
		Subnet mask
		Indirizzo IP prossimo hop
		Costo

- **com** : Identifica se il messaggio rappresenta una richiesta o una risposta
- **ver** : Versione del protocollo

- **Famiglia** : Famiglia del protocollo sulla quale è incapsulato
- **Tag** : Informazioni sull' AS

Il protocollo RIP è provvisto di 3 **timer**, il primo, già citato, decreta la condivisione delle informazioni, il secondo, determina la scadenza della validità dei percorsi, ha un valore randomizzato di $x \in [150, 210]$ secondi, quando un percorso scade, il suo costo viene impostato a 16. Vi è poi un terzo timer che si occupa di eliminare dalla tabella i percorsi con costo uguale a 16 (garbage collection), facendo sì che i router smettano di pubblicizzarli, viene attivato ogni 120 secondi.

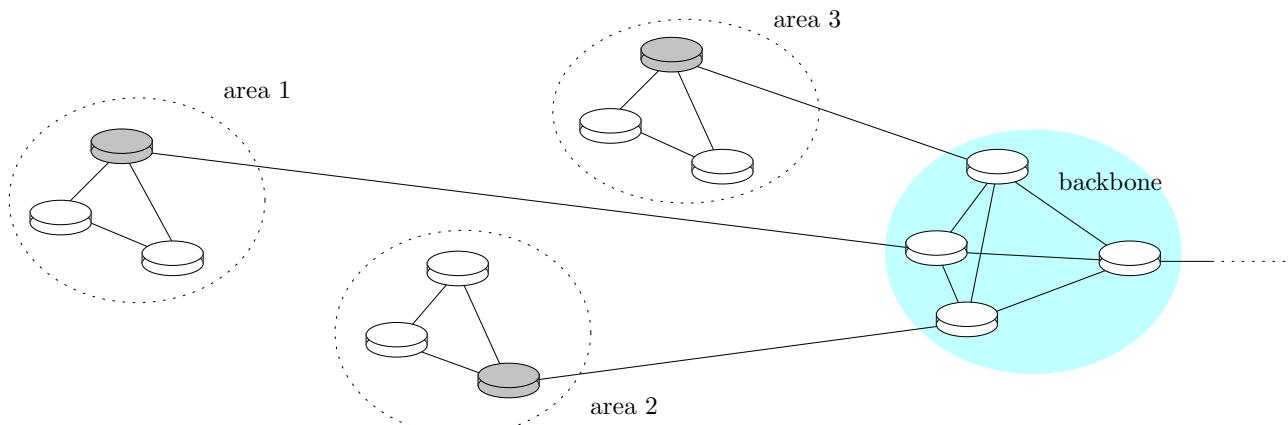
RIP fornisce anche i seguenti meccanismi

- **Split horizon e poisoned reverse** : Non invia ad un nodo x informazioni sui percorsi apprese da x stesso, inoltre si imposta a infinito (16) il costo della rotta che passa attraverso il vicino a cui si mandano informazioni.
- **Triggered updates** : Le informazioni non vengono inviate esclusivamente alla scadenza del timer, ma anche a seguito del cambio del costo di un percorso.
- **Hold-down** : Quando un router x non risulta più valido nella rete, anche tutte le informazioni sui percorsi riguardanti x in possesso degli altri router verranno ritenute non valide (scartate), garantendo robustezza.

RIP risulta ambiguo in quanto è implementato come protocollo al livello di applicazione, anche se viene utilizzato nella rete dai router, che dovrebbero occuparsi esclusivamente del livello di rete, è un processo *routed*, ossia costantemente in esecuzione sui router.

Si è già accennato al fatto che RIP non è più in utilizzo al giorno d'oggi, il suo successore si chiama **OSPF (Open Shortest Path First)**, è un protocollo libero, aperto, la cui documentazione è pubblica e disponibile, è basato su un algoritmo di tipo link state, ossia Dijkstra, le informazioni riguardanti i messaggi che i router devono scambiarsi vengono incapsulate direttamente su IP, senza passare attraverso alcun protocollo di trasporto o applicazione, funzionando quindi esclusivamente a livello di rete.

Ogni router, esegue il *flooding* (condivisione delle informazioni) a tutti gli altri router dell' AS, dato che ognuno di essi deve essere a conoscenza della topologia dell'intera rete prima di eseguire l'algoritmo di Dijkstra. Include anche *sicurezza*, in quanto i messaggi OSPF necessitano di autenticazione.



Nell'OPFS, i router vengono divisi in differenti *aree*, e seguono una struttura gerarchica rispetto una speciale area dette *backbone*.

Ogni router conosce la topologia completa esclusivamente della propria area, ed esegue flooding esclusivamente all'interno di essa, mentre conosce solamente la destinazione per il raggiungimento delle altre aree, tramite i router di bordo (colorati in grigio nell'immagine sovrastante), la backbone rappresenta l'area principale, che si suddivide in maniera gerarchica nelle altre aree, funge inoltre da tramite per gli altri AS.

