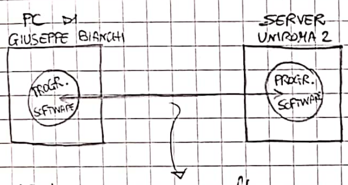
Prof. Giuseppe Bianchi Prof. Mauro Giaconi

E-MAIL: giuseppe.bianchi@uniroma2.it

TESTI: • PARTE RETI ⟶ Catene Markov (G. Bianchi)
Reti di TLC (Pattavina) → NON LE ULTIME VERSIONI

• PARTE SEGNALI ⟶ Fondamenti di segnali e trasmissione

03/03/2020



I due programmi software sono in comunicazione tra loro tramite HTTP (Hyper Text Transfer Protocol; è un PROTOCOLLO)

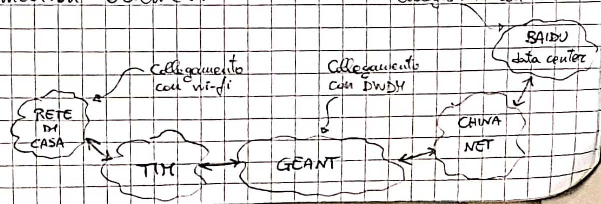
Un protocollo ancora più alla base è TCP (= Transmission Control Protocol) talvolta correlato a TLS (Transport Layer Security).
↳ DEFINITO CON HTTPS

→ TCP si occupa del controllo dell'ordine di trasmissione dei vari messaggi, ~~dell'ordine~~ del controllo dell'errore (per esempio che un messaggio arrivi effettivamente a destinazione), del controllo di flusso (per trasmettere i messaggi alla velocità che permetta che essi siano ricevuti), del controllo di congestione (per rallentare il traffico quando si rischia un intasamento nella rete) ↳ INTRODOTTO DA VAN JACOBSSON NEL 1986 PER EVITARE L'INTERNET MELTDOWN

→ PROTOCOLLI CONNECTION-ORIENTED: prima di mandare dati, si preoccupano di instaurare una comunicazione; per le telefonate ce n'è bisogno, per le e-mail no; TCP è connection-oriented.

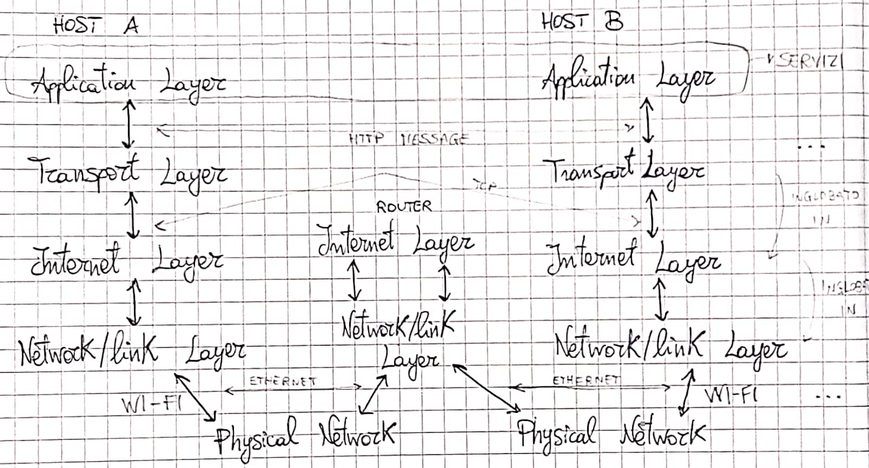
10/03/2020

INTERNET = rete di reti.



→ Il wi-fi, il 4G, l'ethernet sono tecnologie e sono diverse dall' $\boxed{\text{IP}}$, che è il PROTOCOLLO che garantisce il collegamento e il funzionamento di queste tecnologie.

→ Internet è una LAYERED ARCHITECTURE (architettura a strati).

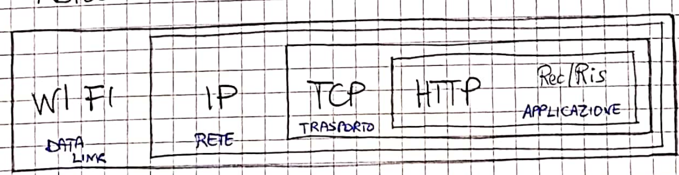


ARCHITETTURA OSF

È un'architettura a 7 livelli:

7 – APPLICAZIONE
6 – PRESENTAZIONE
5 – SESSIONE
4 – TRASPORTO → Protocollo TCP – UDP
3 – RETE
2 – DATA LINK
1 – FISICO

} Protocollo IP (= Internet Protocol)



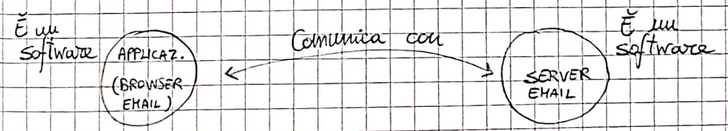
→ PROTOCOLLO = insieme di regole e convenzioni che devono essere implementati tramite un programma software.
Tipicamente include meccanismi per identificare dispositivi (CHI PARLA CON CHI).
Può includere meccanismi per stabilire connessioni (CONNECTION-ORIENTED, TCP — CONNECTIONLESS, UDP) e riconoscere ricezione (AFFIDABILE, WIFI — INAFFIDABILE, ETHERNET).

Analogia col servizio postale:

- SCRIVO UNA LETTERA A BETTY ⤳ Applicazione
- IMBUSTO LA LETTERA ⤳ Header = PARTE DEL PACCHETTO CHE CONTIENE INFORMAZIONI DI CONTROLLO NECESSARIE AL FUNZIONAMENTO DELLA RETE
- METTO LA LETTERA NELLA CASSETTA DELLA POSTA ⤳ Sistema operativo
- BETTY PRENDE LA LETTERA DALLA CASSETTA DELLA POSTA } IP
- BETTY CONTROLLA SE LA LETTERA È PER LEI } IP
- BETTY LEGGE LA LETTERA

→ PAGINA WEB = risorsa con un URL.
L'URL è composto di 3 componenti:
- PROTOCOLLO (per esempio http)
- HOST NAME (SITO): dov'è situata la pagina? (per esempio netgroup.uniroma2.it)
- FILE NAME (RISORSA): come si chiama la pagina?

→ PROTOCOLLO POP: Postal Office Protocol
↳ Manda user-name e password in chiaro: chiunque può accederci.

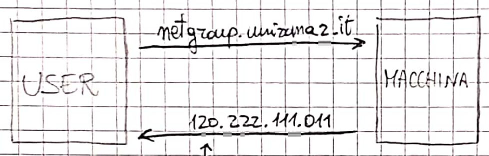


→ Immettendo TELNET, NOME DEL SERVER, PORTA 25, sostituisco praticamente il software con un essere umano.

→ Per le e-mail, viene utilizzato un altro protocollo, SMTP

(=Simple Mail Transfer Protocol).

→ Gli HOST NAME (per esempio netgroup.uniroma2.it) non sono soggetti al protocollo IP, che si occupa solo di network; attraverso il protocollo DNS (Domain Name System) viene tradotto in codice numerico.



Codice che mi riporta al sito che sono andato a cercare
↳ nel caso in cui mi porta da un'altra parte (per truffa), si tratta di SPOOFING ATTACK.

Indirizzi IP:

Sono stringhe di 32 bit (anche se gli IP versione 6 sono composti da 128 bit). Come si leggono questi 32 bit?
Noi utilizziamo il formato MNEMONICO (che è fuorviante!)

ESEMPIO: 10010011. 10100011. 00010110. 10000010

⇩

147 . 163 . 22 . 130

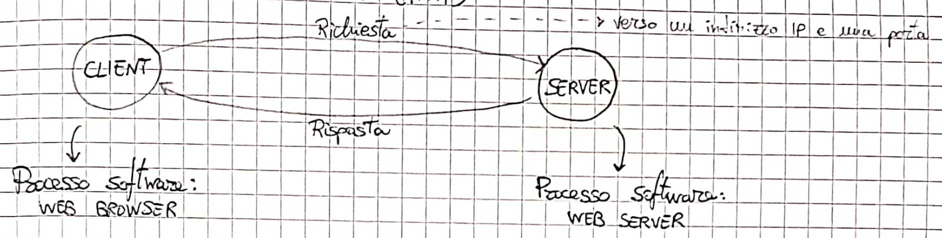
In realtà, tali stringhe sono composte da due parti effettive:

$$\underbrace{10010011.\ 10100011.\ 000101}_{\text{PREFISSO DI RETE}} \,|\, \underbrace{10.\ 10000010}_{\text{HOST (= nome specifico della macchina)}}$$

Dove finisce il prefisso lo decide chi configura la rete. Per esempio, se sono 21 bit, sto utilizzando un indirizzo del tipo /21. Effettivamente anche in telefonia il numero di cifre per il prefisso non è costante.

Ma torniamo a chi parla con chi...

HYPERTEXT TRANSFER PROTOCOL (HTTP)



PROCESSO SERVER = un "programma" nel PC / server.

Tornando alla struttura URL, il valore della porta di default per il protocollo HTTP è 80. Perciò:

HTTP://cerbero.elet.polimi.it/... EQUIVALE A
HTTP://cerbero.elet.polimi.it:80/... MA È DIVERSO DA
HTTP://cerbero.elet.polimi.it:8080/... (SE ESISTE)

→ Supponiamo di avere bisogno di parlare con un BAIDU SERVER, con indirizzo IP 119.63.198.99.

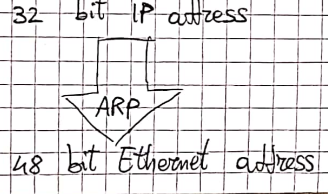
- Se tale indirizzo si trova nella mia ~~rete~~ rete, posso effettuare una comunicazione diretta (DIRECT FORWARDING).
- Se non si trova nella mia rete, devo chiamare in gioco un GATE WAY (router), gli affido il pacchetto: ci deve pensare lui a mandarlo.

Affinché un indirizzo IP sia nella mia rete, il prefisso del mio indirizzo IP e il prefisso dell'indirizzo IP del sito a cui sto accedendo devono coincidere.

Ma chi mi dice quale indirizzo è associato a un indirizzo IP?

Address Resolution Protocol (ARP)

ARP Poisoning:
è un attacco che sfrutta i mappaggi dinamici



12/03/2020

ETHERNET

È una delle tecnologie per la connessione in rete.
Il problema è: come posso gestire gli accessi multipli in rete, in cui n utenti (n>1) vogliono comunicare senza interferenze?

FDMA (Frequency Division Multiple Access)	TDMA (Time Division Multiple Access)
↓ UNA RISORSA VIENE PARTIZIONATA IN PIÙ FREQUENZE DIVERSE (CIASCUNA VALORE DI UNA FREQUENZA RAPPRESENTA UN CANALE)	↓ UNA RISORSA VIENE PARTIZIONATA IN PIÙ ISTANTI DI TEMPO (SLOT); L'INSIEME DI SLOT COSTITUISCE LA TRAMA

→ Entrambi i concetti di gestione di Multiple Access sono di tipo DETERMINISTICO, in cui ciascuno degli slot contrassegnati da una frequenza o da un tempo deve essere assegnato a un utente specifico. Ciò avviene solo in presenza di un CONTROLLO CENTRALE, che assegna appunto i canali.

Nel 1960, un certo Norman Abramson volle sviluppare una tecnica di accesso multiplo alle Hawaii ma non aveva la possibilità di usare un CONTROLLORE CENTRALE e non erano possibili le sincronizzazioni. Allora introdusse il concetto di RANDOM ACCESS, per cui si trasmettono i canali in maniera completamente casuale. In questo modo, dati due canali A e B, mentre A trasmette, anche B può trasmettere e possono esserci momenti di interferenza: il throughput, ovvero il rapporto tra il tempo utile (in cui NON si hanno interferenze) e il tempo totale, è elevato sufficientemente solo se si hanno trasmissioni per massimo il 18% del tempo (in altre parole il throughput è del 18%).

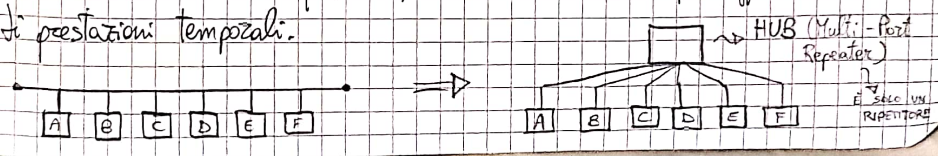
Nel 1973, Bob Metcalfe introdusse il concetto di CARRIER SENSE, in cui ogni canale diventa capace di trasmettere e ascoltare contemporaneamente, e il concetto di COLLISION DETECTION: il throughput aumentò dal 18% all' 80-90%.

Nel 1980, la piccola azienda XEROX, si alleò con DIGITAL e INTEL per sperare di accaparrarsi ~~di~~ un numero molto maggiore dei clienti e di ottenere comunque 1/3 del ricavato totale, avendo comunque complessivamente un vantaggio (DIGITAL - INTEL - XEROX ⇒ DIX).
Nel 1985 la tecnologia DIX diventa IEEE 802.3 (quel che noi conosciamo come ETHERNET ; IL WI-FI EQUIVALE A IEEE 802.11).
Inizialmente, la velocità di trasmissione standard di un cavo Ethernet era di 10 mbps (10 megabit per secondo). Oggi arriviamo fino a 400 gigabit per secondo.
Ethernet è una tecnologia CABLATA (funziona attraverso cavo). I cavi possono essere più grossi (con fino a 500 m di gittata di trasmissione), oppure più piccoli (con fino a 185 m di gittata di trasmissione).
Un cavo Ethernet può essere identificato con: VELOCITÀ, METODO DI SEGNALE e MEZZO (per es. 100 Base-T).

Dati più canali, se un canale A deve trasmettere un segnale a un canale B, a livello fisico tale segnale viene portato ovunque.
Perciò interviene NIC (Network Interface Card ; SCHEDA DI RETE), che mi scarta i messaggi che non sono destinati a me. Perciò:

- LIVELLO FISICO → broadcast : si trasmette a tutti
- LIVELLO DATALINK → unicast : si trasmette a uno solo

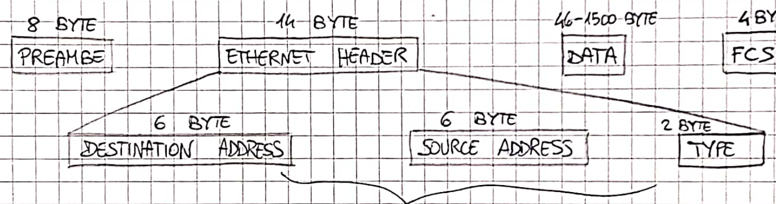
Nel 1990, si passò dalla rappresentazione Bus, alla topologia a Stella: Le due strutture sono equivalenti, ma la seconda è più efficiente a livello di prestazioni temporali.



Il salto di qualità sta nella sostituzione dell'HUB con uno SWITCH, che è molto più potente e ha più funzioni.

Ethernet Frame (trama Ethernet o pacchetto Ethernet):

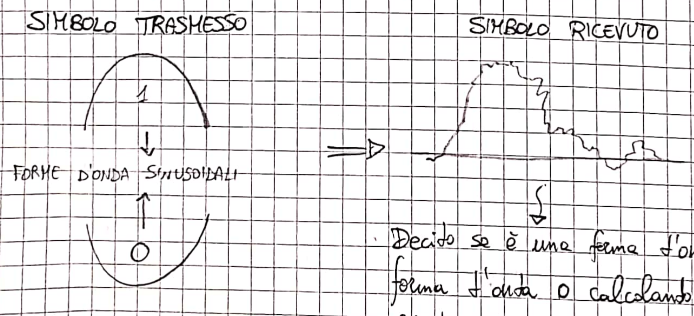
- HA UN PREAMBOLO
- HA UN'INTESTAZIONE CHE CONTIENE GLI INDIRIZZI DI DESTINAZIONE E DI ~~RICERCA~~ SORGENTE
- HA UNA SEZIONE PER I DATI



NIC controlla se sono io l'effettivo destinatario del segnale (tramite la DESTINATION ADDRESS) e lo manda in una specifica destinazione a seconda del TYPE (se è un IP, va mandato al sistema operativo, per esempio).
↳ contenuto del pacchetto

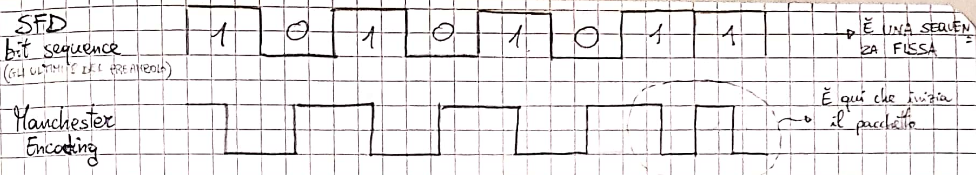
Problema: CAPIRE DOVE INIZIA IL PACCHETTO.

- Se siamo nel caso sincrono, posso capirlo dall'istante definito dal clock.
- Se siamo nel caso asincrono (RANDOM ACCESS), si ha un problema di tipo tecnologico.



Decido se è una forma d'onda 1 o una forma d'onda 0 calcolando l'area con l'integrale.

Un problema è anche capire dove inizia e dove finisce una forma d'onda.



⇒ PREAMBOLO = sequenza di bit DETERMINISTICA e NOTA con 2 funzioni:

1) SINCRONIZZA i bit (col Manchester Encoding, le cui forme d'onda quadrate sono tali che cambiano fronte ~~a metà~~ quando un'onda dell'SFD si trova a metà tra 2 fronti).
2) STABILISCE dove inizia il pacchetto (sempre col Manchester Encoding).

→ FCS (Frame Check Sequence), noto anche come CRC (Cyclic Redundance Check), è un CODICE DI CONTROLLO che verifica se il pacchetto è stato ricevuto correttamente.

→ I 6 BYTE (48 BIT) DEGLI INDIRIZZI tipicamente si riferiscono a:

- INTERFACE ADDRESS
- HARDWARE ADDRESS
- MAC ADDRESS

IL PRIMO BIT → se 0: è un indirizzo unicast
se 1: è un indirizzo broadcast

IL SECONDO BIT → se 0: è un indirizzo hardware
se 1: è stato sovrascritto da qualche software della NIC

Accessi multipli: Ethernet vs Aloha:

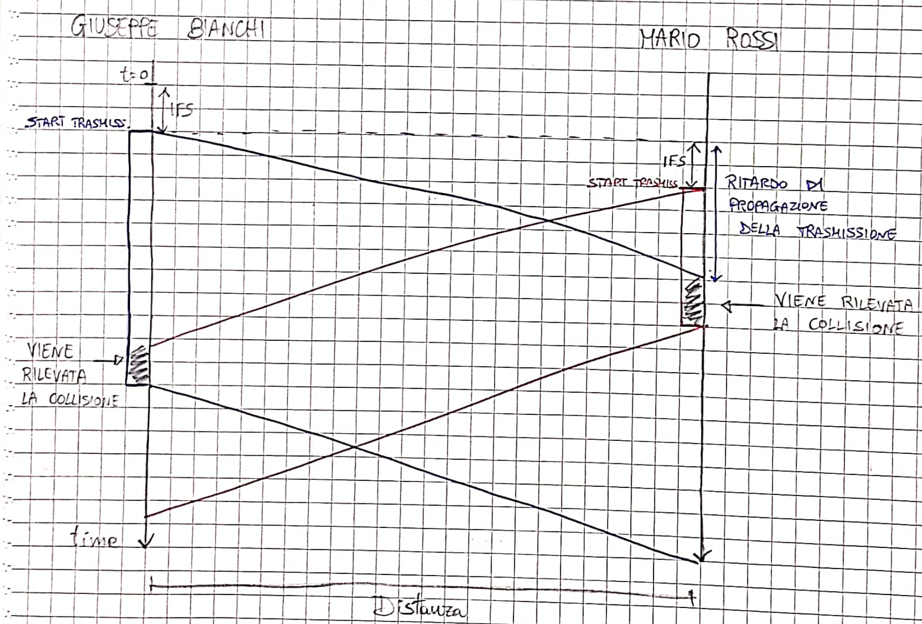
ALOHA: Trasmissione senza ascoltare: è possibile iniziare a trasmettere a prescindere da quello che stanno facendo gli altri canali.

ETHERNET: Ascolto prima della trasmissione: si può iniziare a trasmettere solo se il canale è libero; inoltre, in caso di interferenza, la trasmissione viene interrotta.

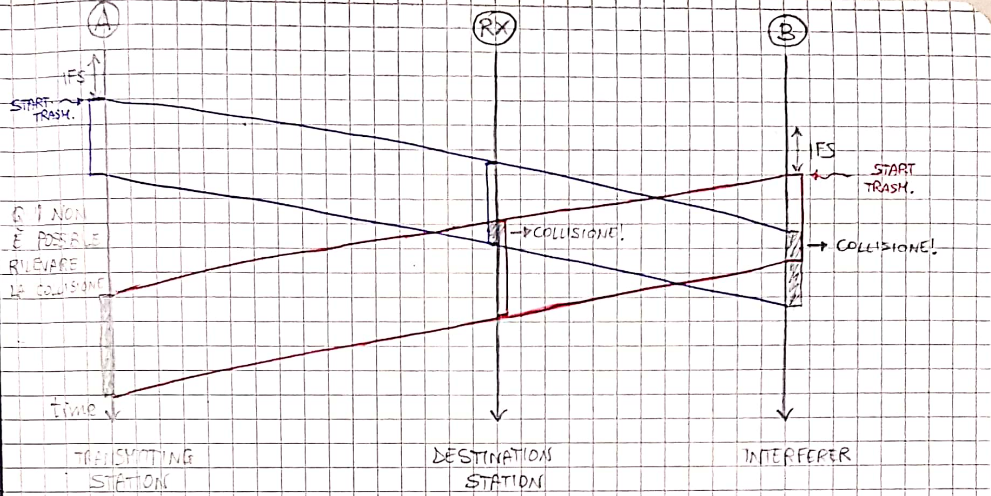
Nel caso in cui due canali B e C sono in ascolto mentre A trasmette, hanno dei tempi di attesa prefissati, indipendenti e casuali dopo dei quali possono iniziare a trasmettere. Si ha una collisione solo nel caso in cui i due tempi sono uguali. Il fenomeno dell'attesa si chiama BACKOFF.

→ INTER FRAME SPACE = tempo tecnico per capire se il canale è libero o occupato; se è libero, si parte con la trasmissione.

PROBLEMA: la propagazione del segnale è a velocità finita! In un cavo, è circa i $2/3$ della velocità della luce (ovvero $200\ m/\mu s$).

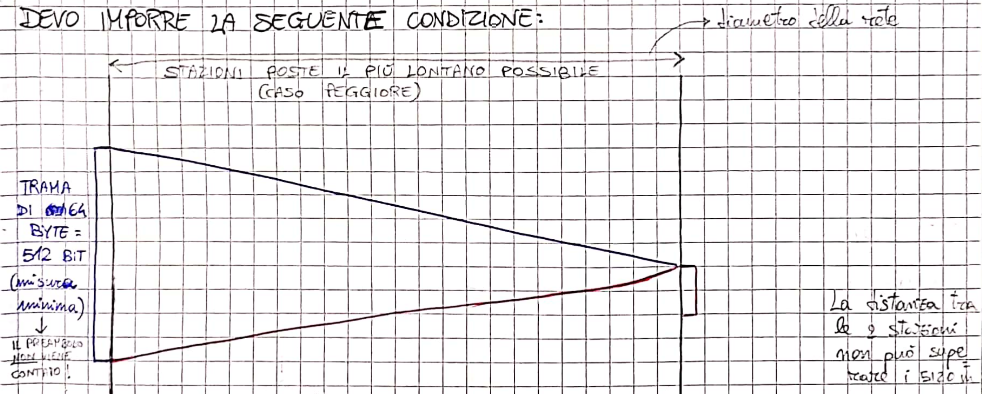


→ Le collisioni non dipendono solo dagli istanti di tempo in cui si trasmette ma anche dalla distanza spaziale.



Bisogna fare in modo che tutte le stazioni rilevino la ~~cosses~~ collisione oppure che nessuna stazione la rilevi!

DEVO IMPORRE LA SEGUENTE CONDIZIONE:



DIM. MINIMA TRAMA (L_{min})

DEVO ANDARE AVANTI E INDIETRO

• VELOCITÀ DI 10 Mbps : $\dfrac{512 \text{ bit}}{10 \text{ bit}/\mu s} > \dfrac{2d}{200 \text{ m}/\mu s} \Longrightarrow d < 5120 \text{ m}$

VELOCITÀ DELLA RETE (R)

VELOCITÀ SEGNALE (c)

DIAMETRO DELLA RETE = max possibile distanza tra 2 pc

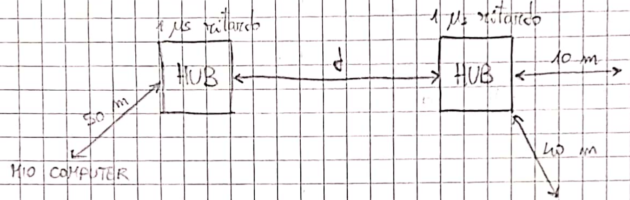
• VELOCITÀ DI 10 Gbps : $\dfrac{512 \text{ bit}}{10\,000 \text{ bit}/\mu s} > \dfrac{2d}{200 \text{ m}/\mu s} \Longrightarrow d < 5{,}12 \text{ m}$

HOUSTON, WE HAVE A PROBLEM!

Stando a questo, non saremmo in grado di produrre reti più veloci di un gigabit al secondo!

Oggi Ethernet non usa più CSMA (Carrier Sense Multiple Access), proprio per il motivo appena esposto. Infatti oggi si usa la Switched Ethernet, che può collegare Roma e Milano senza questo tipo di problema.

Esempio di esercizio di esame:



$VP = 200 \ m/\mu s$

$L = 512$ bit $\qquad d_{MAX} = ?$

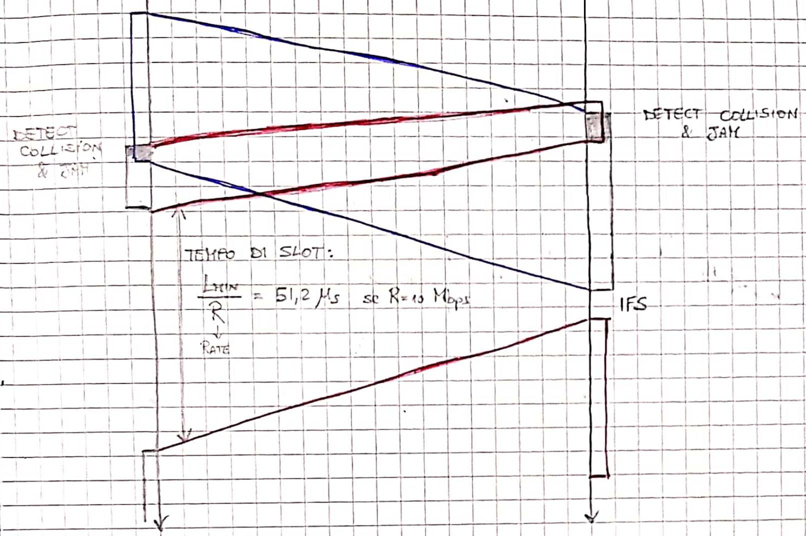
$R = 100$ mbps

L'equazione che devo impostare è:

$$\frac{512}{100} > \frac{2(d+50+40)}{200} + \underbrace{2(1+1)\,\mu s}_{\text{RITARDI DOVUTI ALLE HUB (ANDATA + RITORNO)}} \implies d < 22 \ m$$

13/03/2020

Supponiamo di avere una collisione tra la stazione A e la stazione B. Succede che entrambe fermano la trasmissione per un tempo pari a un INTER FRAME SPACE; se esso è uguale per A e B, si avrebbero in loop trasmissioni che collidono e pause. Per risolvere la questione, poiché non c'è un controllo o un criterio su chi deve trasmettere prima e chi dopo, si generano dei tempi di attesa CASUALI. Se per caso sono uguali, si fa un secondo tentativo ma comunque prima o poi il problema si risolve.



Questo schema serve per capire che non ha senso fornire dei tempi di attesa casuali, ma, per evitare collisioni, è sufficiente che una stazione trasmetta una trama all'istante $0^{\mu s}$, un'altra stazione trasmetta una trama all'istante 51,2 μs, un'altra stazione ancora trasmetta una trama all'istante 102,4 μs (2· 51,2 μs) e così via (posto che il Rate sia pari a 10 Mbps). Perciò consideriamo il backoff come valore discreto e non più come valore continuo (consideriamo 1 slot di tempo come tempo pari a 51,2 μs; quindi un backoff pari a 1 corrisponde a un istante pari a 51,2 μs). → ETHERNET BACKOFF RULE

Il problema ora è:

- SE PRENDO UN LASSO DI TEMPO ELEVATO MA HO POCHE STAZIONI, SPRECO TEMPO
- SE PRENDO UN LASSO DI TEMPO BASSO MA HO TANTE STAZIONI, HO TROPPE COLLISIONI

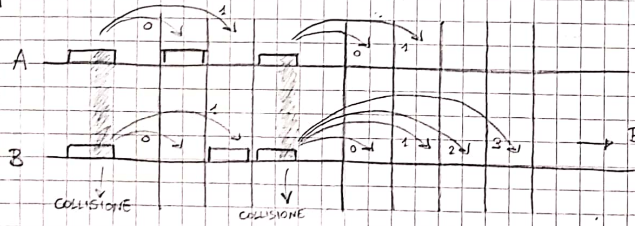
⇒ Come scelgo il numero di slot-time?

Exponential backoff:

→ LA PRIMA TRASMISSIONE CHE FACCIO DOPO UNA COLLISIONE, O LA FACCIO AL TEMPO 0 O AL TEMPO 1 (scelta randomica); SE HO ANCORA UNA COLLISIONE, LA TRASMISSIONE LA FACCIO O AL TEMPO 0, O AL TEMPO 1, O AL TEMPO 2 O AL TEMPO 3.

Praticamente, a ogni collisione, si raddoppiano gli slot disponibili tra cui scegliere per sperare di ridurre progressivamente le collisioni.
Il problema è che, con l'esponenzializzazione, si raggiungono presto dei tempi troppo elevati. C'è bisogno di altre regole.
Chiamiamo con N ~~con~~ il numero di RI-TRASMISSIONI ($N=0$ per la prima trasmissione, $N=1$ per la seconda, ecc.).
→ Una ~~possibilità~~ regola è che, per $N=16$, buttiamo via il pacchetto.
→ Un'altra regola è che il numero di slot disponibili è 1024 per $N=10, 11, \dots, 16$, senza raddoppiare più.
Quindi il tempo di backoff è $R \cdot 51,2\ \mu s$ (per 10 mbps), ~~per~~ con R preso randomicamente tra i valori compresi tra 0 e $\min(2^{10}, 2^N)$ (sempre se ~~...~~ si considera un tentativo singolarmente e se non si hanno ulteriori collisioni).

ATTENZIONE: non è difficilissimo che si arrivi a buttare un ~~...~~ pacchetto dopo 16 ri-tentativi con solo 2 stazioni che trasmettono.



→ B ha "perso" la prima "contesa", per cui è il canale a cui aumentano gli slot disponibili poi

In questo modo si presenta il seguente scenario: → PACKET STARVATION EFFECT
→ P(win at first try): $1/4$ vs $1/4$
→ P(win at second try): $1/8$ vs $5/8$
→ P(win at third try): $1/16$ vs $13/16$
...

Chi attende di più dopo la prima trasmissione, poi ha sempre meno probabilità di trasmettere, soprattutto se l'altra stazione è GREEDY (ha sempre un pacchetto da trasmettere)!

Per risolvere la questione si arrivò a non avere più collisioni con l'Ethernet.

<u>Ethernet Repeaters:</u>

Hanno lo scopo di aiutare ~~&~~ a raggiungere distanze più elevate rispettando comunque le norme sul massimo diametro di rete (d).

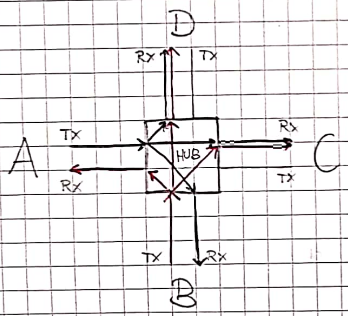
In pratica:

→ RISISTEMANO LA FORMA D'ONDA (Re-Shaping)

→ RISISTEMANO IL CLOCK (Re-Timing)

→ RITRASMETTONO IL SEGNALE (Re-Transmitting)

Supponiamo che un canale A voglia trasmettere a C e B voglia trasmettere a D:



→ Abbiamo visto che l'HUB lavora solo a livello fisico, non Data Link! Quindi non può sapere chi è il destinatario del messaggio, e lo trasmette a tutti.
CONSEGUENZA: si hanno collisioni in C e in D.

SOLUZIONE: utilizzo di un ETHERNET BRIDGE al posto del classico Hub che è in grado di leggere i destinatari dei messaggi.

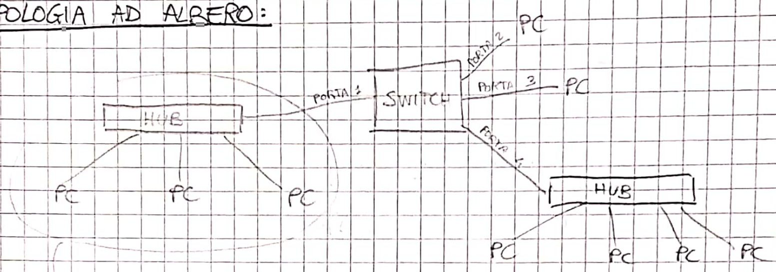
Quindi, per n canali, la capacità di trasmissione diventa $n/2$ perché, in teoria, non si può trasmettere e ricevere contemporaneamente.

In realtà, secondo lo schema qui sopra, ci sarebbero 2 canali differenti adibiti a trasmettere e ricevere, per cui si può introdurre il ~~rete~~ ~~SWITCHED STAR NETWORK~~ FULL DUPLEX STANDARD che rende possibile la contemporaneità di trasmissione e ricezione (~~ce~~ ⇒ possibilità raddoppiate) e in cui l'Ethernet bridge è un vero e proprio SWITCH in cui le collisioni sono praticamente impossibili. (perché, se serve, i segnali ricevuti vengono ~~o~~ memorizzati in un buffer o in una coda finché il cavo RX non è libero).

16/03/2020

Col FULL DUPLEX, la capacità diventa n · linK.

TOPOLOGIA AD ALBERO:



Qui si hanno collisioni:
ricordiamo che gli HUB trasmettono
i messaggi a tutti i canali

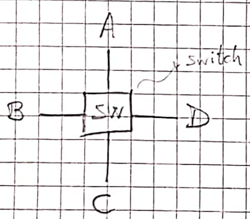
DOMINIO DI COLLISIONE = zona della rete raggiunta da una trama sentita a livello fisico.

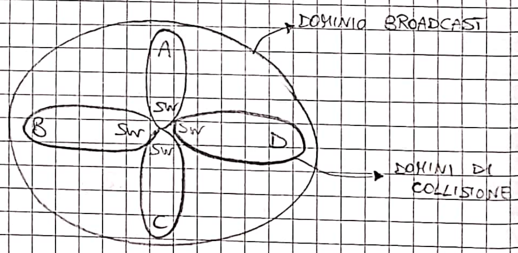
DOMINIO BROADCAST = zona raggiunta da una trama indirizzata (livello Data LinK).

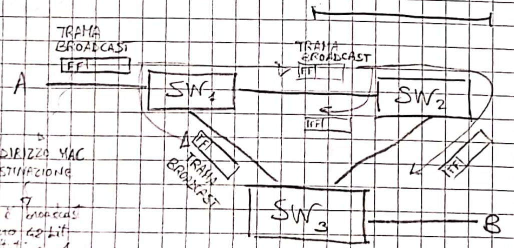
→ Un HUB fa parte del dominio di collisione

→ Uno switch interrompe il dominio di collisione

Esempio:







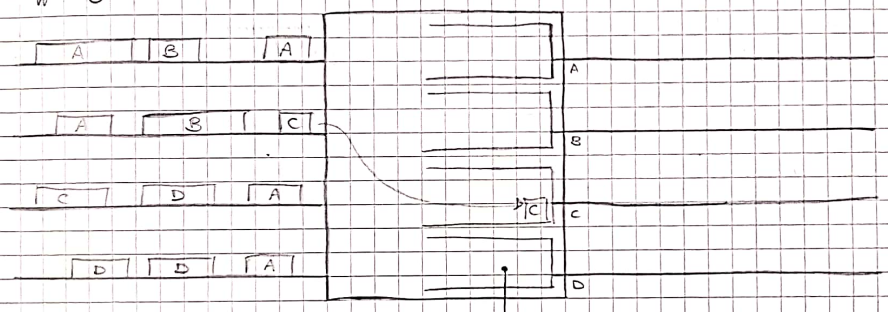
INDIRIZZO MAC DESTINAZIONE

se è broadcast sono 48 bit settati a 1

→ LOOP (ANELLO)
Vietato per l'Ethernet!

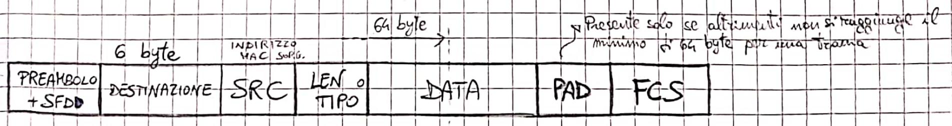
Come si può notare dal grafico, lo schema ad anello è vietato perché la trama broadcast da inviare a B viene duplicata all'infinito e continua perpetuamente a circolare tra gli switch, fino ad arrivare, nei casi peggiori, alla congestione della rete (BROADCAST "STORM").

<u>Buffering:</u>



BUFFER = coda che memorizza trame finché non vengono ~~tras~~ trasmesse

Questa tecnica dello switch evita le collisioni ma non le perdite: infatti, può succedere che uno dei buffer si saturi e non lasci spazio ad altre trame che, a tal punto, andrebbero perse (OVER PROVISIONING).
In ogni caso, è una tecnica che venne adottata perché è meglio una perdita che un ritardo eccessivo nella trasmissione dei pacchetti.
È una tecnica che introduce la LATENZA (il ritardo), che non è deterministico, bensì statistico.

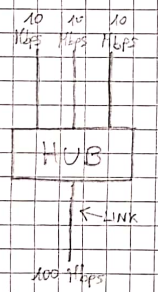


<u>Operazioni dello switch:</u>

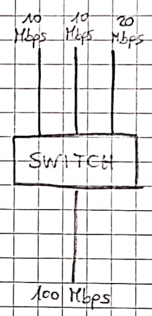
<u>STORE & FORWARD:</u>
- Verifica se la trama è consistente (senza bit errati)
- Verifica se la trama ha dimensione compresa tra 64 e 1518 byte
  ↳ 1500+14+4
- Controlla su quale porta è attestata la trama
- Manda la trama alla porta COMMUTANDOLA

CUT-THROUGH: • Mentre legge la trama, la commuta e la spedisce direttamente alla porta d'uscita, senza particolari controlli.

→ Col cut-through si ha una velocizzazione di trasmissione di 2 ordini di grandezza, ma si tratta di un miglioramento significativo fino a 10 Mbps (in cui si passa da 1,2 ms a 11,2 μs).
Sopra i 10 Mbps il cut-through perde di significato (l'ordine di grandezza sarebbe sotto il millisecondo a prescindere!)



CONFIGURAZIONE NON POSSIBILE



CONFIGURAZIONE POSSIBILE GRAZIE ALL'UTILIZZO DEI BUFFER (NON NEL CASO CUT-THROUGH!)

Nell'invio di una trama a un dispositivo, vengono specificati l'indirizzo MAC del dispositivo e la porta a cui accedere per raggiungere l'indirizzo stesso. Questi dati sono raccolti in una TABELLA FORWARDING; la tabella non deve essere necessariamente precompilata perché non è un problema se non contiene un indirizzo che serve: in questo caso, la trama viene mandata a tutti i canali tranne il mittente, e ciò è possibile proprio perché la topologia non è ad anello.
Ciascun indirizzo, oltre a una porta, all'interno della tabella viene associato a un tempo di vita (che indica da quanto tempo si trova nella tabella); raggiunto un certo valore di tempo, se un dato indirizzo non

è stato mai refreshato, ~~mai~~ si suppone che si sia scollegato dalla comunicazione.
La tabella forwarding è il cuore dello switch, NON dell'HUB.

→ OPERAZIONE DI FORWARDING: trasmissione di una trama tramite la lettura dell'indirizzo MAC del destinatario, che consente di conoscere la porta d'uscita.
→ OPERAZIONE DI LEARNING: aggiunta di un nuovo indirizzo MAC all'interno della tabella forwarding, nel caso in cui non fosse trovato.
→ OPERAZIONE DI REFRESH: aggiornamento del campo "tempo di vita" di un indirizzo che era già presente nella tabella di refresh.
→ Nel caso in cui una stazione si sposta e cambia porta, viene eliminato l'indirizzo MAC corrispondente dalla tabella forwarding e viene aggiunto nuovamente con la porta aggiornata (CIÒ AVVIENE SE LA STAZIONE MANDA PACCHETTI). *

NB: Tra le varie cose, lo switch deve controllare che la porta di destinazione sia abilitata, perché potrebbe non esserlo.

* Se la stazione che cambia porta è una stazione destinataria e non invia mai pacchetti (ipotesi improbabile), non si ~~avrebbe~~ ha un aggiornamento nella tabella forwarding e la stazione stessa non viene trovata più; di conseguenza, si avrebbe un' ~~incosistenza~~ inconsistenza e una perdita di tutti i pacchetti destinati a essa.
E questo è uno dei motivi per cui, dopo un certo tempo di vita, un indirizzo viene rimosso dalla tabella forwarding.

17/03/2020

Esercizio 1:

COMPUTER A - - - - - BRIDGE B - - - - X - - - - - ROUTER R - - - - - Y - - COMPUTER B

Si mandi un pacchetto IP da A a B. Si rilevi con due sniffer piazzati nelle posizioni X e Y un medesimo pacchetto originato da A e destinato a B.

→ Gli indirizzi IP del pacchetto sono identici per X e per Y.

→ MAC

X: Destinazione: MAC_{ROUTER} (INTERFACCIA SINISTRA)

Sorgente: MAC_A

Y: Destinazione: MAC_B

Sorgente: MAC_{ROUTER} (INTERFACCIA DESTRA)

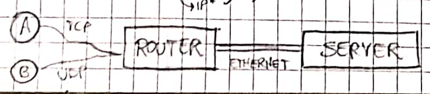
→ Il bridge (= switch) è trasparente: fa semplicemente passare la trama, commutandola (NON È IL CASO DELLA TRAMA WI-FI).

→ Il router interfaccia reti fisiche diverse: il suo compito è fare da collante per il pacchetto IP.

Esercizio 2:

Un server si trova su una rete locale Ethernet connessa a internet attraverso un router. Allo stesso server sono connessi due utenti remoti su internet. Un utente B accede al server con un'applicazione di video streaming in tempo reale (protocollo RTP, su trasporto UDP). Un altro utente A ~~sta~~ accede al server con un'applicazione web (protocollo HTTP, su trasporto TCP). Se guardiamo l'header delle trame Ethernet che viaggiano sul collegamento tra il router e il server, e confrontiamo gli header delle trame che contengono l'informazione generata dall'utente A con quelli delle trame che contengono le informazioni generate dall'utente B, possiamo dire che:

→ GLI HEADER ETHERNET SONO IDENTICI (STESSO INDIRIZZO ORIGINE, DESTINAZIONE E TIPO $\hookrightarrow$ IP*), ANCHE SE IL LORO CONTENUTO È DIVERSO.



* IL TIPO È ARP QUANDO IL DISPOSITIVO DEVE RICHIEDERE INDIRIZZO MAC IN BASE A INDIRIZZO IP

	DEST. MAC (ETH)	SORG. MAC (ETH)	DEST. IP	SORG. IP	PROTOC.
A:	M_S	M_R	IP_S	IP_A	TCP
B:	M_S	M_R	IP_S	IP_B	UDP

Esercizio 3:

Con riferimento alle funzionalità di un bridge/switch Ethernet:

→ PER POTER GESTIRE CORRETTAMENTE IL LEARNING, UNO SWITCH ~~DEVE~~ PUÒ ESSERE ANCHE CUT-THROUGH (NON È VIETATO, INSOMMA)

→ UNO SWITCH ETHERNET NON PROPAGA ANCHE UNA COLLISIONE

→ PER POTER GESTIRE LINK A VELOCITÀ DIFFERENTE, UNO SWITCH NON DEVE ESSERE CUT-THROUGH

→ LO SWITCH ETHERNET NON CAMBIA GLI INDIRIZZI SORGENTE E DESTINAZIONE

Esercizio 4:

Un bridge è configurato con AGEING TIME = 180 sec. Il forwarding database (TABELLA) del bridge è inizialmente vuoto. Al bridge arrivano le seguenti trame:

TEMPO DI ARRIVO DELLA TRAMA A PARTIRE DA ZERO	PORTA DI ARRIVO	INDIRIZZO SORGENTE	INDIRIZZO DESTINAZIONE
T=000	1	11	broadcast
T=060	2	33	11
T=120	3	44	22
T=200	4	33	66
T=210	3	22	11
T=220	2	22	22

FORWARDING DATABASE (brutta copia)

MAC	PORTA	TEMPO DI ARRIVO
~~11~~	~~1~~	~~0~~
~~33~~	~~2~~	~~60~~
44	3	120
33	4	200
~~22~~	~~3~~	~~210~~
22	2	220

Cancellato dopo 180 sec (scaduto per ageing time)

Cancellati perché poi le sorgenti poi hanno cambiato porta

Forwarding database per T=230:

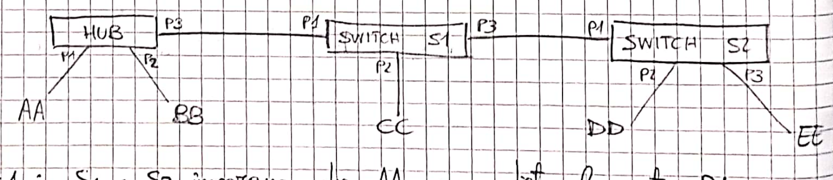
MAC	PORTA	AGE
22	2	10
33	4	30
44	3	110

Una stazione in ascolto su una quinta porta #5, quali tra le precedenti trame sentirebbe?