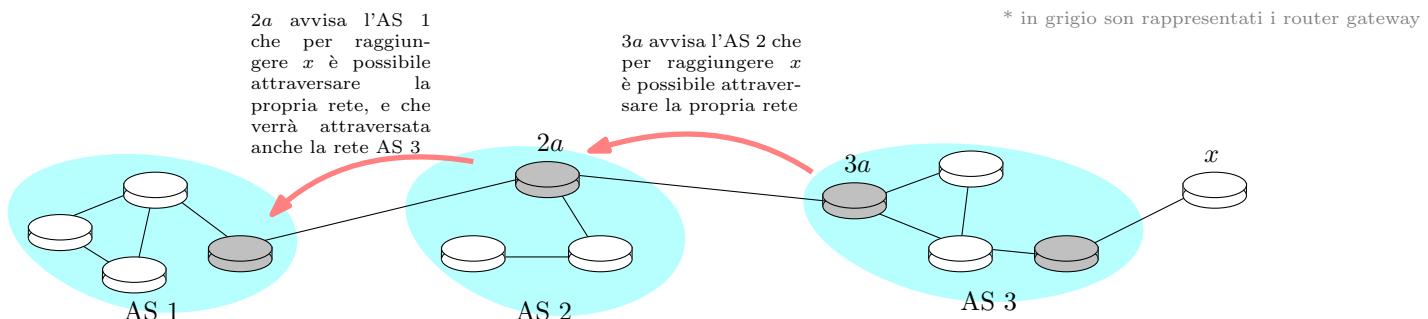
5.2.2 Inter-AS : BGP

Il più noto protocollo di instradamento fra differenti AS si chiama **BGP (Border Gateway Protocol)**, consente ad una rete di identificarsi pubblicamente, "sponsorizzando" le destinazioni che possono essere raggiunte passando per essa alle altre reti, specificando anche per quali altri AS trafficheranno i pacchetti destinati ad un determinato percorso.

Tale protocollo si suddivide in

- **eBGP** : interfaccia "esterna" con la quale i router gateway ottengono informazioni sui percorsi degli AS adiacenti
- **iBGP** : protocollo interno con cui i router vengono a sapere quali router gateway dovranno raggiungere per venire instradati verso un AS esterno

Si noti come *iBGP* definisce quali sono i router gateway da raggiungere, ma non stabilisce per quale percorso interno essi saranno raggiunti, ciò è definito dai protocolli di instradamento intra-AS, come i già visti RIP o OSPF 5.2.1.



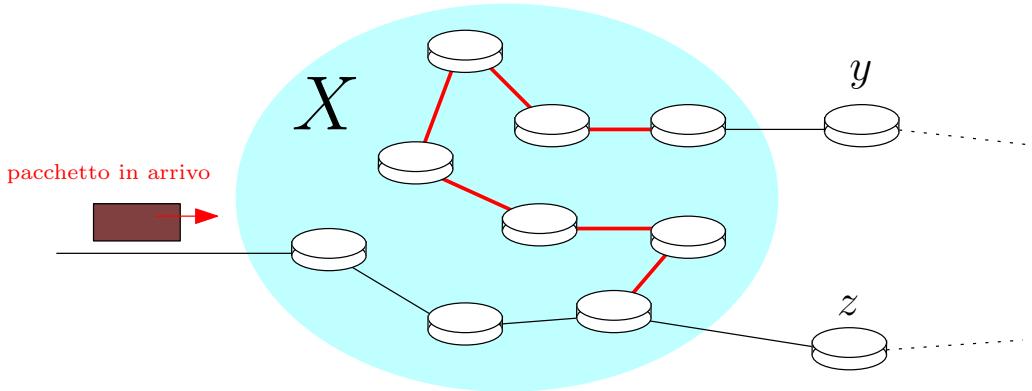
I messaggi BGP vengono inviati tramite una connessione TCP persistente, e possono essere di diversi tipi

- **OPEN** mette in comunicazione due router che dovranno scambiarsi messaggi BGP aprendo la connessione
- **UPDATE** sponsorizza ad un router un nuovo percorso, oppure ne elimina uno obsoleto
- **KEEPALIVE** a seguito di un assenza di messaggi update, questo messaggio segnala che la connessione va mantenuta
- **NOTIFICATION** utilizzato per chiudere una connessione, oppure per segnalare degli errori

Quando un router sponsorizza un percorso fornisce un prefisso, rappresentante la destinazione, e degli attributi, rappresentanti gli AS presenti sul tragitto, insieme al next-hop, ossia l'AS subito successivo, grazie ad essi, tramite delle politiche interne, verrà deciso quali percorsi accettare (e sponsorizzare), e quali ignorare.

È uno scenario comune, quello in cui un ISP vuole sfruttare la propria rete esclusivamente per instradare il traffico relativo ai propri clienti, per scopi commerciali può quindi scegliere, attraverso delle specifiche politiche interne, di evitare che pacchetti destinati a clienti di altri ISP vengano instradati sulla propria rete, dato che da essi, non vi è alcun ricavo.

Si osservi il seguente scenario : l'AS X riceve sulla propria rete un pacchetto destinato ad un router esterno y alla propria rete, il percorso più breve verso y , si cimenta in una serie di router interni ad X , esiste anche un percorso che fa utilizzo di hop esterni ad X , ma tale percorso è considerevolmente più lungo:



Nell'immagine sovrastante, anche se il percorso rosso è quello ottimale verso y , l'AS X provvederà ad instradare il pacchetto verso il router z , cercando di liberarsi il più rapidamente possibile di un pacchetto che creerebbe traffico sulla rete di X senza portare alcun guadagno, tale problema è noto con il nome di **hot potato routing**, ed è un chiaro esempio di come, diversamente dal routing intra-AS dove si mettono al primo posto le prestazioni, nel routing-AS la decisione dei percorsi segue dei criteri commerciali e talvolta politici. La scelta di un percorso dipende da più fattori

- politiche interne
- percorso fra AS più breve
- router next hop (hot potato)
- criteri aggiuntivi

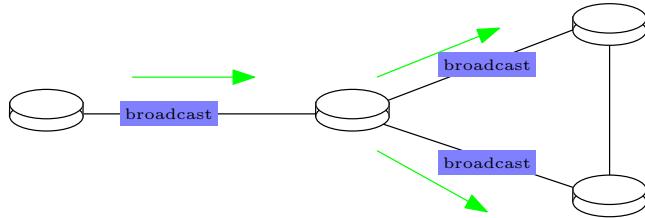
5.3 Inoltro a più Destinazioni

5.3.1 Multicast e Flooding

Utilizziamo il termine *unicast* per riferirci ad una comunicazione fra una singola sorgente ed un singolo destinatario, si è poi parlato di *broadcast*, ossia l'atto di una sorgente di voler comunicare con tutti i restanti nodi disponibili, questa azione prevede l'inevitabile creazione di più pacchetti IP che dovranno muoversi nella rete.

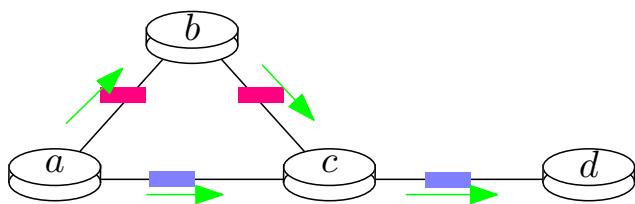
Il processo di duplicazione di pacchetti sulla rete per poter raggiungere più destinazioni si chiama **flooding**, se avviene in maniera non controllata, può causare un aumento del traffico della rete rendendola una pratica inefficiente.

il *flooding non controllato*, come già accennato è una pratica sconsigliata, il suo funzionamento risulta semplice, quando un nodo riceve un pacchetto di tipo broadcast, provvederà a crearne delle copie da inoltrare a tutti i nodi adiacenti.



Come di facile intuizione, se il grafo presenta cicli, una o più copie del pacchetto verranno inoltrate in un percorso ciclico all'infinito nella rete. È quindi necessario *identificare i cicli* utilizzando un numero di sequenza, ogni nodo tiene traccia in una tabella dei pacchetti ricevuti con numero di sequenza ed indirizzo del mittente, ogni volta che riceverà un pacchetto broadcast, eseguirà una ricerca in tale tabella, con lo scopo di non inoltrare pacchetti già ricevuti, scartandoli.

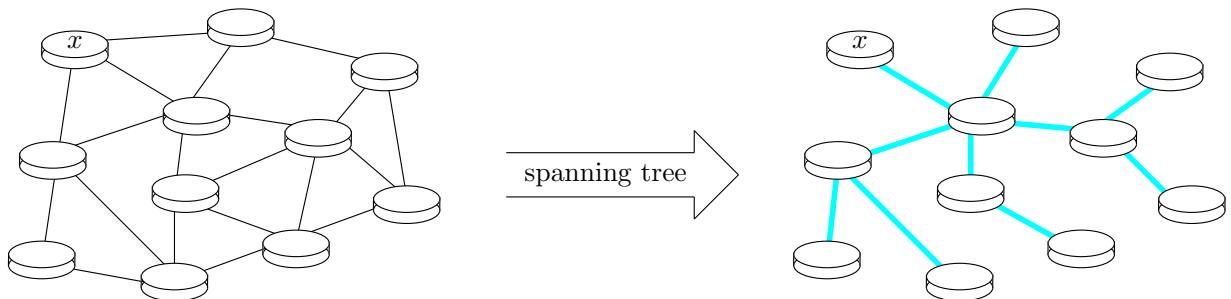
Non è una soluzione efficiente, inoltre si delega la ricerca ai router, che sono dispositivi sulla quale non dovrebbe concentrarsi l'intelligenza, un'altra soluzione è nota come **RPF (Reverse Path Forwarding)**, quando un nodo riceve un pacchetto, lo inoltra esclusivamente se arriva da un link che fa parte del percorso ottimale dalla sorgente a se stesso.



c inoltrerà a *d* esclusivamente il pacchetto ricevuto da *a*, ma non quello ricevuto da *b*, in quanto non si trova sul percorso ottimale dalla sorgente *a* a se stesso,

Anche se RPF riduce notevolmente il traffico di pacchetti ridondanti sulla rete, non ne elimina completamente la ritrasmissione, è necessario un approccio ad un *flooding controllato*, un'idea è quella di costruire lo **spanning tree** di inoltro in partenza, una volta costruito, si inoltrano i pacchetti sulle rotte stabilite, con impossibilità di creare cicli, facendo sì che ogni nodo riceva una sola copia del pacchetto.

x vuole mandare un pacchetto in broadcast



5.3.2 Multicast e IGMP

Si parla di *multicast* quando si vuole intendere l'inoltro di un messaggio da parte di un nodo, ad un gruppo specifico di n destinazioni, si noti come un'approccio di questo tipo risulta estremamente più efficiente rispetto che ad una serie di comunicazioni unicast singole dal nodo sorgente ad ogni altro nodo del gruppo specificato, richiederebbe la creazione di n pacchetti da inoltrare da parte della sorgente.

Il problema del multicast, è che non è stato incluso nell'idea originale di IP, nell'header infatti è possibile specificare esclusivamente un indirizzo di destinazione, tutta la struttura gerarchica di IP è stata costruita e pensata per la comunicazione unicast.

Essendo che non è possibile specificare più di un indirizzo nel datagramma IP, la soluzione è quella di assegnare un unico indirizzo per tutto il gruppo di host che deve ricevere il messaggio, i router leggendo l'header IP, dovranno riconoscere se l'indirizzo è relativo al multicast, ed eventualmente inoltrare il pacchetto su più porte.