1°- SÌ perchè la destinazione è broadcast
2°- NO perchè viene sentito solo da 11 (già presente nel forwarding database)
3°- SÌ perchè 22 non è presente nel forwarding database
4°- SÌ perchè 66 non è presente nel forwarding database
5°- SÌ perchè nel frattempo 11 è stato cancellato dal forwarding database
6°- NO perchè viene sentito solo da 22 (già presente nel forwarding database)

Esercizio 5:

→ t=1 ⇒ stazione AA manda trama 1 alla stazione CC
→ t=2 ⇒ stazione BB manda trama 2 alla stazione AA
→ t=3 ⇒ stazione DD manda trama 3 alla stazione CC
→ t=4 ⇒ stazione DD manda trama 4 alla stazione AA
→ t=5 ⇒ stazione DD manda trama 5 alla stazione BB



→ t=1 : S_1 e S_2 imparano che AA sono dietro la porta P1
→ t=2 : S1 impara che BB è dietro la porta P1
→ t=3 : S1 impara che DD è dietro la porta P3 e
S2 impara che DD è dietro la porta P2

- Trame ricevute da EE: 1-3-5
- Trame ricevute da BB: 1-3-~~4~~4-5 → l'HUB non legge che il destinatario è AA

Esercizio 6:

Un bridge è configurato con AGEING TIME = 10 sec. Il forwarding database è inizialmente vuoto. Al bridge arrivano le seguenti trame:

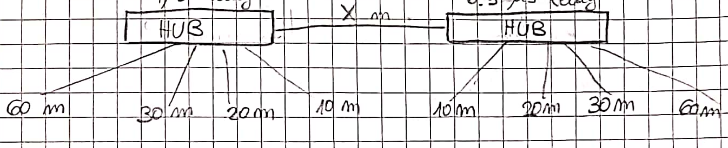
TEMPO DI ARRIVO DELLA TRAMA	PORTA DI ARRIVO	INDIRIZZO SORGENTE	INDIRIZZO DESTINAZIONE
~~T=0~~	~~1~~	~~11~~	~~22~~
~~T=2~~	~~2~~	~~22~~	~~33~~
T=4	3	33	11
T=7	4	44	55
T=9	3	22	11
T=11	3	22	33
T=12	3	22	55

Forwarding database per T = 13:

MAC ADDRESS	PORTA	REMAINING TIME
22	3	9
44	4	4
33	3	1

Esercizio 7:

R = 100 mbps



$$\frac{512}{100} = \frac{2(60+X+60)}{200} + 2(1+0,5) \Longrightarrow X = 92\ m$$

→ Tempo trasmissione = 2·(Tempo propagazione + Ritardo HUB)

L'uguaglianza mi dà la lunghezza massima

NB: 1 mbps = = 1 bit/μs
1 megabit per sec.

19/03/2020

ETHERNET RADIO – WIRELESS LANs (WI-FI)

Obiettivo originale: strutturare una tecnologia Ethernet non cablata ma che funzionasse via radio.

→ IEEE 802.11 (=wi-fi) ebbe una prima origine nel 1990.

1997: primo standard

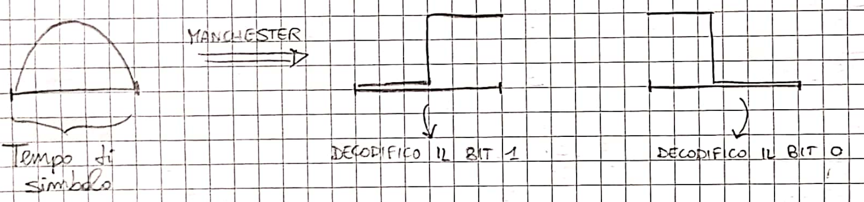
1999: secondo standard (utilizzato da tutti)

2009: introduzione di MIMO (Multiple In Multiple Out)

+ ANTENNE CHE MANDANO I SEGNALI IN MODO OPPORTUNAMENTE COLLEGATO PER AUMENTARNE LA CAPACITÀ (e quindi la velocità)

+ ANTENNE CHE COMBINANO IL SEGNALE PER RICEVERLO MEGLIO

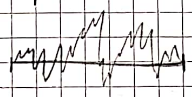
Come mai questa tecnologia possa andare a svariate velocità contemporaneamente?



Vediamo come in realtà si hanno più possibilità (quindi più bit per simbolo)

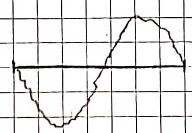
Il costo è che n bit per simbolo implicano dover decodificare una forma d'onda reale con 2^n possibilità.

CANALE CATTIVO ⇒



← alta probabilità di sbagliare; è già tanto se riesco a gestire 2 forme d'onda

CANALE BUONO ⇒



→ 1 BIT PER SIMBOLO: modulazione binaria

→ 4 BIT PER SIMBOLO se il canale è buono

→ 6 BIT PER SIMBOLO se il canale è eccellente

In ogni caso, il tempo di simbolo non varia tra un caso e l'altro.

Quindi: CANALE BUONO ⟹ PIÙ BIT/SIMBOLO ⟹ AUMENTO DI CAPACITÀ E VELOCITÀ

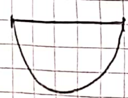
$$\text{BIT RATE} = \text{symbol rate}\left(\frac{\text{simboli}}{\text{secondo}}\right) \cdot m \left(\frac{\text{bit}}{\text{simbolo}}\right)$$

Un altro parametro per accelerare/rallentare la ricezione di segnale è la RIDONDANZA DI CODIFICA.

Soprattutto se il segnale è cattivo, posso convertire un bit informazione in più (per es. 3) bit che decodifichino forme d'onda, in modo da avere meno probabilità di errore ma un rallentamento nella ricezione di segnale (nel nostro es. la capacità sarebbe 1/3 rispetto a condizioni standard).

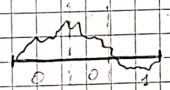
Cioè (con 3 bit di decodifica):

onda 0 che ~~...~~ decodifico con 000



onda 1 che decodifico con 111

ONDA REALE:



→ decodificata con 001; più 0 che 1 ⟹ la associo all'onda 0

Esempio:

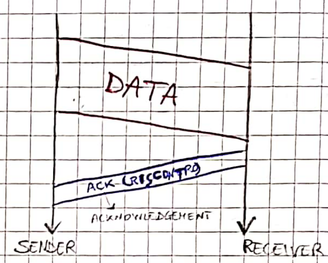
Se ho 64 forme d'onda possibili e, nella trasmissione, ogni 3 simboli che ricevo, li decodifico con 4 bit (per ogni 3 bit ne aggiungo 1), la velocità di trasmissione diventa:

$$\underbrace{12}_{\text{TASSO SIMBOLI AL SECONDO}} \log 64 \cdot \underbrace{R}_{\text{CODING RATE}} = 12 \cdot 6 \cdot 3/4 = 54 \text{ Mbps}$$

PROBLEMA DEL CANALE RADIO: può diventare da ottimo a pessimo in pochi

millisecondi → COME SI FA AD ANDARE A VELOCITÀ COSTANTE?
→ SI PUÒ TOCCARE UN TASSO DI ERRORE NEI SEGNALI DEL 60%

→ È necessario avere un riscontro da parte del destinatario per accertarsi che il pacchetto sia stato veramente ricevuto o meno e, nel caso affermativo, che sia stato ricevuto senza errori (in casi più sofisticati il pacchetto viene eventualmente corretto).

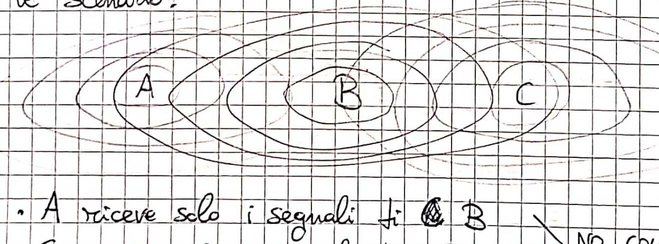


→ Non si può rilevare una collisione: è impossibile trasmettere e ascoltare contemporaneamente, poiché:

① Una circuiteria per una singola antenna può permettere o di trasmettere o di ricevere. Due circuiterie implicano uno spreco dell'hardware.

② È problematico anche avere due antenne, tra cui una trasmette e una riceve: l'intensità (POTENZA) di un segnale si misura in decibel, che è una grandezza logaritmica. Se la prima antenna trasmette a 20 dBm (100 mW) e l'altra riceve a -70 dBm (100 GW), si hanno ben 9 ordini di grandezza di differenza: questo scenario è tecnologicamente impossibile.

③ Quando un'antenna trasmette, all'aumentare della distanza il segnale diventa via via più debole; perciò, i canali vicini sentono il segnale, mentre i canali lontani no. Si può avere il seguente scenario:



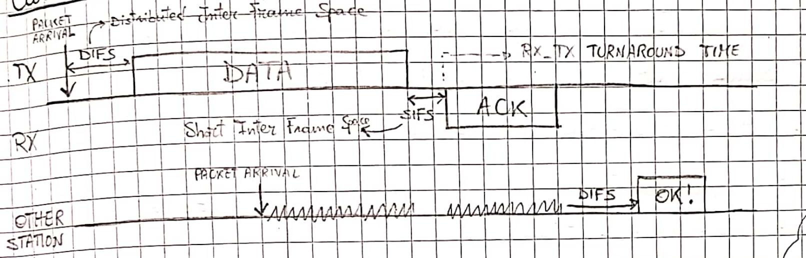
- A riceve solo i segnali di B
- C riceve solo i segnali di B

NO COLLISION

- B riceve ~~solo~~ i segnali sia di A che di C → COLLISION

20/03/2020

Carrier Sense Multiple Access (CSMA) per wi-fi:

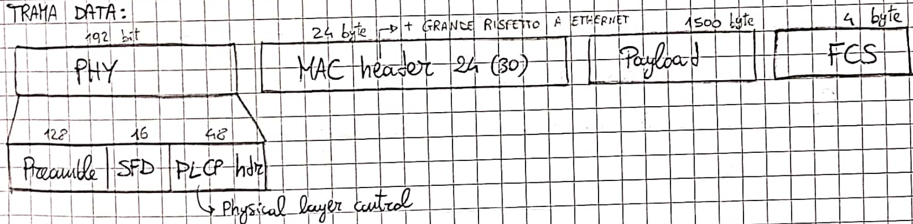


ATOMICITÀ: concetto per cui, se il dato non ha avuto collisioni, neanche l'acknowledgement deve avere collisioni

SIFS < DIFS per evitare collisioni nelle altre stazioni (in particolare, collisioni tra la trasmissione di un secondo canale e l'acknowledgement di risposta al primo).

Nel wi-fi tradizionale (802.11 b):
DIFS = 50 μs = 1 SIFS + 2 slot-times (per motivi di protocollo)
SIFS = 10 μs (per motivi tecnologici)

TRAMA DATA:



WI-FI 802.11 → MODULAZIONE CODIFICA ADATTATIVA: ogni pacchetto usa il livello di modulazione codifica che vuole, in modo indipendente; tuttavia, il ricevitore deve sapere qual è la modulazione usata. Da qui, serve il campo PLCP hdr nella trama.

→ Solo l'intestazione di ogni pacchetto ~~è codificata con~~ è scritta con la modulazione BPSK, che è la più robusta possibile.

→ Se A invia un pacchetto a B con una certa modulazione e B non riesce a coglierne il segnale, allora A deve riprovare a mandare il pacchetto con una modulazione più bassa. Se si hanno problemi anche con la modulazione più bassa possibile, vuol dire che B non è proprio coperto dalla rete.

→ PHY composta da 128+16+48 bit = 192 bit. Con una velocità di 1 mbps, per trasmettere solo PHY ci vogliono 192 μs.

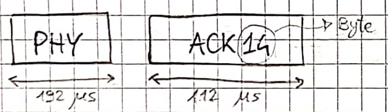
NB: PHY, in realtà, viene trasmessa a 1 mbps a prescindere (si scala marcia solo successivamente).

- 1 Mbps: $192 + 8 \cdot (24+1500+4) = 12480\ \mu s$
  - >> PHY+MAC overhead = 3.3%
- 11 Mbps: $192 + 1117.1 = 1309.1\ \mu s$
  - >> PHY+MAC overhead = 16.0%

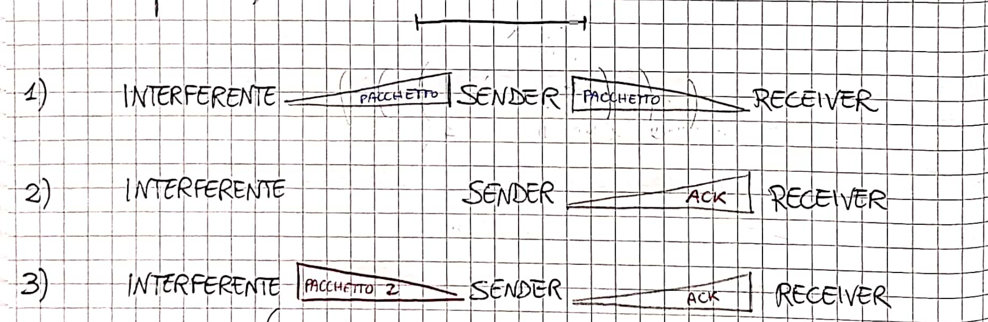
→ L'OVERHEAD CRESCE PER VELOCITÀ ALTE

OVERHEAD = tutto quello che "spreco" per inviare una certa informazione ACK, DIFS, SIFS è overhead

TRAMA ACKNOWLEDGEMENT:



L'acknowledgement viene sempre trasmesso col BASIC RATE (tipicamente con velocità di 1 mbps, al massimo di 2 mbps), per evitare rischi di perderlo (e sappiamo che perdere l'acknowledgement ack comporta perdere l'intero pacchetto).

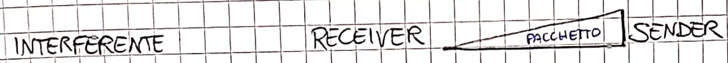


↳ L'interferente non sente l'ack del receiver e trasmette distruggendo l'ack: il pacchetto trasmesso da sender è come se non fosse mai esistito!

SOLUZIONE: lettura del campo DURATION del MAC header da parte di chi sente un segnale (come l'interferente). Così quest'ultimo sa per quanto tempo è effettivamente occupato il canale e aspetta in modo tale da non interferire con l'ack. Questo costituisce il CARRIER SENSE VIRTUALE.

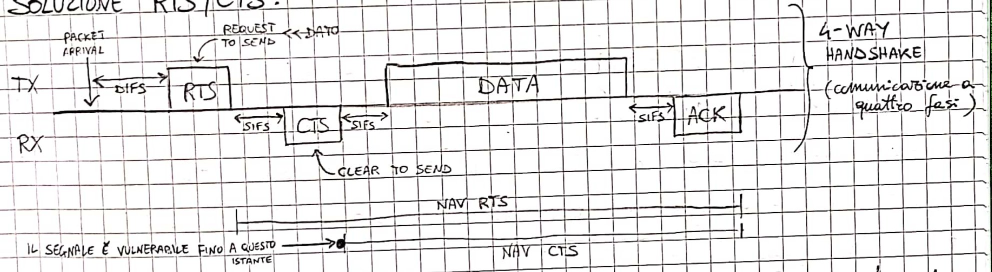
→ TEMPO NAV (DEL VIRTUAL CARRIER SENSING) = SIFS + ACK

Se invertissimo la posizione di SENDER e RECEIVER...

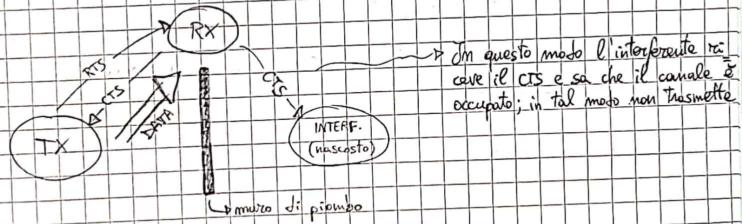


In questo caso, l'interferente non sente nulla e può creare collisioni e distruggere tutto anche con il virtual carrier sensing!
Peggio ancora se ci fosse un muro di piombo tra interferente e sender.

SOLUZIONE RTS/CTS:



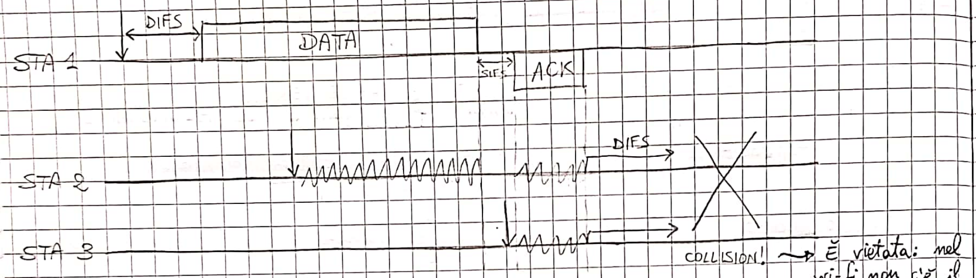
Il fatto che la soluzione sia vantaggiosa si vede dal seguente schema:



È una soluzione molto elegante ma richiede che il dato sia molto maggiore dell'RTS (altrimenti tanto vale rischiare), soprattutto se la velocità di trasmissione è alta (in ogni caso, RTS/CTS viaggiano con basic rate); altrimenti, l'overhead aumenterebbe vertiginosamente (anche RTS/CTS appartengono all'overhead).

23/03/2020

Perché il backoff?



→ È vietata: nel wi-fi non c'è il COLLISION DETECTION

C'è bisogno della prevenzione della collisione (COLLISION AVOIDANCE) ← PROTOCOLLO CSMA CA

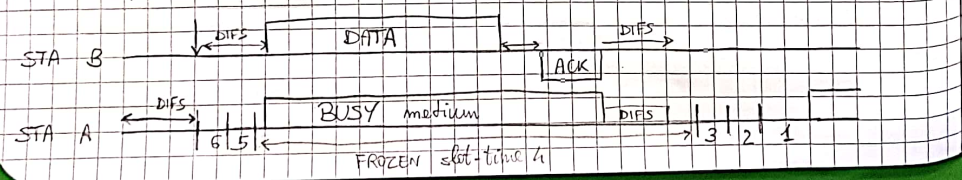
1° differenza da Ethernet: si usa backoff anche per la prima trasmissione

Anche col wi-fi si ricorre allo SLOTTED BACKOFF: il tempo viene diviso in slot in modo tale che, se una stazione trasmette a partire dall'istante di uno slot w, tutte le altre, nello slot $w+1$ riescono a sentire il segnale (si avrebbero collisioni solo se più stazioni trasmettessero a partire dallo stesso tempo di slot).

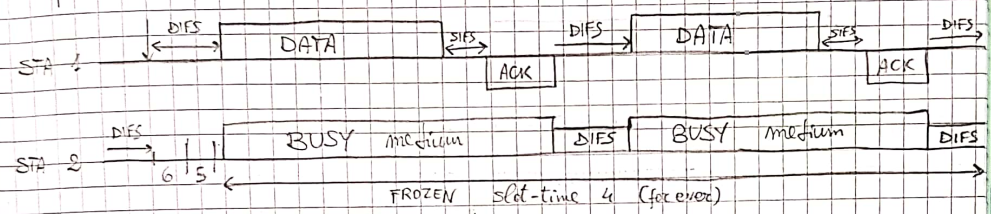
Anche se il ritardo di propagazione di un segnale può essere di 1 μs, uno slot è lungo 20 μs: c'è bisogno ~~anche~~ infatti di 9 μs ~~per~~ affinché la stazione che ~~[illegible]~~ vuole trasmettere capisca che il canale è libero (BUSY DETECT TIME), e di 10 μs per iniziare effettivamente a trasmettere (PROPAGATION DELAY).

2° DIFFERENZA DA ETHERNET: già dalla prima trasmissione, la scelta dello slot di tempo in cui iniziare a trasmette varia tra 0 e $W-1$ (dove W è il CONTENTION WINDOW ed è una potenza di 2 - tipicamente 16 o 32).

Questo per ridurre al minimo la probabilità di collisione già da subito.



3° DIFFERENZA DA ETHERNET: appena la stazione A rileva che il canale è occupato (BUSY medium), lo slot-time viene congelato (BACKOFF FREEZING).



↳ Questa è una situazione non valida, poiché, se la stazione 1 invia una quantità spropositata di pacchetti, la stazione 2 ha lo slot-time perennemente congelato!

SOLUZIONE E 4° DIFFERENZA DA ETHERNET: necessità di backoff anche dopo ogni singola trasmissione: viene generato un tempo randomico tra 0 e W-1 di attesa in modo tale che la stazione 2 abbia il tempo per decrementare lo slot-time.