Nella struttura gerarchica di IP sono quindi stabiliti dei range di indirizzi relativi al multicast, in IPv4, gli indirizzi dedicati sono 2^{28} , e sono quelli presenti nel range

[224.0.0.0, 239.255.255.255]

[11100000.00000000.00000000.00000000, 11101111.11111111.11111111.11111111]

i primi 4 bit, ossia 1110 identificano che si tratta di un multicast, i restanti, specificano il gruppo di appartenenza.

Il problema del multicast è che l'indirizzo di un gruppo non ha alcuna relazione con gli indirizzi degli host che vi appartengono, un router deve quindi tenere in memoria quali interfacce sono relative ad un determinato gruppo multicast, e deve comunicare con le reti esterne che è si è interessati a ricevere i pacchetti destinati ai gruppi nella quale sono presenti i propri host.

Il protocollo **IGMP** (**Internet Group Management Protocol**) è utilizzato per far comunicare gli host di una rete con il proprio router, per comunicare il fatto che una certa applicazione di rete fa parte di un determinato gruppo multicast, e si richiede ricevere i pacchetti ad esso destinati.

Il router salverà nella sua memoria una lista per ciascun gruppo multicast. I messaggi IGMP sono direttamente incapsulati su un datagramma IP, non devono uscire dalla propria rete, si imposta quindi il TTL ad 1, i messaggi possono essere di diversi tipi

- **membership query** : messaggio periodico che il router invia agli host per determinare quali di essi aderiscono ad un gruppo, e nel caso, a quale gruppo.
- **membership report** : messaggio inviato da un host ad un router per informare autonomamente che si vuole aderire ad un determinato gruppo multicast.
- **leave group** : messaggio inviato da un host ad un router per informare del fatto che si vuole abbandonare un determinato gruppo multicast.

Esistono dei protocolli che hanno lo scopo di coordinare i router alla quale sono connessi host che aderiscono ad un determinato gruppo multicast, per ogni gruppo, si vuole costruire un albero,

contenente tutti i router alla quale è collegato almeno un host del gruppo in questione, per poi instradare i pacchetti multicast su tale albero, ci sono diversi protocolli di routing multicast che non verranno approfonditi in questo corso

- Intra-AS
 - DVMRP: distance-vector multicast routing protocol
 - MOSPF: multicast open shortest path first
 - PIM: protocol independent multicast
- Inter-AS
 - MBGP: multicast border gateway protocol

5.4 Software Defined Networking

Tradizionalmente, gli algoritmi di instradamento vengono eseguiti sui router, tale dispositivo risulta monolitico, esso contiene anche hardware di commutazione, funge da middleboxes, ed implementa anche dei protocolli proprietari. In passato router prodotti da compagnie diverse, potevano anche non comunicare fra loro, in quanto non implementavano i medesimi protocolli.

Negli ultimi anni vi è stato un rinnovamento, ed un interesse nel ripensare il piano di controllo, delegando il lavoro ad una **SDN** (Software Defined Network), spostando l'intelligenza dai router.

Con un piano di controllo centralizzato, la gestione della rete risulta più semplice, è possibile inoltre definire delle configurazioni più elaborate, potendo controllare direttamente i percorsi sulla quale i pacchetti devono essere instradati. Ogni router quindi, interagirà con un controller esterno, che si occuperà di definire i percorsi per poi modificare le tabelle di routing interne dei router.

Senza una SDN, un amministratore di rete, come unico controllo degli instradamenti aveva accesso esclusivamente al cambio di pesi sugli archi, ciò però conferisce poco controllo e condiziona l'instradamento sull'intera rete, risulta poi complesso dividere i flussi di pacchetti su più percorsi.

Ad oggi, chi controlla una SDN, può utilizzare dei software remoti che comunicano autonomamente con i router, implementando regole avanzate per estendere il routing tradizionale. Una SDN dispone quindi di due interfacce di comunicazione, una con i software di gestione, con la quale gli amministratori di rete possono configurare le regole di routing, ed una con i router, alla quale hanno accesso per l'aggiornamento delle tabelle.

Il protocollo utilizzato per far comunicare router ed SDN si chiama **OpenFlow**, incapsula i messaggi su segmenti TCP, i messaggi dal controller ad i router sono

- **features** : Utilizzato per conoscere quali funzionalità i router possono implementare
- **configure** : Per impostare parametri di configurazione sui router
- **modify-state** : Per aggiornare i campi delle tabelle di routing

- **packet-out** : Utilizzato per inviare pacchetti da parte del controller, utilizzando una porta di un router

I messaggi dai router ad il controller sono

- **packet-in** : Per inviare pacchetti al controller
- **flow-removed** : per segnalare che una riga della tabella di routing è stata eliminata
- **port status** : per notificare al controller che una porta ha subito una modifica

Le SDN hanno sostituito il routing tradizionale intra-AS, sono fondamentali nelle reti cellulari 5G e rafforzano il piano di controllo con un sistema più affidabile, scalabile e sicuro. Si può immaginare un futuro in cui il controllo della congestione avviene tramite le SDN, impostando i rate ed i percorsi in base al traffico sulla rete, della quale le SDN hanno una visione globale.

6 Livello di Collegamento

Il livello di collegamento si occupa della comunicazione fra host in una stessa sotto-rete, senza che venghino coinvolti dei router. Il dispositivo principale che si occupa di mettere in comunicazione due host è lo **switch**, collega i nodi di una sottorete, opera esclusivamente su tale livello, non legge l'header di rete IP.

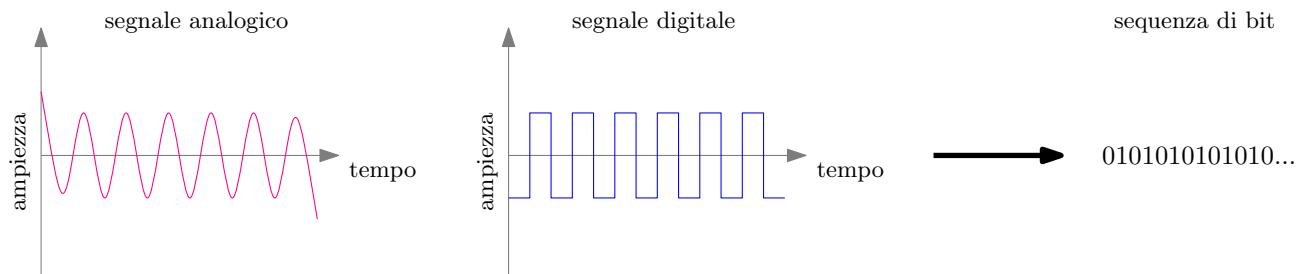
I pacchetti a questo livello sono detti *frame*, i protocolli a tale livello offrono l'accesso ai link (talvolta condivisi), ed un controllo degli errori sui bit, con eventuale correzione, il livello di collegamento è implementato su ogni singolo host, ed ogni dispositivo che disponga di una scheda di rete.

Il livello di collegamento può essere suddiviso in due sotto-livelli

- **Data Link Control** : Si occupa di questioni comuni alle comunicazioni punto-punto e quelle su un canale condiviso, fornisce controllo del flusso e degli errori, con eventuale correzione. Gestisce quindi la comunicazione indipendentemente dal fatto che sia fra due singoli host o fra più host.
- **Media Acces Control** : Riguarda gli aspetti specifici dei canali broadcast, come il controllo dell'accesso su un canale fisico condiviso, per evitare e gestire eventuali interferenze.

6.1 Controllo e Correzione degli Errori

I segnali sul mezzo di collegamento fisico, che può essere un cavo oppure l'aria tramite onde elettromagnetiche, sono segnali digitali che identificano, tramite l'ampiezza del segnale e la frequenza, una serie di 1 e 0 che vengono interpretati poi come flussi di bit dai dispositivi.



I mezzi fisici sono soggetti ad interferenze elettromagnetiche, esse, modificando la forma del segnale, causano un flip⁴ sui bit che verranno interpretati erroneamente. Quando avviene un'interferenza, la probabilità che comprometta un singolo bit è estremamente bassa, è molto probabile che invece vengano "flippati" una serie di bit, trasmessi nella finestra temporale in cui è avvenuta l'interferenza, si dice che gli errori avvengono a *raffica*, il numero di bit coinvolti dipende dalla velocità di propagazione dei dati e dalla durata dell'interferenza.

Il metodo per la rilevazione di errori si chiama **EDC (Error Detection and Correction)**, il rilevamento degli errori avviene tramite un bit di parità, esso viene impostato in modo tale che il numero di bit uguali ad 1, incluso quest'ultimo, sia un numero pari, se tale numero sui bit del frame ricevuto dal destinatario è un numero dispari, allora è rilevato un errore.

Tale controllo non è affidabile al 100%, per incrementarne l'affidabilità ed includere la correzione, viene considerato un controllo sulla parità bidimensionale, il flusso di n bit del segmento viene diviso in diverse righe con la quale viene formata una matrice.

$$\text{flusso : } b_1, b_2, b_3 \dots b_n \implies \begin{matrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1j} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2j} \\ \vdots & & & \\ b_{i_1} & b_{i_2} & \dots & b_{ij} \end{matrix}$$

Ad esempio :

$$101010010110010 \implies \begin{matrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{matrix}$$

A questo punto, viene calcolato un bit di parità per ogni riga e per ogni colonna, in modo che la somma dei bit uguali ad uno di una riga più il bit di parità sia un numero pari, ed anche la somma di tutti i bit di una colonna più il bit di parità sia un numero pari.

$$\begin{array}{r|l} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ \hline 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{array}$$

Se vi sarà un errore su un bit, esso condizionerà il parity bit della sua colonna e della sua riga, permettendo al bit che è stato flippato di essere individuato e corretto.

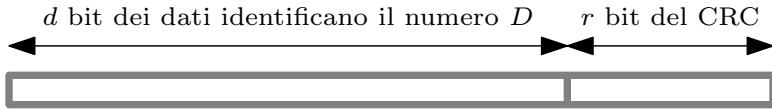
$$\begin{array}{r|l} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & \textcolor{red}{0} & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ \hline 0 & 0 & \textcolor{red}{0} & 1 & 0 \end{array}$$

6.1.1 Cyclic Redundancy Check

Questo sistema con i parità bit è efficace ma non infallibile, di fatto, anche se dei bit dovessero essere soggetti ad errore, la somma dei bit uguali ad uno potrebbe risultare comunque un numero pari. Il **CRC** è uno strumento ancora più potente e sofisticato per la rilevazione e correzione degli errori.

⁴cambio su un bit, da 0 ad 1 oppure da 1 a 0

Sia D il numero binario definito dai bit del frame, in coda a questo, viene aggiunta una sequenza di r bit detta appunto, CRC. Si considera poi un valore G detto generatore, tale valore è predeterminato e noto sia al mittente che al destinatario.