L'UNICO CASO IN CUI NON VIENE GENERATO BACKOFF – è una combinazione di 3 condizioni:

① La trasmissione è nuova
② È sufficientemente separata dalla precedente (di un certo tempo di post-backoff)
③ Ha rilevato il canale inattivo

Regole di backoff esponenziali:

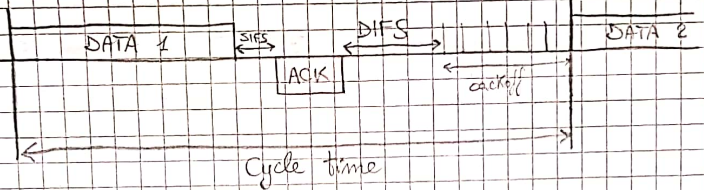
→ PRIMO VALORE DI BACKOFF: nel range $(0, \overset{W-1}{CW_{MIN}})$

→ COLLISIONE ⤳ SECONDO VALORE DI BACKOFF: nel range $(0, 2\cdot(CW_{MIN}+1)-1)$

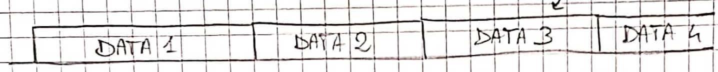
→ E COSÌ VIA

In pratica, per ogni retry gli slot disponibili per il backoff raddoppiano fino a quando il range non diventa $(0, \underbrace{2^5\cdot(CW_{MIN}+1)-1}_{CW_{MAX}})$

Dopo un numero di retry (≥ 5) il pacchetto viene buttato.
↳ PUÒ ESSERE 5, 6, 7, 8...



Se HOVERHEAD = 0 e THROUGHPUT = max...



In ogni caso, nella realtà, ~~una~~ la parte di header nell'overhead è necessaria per far funzionare la trasmissione.

$\Rightarrow$ Tutto ciò che non è PAYLOAD (DATA) è overhead!

$$\text{THROUGHPUT} = \text{Thr} = \frac{\text{bit } \cancel{\text{byte}} \text{ trasmessi in 1 ciclo di trasmissione (PAYLOAD)}}{\text{tempo di ciclo (in secondi)}}$$

→ È UNA VELOCITÀ (bit/s)

Attraverso la "teoria dei processi rigenerativi", si può semplicemente mettere al numeratore la media dei bit trasmessi in 1 ciclo (DATA è un blocco variabile di bit) e al denominatore il valor medio del tempo di ciclo (DATA e BACKOFF sono variabili)

$$\hookrightarrow \text{Thr} = \frac{E[\text{PAYLOAD}]}{E[\text{TEMPO DI CICLO}]}$$ → qtà media di bit per pacchetto

$$E[\text{TEMPO DI CICLO}] = E[T_c] = E[\text{TRASM. DATA}] + \overset{10\,\mu s}{\text{SIFS}} + \overset{304\,\mu s\,(192+112)}{\text{TRASM. ACK}} + \overset{50\,\mu s}{\text{DIFS}} + E[\text{BACKOFF}]$$

→ SE $W-1 = 31$ ⇒ $E[\text{BACKOFF}] = 15.5$ slot $= 310\ \mu s$

$$\rightarrow E[\text{TRASM. DATA}] = \underbrace{192\,\mu s}_{\text{TRASM. PARTE FISICA (preambolo)}} + 8 \cdot \underbrace{(28 + \text{byte data})}_{\text{in byte}} / R$$

Throughput = velocità di trasmissione effettiva del payload; in genere è sensibilmente minore di R (velocità della rete)

→ È UNA VELOCITÀ SOLO NOMINALE

Limite del throughput:

DATA RATE DI 11 mbps ⇒ thr = 6.07 mbps

DATA RATE DI 54 mbps (oltre 5 volte maggiore) ⇒ thr = 12.01 mbps

↳ QUESTO PERCHÉ MOLTE COMPONENTI DELL'OVERHEAD NON DIMINUISCONO IL LORO PESO

Questo è il motivo per cui può essere preferibile avere ~~W~~ W-1 = 15 piuttosto che W-1 = 31.

VELOCITÀ DATA RATE INFINITA (SEMPRE CON W-1=31) ⟹ thr = 15.91 mbps (si azzerano solo i tempi di trasmissione di PAYLOAD e di ACK).

Ma quindi come facciamo oggi ad arrivare all'ordine dei gigabit per secondo?

→ CI SONO DELLE TECNICHE (ES. COMPATTAZIONE) CHE NON ABBIAMO ANCORA VISTO...

24/03/2020

RIGENERAZIONE ⤳ ripetizione di un ciclo dal punto di vista statistico (non per forza deterministico).

<u>Performance anomaly</u> (emerso nel 2001, risolto nel 2006):

DOMANDA 1: Assumiamo che il throughput misurato per una singola stazione greedy (a 11 mbps) sia di circa 6 mbps. Quanto sarebbe il throughput per ogni stazione quando ~~sono~~ due stazioni greedy competono?

→ CIRCA 3 mbps (facile)

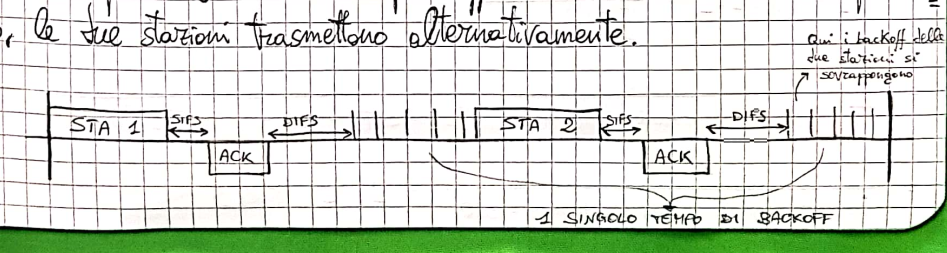
DOMANDA 2: Assumiamo che il throughput misurato per una singola stazione greedy (a 2 mbps) sia di circa 1.7 mbps. Quanto sarebbe il throughput per ogni stazione quando due stazioni greedy competono?

→ CIRCA 0.85 mbps (facile)

DOMANDA 3: Qual è il throughput per ogni stazione quando una stazio= ne greedy a 11 mbps compete con un'altra greedy a 2 mbps?

→ LA RISPOSTA QUI NON È BANALE...

*Per le prime 2 domande si può affermare che STATISTICAMENTE parlan= do, le due stazioni trasmettono alternativamente.



CASO 1:

$$T_{MPDU} = 192 + 8(28+1500)/11 \approx 1303$$

$$T_{ACK} = 192 + 8 \cdot 14/1 = 304$$

$SIFS = 10$ $DIFS = 50$

$$E[Backoff] = \frac{31}{2} \cdot 20 = 310$$

$$Thr = \frac{1500 \cdot 8}{2(1303+10+304+50)+310} = 3.3 \text{ Mbps}$$

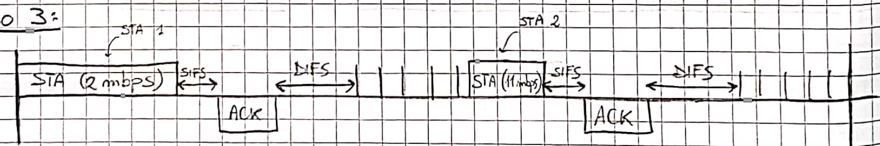
$\rightarrow$ La somma dei throughput delle due stazioni (6.6 Mbps) è maggiore del throughput del caso della singola stazione (6.07 Mbps) per il fatto che il backoff "si spezza" tra le due ~~trasmissione~~ trasmissioni, per cui va contato una volta sola in un tempo di ciclo (e di conseguenza si avrebbe una lieve diminuzione dell'overhead)!

CASO 2:

Del tutto analogo al caso 1; $Thr = 0.88$ Mbps

Da questi esempi, si capisce ancora meglio che, a parità di regole del backoff, 802.11 garantisce possibilità EQUE di trasmissione alle due stazioni.

CASO 3:



RISULTATO: STESSO THROUGHPUT PER LE DUE STAZIONI!

$$Thr[1] = Thr[2] = \frac{E[payload]}{E[cycle\ time]} =$$

$$= \frac{1500 \cdot 8}{T_{MPDU}[1] + SIFS + ACK + DIFS + T_{MPDU}[2] + SIFS + ACK + DIFS + E[backoff]} =$$

$$= \frac{1500 \cdot 8}{6304 + 1303 + 2(10+304+50) + 310} = 1.39 \text{ Mbps}$$

SOLUZIONE DEL 2006: Dare la possibilità alla ~~.....~~ stazione più veloce di trasmettere tutti i pacchetti possibili all'interno di un tempo tecnico predefinito.

Esercizio 1:

Una stazione WLAN 802.11 b adotta un meccanismo di accesso che prevede la trasmissione di due trame consecutive prima di lasciare il canale. Si confronti il throughput di questa tecnica e lo si confronti col ~~..~~ throughput nel caso di accesso normale.

DATI:

Trame da 1500 byte

Preambolo = 192 μs

DIFS = 50 μs

SIFS = 10 μs

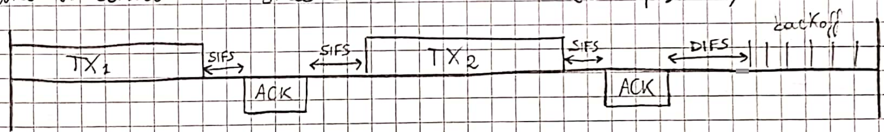
Slot time = 20 μs

ACK = 14 byte

$CW_{min} = 31$

$CW_{max} = 1023$

Trame di controllo trasmesse a basic rate (1 Mbps) ; rate = 11 Mbps



$$thr = \frac{2 \cdot 8\ payload}{E[backoff] + \frac{224}{basic\ rate} + DIFS + 4\ preamboli + \frac{2 \cdot 8\ (28 + payload)}{rate} + 3\ SIFS} \approx$$

≈ 6.66 Mbps

Esercizio 2:

Una stazione 802.11 b usa il seguente meccanismo di rate adaptation. Ogni pacchetto inizialmente è trasmesso a 11 Mbps. Se la trasmissione fallisce, riprova una seconda volta sempre a rate 11 Mbps; in caso di secondo fallimento, utilizza 2 Mbps.
Si calcoli il throughput della stazione, assumendo che le trasmissioni a 11 Mbps falliscano nel 40% dei casi, mentre quella a 2 Mbps abbia sempre successo.

DATI

Payload = 1500 byte

DIFS = 50 μs

SIFS = 10 μs

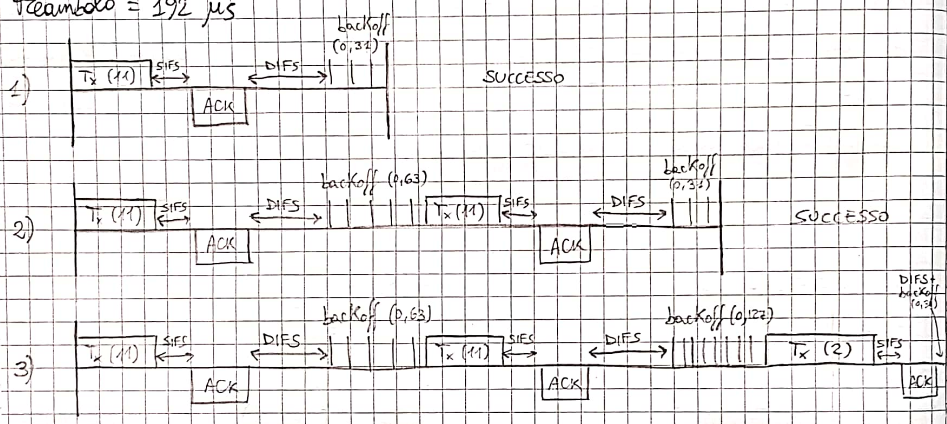
ACK = 14 byte

Preambolo = 192 μs

$CW_{min} = 31$

ACK Timeout = tempo ricezione ACK

Trasmissione ACK a basic rate (1 Mbps)



PROBABILITÀ CASO 1: 60%

PROBABILITÀ CASO 2: 24%

PROBABILITÀ CASO 3: 16%

$$\neq E\left[\frac{payload}{ciclo}\right] \;!!!$$

$$Thr = \frac{E[payload]}{E[ciclo]} = \frac{8 \cdot 1500}{Prob.1 \cdot \underset{Caso\,1}{Ciclo} + Prob.2 \cdot \underset{Caso\,2}{Ciclo} + Prob.3 \cdot \underset{Caso\,3}{Ciclo}} \approx 2.88\ Mbps$$

$$Ciclo\ caso\ 1 = 192 + 8 \cdot \frac{1528}{11} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 310 \approx 1977\ \mu s$$

$$Ciclo\ caso\ 2 = 192 + 8 \cdot \frac{1528}{11} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 62 + 630 +$$
$$+ 192 + 8 \cdot \frac{1528}{11} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 310 \approx 4275\ \mu s$$

$$Ciclo\ caso\ 3 = 192 + 8 \cdot \frac{1528}{11} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 630 +$$
$$+ 192 + 8 \cdot \frac{1528}{11} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 1270 +$$
$$+ 192 + 8 \cdot \frac{1528}{2} + 10 + 192 + 8 \cdot \frac{14}{1} + 50 + 310 \approx 1213\ \mu s$$

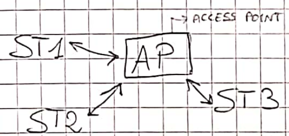
26/03/2020

BSS (Basic Service Set): → o CELLA RADIO WI-FI

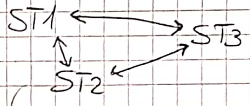
È un gruppo di stazioni che possono comunicare l'una con l'altra.

BSS SEMPLICE (O BSS INFRASTRUTTURATA)

→ ACCESS POINT



BSS INDIPENDENTE (IBSS) → o AD HOC (Creata su scopo temporaneo)

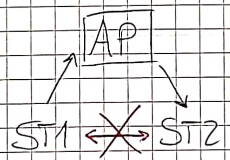


→ Praticamente mai utilizzata

PROBE RESPONSE
PROBE REQUEST
> Trame che servono per sapere se determinate stazioni sono attive nella rete

È possibile, con un'unica rete fisica, effettuare una configurazione virtuale, in cui possono essere articolate più reti con diversi meccanismi di autenticazione, diverse gestioni di sicurezza, ecc.

WI-FI non permette di mettere in diretta comunicazione due dispositivi! È necessaria l'intermediazione dell'Access Point.



CONSEGUENZA: duplichiamo la trasmissione raddoppiando l'uso della banda; ma così paghiamo il doppio! Perché facciamo così? 2 vantaggi:

① Non c'è bisogno di gestire una relazione di vicinanza/lontananza con tutti i dispositivi vicini: basta registrarsi all'AP (operazione di associazione).
↳ TRAME DI MANAGEMENT (IN BASIC RATE); esempio: beacon

② Introduzione di meccanismi POWER-SAVING, per cui viene introdotto lo stato di $\underbrace{\text{STAND-BY}}_{\text{PER LE SCHEDE DI RETE}}$, per ridurre il costo per tenere in piedi una comunicazione radio.

DUTY CYCLE = $\dfrac{\text{TEMPO IN CUI SONO ATTIVO}}{\text{TEMPO TOTALE}}$; obiettivo: ~~1% - 5%~~

La comunicazione tra stazione e AP si articola in:

→ UPLINK: trasmissione della stazione all'AP, in cui l'AP è sempre pronto a ricevere i pacchetti.

→ DOWNLINK: trasmissione dell'AP alla stazione, in cui l'AP conserva i pacchetti per la stazione (che non è per forza settata a ON) finché non si sveglia.

→ Le stazioni non possono conservare i pacchetti in tal senso, per cui senza AP, le stazioni devono essere perennamente sveglie, consumando più energia

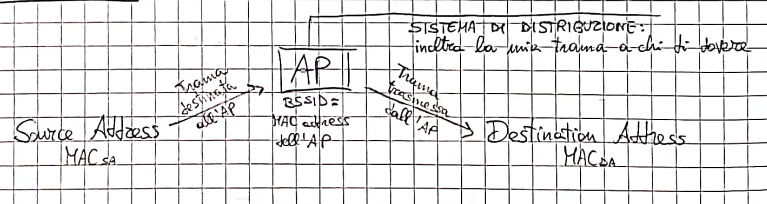
Addressing in BSS (ad hoc):

Vediamo com'è organizzata la trama:

FRAME CONTROL	DURATION / ID	ADDRESS 1 DA	ADDRESS 2 SA	ADDRESS 3 BSSID	...
Indica che tipo di trama sto mandando (ACK, CTS, beacon...)		Destination Address	Source Address (sorgente)	Indica il nome della cella radio in cui mi trovo	

...	SEQUENCE CONTROL	DATA	FCS
	Controlla che la sequenza di trasmissione sia corretta	↓ I primi 8 byte: TYPE	

Addressing in BSS:



→ ADDRESS 1 = ricevitore radio = BSSID = indirizzo MAC dell'AP
→ ADDRESS 2 = indirizzo MAC della ~~ricevente~~ stazione sorgente
→ ADDRESS 3 = destinazione reale

} PER LA TRAMA DESTINATA ALL'AP

Vediamo com'è organizzata la trama destinata all'AP:

FRAME CONTROL	DURATION /ID	ADDRESS 1 BSSID	ADDRESS 2 SA	ADDRESS 3 DA	...	SEQUENCE CONTROL	DATA	FCS

PROTOCOL VERSION	TYPE	SUB-TYPE	TO DS	FROM DS	MORE FRAG	RETRY	PWR MNG	MORE DATA	WEP	ORDER
2 bit	2 bit	4 bit	bit impost. a 1	bit impost. a 0	1 bit	1 bit	1 bit	1 bit	1 bit	1 bit

La trama trasmessa dall'AP al destinatario effettivo è strutturalmente identica ma con un paio di differenze:

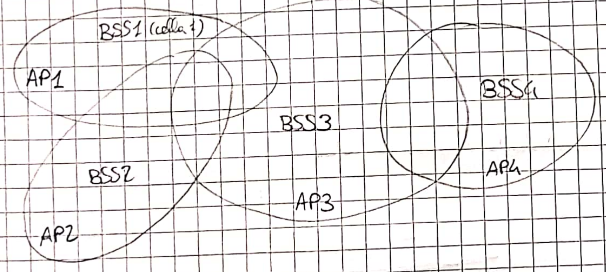
→ ADDRESS 1 = destinazione
→ ADDRESS 2 = BSSID = indirizzo MAC dell'AP
→ ADDRESS 3 = sorgente reale (SA)

} PER LA TRAMA TRASMESSA DALL'AP

Inoltre, il bit TO DS è impostato a 0 e il bit FROM DS è impostato a 1.

Extended Service Set (estensione del wi-fi a più celle):

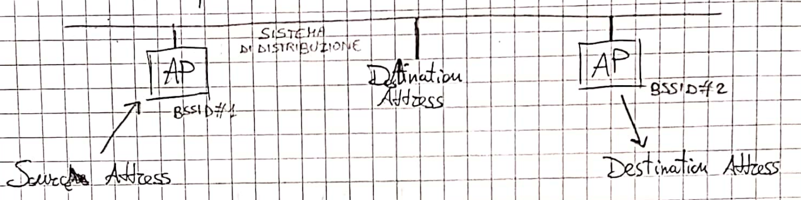
→ COME A CASA:
· vodafone-casa
· vodafone AccessPoint



→ Gli Access Point si comportano come degli switch
⇒ Sia i dispositivi cablati che non cablati sono sulla stessa SWITCHED LAN (quindi tipicamente si tratta di una rete switchata)

È comunque possibile implementare la rete in modi diversi e/o più complicati.

Addressing in ESS (con più Access Point):



La trama destinata all'AP e quella trasmessa dall'AP sono identiche rispetto al caso BSS. C'è solo da ricordarsi che:

- → ADDRESS 1 = BSSID#1
- → ADDRESS 2 = SA
- → ADDRESS 3 = DA
- → BIT TO DS : 1
- → BIT FROM DS : 0

} PER LA TRAMA DESTINATA ALL'AP

- → ADDRESS 1 = DA
- → ADDRESS 2 = BSSID#2
- → ADDRESS 3 = SA
- → BIT TO DS : 0
- → BIT FROM DS : 1

} PER LA TRAMA TRASMESSA DALL'AP

Addressing within WDS (Wireless Distribution System):

Vediamo com'è organizzata la trama nella tratta 2:

FRAME CONTROL	DURATION / ID	ADDRESS 1 RA	ADDRESS 2 TA	ADDRESS 3 DA	...

...	SEQUENCE CONTROL	ADDRESS 4 SA	DATA	FCS

PROTOCOL VERSION	TYPE	SUB TYPE	TO DS	FROM DS	MORE FRAG	RETRY	PWR MNG	MORE DATA	...
2 bit	2 bit	4 bit	bit impost. a 1	bit impost. a ~~0~~1	1 bit	1 bit	1 bit	1 bit	

...	WEP	ORDER
	1 bit	1 bit

→ Sulle slide (ultima pagina) c'è uno schema riassuntivo sui vari addressing

PROMEMORIA: L'indirizzo IP serve solo per verificare se determinate altre stazioni si trovano sulla mia stessa rete.
Gli indirizzi presenti nelle varie trame sono tutti indirizzi MAC.

27/03/2020

Due scenari ~~t~~ di trasmissione di un pacchetto:

A ——— B   HOP BY HOP (PROTOCOLLO DATA LINK - livello 2)

A — network — B   END TO END (PROTOCOLLO DI TRASPORTO - livello 4)

PROBLEMA: dobbiamo gestire gli errori di trasmissione.

→ FORWARD ERROR CORRETION (codici di trasmissione d'errore)
Consiste nel decodificare ciascun bit trasmesso con ridondanza
(il bit 0 viene tradotto con 000; il bit 1 viene tradotto con 111; in caso di lettura di una tripla diversa, si ~~vede~~ guarda il bit prevalente)

SVANTAGGI: • Aumento dell'overhead

- Alta probabilità di perdere pacchetti (SOLUZIONE: NETWORK CODING; se voglio inviare 2 pacchetti, (A, B), ne trasmetto effettivamente 3, tra cui il terzo è $A \oplus B$; se ne vengono ricevuti 2 su 3, il ricevitore può riconoscere il terzo applicando l'operatore di XOR $\oplus$)

→ RETRANSMISSION

Consiste nell'inviare, insieme al pacchetto, una ridondanza di dimensione costante.