Il valore di D ed il valore di G sono noti, bisogna scegliere r bit, che identificano il numero R , tali che, il valore $D \cdot 2^r \oplus R$ sia divisibile per G in \mathbb{Z}_2 .

$$D \cdot 2^r \oplus R = G \mod 2$$

Il destinatario ha noto il valore di G , procede con il dividere $D \cdot 2^r \oplus R$ per 2, se il resto è diverso da zero, allora un errore è stato rilevato. Tale tecnica rileva tutti gli errori di burst inferiori ad $r + 1$ bit.

Il valore R corrisponde quindi al resto della divisione di $D \cdot 2^r$ per G in \mathbb{Z}_2

$$R \equiv \frac{D \cdot 2^r}{G} \mod 2$$

Il destinatario che riceve il frame, verificherà che

$$\frac{D \cdot 2^r \oplus R}{G} \equiv 0 \mod 2$$

Se ciò dovesse essere falso, l'errore è stato rilevato.

6.2 Accesso Multiplo ad un Canale Condiviso

I collegamenti punto-punto risultano semplici in quanto un mittente ed un destinatario possono scambiarsi messaggi su un canale dedicato, risulta più ostica la comunicazione sui canali ad accesso condiviso, come per le reti wifi o le vecchie implementazioni di cavi Ethernet.



Quando due host trasmettono dati sullo stesso mezzo, ed essi entrano in contatto causando interferenza, si dice che è avvenuta una **collisione**, i protocolli di accesso multiplo sono implementati sugli host e definiscono algoritmi distribuiti che determinano e coordinano i nodi nella condivisione del canale.

Idealmente, vorremmo un protocollo semplice e decentralizzato, che permetta ad m host su un canale dove la velocità di trasmissione è r bit al secondo, di trasmettere ad una velocità pari a r/m bit al secondo.

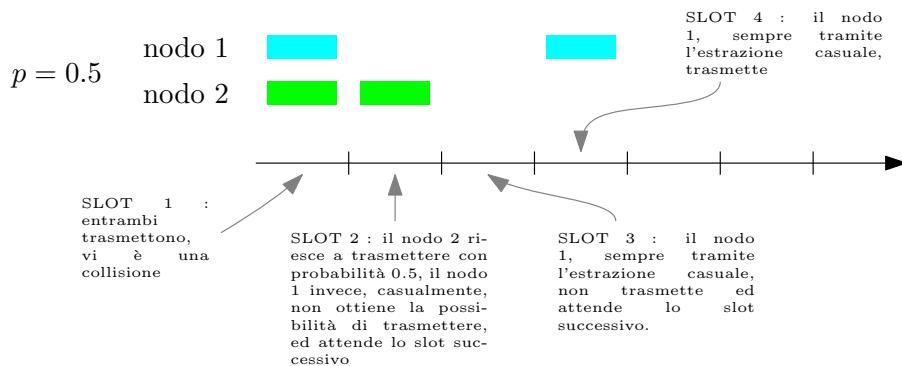
Esistono 3 tipi di protocolli di accesso, quelli a partizionamento del canale, quelli ad accesso casuale, e quelli a rotazione. I protocolli di partizionamento del canale, lo dividono in slot temporali, oppure in base alle frequenze, come il TDMA o il FDMA già visti nel capitolo 1.1.3.

Vediamo alcuni dei più noti protcoli ad *accesso casuale*, che sono tutt'oggi i più utilizzati nelle reti reali, quando un nodo ha un pacchetto da inviare, lo trasmette immediatamente, i protcoli definiscono il rilevamento delle collisioni, ed eventuali recuperi.

6.2.1 I Protocolli Aloha

Il protcolo **Slotted Aloha** funziona su una rete locale per cui tutti i frame sono della stessa dimensione. Viene diviso il tempo in slot, ogni slot equivale al tempo di trasmissione di 1 frame, ed i nodi della rete iniziano a trasmettere i frame esclusivamente all'inizio dello slot temporale.

Quando un nodo ha un frame da inviare, lo trasmette all'inizio dello slot successivo, se non vi è collisione, potrà utilizzare anche lo slot successivo a quello appena usato per inviare un nuovo frame, se invece vi è collisione, il nodo ri-trasmetterà il frame nello slot successivo con probabilità p .



Se un singolo nodo è attivo, esso trasmetterà sempre al massimo della velocità, è un protcolo decentralizzato e di facile implementazione, di contro, le collisioni causano uno spreco di slot, ed è probabile che anche gli slot successivi siano sprecati.

In uno scenario con n nodi che vogliono trasmettere contemporaneamente, in cui il valore della probabilità di ritrasmettere dopo una collisione è p , la probabilità che un certo nodo ha di trasmettere risulta

$$p \cdot (1 - p)^{n-1}$$

La probabilità che un qualsiasi nodo trasmetta con successo, è quindi tale valore moltiplicato per il numero di nodi

$$n \cdot p \cdot (1 - p)^{n-1}$$

L'efficienza massima che si può ottenere dipende dal valore di p , sia \tilde{p} il valore di p che massimizzi $n \cdot p \cdot (1 - p)^{n-1}$, per n che tende ad infinito, si ottiene l'**efficienza massima** raggiungibile con slotted Aloha :

$$\lim_{n \rightarrow +\infty} n \cdot \tilde{p} \cdot (1 - \tilde{p})^{n-1} = \frac{1}{1} \simeq 0.37$$

Quindi nel migliore dei casi, il canale sarà utilizzato il 37% del tempo.

Il protocollo **Pure Aloha** è una versione semplificata di quello appena visto, che non considera la suddivisione in slot del tempo, eliminando la sincronizzazione, e risultando più semplice nella sua implementazione.

Il punto è che la probabilità di collisione aumenta e risulta più ampia senza l'utilizzo degli slot, in quanto un frame che è stato trasmesso al tempo t_0 , andrà in collisione con i frame inviati nell'intervallo $[t_0 - d_{trans}, t_0 + d_{trans}]$, la finestra temporale di vulnerabilità risulta grande due volte il tempo di trasmissione di un frame. L'efficienza di Pure Aloha risulta essere circa del 18%.

6.2.2 Carrier Sense Multiple Access

Con **CSMA** si intende un protocollo di accesso casuale ad un canale condiviso, risulta semplice: Il nodo che intende comunicare, "ascolta" il canale, cercando di capire se è in corso una trasmissione, in caso contrario, trasmetterà, senza alcun controllo o rilevamento delle collisioni.

Il CSMA non garantisce l'assenza di collisioni, in quanto due nodi potrebbero comunicare in istanti di tempo vicini, senza rendersi conto che il canale sta essendo utilizzato dall'altro creando una collisione, che scadrebbe nello spreco del tempo di trasmissione dell'intero pacchetto.

Il tempo di vulnerabilità, ossia la finestra temporale in cui un nodo potrebbe trasmettere senza sapere che il canale è già in utilizzo, è condizionata dalla lunghezza del mezzo di trasmissione e la velocità, risulta uguale al tempo di propagazione.

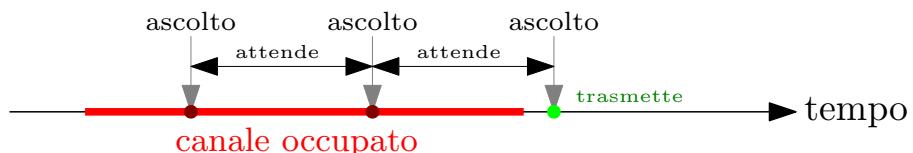
Il **CSMA/CD** (Collision Detection) introduce il rilevamento di collisioni, riducendo la quantità di tempo sprecato nelle collisioni, in quanto, alla rilevazione di esse, il nodo interrompe immediatamente la trasmissione sul canale.

È necessario inoltre, che i frame abbiano una dimensione minima, dato che il tempo di trasmissione di un frame, deve essere almeno due volte il tempo di propagazione perché il collision detection funzioni, in quanto il mittente, deve poter rilevare la collisione di un suo frame, prima che abbia smesso di trasmettere l'ultimo bit. In Ethernet, le dimensioni minime del frame sono di 64 byte.

Il CSMA/CD può essere implementato secondo diversi gradi di *persistenza*, definiscono il comportamento dei nodi a seguito dell'ascolto del canale, e alle possibili azioni da intraprendere nel caso tale canale sia occupato o no.

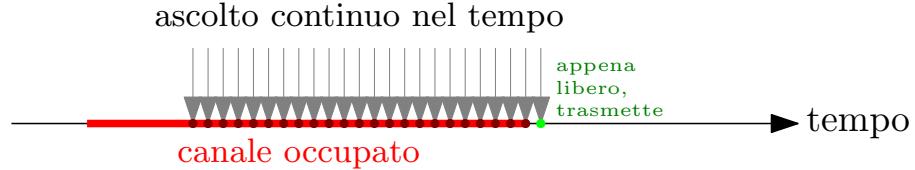
- **non persistente**

- Se il canale è libero, trasmette immediatamente
- Se il canale è occupato, attende un lasso di tempo casuale, per poi riascoltare il canale
- Se avviene una collisione, interrompe la trasmissione



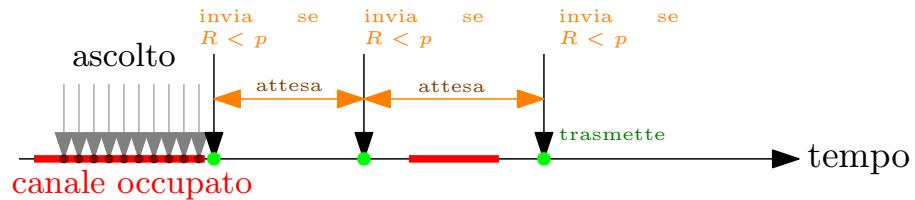
- **1-persistente**

- Se il canale è libero, trasmette immediatamente
- Se il canale è occupato, continua l'ascolto
- Se avviene una collisione, interrompe la trasmissione



- **p-persistente**, il tempo viene diviso in slot

- Se il canale è libero, trasmette con probabilità p , altrimenti attende lo slot successivo
- Se il canale è occupato, attende un lasso di tempo casuale, per poi riascoltare il canale
- Se avviene una collisione, interrompe la trasmissione



6.2.3 Ethernet CSMA/CD

Vediamo adesso un implementazione di CSMA/CD nel protocollo Ethernet (verrà approfondito in seguito), è un algoritmo 1-persistente, funziona come segue:

1. Il nodo riceve un datagramma, lo incapsula in un frame Ethernet
2. Ascolta il canale
 - Se libero, trasmette il frame
 - Se occupato, attende che il canale sia libero per poi trasmettere
3. Il frame viene trasmesso interamente se non vengono rilevate collisioni
4. Se viene rilevata una collisione, viene interrotta la trasmissione, ed invio un segnale di *jam* di 48 bit, per avvisare gli altri nodi della collisione avvenuta
5. A seguito di tale rilevamento, il nodo entra nella condizione di *backoff binario esponenziale*

Il **backoff binario esponenziale** è una tecnica utile a ridurre le probabilità di collisione ed aumentare l'efficienza, fa sì che il tempo di attesa di un nodo prima di ritrasmettere sia proporzionale al numero di collisioni avvenute con un frame da lui inviato. Il suo funzionamento è semplice

- Il nodo tiene traccia del numero di collisioni avvenute con frame da lui inviati
- A seguito di una m -esima collisione, viene selezionato un numero k casualmente da un insieme $\{0, 1, 2 \dots, 2^{m-1}\}$

- Il nodo attenderà k slot temporali⁵, prima di riascoltare il canale (passaggio 2)

L'efficienza di questo protocollo risulta superiore anche a quella di Slotted Aloha

$$efficienza = \frac{1}{1 + 5 \cdot \frac{d_{prop}}{d_{trans}}}$$

In condizioni ragionevoli, l'efficienza raggiunge il 50%.