ESEMPIO:

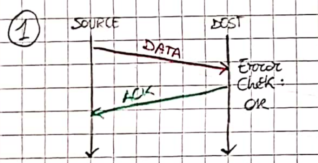
1	0	1	1	0	1	0	0	PACCHETTO
1	1	0	1	1	0	0	1	PACCHETTO
1	1	1	1	1	1	1	0	PACCHETTO
1	0	0	1	0	0	1	1	→ RIDONDANZA (bit=0 se nella colonna corrisp. del pacchetto c'è un numero di 1 pari e viceversa)

Viene rilevato un errore se il ~~pacchetto~~ codice della ridondanza non corrisponde; è una tecnica blanda perché potrebbe NON rilevare un errore quando invece c'è

ARQ (Automatic Retransmission reQuest):

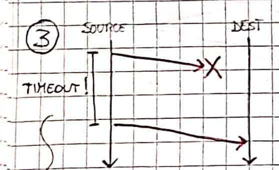
Si possono presentare 3 scenari anziché 2 per la trasmissione di un pacchetto:

1

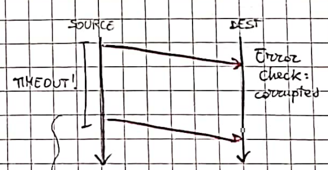


2

3

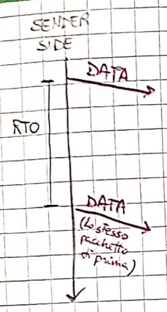


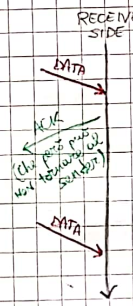
Si imposta un tempo RTO (Retx Timeout), dopo cui, se non viene ricevuto l'ack, il pacchetto si considera perduto e si trasmette nuovamente



È possibile utilizzare il timeout anziché la tecnica del NACK nel caso di errore nella trasmissione (proprio come nel caso del wi-fi 802.11b)

Tuttavia, può esserci un inconveniente:



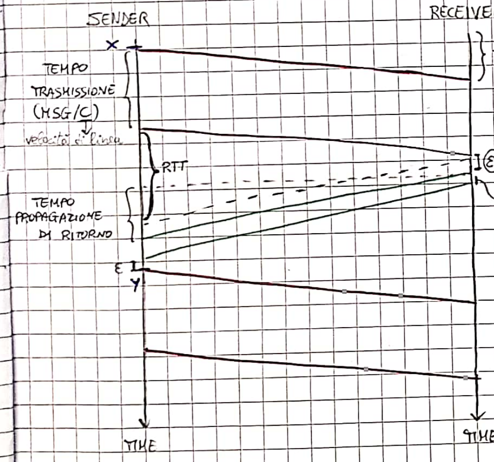


Come fa il receiver a capire se il pacchetto è un nuovo pacchetto (che avrebbe dovuto essere trasmesso a prescindere) o un tentativo di ritrasmissione del vecchio pacchetto?

Se i pacchetti vengono trasmessi uno per volta, basta un bit in più, che vale 0 se si tratta del vecchio pacchetto (il primo), 1 se si tratta di un pacchetto nuovo.

SEQUENCE NUMBER

Stop & Wait:



$$\text{Tempo di trasmissione} = \frac{\text{Dimensione messaggio [bit]}}{\text{Capacità linea [bit/sec]}}$$

$$\text{Round Trip Time} = \text{Tempo prop. andata} + \text{Tempo prop. ritorno}$$

$$Thr = \frac{\text{Dimensione messaggio [bit]}}{\text{Tempo che intercorre tra } X \text{ e } Y} = \frac{\overbrace{MSG}^{\text{payload}}}{\underbrace{RTT}_{\text{Round Trip Time}} + MSG/C + ACK/C + 2\varepsilon}$$

$$Thr_{MAX} = \frac{MSG}{RTT + MSG/C}$$ → si ottiene minimizzando i tempi più piccoli

$$Thr \text{ normalizzato} = \text{efficienza} = \frac{thr}{C} = \frac{1}{\frac{RTT}{MSG/C} + 1} < 1$$

Percentuale di tempo in cui il canale è effettivamente usato

NB: Il tempo di propagazione penalizza enormemente il throughput: all'aumentare del ritardo l'efficienza crolla; in questo senso, le velocità più penalizzate sono le più alte.

$$thr_{\infty} = \lim_{C \to \infty} \frac{MSG}{RTT + \frac{MSG}{C}} = \frac{MSG}{RTT}$$

→ Abbiamo visto una cosa analoga anche nel wi-fi

→ 1.2 Mbps per $MSG = 8 \cdot 1500$ bit, $RTT = 10$ ms

GESTIONE DEGLI ERRORI CON LO STOP & WAIT:

È necessario settare il timeout in modo opportuno: l'ideale sarebbe ritrasmettere il pacchetto ~~tag~~ nell'istante in cui sarebbe arrivato l'ACK da parte del destinatario, e cioè:

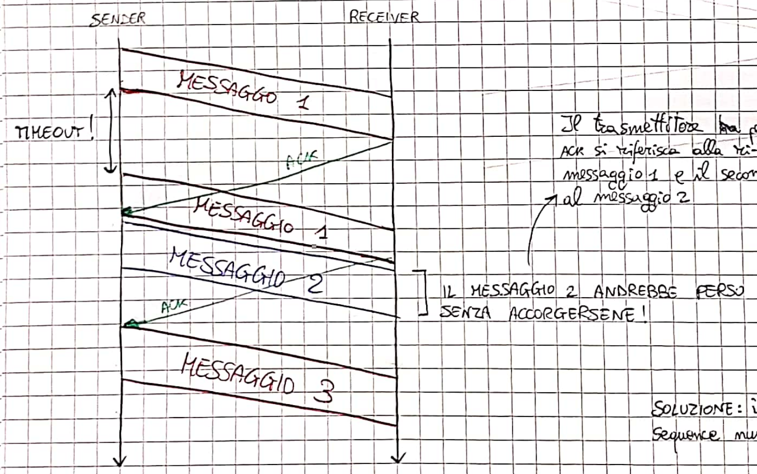
$$TIMEOUT = RTT + \frac{ACK}{C} \; (+2\varepsilon)$$

→ Non sempre è banale settarlo così!

SE TROPPO CORTO → ci sarebbero ritrasmissioni non necessarie e il protocollo diventerebbe inconsistente.

SE TROPPO LUNGO → si perderebbe tempo.

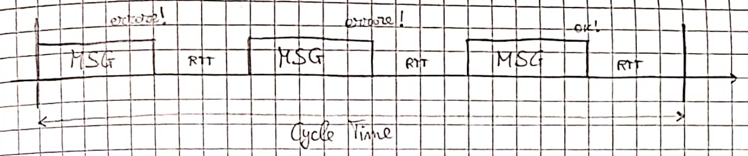
Cosa potrebbe succedere in caso di TIMEOUT troppo corto (DA EVITARE!)



Il trasmettitore ~~ha~~ percepisce che il primo ACK si riferisca alla ri-trasmissione del messaggio 1 e il secondo ACK si riferisca al messaggio 2

SOLUZIONE: introduzione del sequence number anche per l'ACK.

Calcoliamo ora il throughput considerando anche le perdite dei pacchetti.



P: probabilità di perdere il pacchetto

1-P: probabilità che la trasmissione vada a buon fine

$$thr = \frac{\text{Dimensione messaggio}}{E[\text{Tempo di consegna del messaggio}]} = \frac{MSG}{E[\text{Num. trasm.}]\left(RTT + \frac{MSG}{C}\right)} =$$

→ È UNA VARIABILE ALEATORIA GEOMETRICA MODIFICATA

$$= \frac{MSG}{\frac{1}{1-P}\left(RTT + \frac{MSG}{C}\right)} = \frac{MSG\,(1-P)}{RTT + \frac{MSG}{C}}$$

→ MEDIA DI UNA VARIABILE ALEATORIA GEOMETRICA MODIFICATA CON PROBABILITÀ DI SUCCESSO PARI A 1-P $\longrightarrow \sum_{i=1}^{\infty} i\, p^{i-1}(1-p)$

31/03/2020

CRC

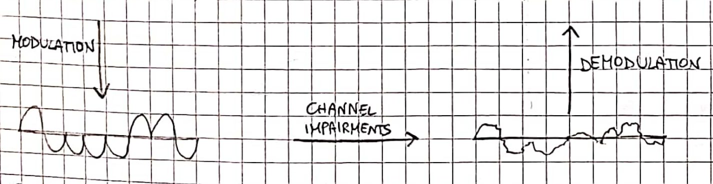
ERROR DETECTION

Sender

1	0	0	0	0	1	1	0

Receiver

1	0	0	0	1	1	1	0



Come facciamo a rilevare l'errore?

→ PARITY BIT

Sender

PARITY BIT = Σ bit preced. mod 2

1	0	0	0	0	1	1	0	1

1	0	0	0	1	1	1	0	1

C'È UNA NON-CORRISPONDENZA: ERRORE

È tuttavia un metodo poco affidabile (in caso di 2 errori non c'è un rilevamento!)

→ RIDONDANZA (Longitudinal Redundancy Check – LRC)

Transmitter

MESSAGE (ARBITRARY SIZE)
0110 0011 0111 0010 0100 0010

↓ PARITY BIT SUI BIT IN POSIZ. K mod 4 ($0 \le K \le 3$)

FCS (FIXED SIZE)
0110

TRANSMIT DATA + REDUNDANCY CHECK ⟹ Receiver

È una tecnica già migliore della precedente perché gestisce meglio gli errori BURST (che si propagano per + bit)

MA

È comunque possibile che + errori si annullino

→ RIDONDANZA (Cyclic Redundancy Check – CRC)

ESEMPIO: CRC8

DATA (K bit)	8 bit (TUTTI ZERI)

DIVISORE

↓

Noto, composto da m+1 bit (di cui il primo è sempre 1 → può essere omesso)

⟹ La sequenza di bit può essere espressa anche come:

- NOTAZIONE ESADECIMALE
- POLINOMIO

Esempio: 100000111 corrisponde a x^8+x^2+x+1

È chiaro che i coefficienti dei termini possono essere solo 0,1

Tali polinomi sono definiti in GF(2), dove

XOR
$$\begin{cases} 0+0=0 \\ 0+1=1 \\ 1+0=1 \\ 1+1=0 \end{cases}$$

Quello che in pratica bisogna fare:

- PRENDERE IL DATO (K bit)
- ALLUNGARLO CON m ZERI (in questo caso m=8)
- DIVIDERE IL TUTTO PER IL DIVISORE NOTO
- SI OTTIENE UN RESTO: LO SI APPICCICA AL DATO (AL POSTO DEGLI m ZERI) E SI INVIA IL TUTTO
- VERIFICA: IL PACCHETTO RICEVUTO È DIVISIBILE PER IL DIVISORE?

SÌ → tutto ok ← → NO → errore!

Esempio:

DATA = 10.0110.0101 (in questo caso 10 bit) ⟹ $x^9+x^6+x^5+x^2+1$

CRC8 (DIVISORE): (1)0000.0111 (8+1 bit) ⟹ x^8+x^2+x+1

DATA ESTESO CON 8 ZERI: 10.0110.0101.0000.0000 $\Longrightarrow$

$$(x^9+x^6+x^5+x^2+1)\cdot x^8 = x^{17}+x^{14}+x^{13}+x^{10}+x^8$$

DIVISIONE TRA POLINOMI IN $GF2$: $\dfrac{x^{17}+x^{14}+x^{13}+x^{10}+x^8}{x^8+x^2+x+1} =$

$$= x^9+x^6+x^5+x^3+x + \frac{\underbrace{(x^4+x^2+x)}_{\text{Resto CRC}}}{x^8+x^2+x+1} \qquad \left(P(x) = Q(x) + \frac{R(x)}{D(x)}\right)$$

$\rightarrow$ VERIFICA: $(x^9+x^6+x^5+x^3+x)(x^8+x^2+x+1) + (x^4+x^2+x) =$

$$= 2x+2x^2+2x^3+2x^4+2x^5+2x^6+2x^7+x^8+2x^9+x^{10}+2x^{11}+x^{13}+x^{14}+x^{17} =$$

$$=(\text{mod } 2)\ x^8+x^{10}+x^{13}+x^{14}+x^{17}$$

TRASMETTO DATA+CRC: 10.0110.0101.0001.0110

VERIFICA DEL RICEVITORE: $\dfrac{10.0110.0101.0001.0110}{(1)0000.0111} =$

$$= \frac{x^{17}+x^{14}+x^{13}+x^{10}+x^8+x^4+x^2+x}{x^8+x^2+x+1} = (\text{mod } 2) = x^9+x^6+x^5+x^3+x + \text{RESTO CHE DEVE ESSERE ZERO}$$

Metodo facile per fare la divisione tra polinomi BINARI:

$$\frac{10.0110.0101.0000.0000}{1.0000.0111}$$

```
    9 bit                 1 00  1  1 0
  1 0000 0111            ------------------------
                         1 0 0 1 1 0 0101 0000 0000
                         1 0 0 0 0 0 111
RISULTATO DELLO XOR  ->  ---------------
                         0 0 1 1 0 1 0 1 1 0 0        <-  DEVO SEMPRE AVERE 9 BIT!
                             1 0 0 0 0 0 1 1 1
                             -----------------
                             1 0 1 0 1 0 1 1 0
                             1 0 0 0 0 0 1 1 1
                             -----------------
                             0 1 0 1 0 0 0 1
                                           ...  E così via
```

Proprietà del CRC:

→ Linearità rispetto all'operazione di XOR:

$$CRC(\text{data} \oplus \Delta) = CRC(\text{data}) \oplus CRC(\Delta)$$

→ Rilevazione degli errori anche con scambio di bit.

In realtà, un modello di errore non è individuato solo se esso è divisibile per il polinomio CRC8 (o CRC16, CRC32, ... → SI CHIAMA GENERATING POLYNOMIAL). Questo è un caso davvero poco frequente!

→ NEL CASO DI CRC16 ACCADE 1 VOLTA SU 65536

→ NEL CASO DI CRC32 ACCADE 1 VOLTA SU 4 294 967 296

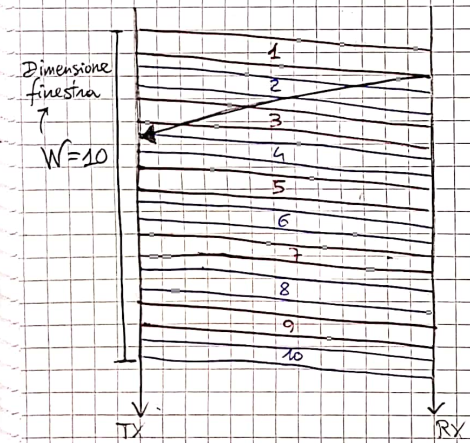
02/04/2020

Pipelining (Continuous ARQ):

IDEA: Non aspettare l'ACK per trasmettere nuovi pacchetti (quindi trasmetterne di più in un "tempo di ciclo").

Il protocollo usato è lo SLIDING WINDOW (finestra scorrevole).

SCOPO: Avere un throughput che sia uguale alla capacità della rete (eliminando i tempi di attesa).



W = numero di messaggi che, contemporaneamente, possono risultare spediti senza ricezione dell'ACK. Se W non è abbastanza grande, si avrebbero comunque degli istanti di tempo inutilizzati in cui si attende che almeno uno degli ultimi W pacchetti trasmessi riceva l'ACK per poter mandare il messaggio successivo.

Per sfruttare al massimo la capacità (e quindi per non mettersi mai in pausa), deve verificarsi la seguente condizione:

$$\underbrace{W \cdot \frac{MSG}{C}}_{\text{Tempo per trasmettere W pacchetti}} \geq \underbrace{RTT + \frac{MSG}{C}}_{\text{Tempo per ricevere l'ACK della prima trama}}$$

→ la freccia nera dell'ACK dello schema precedente non deve andare più sotto del W-esimo pacchetto trasmesso

In definitiva: $thr = \min\left(C, \frac{W \cdot MSG}{RTT + MSG/C}\right) \rightarrow$ VALE SOLO SE NON HO HEADER NELLE TRAME!

chiaramente a più della velocità della linea non si può andare

C: velocità linea

RTT: tempo tra trasmissione dell'ultimo bit del pacchetto e ricezione del primo bit dell'ack corrispondente

→ Se i pacchetti contengono anche l'header:

header, payload → $H+P$

CONDIZIONE PER AVERE TRASMISSIONE CONTINUA: $W \cdot \frac{(H+P)}{C} \geq RTT + \frac{H+P}{C}$

TRASMISSIONE CONTINUA $\Rightarrow thr = \frac{P}{\frac{H+P}{C}}$

TRASMISSIONE NON CONTINUA $\Rightarrow thr = \frac{W \cdot P}{RTT + \frac{H+P}{C}}$

Non è più possibile andare alla velocità della linea

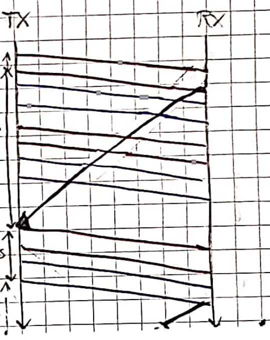
Esempio:

$MSG = 500$ byte

$W = 4$

$C = 2$ Mbps

Propagazione = 16 ms



TEMPO PER TRASMETTERE 6 MESSAGGI = ?

$\frac{500 \cdot 8 \text{ bit}}{2 \text{ Mbps}} = 2000\ \mu s = 2\ ms \cancel{< 16\ ms} \Rightarrow$

$\Rightarrow$ trasmissione non continua

RISPOSTA: $2\ ms + 16\ ms + 4\ ms + 16\ ms = 38\ ms$

Possiamo esprimere la condizione per la trasmissione continua nel seguente modo:

$$W \cdot MSG > RTT \cdot C + MSG \approx RTT \cdot C \Rightarrow$$

$$\Rightarrow W_{bit} \approx C \cdot RTT$$

$W \cdot MSG = W$ espresso in bit

può essere inteso come numero di bit che ho nel "buffer" di trasmissione

non deve essere minore

$C \cdot RTT$: prodotto banda-ritardo → definisce la capacità della rete

IN POCHE PAROLE: i bit trasmessi devono occupare tutta la rete disponibile (senza lasciare "buchi")

→ LFN = Long Fat Networks (el-ef-ants): elevato prodotto banda-ritardo

Ma come si gestiscono gli eventuali errori?

PROCEDURA BASE: Protocollo Go Back N:

IDEA: Tenere traccia di due puntatori sulla sequenza di pacchetti da trasmettere: uno punta ~~all ultimo~~ al prossimo pacchetto da inviare, l'altro punta al prossimo pacchetto di cui si riceverà l'acknowledgement. Se una trasmissione fallisce, supponendo che la stazione ricevente sia in grado di rilevare gli errori, essa manderà un NACK alla stazione che trasmette, la quale, in questo modo, invierà nuovamente tutti i pacchetti a partire da quello indicato dal puntatore degli ack.

PRO: è un protocollo molto semplice da implementare.

CONTRO: Si ha un aumento anche elevato dell'overhead dovuto alle ritrasmissioni inutili.

→ I vari pacchetti possono essere enumerati con b bit ($N = 2^b$ valori differenti, da 0 a N-1, ripetuti modulo N). (NUMERI DI SEQUENZA)

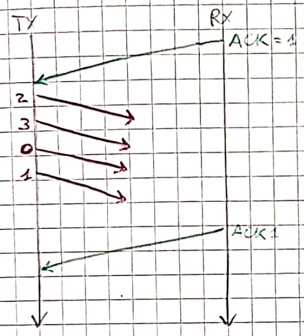
03/04/2020

→ Numero di finestre $W_s = N-1$ (AL MASSIMO)

→ Quasi tutti i protocolli, in realtà, utilizzano il CUMULATIVE ACK (ricezione dell'ACK per ogni tot trame inviate; non c'è l'obbligo di un ACK per ogni singolo pacchetto)

→ PIGGYBACKING: possibilità da parte del ricevitore di inviare un normalissimo pacchetto dati di sequenza con incorporato un ack relativo a una trama ricevuta precedentemente. È anche possibile inviare sia un ack a parte e un pacchetto dati con incorporato lo stesso ack (per avere una possibilità in più che il trasmettitore riceva l'ack prima del TIMEOUT).

$W_s = N-1$ per evitare ~~incost~~ inconsistenze.

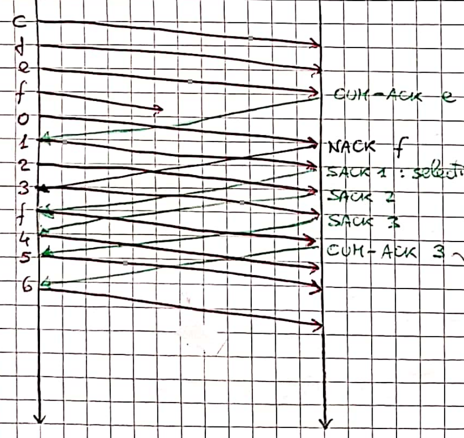


ESEMPIO CON $W_s = N = 4$:
Tutti gli ack sono indistinguibili.
In questo caso specifico i due ack mostrati in figura si riferiscono a gruppi di trame inviati precedentemente

Può succedere che il trasmettitore interpreti l'ultimo ack come relativo agli ultimi 4 pacchetti, che sono però tutti andati persi! → DISASTRO

Mettendo $W_s = N-1$, i vari ack non sono più indistinguibili, perciò si risolve l'inconsistenza.

PROCEDURA AVANZATA: Protocollo Selective Repeat:



Ho ricevuto tutti i pacchetti da f a 3: si può procedere tranquillamente al gruppo di pacchetti successivi

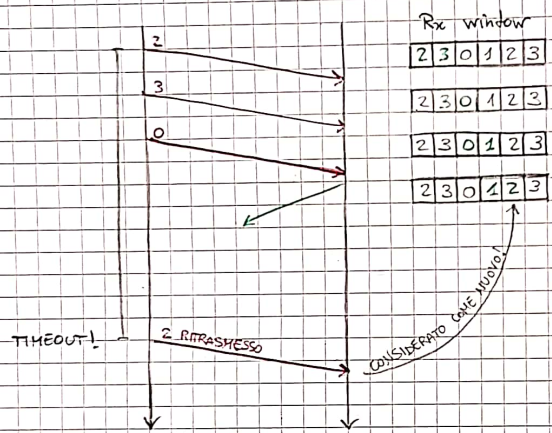
Il trasmettitore può implicitamente dedurre che qualcosa è andato storto tra il pacchetto 0 e il pacchetto 3 se non riceve il CUM-ACK 3 entro il timeout

È questo il motivo per cui NON sono strettamente necessari SACK 0, SACK 1, SACK 2, SACK 3

W_R = finestra di ricezione = numero di pacchetti che il ricevitore può memorizzare.

→ ATTENZIONE ALLE INCONSISTENZE PROTOCOLLARI ANCHE CON W_R!

Esempio ($N=4$, $W_S=3$, $W_R=2$):



⟹ Oltre a $W_S < N$ bisogna aggiungere una nuova regola! $W_S + W_R \leq N$

In generale, ha più senso avere $W_S = W_R$

Esercizio 1:

PACCHETTI DA 128 byte ($=P$) ED HEADER DA 32 byte ($=H$)

CAPACITÀ = 256 Kbps = C

ACK = 32 byte

RTT = 20 ms

Calcolare:
- thr se $W=3$
- W minimo per avere trasmissione continua
- thr per il W appena calcolato

Tempo di trasmissione: $T_{TX} = \frac{H+P}{C} = \frac{32 \cdot 8 + 128 \cdot 8}{256} \text{ ms} = 5 \text{ ms}$

Tempo di ack: $T_{ACK} = \frac{32 \cdot 8}{256} \text{ ms} = 1 \text{ ms}$

$$thr = \frac{W \cdot P}{RTT + \frac{H+P}{C} + \frac{ACK}{C}} = \frac{3 \cdot 1024}{20+5+1} = 118 \text{ Kbps}$$

Per avere trasmissione continua: $W \cdot \frac{H+P}{C} \geq RTT + \frac{H+P}{C} + \frac{A}{C} \Longrightarrow$

$\Longrightarrow W \cdot 5 \geq 20+5+1 \Longrightarrow W \geq \frac{26}{5} \Longrightarrow W \geq 6$

$thr = C \cdot \frac{P}{H+P}$

<u>Esercizio 2:</u>

$RTT = 13.2$ ms

$C = 5$ mbps

- NUMERO DI BYTE IN PAYLOAD IN VOLO NON DEVE SUPERARE 10 080
- A OGNI TRAMA È NECESSARIO AGGIUNGERE 40 BYTE DI INTESTAZIONE

Calcolare:
- thr se $W=3$
- thr se $W=30$
- Per quale W il throughput è massimizzato

$thr = \dfrac{3 \cdot \frac{1}{3} \cdot 10080 \cdot 8}{RTT + \frac{(\frac{1}{3}(10080+40)) \cdot 8}{5000}} = 4.33$ Mbps $\longrightarrow$ SOLO SE NON SIAMO IN TRASMISSIONE CONTINUA! VERIFICHIAMOLO...

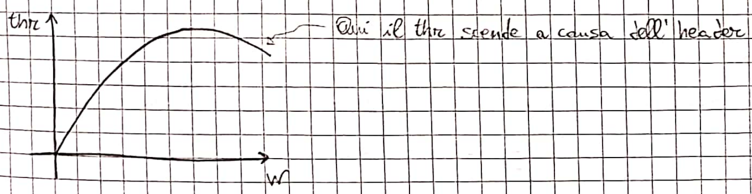
Condizione per la trasmissione continua: $W \cdot \frac{H+P}{C} \geq RTT + \frac{H+P}{C}$

$\Longrightarrow$ Non siamo in trasmissione continua

Nel secondo caso, ($W=30$), invece, siamo in trasmissione continua:

$thr = C \cdot \frac{P}{P+H} = 5 \cdot \frac{2688}{2688+320} = 4.47$ mbps $\quad \left(\text{dove } P = \frac{8 \cdot 10080}{30}\right)$

LOGICA PER LA 3° RICHIESTA:



Con $W=5 \Longrightarrow$ trasmissione <u>non</u> continua; $\quad thr = \frac{10080 \cdot 8}{13.2 + 3.2896} = 4.89$ Mbps

Con $W=6 \Longrightarrow$ trasmissione continua MA $\quad thr = 5 \cdot \frac{\frac{1}{6} \cdot 10080}{\frac{1}{6} \cdot 10080 + 40} = 4.88$ Mbps

Esercizio 3:

PROTOCOLLO GO-BACK N

$W=4$

MESSAGGIO DI 3280 byte

OGNI TRAMA DA ^{MAX} 500 byte

RTT = 84 ms

VELOCITÀ DELLA LINEA = 400 Kbps

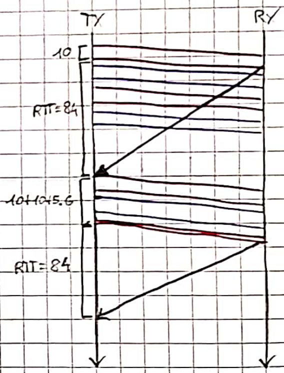
Calcolare il tempo che intercorre dall'inizio della trasmissione della prima trama all'istante di ricezione dell'ACK per l'ultima trama.

→ 7 trame da: 500 + 500 + 500 + 500 + 500 + 500 + 280 byte

$$T_{TX\,500} = \frac{500 \cdot 8}{400} = 10 \text{ ms}$$

$$T_{TX\,280} = \frac{280 \cdot 8}{400} = 5{,}6 \text{ ms}$$

$$T_{TOT} = 10 + 84 + 10 + 10 + 5{,}6 + 84 = 203{,}6 \text{ ms}$$



06/04/2020

HDLC

È un protocollo di livello 2, che si occupa di:

→ Come ottenere una struttura simil-pacchetto destinato a noi (FRAMING).

→ Gestione degli errori.

→ Controllo del flusso (capacità di bloccare o trasmettere + piano se il destinatario non è in grado di trasmettere i nostri pacchetti).

FRAMING:

Può essere bit-oriented o byte-oriented.

Un FRAME (TRAMA) è un'informazione STRUTTURATA che dà un significato ai bit/byte.

Formato della trama HDLC:

FLAG	ADDRESS	CONTROL	INFORMATION	FCS	FLAG
1 byte	1-n byte	1-2 byte	variabile	2-4 byte	1 byte

CRC 16   CRC 32

DELIMITATORE DI TRAMA → Ha un pattern ben preciso: 0111 1110

→ ERRORE DI INCONSISTENZA: <u>all'interno</u> di una trama potrebbe comparire il byte 0111 1110 e potrebbe essere scambiato per un flag.

<u>SOLUZIONE: bit stuffing</u> → se dovessero comparire più di cinque 1 consecutivi all'interno di una trama, il trasmettitore inserisce uno zero extra dopo il quinto 1. Il ricevitore poi dovrà rimuovere tali zero extra per leggere la trama (de-stuffing).

<u>Esempio 1 (TRASMETTITORE):</u>

DATA DA INVIARE: 0110111111111100

DOPO LO STUFFING: 01111110 0110111110 1111100 01111110

si aggiunge anche se non c'è il sesto 1 per semplificare la vita al ricevitore

<u>Esempio 2 (RICEVITORE - LA TRAMA È DIVERSA QUI!):</u>

DATA RICEVUTO: 0111111 0000 111 0111110 11110 11 00 1111110

DOPO IL DE-STUFFING: *0001110 11111 - 11111 - 110*

→ Se il ricevitore legge sette o più 1 consecutivi, c'è stato per forza un errore.

→ C'è un errore anche se vengono trasmessi sei 1 consecutivi (con conseguente spezzamento della trama) grazie al fatto che il ricevitore notizza la presenza di un CRC prima del flag falso e ne analizza la consistenza.

Nel caso byte oriented, si ricorre al <u>byte stuffing</u>: il flag 0111 1110 viene scritto come 0X7E, per cui si avrebbe un equivoco se all'in-

terno della trama comparissero i byte 0x7E. Il byte stuffing consiste nell'introduzione di simboli speciali.
Nel protocollo che prendiamo in considerazione (PPP - Point to Point Protocol) viene utilizzato il simbolo di escape.
L'idea di base è quella di utilizzare il simbolo di escape 7D ogni qual volta nella trama compare la coppia di byte 7E o anche la stessa coppia di byte 7D.

Esempio:

DATA DA INVIARE: 11 32 7D 7D 7E

DOPO LO STUFFING: 7E 11 32 7D 7D 7D 7D 7D 7E 7E

PROBLEMA: il 7D "data" e il 7D "escape" sono facilmente confondibili dal ricevitore (come il 7E "data" e il 7E "flag").
SOLUZIONE DEL PPP: il 7D "data" e il 7E "data" vengono modificati nella trasmissione in modo da risolvere l'equivoco e sarà compito del ricevitore decodificare i byte in maniera corretta.
In particolare, il 7E "data" diventa 5E e il 7D "trama" diventa 5D tramite un'operazione di XOR.

Esempio:

DATA DA INVIARE: 01 11 7D 7E 7D

DOPO LO STUFFING: 7E 01 11 7D 5D 7D 5E 7D 5D 7E

escape data

Se dopo lo stuffing 5D, 5E non sono preceduti da simboli di escape, si deduce che non sono byte modificati (sono proprio originariamente 5D, 5E).

Campo di controllo della trama (1-2 byte):

TRE TIPI:
- PRIMO BIT A 0 → information frame
- PRIMI DUE BIT PARI A 10 → ACK, NACK, SACK (trame controllo)
- PRIMI DUE BIT PARI A 11 → unnumbered frame

SE 1 BYTE (8 bit) → si avrebbero 3 bit per la parte "tipo"=S e 3 bit per la parte ACK

↳ SAREBBERO CONSENTITI FINO A 2^3 PACCHETTI IN VOLO

SE 2 BYTE (16 bit) → si avrebbero 7 bit per la parte "tipo"=S e 7 bit per la parte ACK

↳ SAREBBERO CONSENTITI FINO A 2^7 PACCHETTI IN VOLO

→ S=RR → Receive Ready

→ S=RNR → Receive Not Ready → comunica al trasmettitore di non inviare + pacchetti

→ S=REJ → Reject

→ S=SREJ → Selective Reject

Esercizio:

UNITÀ DATI = 1200 byte

TRASMISSIONE A→R E POI R→B

A→R: C = 640 Kbps RTT = 25 ms

R→B: C = 960 Kbps RTT = 30 ms

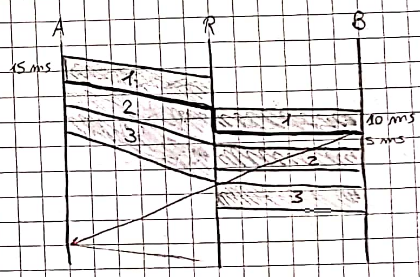
Calcolare:
- thr se W=3
- thr max e W per avere thr max

$T_{TX\,A\to R} = \frac{1200\cdot 8}{640} = 15\ ms$ $T_{TX\,R\to B} = \frac{1200\cdot 8}{960} = 10\ ms$

$T_{ciclo} = TX_A + RTT_1 + TX_B + RTT_2 =$

$= 15+25+10+30 = 80\ ms$

$thr_{W=3} = \frac{1200\cdot 8\cdot 3}{80} = 360\ Kbps$

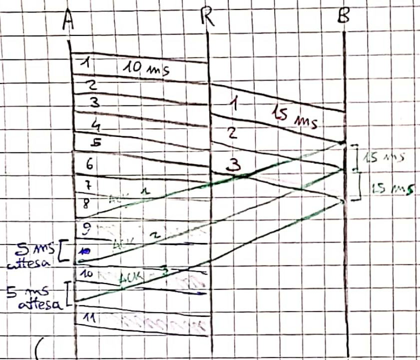


CONDIZIONE TRASMISSIONE CONTINUA:

$W\cdot \underbrace{15}_{\text{Tempo andata-ritorno 1 messaggio}} = \underset{TX_A}{15} + \underset{TX_B}{10} + \underset{RTT_1}{25} + \underset{RTT_2}{30}$

→ $W=6$; $thr_{MAX} = 640\ Kbps$ (VELOCITÀ 1° LINEA)

Caso bastardo: INVERSIONE DELLE VELOCITÀ DELLE DUE TRATTE (con la prima più veloce della seconda).



Tx pacchetto =

$= (10+5)\,W \geq 15+10+25+30$

$\Longrightarrow \boxed{W \geq 6} \longrightarrow$ COME PRIMA

∃ W per ottenere thr massimo (non avrebbe senso parlare di trasmissione continua)

Fenomeno dell'ACK CLOCKING, proprio del protocollo TCP

↳ PRIMI W PACCHETTI: trasmissione continua

DAL W+1-ESIMO PACCHETTO: nuovo pattern: 10 ms + 5 ms, poiché gli ACK arrivano sempre ogni 15 ms.

Il throughput massimo rimane comunque quello della linea più lenta (800 Kbps).

⟹ CAMBIANDO L'ORDINE DEI RATE IL RISULTATO NON CAMBIA.

07/04/2020

WIRELESS CELLULAR NETWORKS

SEGNALE: $s(t) = \underbrace{A}_{\text{AMPIEZZA}}\cos(2\pi \underbrace{f}_{\text{FREQUENZA}} t + \underbrace{\varphi}_{\text{FASE}})$

LUNGHEZZA D'ONDA: $\lambda = \frac{c}{f}$ ⤳ VEL. LUCE

→ Più è alta la frequenza, più è alta la capacità, e meno è il caos ma più è l'attenuazione (SI SENTE MENO, UN PO' COME IL SUONO)

⟹ ANTENNA DI TRASM. E ANTENNA DI RICEZIONE DOVREBBERO ESSERE VISIBILI L'UNA CON L'ALTRA

→ Modello radio gestito dalle ANTENNE.

→ ANTENNA ISOTROPICA: irradia il segnale in tutte le direzioni con la stessa identica potenza. ⤳ IDEALE

DENSITÀ DI POTENZA ARRIVATA A UNA DISTANZA d : $P_a = \dfrac{P_t}{4\pi d^2}$ P_t → POTENZA TRASMESSA, $4\pi d^2$ → SUPERFICIE SFERA

Area efficace: superficie in cui la potenza può essere irraggiata (superficie di cattura).

$P_r(d) = P_a(d) \cdot A_e$

$P_r(d)$ → POTENZA CATTURATA (DI RICEZIONE)

A_e → AREA EFFICACE

$$A_e = \frac{\lambda^2}{4\pi}$$

$\lambda^2 \to \left(\frac{c}{f}\right)^2$

→ ANTENNA NON ISOTROPICA: trasmette il segnale più potente in alcune direzioni piuttosto che in altre. → REALE

$G_{t/r}$: GUADAGNO DELL'ANTENNA IN UNA CERTA DIREZIONE (ANGOLO)

trasm. / ricez.

$$P_a(d) = \frac{G_t P_t}{4\pi d^2}$$

$$P_r(d) = P_a(d)\, G_r\, A_e = \frac{P_t G_t}{4\pi d^2}\, G_r \frac{\lambda^2}{4\pi}$$

Legge di attenuazione dello spazio libero (legge di Friis):

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} = P_t \frac{G_t G_r}{L} \left(\frac{c}{4\pi f d}\right)^2 \qquad d > 0$$

L → COSTANTE CHE DIPENDE DAL SISTEMA (INDICA PERDITE/ATTENUAZIONE)

⟹ NELLO SPAZIO LIBERO, $P_r(d)$ È PROPORZIONALE A $\frac{1}{d^2}$ $\left(P_r(d) \propto \frac{1}{d^2}\right)$

↳ IL PAVIMENTO GIÀ NON RAPPRESENTA LO SPAZIO LIBERO

→ **Utilizzo di unità di misura logaritmiche:**

DECIBEL → indica il rapporto tra due potenze: $10 \log_{10}\left(\frac{P_1}{P_2}\right)$ [dB]

ESEMPIO: $P_A = 1$ WATT, $P_B = 50$ mW ⟹ DECIBEL $= 10 \log_{10}\left(\frac{1000}{50}\right) = 13$ dB

dBm → è una misura di un milliwatt in scala logaritmica:

POTENZA IN dBm $= 10 \log_{10}\left(\frac{\text{potenza}}{1\,\text{mW}}\right)$ potenza → in mW

ESEMPI: $10\,\text{mW} = 10 \log_{10}\left(\frac{0.01}{0.001}\right) = 10$ dBm

$10\,\mu\text{W} = 10 \log_{10}\left(\frac{0.00001}{0.001}\right) = -20$ dBm

ALTRI ESEMPI: 26 dBm = ?

Sapendo che $10\log_{10}(2) \approx 3$ (OGNI 3 dBm, LA POTENZA RADDOPPIA)

10 dBm = 10 mW $\Rightarrow$ 20 dBm = 100 mW $\Rightarrow$

$\Rightarrow$ 23 dBm = 200 mW $\Rightarrow$ 26 dBm = 400 mW

$$\frac{S}{N} = \frac{\text{Potenza del segnale}}{\text{Potenza del rumore}} = -3\,dB \Rightarrow$$

$\Rightarrow$ La potenza del rumore è il doppio della potenza del segnale

PERDITA DI POTENZA SUL PERCORSO = PATH LOSS = $\frac{\text{Potenza ricevuta}}{\text{Potenza trasmessa}}$

$\Rightarrow$ |Perdita| [dB] = Potenza trasmessa [dBm] − Potenza ricevuta [dBm]

Supponiamo di conoscere la potenza ricevuta di un segnale a una distanza d_0. Ecco come calcolare in modo facile la potenza ricevuta a una qualunque distanza d, sapendo che $P_r(d) \propto \frac{1}{d^2}$:

$$P_r(d) = P_r(d_0) \cdot \left(\frac{d_0}{d}\right)^2$$

FORMULA LOGARITMICA: $P_r(d)\,(dBm) = 10\log_{10}[P_r(d_0)] + 20\log_{10}\left(\frac{d_0}{d}\right) =$

$= P_r(d_0)\,(dBm) + 20\log_{10}\left(\frac{d_0}{d}\right)$

NB: A distanze molto vicine le formule cambiano perché subentrano delle interferenze.

→ In generale, l'attenuazione del segnale wireless non segue la legge $\frac{1}{d^2}$!!

Nel mondo reale si ha che $P_r(d) \propto \frac{1}{d^\eta}$, $\eta > 2$ ← DI NORMA, VARIA TRA 3,3 E 4,1 — PERCHÉ IN GENERALE NON SIAMO IN CONDIZIONI DI SPAZIO LIBERO

$\Rightarrow P_r(d)\,(dBm) = 10\log_{10}[P_r(d_0)] + 10\,\eta\log_{10}\left(\frac{d_0}{d}\right)$

QUINDI $P_r(d) = P_r(d_0) \cdot \left(\frac{d_0}{d}\right)^\eta$

NELLA REALTÀ $\eta = 4$ "makes sense" (MODELLO A 2 RAGGI)

→ Modelli di attenuazione empirici:

- PRENDIAMO UN CONTESTO
- PRENDIAMO UN MODELLO DI TRASMISSIONE
- EFFETTUIAMO DELLE MISURE E NE RICAVIAMO EURISTICAMENTE UNA LEGGE ← SENZA BASE SCIENTIFICA!

MODELLO OKUMURA-HATA (Vecchio): ⇝ considera che è semplice...

PATH LOSS: $L_{path}(dB) = 69.55 + 26.16 \log_{10} f + (44.9 - 6.55 \log_{10} h_{bs}) \log_{10} d +$

$$- 13.82 \log_{10} h_{bs} - a(h_{ms})$$

HEIGHT OF BASE STATION ANTENNA (h_{bs}) — HEIGHT OF MOBILE ANTENNA (h_{ms})

⇝ Ci sarebbero dei riadattamenti per città grandi, per zone rurali...

$$44.9 - 6.55 \log_{10} h_{bs} = 10\eta$$

09/04/2020

P_{th} = THRESHOLD POWER = potenza di soglia ⇝ potenza sopra cui il segnale si sente in modo accettabile (e sotto cui non si sente).

PATH LOSS: $L_P = P_t - P_{th}$ [dB]

Esempio (parte 1 - non c'è nessun problema):

POTENZA RICEVUTA A 10 METRI = 0.1 W = 100 mW = 20 dBm

$P_{th} = -50$ dBm

$\eta = 3.7$

$$P_{ricevuta}(R)\ [dBm] = P_{ricevuta}^{[dBm]}(10\,m) - 10\eta \log_{10}\left(\frac{R}{10}\right) \quad \left(+10\eta \log\left(\frac{10}{R}\right)\right)$$

$$P_{ricevuta}(R) = P_{th} \xrightarrow{\text{SOSTITUISCO } -50\text{ dBm}} 20 - 37 \log_{10}\left(\frac{R}{10}\right) = -50 \Longrightarrow$$

$$\Longrightarrow R = 10 \cdot 10^{70/37} = 780\ m$$

PROBLEMA: Qui abbiamo considerato solo l'attenuazione dovuta alla propagazione del segnale, ma esiste anche una fluttuazione statistica da modellizzare! A 780 m, in realtà, il 50% del tempo la potenza ricevuta è più di −50 dBm e il tempo restante è di meno.

Fenomeni di propagazione:

DIETRO A UN MURO NON SENTO

RIFLESSIONE – DIFFRAZIONE – SCATTERING – SHADOWING

⟹ Sono tutti variabili nel tempo!

CARATTERISTICHE MULTIPATH:

I segnali, sommandosi, possono amplificarsi oppure cancellarsi a vicenda.

FADING = fluttuazione del segnale che può essere sia di tipo amplificativo (RICEVO + DEL PREVISTO), sia di tipo attenuativo (→ RICEVO − DEL PREVISTO).

FADING:
- slow (ordine di sotto il millisecondo)
- fast (ordine del millisecondo o più)

FADING:
- short term = FAST
- long term = SLOW

Noi tratteremo lo slow fading (il fast fading è stato affrontato tramite la tecnologia).

SLOW FADING ⟶ trattata con DISTRIBUZIONE LOGNORMALE (= GAUSSIANA IN SCALA LOGARITMICA)

$$P_r(d)\ (\text{dBm}) = 10\log_{10} P_r(d_0) + 10\,n\log_{10}\left(\frac{d_0}{d}\right) + Y$$

Y → VARIABILE ALEATORIA

Y = VARIABILE ALEATORIA GAUSSIANA con $\underbrace{\text{media} = 0}_{1^\circ \text{ PARAMETRO } (\mu)}$

↳ È simmetrica in decibel → SCALA LOGARITMICA

2° PARAMETRO: deviazione standard σ_{dB} dB

Reminder sulla v.a. gaussiana: FUNZIONE DI DISTRIBUZIONE:

$$f_x(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\,\sigma} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}}$$

Probabilità di andare sotto-soglia rispetto a una certa potenza ← $P(X \leq z) = \int_{-\infty}^{z} f_x(x)\,dx$

MEDIA = μ

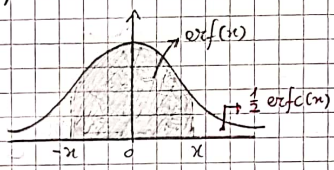
Tendenza a scostarsi dal valor medio ← VARIANZA = σ^2

OUTAGE = FUORI SERVIZIO $\rightsquigarrow$ si verifica se $P_{ricevuta} < P_{th}$

$P(\text{OUTAGE}) = P(\text{Potenza ricevuta} < P_{th})$

→ Per leggere la tabella della distribuzione gaussiana standard (con $\mu=0$, $\sigma=1$):

CONSIDERARE LO SPOSTAMENTO DA $\mu=0$ DELLA GAUSSIANA STANDARD EQUIVALENTE A σ VOLTE LO SPOSTAMENTO DA μ DELLA GAUSSIANA CON σ ARBITRARIO.