6.2.4 Protocolli a Rotazione

Esistono anche dei protocolli di accesso condiviso basati sul *polling*, a rotazione, viene selezionato un nodo della rete, se esso ha un frame da trasmettere, verrà trasmesso. Essendo estremamente semplice nella sua implementazione, viene spesso utilizzato sui sistemi embedded, sensori, o altri dispositivi cosiddetti "dumb", con poca potenza di calcolo.

La sua implementazione avviene tramite un nodo *master*, che uno ad uno, ascolta i nodi della rete (polling), ed "invitarli" a trasmettere in caso abbiano un frame da inviare. Il problema di tale implementazione risiede nell'overhead dovuto al polling e alla latenza, ogni nodo dovrà attendere il suo turno prima di trasmettere anche se il canale è libero, inoltre il nodo master funge da singolo punto di fallimento.

Un'altra possibile implementazione, non considera alcun nodo master, bensì vi è un pacchetto speciale detto **token**, che i nodi si trasmettono a rotazione, quando un nodo ottiene il token, ha la possibilità di trasmettere, una volta finito, passerà il token al nodo successivo.

6.3 LAN ed Indirizzi MAC

Se al livello di rete si utilizzano gli indirizzi IP per identificare un interfaccia di rete, al livello di collegamento, per identificare i singoli dispositivi all'interno di una rete locale, si utilizzano gli indirizzi MAC a 48 bit, essi, essendo locali, non vengono propagati o utilizzati al di fuori di una sottorete, se un dispositivo dovesse cambiare rete, il suo indirizzo MAC resterebbe invariato.

Identificano univocamente un interfaccia di rete e sono definiti sulla ROM della scheda di rete di ogni dispositivo, sono quindi *hardcoded*. L'indirizzamento MAC non ha una struttura gerarchica, i bit dell'indirizzo non danno alcuna informazione sulla topologia della rete. Gli indirizzi MAC sono gestiti da IEEE, che assegna ai produttori un certo spazio di indirizzi disponibili da assegnare ai dispositivi.

6.3.1 Il Protocollo ARP

Per ora sappiamo che i dispositivi su una LAN per identificarsi utilizzano gli indirizzi MAC, il punto è che quando si incapsula un datagramma, viene definita la destinazione tramite l'indirizzo IP, e non tramite l'indirizzo MAC. Ogni dispositivo deve disporre di una tabella che fornisca l'associazione fra indirizzi MAC ed indirizzi IP.

Tale tabella è detta **tabella ARP**, come il protocollo per la risoluzione degli indirizzi, ogni dispositivo possiede la propria tabella, in modo da poter associare al destinatario identificato

⁵tempo per trasmettere un frame di 64 byte

tramite IP, il corretto indirizzo MAC utilizzato nell'header a livello di collegamento, i record della tabella hanno la seguente forma

$$\langle \text{indirizzo IP} \mid \text{Indirizzo MAC} \mid \text{Time to Live} \rangle$$

Vediamo il funzionamento del protocollo ARP

- Un nodo *A* vuole comunicare con un nodo *B* all'interno della stessa rete locale
- Il nodo *A* non conosce l'indirizzo MAC di *B*, manda quindi una richiesta in broadcast, richiedendo il MAC del dispositivo con IP : *w.x.y.z* (l'indirizzo di *B*, noto ad *A*)
- A questo punto *B* riceverà il messaggio, notando che l'IP in questione è il suo, se non presente nella sua tabella, salverà il MAC di *A*, procederà poi a comunicare ad *A* il suo indirizzo MAC, inviando un apposito messaggio.

Cosa succederebbe se il nodo *B* fosse in una rete esterna a quella di *A*?

- Il nodo *A* non conosce l'indirizzo MAC di *B*, manda quindi una richiesta in broadcast, richiedendo il MAC del dispositivo con IP : *w.x.y.z* (l'indirizzo di *B*, noto ad *A*)
- Il nodo *B* non essendo nella sottorete di *A*, non riceverà questo frame.
- Il router riceverà il frame, noterà che *B* si trova in una rete esterna, scarterà quindi l'header Ethernet, leggerà l'indirizzo IP di destinazione, e tramite la propria tabella, incapsulerà la richiesta in un nuovo frame Ethernet, per poterlo indirizzare verso *B*.

I messaggi ARP sono incapsulati direttamente nel frame Ethernet, e seguono il seguente formato:

Tipo Hardware	Tipo Protocollo
lunghezza hardware	lunghezza protocollo
Indirizzo MAC della sorgente	
Indirizzo IP della sorgente	
Indirizzo MAC di destinazione (vuoto nelle richieste)	
Indirizzo IP di destinazione	

- **Tipo Hardware** : Il protocollo a livello di collegamento
- **Tipo Protocollo** : Il protocollo a livello di rete
- **Operazione** : Se il messaggio è una richiesta o una risposta

6.3.2 Ethernet