ERROR FUNCTION: $erf(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt$

ERROR FUNCTION COMPLEMENTARE: $erfc(x) = 1 - erf(x)$

$$\rightsquigarrow erf(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt = \frac{1}{\sqrt{\pi}} \int_{-x}^{x} e^{-t^2} dt = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\left(\frac{1}{\sqrt{2}}\right)} \int_{-x}^{x} e^{-\frac{t^2}{2(1/\sqrt{2})^2}} dt$$

VARIANZA = $\frac{1}{2}$

Distribuzione gaussiana con $\mu=0$, $\sigma=\frac{1}{\sqrt{2}}$

Con questa funzione, abbiamo un modo leggermente diverso per calcolare $P(\text{OUTAGE})$:

1- NORMALIZZAZIONE: $g = -\frac{P_{th} - P_{medio}}{\sqrt{2}\,\sigma_{dB}} > 0$

2- OUTAGE: $P(\text{OUTAGE}) = \frac{erfc(g)}{2} = \frac{1}{2}(1 - erf(g))$

CONSEGUENZA: Necessità di rimpicciolire la cella (e quindi la distanza massima a cui il segnale si sente bene).

FADING MARGIN = M = media della potenza ricevuta al bordo della cella (in dBm) meno P_{th} (in dBm) $\rightarrow M = P_{medio} - P_{th}$

DEFINIZIONE DI BORDO CELLA = R = distanza tale che $P_{rx}(R) = P_{th} + M$

Esempio (parte 2):

POTENZA RICEVUTA A 10 m = 0.1 W = 20 dBm

$P_{th} = -50$ dBm ; $\eta = 3.7$; $M = 6$

$$P_r(R)\,[dBm] = P_r(10m)\,[dBm] - 10\eta \log_{10}\left(\frac{R}{10}\right)$$

$$P_r(R) = P_{th} + M \Rightarrow 20 - 37 \log_{10}\frac{R}{10} = -50+6 \Rightarrow R = 10 \cdot 10^{\frac{64}{37}} = 537\,m$$

→ Non abbiamo ~~~~ considerato la deviazione standard perché avevamo come dato il fading margin.

Esempio (parte 3):

POTENZA RICEVUTA A 10 m = 0.1 W = 20 dBm

$P_{th} = -50$ dBm $\qquad \eta = 3.7$

→ Qual è il fatin margin e il raggio massimo per P(OUTAGE) = 2% con $\sigma_{dB} = 4$ dB ?

$$P[OUTAGE] = \underset{2\%}{0.02} = \frac{erfc\left(\frac{M}{\sqrt{2}\sigma}\right)}{2} \Rightarrow \frac{M}{\sqrt{2}\sigma} = 1.4522 \Rightarrow M = 8.21$$

$$R = \underset{\text{10 m DI RIFERIMENTO}}{10} \cdot 10^{\frac{\overset{P_{rx}(10m)}{20} - P_{th} - M}{10\eta}} = 10 \cdot 10^{\frac{61.79}{37}} = 468\,m$$

$$P_r(R) = P_r(10m) + 10\eta \log_{10}\left(\frac{10m}{R}\right)$$

$$\Rightarrow P_{th} + M = 20 + 10\eta \log_{10}\left(\frac{10}{R}\right)$$

14/04/2020

Copertura cellulare:

→ SEGNALE OK SE $P_{rx} > -X$ dBm

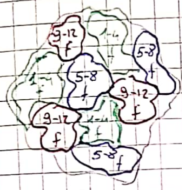
→ SE $P_{rx} = c P_{tx} d^{-4}$; P_{tx} MAGGIORE → d MAGGIORE

→ Capacità della cella radio = numero di conversazioni temporanee possibili

↳ PER ESEMPIO UNA CELLA PUÒ SUPPORTARE n FREQUENZE E QUINDI n CANALI CHE POSSONO TRASMETTERE CONTEMPORANEAMENTE (→ n conversazioni temporanee possibili)

→ È possibile suddividere la cella originaria in più sottocelle. Ciascuna sottocella può così trasmettere con una potenza P_{Tx} MINORE.

Supponiamo di avere in totale 12 frequenze e di modulare le sottocelle ~~im~~ in modo che ciascuna di esse ~~r~~ supporti le frequenze (e quindi di suddividere le 12 frequenze ~~4~~ in 3 gruppi da 4).



→ VANTAGGIO: POSSIBILITÀ DI RIUSO: è possibile usufruire in più trasmissioni contemporaneamente della stessa frequenza (comunicazioni della stessa frequenza sono sufficientemente distanti da non interferire).

IL RAPPORTO È INDIPENDENTE DALL'INTENSITÀ DELLE POTENZE IN SÉ

CIÒ AVVIENE SE: Rapporto $\frac{\text{segnale trasmettitore}}{\text{segnale interferente}}$ > UNA CERTA SOGLIA

→ CASO PEGGIORE: tutti gli utenti si trovano nella stessa sottocella
⟹ capacità = 4 (max 4 chiamate in contemporanea).

→ CASO MIGLIORE: tutti gli utenti sono equidistribuiti nella maxi-cella ⟹ capacità = 4 · numero di sottocelle

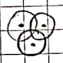
È IL NUMERO DI FREQUENZE NELLA STESSA CELLA; CHIARAMENTE 4 È SOLO IN QUESTO ESEMPIO

SVANTAGGI DI QUESTA SUDDIVISIONE:

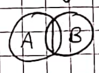
- Handover → è necessario "lavorare" un ~~pelino~~ pochino di più nella gestione della mobilità; in particolare, se si vuole cambiare frequenza, è possibile che sia necessario spostarsi.

→ CASO REALE: celle di forme e dimensioni diverse (a causa di shadowing e simili).

IL PUNTINO È UNA STAZIONE RADIO BASE

→ CASO IDEALE: celle circolari tutte uguali  ; per comodità di ~~approssimazione~~ rappresentazione, approssimiamo tali celle con esagoni (così non vediamo ~~sop~~ sovrapposizioni tra le varie celle).

SI PUÒ ASSUMERE CHE LA PARTE SINISTRA DELLA SOVRAPPOSIZIONE SI CONNETTA ALLA CELLA A E VICEVERSA



- PATTERN DI RIUSO = numero di gruppi in cui stiamo dividendo le frequenze.

- CLUSTER (*) = gruppo di celle (tutte con frequenze diverse) che si ripete in tutto il territorio.
  = ↳ MAXI-CELLA

La capacità cellulare:
- Migliora attraverso il riuso di frequenze.
- Peggiora con cluster troppo grandi (che causerebbero una capacità di ogni singola cella troppo bassa).
- Ma peggiora anche con l'aumentare dell'interferenza, che si ha con celle con stesse frequenze molto vicine.
  ↳ DISTANZA DI RIUSO PICCOLA

Perciò, a parità di stazioni radio base:

→ MAGGIORE DISTANZA DI RIUSO ⟹ MINORE INTERFERENZA
→ MINORE DISTANZA DI RIUSO ⟹ MAGGIORE CAPACITÀ
} Sono proprietà in conflitto con loro!

DISTANZA DI RIUSO (D) = distanza tra stazioni radio base che usano le stesse frequenze (dipende dalla dimensione del cluster K):
CLUSTER MAGGIORE → DISTANZA DI RIUSO MAGGIORE

In generale: $D = R\sqrt{3K}$ → FORMULA VALIDA PER LA GEOMETRIA ESAGONALE

R: RAGGIO DELLA CELLA
K: DIMENSIONE DEL CLUSTER

FATTORE DI RIUSO (q) = distanza di riuso normalizzata: $q = \frac{D}{R}$; dipende solo dalla dimensione del cluster ($q = \sqrt{3K}$).

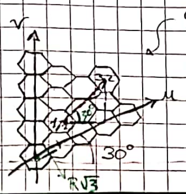
NB: K NON è arbitrario! Può assumere solo i seguenti valori:

3 - 4 - 7 - 9 - 12 - 13 - 16 - 19 - ...

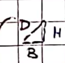
↝ Per esempio, con K=2 è impossibile avere celle dello stesso gruppo che NON confinino mai.

Dim. della formula:

- PRENDIAMO LE COORDINATE OBLIQUE



Così le varie celle possono essere identificate con coppie di numeri interi!



↳ distanza tra (1,1) e (3,2)

Generalizziamo $(1,1)$ con (u_1, v_1) e $(3,2)$ con (u_2, v_2)

$$D = \sqrt{[(u_2-u_1)\cos 30°]^2 + [(v_2-v_1)+(u_2-u_1)\sin 30°]^2} = \quad \leftarrow [D=\sqrt{E^2+H^2}]$$

$$= \sqrt{(u_2-u_1)^2+(v_2-v_1)^2+(u_2-u_1)(v_2-v_1)}$$

$\Rightarrow$ Distanza della cella (i,j) da $(0,0)$: $\to$ Multipla di $\sqrt{3}R$

$$D = \sqrt{i^2+j^2+ij}\,\sqrt{3}R$$

$$\Rightarrow D_R = \sqrt{i^2+j^2+ij}$$

Si ha che $K = D_R^2 = i^2+j^2+ij$

$$\Rightarrow D = R\sqrt{3K}$$

- i, j sono coordinate di celle, quindi devono essere valori interi!
  Non tutti i valori di K ~~[illegible]~~ sono esprimibili con i, j interi (è per questo che K non è del tutto arbitrario).

PERCHÉ $K = i^2+j^2+ij$:

$\to$ A prescindere dalla dimensione del cluster K, ciascuna cella ha 6 celle "vicine" con la stessa frequenza.

AREA CELLA $= A_c = \frac{3}{2}\sqrt{3}R^2$

Geometricamente è un esagono più grande

AREA CLUSTER $= A_K = K A_c$ ma anche $A_c + 2(K-1)\frac{A_c}{2} =$

$$= \frac{3}{2}\sqrt{3}\left(\frac{2H}{\sqrt{3}}\right)^2 = 2\sqrt{3}H^2$$

Apotema dell'esagono più grande

Ma $H = \frac{D}{2} \Rightarrow A_K = 2\sqrt{3}\frac{D^2}{4} = \frac{\sqrt{3}}{2}D^2$

$$A_K = KA_c \Rightarrow \frac{\sqrt{3}}{2}D^2 = KA_c \Rightarrow \frac{\sqrt{3}}{2}D^2 = K\cdot\frac{3}{2}\sqrt{3}R^2 \Rightarrow K = \frac{D^2}{3R^2} = D_R^2$$

INTERFERENZA CO-CHANNEL (CCI) = somma delle interferenze del-le celle remote (~~dalle~~ di cui non ci interessano le trasmissioni).
I canali NON interferiscono se trasmettono in istanti di tempo di-versi (ovvero in CANALI diversi).

⇝ La somma delle interferenze ~~sec~~ dovrebbe coinvolgere infinite celle ma è un'ottima approssimazione considerare solo le 6 celle che usano le stesse frequenze più vicine.

SNR = Signal to Noise Ratio = Rapporto segnale/rumore = $\frac{S}{N}$ =

$$= \frac{\text{POTENZA DEL SEGNALE } (S)}{\text{RUMORE DI FONDO } (N_s) + \text{POTENZA DEL SEGNALE INTERFERENTE } (I)}$$

Alzando le potenze di TUTTE le celle, il rumore di fondo diventa tra-scurabile: $\frac{S}{N} \approx \frac{S}{I}$

Dobbiamo quantificare il rapporto S/I.

ASSUNZIONI:

→ Consideriamo $N_I = 6$ celle interferenti (che si trovano sul PRIMO ANELLO), sono tutte alla stessa distanza dalla cella interessata indipenden-temente da K.

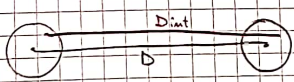
→ Assumiamo il rumore di fondo trascurabile.

→ Assumiamo $d^{-\eta}$ come legge di propagazione del segnale.

→ Assumiamo le stazioni radio base tutte con gli stessi parame-tri (stessi guadagni delle potenze trasmesse, ecc.).

→ Approssimiamo le distanze tra ~~le mie celle~~ me e gli in-terferenti alla distanza tra i centri delle celle:

Devo considerare il caso peggiore, in cui mi metto a bordo cella per sentire la trasm.



→ $D_{int} \sim D$

PENULTIMA ASSUNZIONE

$$\frac{S}{N} \approx \frac{S}{I} = \frac{cost \cdot R^{-\eta}}{\sum_{K=1}^{N_I} cost \cdot D^{-\eta}} = \frac{1}{N_I}\left(\frac{R}{D}\right)^{-\eta} = \frac{1}{N_I}\left(\frac{D}{R}\right)^{\eta} = \frac{1}{N_I} q^{\eta}$$

Sapendo che $D = R\sqrt{3K} \Rightarrow \frac{S}{N} \approx \frac{S}{I} = \frac{1}{N_I}\left(\frac{R}{R\sqrt{3K}}\right)^{-\eta} = \frac{(3K)^{\eta/2}}{N_I}$

$\Rightarrow$ Il rapporto segnale-rumore NON dipende dal raggio delle celle.

Esempio 1:

$\frac{S}{I}[dB] = 9\ dB$ $\rightsquigarrow$ CON RAPPORTO 9 dB, VIENE GARANTITO CHE IL PACCHETTO NON VENGA DANNEGGIATO DAGLI INTERFERENTI

$\eta = 4$

$K = ?$

$\frac{S}{I}[dB] = 10\log_{10}\left(\frac{S}{I}\right) \Rightarrow \frac{S}{I} = 10^{9/10} = 7.94 \approx 8$

$\frac{S}{I} = \frac{(3K)^{\eta/2}}{6} \Rightarrow K \geq \sqrt{\frac{2}{3}\cdot\frac{S}{I}} = 2.3$ → DIM. MINIMA DEL CLUSTER → SAREBBE UN FRACTIONARY CLUSTER; ESISTE MA NON CI RIGUARDA ANCORA

$\Rightarrow K = 3$

Per $K=3$, un utente a bordo cella quale $\frac{S}{I}$ riceve?

$\frac{S}{I} = \frac{(3K)^{\eta/2}}{6} \simeq 11.3\ dB$

Esempio 2:

$\frac{S}{I}[dB] = 18\ dB$ $\rightsquigarrow$ RAPPORTO PIÙ ELEVATO PER POTER UTILIZZARE MODULAZIONI PIÙ SPINTE

$\eta = 4.2$

$K = ?$

Effettuiamo i calcoli mantenendo la scala logaritmica:

$\frac{S}{I}[dB] = 10\frac{\eta}{2}\log(3K) - 10\log 6$

$\log(3K) = \frac{18+7.78}{21} = 1.23$

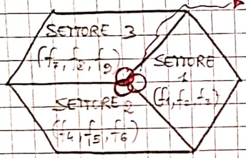
$\Rightarrow K \geq \frac{10^{1.23}}{3} = 5.63 \Rightarrow K = 7$

Interferenti addizionali:

Oltre ai 6 interferenti del primo anello, si possono considerare

i 12 interferenti del secondo anello (che hanno distanze leggermente diverse ~~tutte~~ a 6 a 6 dalla mia cella).
Comunque sia, il loro contributo è marginale.

Celle tri-settorizzate:



→ ANTENNE DIREZIONATE (TRI-SETTORIZZATE) → nel nostro caso trasmettono solo a 120°

→ È possibile suddividere una cella con n frequenze in più settori (meglio 3) con $\frac{n}{3}$ frequenze ciascuno.

CONTRO: Cresce l'handover e si riduce il guadagno di traffico.
PRO: Diminuisce l'interferenza co-channel (⇒ aumenta S/I).

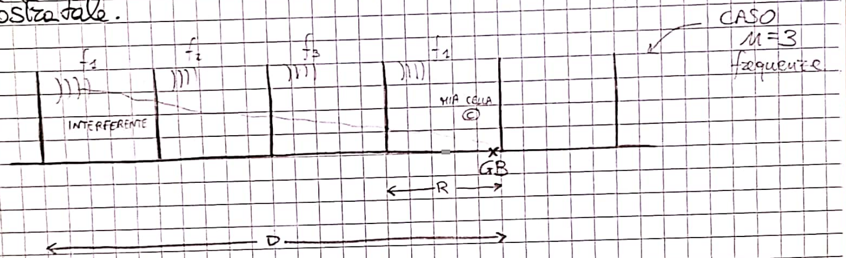
Infatti, l'idea delle antenne tri-settorizzate è quella di diminuire il numero di interferenti nel calcolo di S/I.

IDEALIZZAZIONE: nella tri-settorizzazione assumiamo che ciascuna antenna emette potenza massima nell'arco di 120°, ed emette potenza nulla fuori dall'arco di questi 120°. In questo modo avremmo che le stazioni interferenti sono solo 2 (anche se, nella pratica, non è una cosa fattibile). → VEDERE DISEGNO SULLE SLIDE

Comunque sia, nella pratica, poiché si avrebbe una diminuzione di potenza graduale vicino ai bordi dell'angolo di 120°, ~~avremmo~~ ~~due~~ avremmo 3 antenne che interferiscono, di cui una come nel caso ideale, una un po' meno e un'altra (poco oltre il bordo, che infatti non ~~rientra~~ rientrerebbe nel caso ideale) ancora meno (le altre tre antenne rimangono ancora ampiamente fuori dal raggio di interesse). Si conclude che la somma delle ~~3~~ interferenze delle 3 antenne nel ~~caso~~ caso ~~ideale~~ reale è approssimabile alla somma delle interferenze delle 2 antenne nel caso ideale.

Esercizio:

Un operatore radiomobile deve coprire un percorso autostradale con stazioni radiobase distanti tra loro 500 metri. Il segnale si attenua secondo una legge $d^{-\eta}$, con $\eta = 3$. Al fine di garantire la comunicazione, è necessario imporre un rapporto segnale/interferenza maggiore o uguale a 19 dB. Nell'ipotesi di celle settoriali (ogni stazione radiobase emette il segnale in una sola direzione), si calcolino quante frequenze occorrono per coprire il tratto autostradale.



$$\frac{S}{I} = \frac{P_{segnale}}{P_{interferente}} = \frac{cost \cdot R^{-\eta}}{cost \cdot D^{-\eta}} = \frac{R^{-\eta}}{[(n+1) R]^{-\eta}} = \frac{1}{(n+1)^{-\eta}}$$

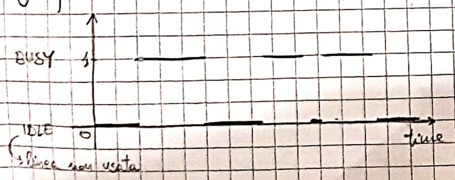
NE CONSIDERO SOLO 1 PERCHÉ QUELLI PIÙ DIETRO SONO MOLTO LONTANI → E QUELLI PIÙ AVANTI, TRASMETTENDO VERSO DX, NON INTERFERISCONO

Dobbiamo impostare: $\frac{R^{-\eta}}{D^{-\eta}} > SNR \Rightarrow \frac{1}{(n+1)^{-\eta}} > 10^{1.9} \Rightarrow$

$\Rightarrow (n+1)^{\eta} > 79.4 \Rightarrow \boxed{n = 4}$

17/04/2020

Grafico di un utente che effettua chiamate al telefono:



→ Il traffico è un processo STOCASTICO (che varia nel tempo)

→ NON PIÙ DIPENDE DA QUELLO CHE È SUCCESSO NEL PASSATO

Intensità del traffico (A_i):

Può essere definito in 4 modi:

1) $A_i = \lim_{\Delta t \to \infty} \dfrac{\text{TEMPO IN CUI LA LINEA È OCCUPATA}}{\Delta t \text{ (TEMPO TOTALE)}}$

2) A_i = (NUMERO MEDIO DI CHIAMATE λ AL MINUTO) × (DURATA MEDIA (IN MIN) τ DI UNA CHIAMATA)

3) A_i = PROBABILITÀ CHE, IN UN ISTANTE t CASUALE, L'UTENTE È NELLO STATO BUSY

4) A_i = VALOR MEDIO DEL PROCESSO

Le quattro definizioni sono equivalenti se il processo è stazionario (non dipende per esempio dall'ora del giorno). Ma è chiaramente un'assunzione non realistica: per questo si considera il caso peggiore, che si ha nell'ora della giornata in cui il traffico è più "busy" possibile.

Esempio:

→ L'UTENTE FA IN MEDIA 1 CHIAMATA ALL'ORA

→ OGNI CHIAMATA DURA IN MEDIA 120 s

$$A_i = \frac{120\ s}{3600\ s} = \frac{2\ min}{60\ min} = \frac{1}{30}$$

$$P[\text{L'UTENTE È OCCUPATO}] = \frac{2\ min}{60\ min} = \frac{1}{30}$$

⇝ L'intensità del traffico sarebbe ADIMENSIONALE, ma le è stata comunque appioppata un'unità di misura chiamata ERLANG.

Traffico generato da più utenti (n):

INTENSITÀ DEL TRAFFICO $A = \sum_{i=1}^{n} A_i = n A_i$ → SOMMARE È SENSATO MA NON È SENSATO SFORARE IL VALORE 1 (TRATTANDOSI DI UNA PROBABILITÀ)

SE GLI UTENTI SONO STATISTICAMENTE PARAGONABILI

Più rigorosamente, con n utenti diversi, si possono considerare $n+1$ stati (0 utenti occupati, 1 utente occupato, …, n utenti occupati).

ESEMPIO: $P[0 \text{ UTENTI ATTIVI}] =$ | con $P[i\text{-ESIMO UTENTE ATTIVO}] = A_i$

$$= (1-A_i)\cdot(1-A_i)\cdot \ldots \cdot (1-A_i) = (1-A_i)^n$$

$$P[1 \text{ UTENTE ATTIVO}] = (1-A_i)^{n-1} \cdot A_i \cdot n$$

Bisogna considerare tutte le combinazioni

In generale: $P[k \text{ UTENTI ATTIVI}] = \binom{n}{k}(1-A_i)^{n-k} A_i^k$ → DISTRIBUZIONE BINOMIALE

Di conseguenza, abbiamo che $\sum_{i=1}^{n} A_i \; (= n A_i)$ è la MEDIA del numero di chiamate in corso (di utenti attivi) in un certo istante t.

$$\Longrightarrow \sum_{i=1}^{n} A_i = E[\text{UTENTI ATTIVI}]$$ ⇝ ANCH'ESSA MISURATA IN ERLANG

Esempio:

→ 5 UTENTI

→ OGNI UTENTE FA MEDIAMENTE 3 CHIAMATE ALL'ORA

→ OGNI CHIAMATA, IN MEDIA, DURA 4 MINUTI

$$A_i = \lambda\tau = 3 \cdot \frac{4}{60} = \frac{1}{5} \text{ erl}$$

$$A = 5 \cdot \frac{1}{5} = 1 \text{ erl}$$ ⇝ MEDIAMENTE HO 1 UTENTE ATTIVO ALLA VOLTA

$$P[1 \text{ UTENTE ATTIVO}] = \binom{5}{1}\left(\frac{1}{5}\right)^1\left(\frac{4}{5}\right)^4 \approx 0.41$$

Il nostro compito è stabilire quante frequenze è meglio mettere all'interno di una cella cercando di non "esagerare"* ma garantendo più tempo possibile senza collisioni (VEDREMO MEGLIO QUEST'ASPETTO DOPO).

Altro esempio:

* C'È UN COSTO ECONOMICO NEL METTERE TANTE FREQUENZE IN UNA CELLA

→ 30 UTENTI

→ OGNI UTENTE FA MEDIAMENTE 1 CHIAMATA ALL'ORA

→ OGNI CHIAMATA, IN MEDIA, DURA 4 MINUTI

$$A = 30\,\lambda\tau = 30\left(1 \cdot \frac{4}{60}\right) = 2 \text{ erl}$$

$$P(\text{UTENTI ATTIVI} \leq 5) = 0.987006$$ ⇝ GIÀ SI VEDE CHE NON HA SENSO METTERE 30 FREQUENZE ALL'INTERNO DI UNA CELLA RADIO!

$$C_{um}(5) = \sum_{i=1}^{5} P(\text{s UTENTI ATTIVI})$$

NB: La distribuzione binomiale è valida se gli utenti sono tutti INDIPENDENTI tra loro (assunzione ragionevole).
Può succedere però che gli utenti siano convogliati da un fenomeno esterno (che, magari, porta tutti quanti a telefonare).

NOTA SUI COEFFICIENTI BINOMIALI:
Sulle calcolatrici si potrebbe avere overflow a causa di numeri troppo grandi. Facciamo un esempio:

$$\binom{60}{12} = \frac{60!}{12!\,48!} \qquad 60! \rightarrow 10^{81} \rightarrow \text{OVERFLOW!}$$

$$\binom{60}{12} = e^{\log_e \binom{60}{12}} = e^{\left(\log_e(60!) - \log_e(12!) - \log_e(48!)\right)} =$$

$$= e^{\left(\sum_{i=1}^{60} \log_e(i) - \sum_{i=1}^{12} \log_e(i) - \sum_{i=1}^{48} \log_e(i)\right)}$$

Perciò:

CALCOLO DI UNA PROBABILITÀ

$$\binom{60}{12} A_i^{12} (1-A_i)^{48} = e^{\left(\sum_{i=1}^{60} \log_e(i) - \sum_{i=1}^{12} \log_e(i) - \sum_{i=1}^{48} \log_e(i) + 12\log_e(A_i) + 48\log_e(1-A_i)\right)}$$

Avere 30 utenti con $A_i = 1/15$ erl,
300 utenti con $A_i = 1/150$ erl,
3000 utenti con $A_i = 1/1500$ erl,
non è forse (quasi) la stessa cosa a livello globale (a livello di numero di utenti attivi contemporaneamente)?
Quindi: aumentare il numero di utenti e diminuire il ~~xxxxxx~~ traffico a ciascun utente all'infinito non porta forse a una convergenza del traffico complessivo utilizzato?

$$P[K \text{ CHIAMATE ATTIVE CON } M \text{ UTENTI TOTALI}] = \binom{M}{K} A_i^K (1-A_i)^{M-K} =$$

$$= \frac{M!}{(M-K)!\,K!} \left(\frac{A}{M}\right)^K \frac{\left(1-A/M\right)^M}{\left(1-A/M\right)^K}$$

Facciamo tendere M all'infinito, mantenendo costante A...

$$P[\text{K CHIAMATE ATTIVE CON } \infty \text{ UTENTI TOTALI}] =$$

$$= \lim_{M\to\infty} \frac{M!}{(M-K)!} \frac{1}{K!} \frac{A^K}{M^K} \left(1-\frac{A}{M}\right)^M \left(1-\frac{A}{M}\right)^{-K} =$$

$$= \frac{A^K}{K!} \lim_{M\to\infty} \underbrace{\frac{\overbrace{M(M-1)\dots(M-K+1)}^{K \text{ FATTORI}}}{M^K}}_{\to 1} \underbrace{\left[\left(1-\frac{A}{M}\right)^{-M/A}\right]^{-A}}_{\to e^{-A}} \underbrace{\left(1-\frac{A}{M}\right)^{-K}}_{\to 1} = \underbrace{\boxed{e^{-A}\frac{A^K}{K!}}}_{\text{DISTRIBUZIONE DI POISSON}}$$

21/04/2020

Problema: in generale, il numero di canali C a disposizione è minore del numero di utenti M.
Può succedere che, in un certo istante di tempo, i canali sono tutti saturi e un'ulteriore utente tenta una chiamata, la quale viene bloccata. Per ora assumiamo che quest'ultimo utente non ritenti la chiamata ma aspetti direttamente la successiva (BLOCKED CALLS CLEARED).
NB: Il numero di chiamate contemporanee effettive non è un semplice troncamento alla capacità della rete del numero di chiamate che ci sarebbero state con infiniti canali! (VEDI SCHEMA SULLE SLIDE)

Dimostreremo con la teoria delle code che:

$$P[\text{CI SONO K CHIAMATE } \underline{\text{ACCETTATE}},\ K \in (0,C)] = \frac{P[\text{CI SONO K CHIAMATE OFFERTE}]}{\sum_{i=0}^{C} P[\text{CI SONO i CHIAMATE OFFERTE}]}$$

OFFERTE → tentate

SE $K>C$, LA PROBABILITÀ È ZERO

SE ASSUMIAMO $M=\infty$ (con # chiamate offerte trattato con una v.a. Poisson)

$$\boxed{\text{PROBABILITÀ DI BLOCCO} := P[\text{CI SONO C CHIAMATE ACCETTATE}]}$$

$$\Rightarrow P[\text{K UTENTI ACCETTATI}] = \frac{P[\text{K UTENTI OFFERTI}]}{\sum_{i=0}^{C} P[\text{i UTENTI OFFERTI}]} = \frac{A^K/K!\ e^{-A}}{\sum_{i=0}^{C} A^i/i!\ e^{-A}} =$$

$$= \frac{A^K/K!}{\sum_{i=0}^{C} A^i/i!}$$

DISTRIBUZIONE DI ERLANG (È UNA POISSONIANA NORMALIZZATA)

$$\Rightarrow P[\text{BLOCCO}] = \frac{A_0^C}{C!} \cdot \frac{1}{\sum_{j=0}^{C} \frac{A_0^j}{j!}} = E_{1,C}(A_0),$$ con A_0 = traffico offerto medio in Erlang

DISTRIBUZIONE ERLANG-B

Si può scrivere anche $E_{1,c}(A_0) = \dfrac{A_0\, E_{1,c-1}(A_0)}{C + A_0\, E_{1,c-1}(A_0)}$

probabilità di blocco con un canale in meno a disposizione

Che succede se il numero di chiamate offerte viene trattato con una variabile aleatoria binomiale (fissando a M il numero di utenti totali)?

$$\Pi_{BLOCCO} = P[BLOCCO] = \frac{A_i^C \binom{M-1}{C}}{\sum_{K=0}^{C} A_i^K \binom{M-1}{K}} \quad , \quad A_i = \frac{A_0}{M}$$

→ FORMULA DI ERLANG

→ L'Erlang-B ha due grossi vantaggi:
- Approssima molto bene la formula di Erlang riportata qui sopra.
- È conservativa: la sua P[BLOCCO] risulta leggermente maggiore di quella effettiva che si calcolerebbe senza approssimazione (il che è buono).

→ Esistono delle tabelle che esplicitano la relazione tra numero di canali, traffico offerto in Erlang e probabilità di blocco.

Esercizio 1:

16 CANALI

IN CONDIZIONI NORMALI, P[BLOCCO] NON SUPERIORE ALL'1%

DURANTE UNA FESTA, SI PREVEDE UN INCREMENTO DEL TRAFFICO DEL 35%

1) Quale sarebbe il traffico smaltito risultante ove l'operatore non facesse nulla?
2) Quanti canali supplementari, per l'occasione, l'operatore deve installare al fine di continuare a garantire una probabilità di blocco non superiore all'1%?

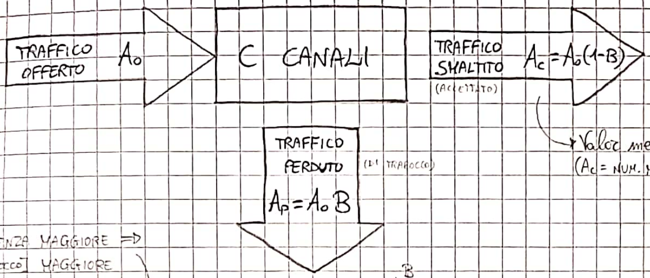
1) Calcoliamo P[BLOCCO] (non conosciamo ancora il traffico smaltito)

→ CONDIZIONI NORMALI: $A_0 = 8{,}8750$ erl

→ DURANTE LA FESTA: $A_0' = 8{,}8750 \cdot 1{,}35 \approx 12$ erl

→ $P[BLOCCO\,(C=16,\ A_0=12)] \approx 0{,}06 = 6\%$

2) $C=20$ ⇒ bisogna installare 4 canali supplementari



B = PROBABILITÀ DI BLOCCO

Valor medio del traffico accettato
(A_c = NUM. MEDIO DI UTENTI ATTIVI ACCETTATI)

EFFICIENZA MAGGIORE ⇒
⇒ P[BLOCCO] MAGGIORE

$$\text{EFFICIENZA} = \eta = \frac{A_c}{C} = \frac{A_0(1-\overbrace{E_{1,C}(A_0)}^{B})}{C} \approx \frac{A_0}{C}$$ se la probabilità di blocco è molto bassa

Esercizio 2:

PARTITA NORMALE: TRAFFICO SMALTITO = 23.2504 ERLANG = A_S

P[BLOCCO] = 2%

ROMA-BRESCIA: TRAFFICO OFFERTO DOPPIO DEL NORMALE

1) Quanti canali in + si devono installare per Roma-Brescia affinché P[BLOCCO] ≤ 5%?
2) Se i canali addizionali devono essere forniti in multipli di 8 (→ FREQUENZE GSM), quanto sarà l'attuale probabilità di perdita rilevata dagli utenti nello stadio durante la partita?

1) $A_S = A_0(1-0{,}02) \Rightarrow A_0 = \frac{23{,}2504}{0{,}98} = 23{,}72$ erl $\xrightarrow{B=0.02} \boxed{C=32}$

$A_0^{BRESCIA} = 2A_0 = 47.45$ erl $\xrightarrow{B=0.05} \boxed{C^{BRESCIA}=53}$ → Canali supplementari = 21

2) È necessario avere $C=56$ canali $\xrightarrow{A_0^{BRESCIA}=47.45} B \approx \frac{1}{2}(0.01606+0.04579) \approx 0.031$

ABBIAMO FATTO UNA MEDIA TRA I CASI $A_0=45$, $A_0=50$; NON È UN CALCOLO PRECISO PERCHÉ NON SI TRATTA DI UNA FUNZIONE LINEARE → Le interpolazioni portano ad approssimazioni

23/04/2020

Esercizio 1:

Call center. 10 chiamate/ora; ogni chiamata in media dura 5 minuti

1) P[BLOCCO] con 2 dipendenti = ? ($C=2$)
2) Quanti dipendenti per garantire P[BLOCCO] = 1%?
3) Nelle condizioni (2), per quale % di tempo in media ho tutti i dipendenti idle?

4) Nelle condizioni (2), in una giornata di 8 ore, per quanto tempo in media ho meno di 2 dipendenti utilizzati?

1) $A_0 = \lambda \tau = \frac{10}{60} \cdot 5 = \frac{5}{6}$ erl

$$\underset{B}{P[\text{BLOCCO}]} = \frac{A_0^c / c!}{\sum_{i=0}^{c} A_0^i / i!} = \frac{(5/6)^2 / 2}{1 + \frac{5}{6} + \left(\frac{5}{6}\right)^2 \cdot \frac{1}{2}} \approx 15.9\%$$

2) Il primo valore di C per cui $B \leq 1\%$ è $C = 4$.

3) $$P[\text{TUTTI IDLE}] = \left. \frac{\overbrace{A_0^0 / 0!}^{=1}}{1 + A_0 + \frac{A_0^2}{2} + \frac{A_0^3}{6} + \frac{A_0^4}{24}} \right|_{A_0 = 5/6} \approx 43\%$$

4) $$P[\text{CHIAMATE ACC.} = 0] + P[\text{CHIAMATE ACC.} = 1] = \frac{A_0^0/0! + A_0^1/1!}{\sum_{i=0}^{c} A_0^i / i!} \approx 80\%$$

Tempo con meno di 2 dipendenti utilizzati $= 80\% \cdot 8$ ore ≈ 6 h 23 min

Esercizio 2:

Un call center opera a pura perdita, ovvero le chiamate in arrivo che non trovano un operatore libero vengono perdute. Il call center sta attualmente operando col 3% di perdita e con un'efficienza del 48.3%.

1) Quanti operatori sono al momento assunti nel call center?
2) Qual è la riduzione percentuale della durata delle chiamate che permetterebbe al gestore di licenziare un operatore mantenendo la perdita del 3%?
3) Nel caso (1), quanti operatori complessivamente potrebbero essere licenziati, sempre mantenendo la perdita del 3%, se il gestore aggregasse il traffico attualmente gestito da 3 call center della stessa dimensione in un unico centro?

Scansionato con CamScanner

1) $\eta = \frac{A_s}{C} = \frac{A_o(1-B(A_o,C))}{C} = \frac{A_o \cdot 0{,}03}{C} = 0.4834$

$$\begin{cases} A_o \cdot 0{,}97 = C \cdot 0{,}4834 \\ B(A_o,C) = 0.03 \end{cases} \Longrightarrow C = 8 \ ; \ A_o \approx \cancel{4}\ 3.9865 \text{ erl}$$

2) $C' = 7 \xrightarrow{B = \text{cost } 0.03} A_o' \approx 3.2497$ erl

$\frac{A_o'}{A_o} = \frac{\lambda \tau'}{\lambda \tau} = \frac{\tau'}{\tau} = \frac{3.2497}{3.9865} \approx 0.815 \Longrightarrow$ RIDUZIONE DEL 18.5% DEL TEMPO DELLE CHIAMATE

3) $\boxed{C_1}$ $\boxed{C_2}$ $\boxed{C_3}$ $\Longrightarrow$ $\boxed{C_1+C_2+C_3}$

C_1	C_2	C_3
8 dipendenti	8 dipendenti	8 dipendenti
$B = 3\%$	$B = 3\%$	$B = 3\%$
$A_o \approx 3.98$ erl	$A_o \approx 3.98$ erl	$A_o \approx 3.98$ erl

$C_1+C_2+C_3$: $A_o = 11.94$ erl ≈ 12 erl, $B = 3\%$

IL NUM. DI DIPENDENTI NON È 24 PERCHÉ LE RELAZIONI NON SONO LINEARI!

se rimanessero 24 dipendenti, B scenderebbe a 0.079%

Con l'aggregazione le prestazioni aumentano

Per mantenere le stesse prestazioni, bisogna licenziare dei dipendenti!

Dalle tabelle si deduce che, con $A_o = 12$ erl, $B = 3\%$, C deve essere 18

$\Longrightarrow$ Potrebbero essere licenziati $24 - 18 = 6$ dipendenti!

Esercizio 3:

Da misure effettuate, si rileva che un centralino telefonico sta operando con una probabilità di blocco del 3% ed un'efficienza (rapporto tra traffico smaltito e numero di circuiti) dell'81,36%. Di quanti circuiti è dotato il centralino?

$\eta = 0.8136 = \frac{A_o \cdot 0{,}97}{C} \Longrightarrow A_o = 0.8388\, C$

$B(A_o, C) = 0.03 \Longrightarrow C = 50$

Esercizio 4:

Un operatore radiomobile ha 252 canali e vuole coprire un'area territoriale in cui il traffico generato ha una densità di 80 erl/Km^2. L'operatore deve garantire $B \leq 2\%$. L'attenuazione segue una legge d^{-n} con $n = 3.4$ e l'operatore usa stazioni base con antenne trisettorizzate.

1) A quale distanza H deve posizionare tra loro 2 stazioni radiobase adiacenti considerando che l'operatore deve garantire un'interferenza co-canale non inferiore a 14 dB?

2) Quale sarebbe il valore dell'interferenza co-canale in dB un utente posto a distanza $H/3$ da una delle stazioni radiobase?

1) Sappiamo che $CCI = 10^{14/10} = \frac{1}{2}(3K)^{\eta/2} \Rightarrow K \geq 3.34 \Rightarrow K = 4$

$N_I = 2$ PERCHÉ LE ANTENNE SONO TRISETTORIZZATE

settori

$K = 4$; celle trisettorizzate $\Rightarrow$ canali suddivisi in 12 gruppi $\Rightarrow$

$\Rightarrow$ # serventi (= # canali in ciascun gruppo) $= \frac{252}{12} = 21 \Rightarrow$

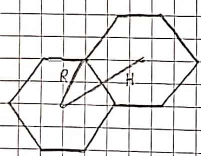
$\xRightarrow{B \leq 2\%}$ A_0 per settore $= 14.0360$ erl / settore

$80 : 1\,Km^2 = 14{,}0360 : x \quad \Rightarrow x = 0.175\,Km^2 \rightsquigarrow$ superficie di ogni settore

$\Rightarrow$ Area settore $= \frac{R \cdot \frac{R\sqrt{3}}{2}}{2} \cdot 2 = 0.175 \Rightarrow R = 0.450\,Km = 450\,m$

Un settore è composto da 2 triangolini

$H = R\sqrt{3} = 780\,m$



2) $CCI = \frac{cost \cdot (H/3)^{-\eta}}{\underset{2}{N_I} \cdot cost \cdot D^{-\eta}} = \frac{\left(\frac{R\sqrt{3}}{3}\right)^{-\eta}}{2\,(R\sqrt{3K})^{-\eta}} = \frac{1}{2}\left(\frac{\sqrt{3}/3}{2\sqrt{3}}\right)^{-3.4} = \frac{1}{2} \cdot (6)^{3.4}$

$K = 4$

$\Rightarrow CCI\,[dB] = 10 \log_{10}\left(\frac{1}{2} \cdot (6)^{3.4}\right) \approx 23.44\,dB$

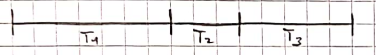
24/04/2020

$P[\text{K CHIAMATE OFFERTE}] = \frac{A_0^K}{K!} e^{-A_0}$, A_0 = traffico medio offerto in Erlang

$\text{Valor medio} = \sum_{i=0}^{\infty} i \frac{A_0^i}{i!} e^{-A_0} = A_0$

$\text{Varianza} = \sum_{i=0}^{\infty} (i - \text{Valor medio}) \cdot P(i)$
- → È MINORE DELLA $\underbrace{}_{}$ VARIANZA DI POISSON PER QUANTO RIGUARDA LE CHIAMATE ACCETTATE
- → È MAGGIORE DELLA VARIANZA DI POISSON PER QUANTO RIGUARDA LE CHIAMATE BLOCCATE

Se consideriamo λ = FREQUENZA DELLE CHIAMATE e un lasso di tempo ΔT...



↳ Tempo che intercorre tra l'inizio di una chiamata e l'inizio della chiamata successiva

↳ TRATTABILE CON UNA DISTRIBUZIONE ESPONENZIALE (negativa)

Valor medio = $1/\lambda$
Varianza = $1/\lambda^2$

$\text{COEFFICIENTE DI VARIAZIONE} = \frac{\text{VARIANZA}}{(\text{VALOR MEDIO})^2} = 1$ → nella v.a. esponenziale ma anche nella v.a. poissoniana

Nelle distribuzioni LIVELLATE, coeff. variazione < 1 (per esempio, TRAFFICO SMALTITO)

Nelle distribuzioni PICCATE, coeff. variazione > 1 (per esempio, TRAFFICO PERDUTO)

Un traffico livellato si comporta di più come un modello deterministico, mentre un $\underbrace{\text{traffico piccato}}_{\text{BURSTY TRAFFIC}}$ è più imprevedibile e quindi più difficile da trattare.

Esercizio 1:

Una centrale telefonica ha 20 circuiti. Per far fronte a sovraccarichi, l'operatore mette a disposizione 12 circuiti supplementari di "trabocco" per accomodare le chiamate che trovano tutti i circuiti della centrale occupati. Alla centrale sono attestati 640 utenti. Il 75% di essi genera 1/30 di Erlang ciascuno. Gli altri generano chiamate di durata media 7'30" a un tasso di una chiamata ogni due ore.

a.) Assumendo che il traffico di trabocco sia ancora di Poisson, qual è il traffico smaltito dai soli 12 circuiti di trabocco?

b) Qual è la probabilità che una chiamata sia bloccata (~~che~~ trovando occupati sia i circuiti della centrale sia quelli di trabocco)?

a) $A_0 = \frac{3}{4} \cdot 640 \cdot \frac{1}{30} + \frac{1}{4} \cdot 640 \cdot \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{8} = 26$ erl

λ ; $7'30'' = \frac{1}{8}h$

TRAFFICO OFFERTO (A TESTA) DAL SECONDO GRUPPO DI UTENTI: $\frac{1}{2} \cdot \frac{1}{8} = \frac{1}{16}$ erl

P[Blocco per i circuiti della centrale, con $A_0 = 26$, $C = 20$] $\approx 30,18\% = B_1$

TRAFFICO ACCETTATO DAI CIRCUITI DELLA CENTRALE $= A_0(1 - B_1) \approx 18,15$ erl $= A_{S_1}$

TRAFFICO PERDUTO DAI CIRCUITI DELLA CENTRALE $= A_0 - A_{S_1} = 7,85$ erl $= A_{P_1}$

P[Blocco per i circuiti di trabocco, con $A_0 = 7.85$, $C = 12$] $\approx 4,7\% = B_2$

TRAFFICO ACCETTATO DAI CIRCUITI DI TRABOCCO $= A_{P_1}(1 - B_2) \approx 7,47$ erl $= A_{S_2}$

b) P[Blocco per tutti i circuiti] $= B_1 \wedge B_2 = B_1 \cdot B_2 \approx 1,42\%$

↳ Avremmo potuto calcolarla anche considerando $A_0 = 26$ erl, $C = 20+12$; il risultato sarebbe stato $B_{TOT} = 4,1\%$! Questo fa capire quanto sia "sbagliato" approssimare il traffico di trabocco, che è piccato, trattandolo come una v.a. di Poisson.

Per calcolare A_{S_2} in modo esatto...

$A_{S_{TOT}} = A_{S_1} + A_{S_2}$

$A_{S_{TOT}} = A_0(1 - B_{TOT}) \approx 24,93$ erl $\Rightarrow A_{S_2} = A_{S_{TOT}} - A_{S_1} = 6,78$ erl

Esercizio 2:

Un internet service provider ha 40 modem a cui si connettono utenti per una sessione di durata media di 50 minuti. Durante ogni sessione, un utente genera traffico a pacchetto ad un rate medio di 82 Kbps. Il traffico ricevuto dai modem viene instradato verso un multiplatore con capacità 4 mbps. Il fattore di utilizzo della linea uscita del multiplatore è ~~62~~ 65,29%.

↳ TRAFFICO A CIRCUITO VS TRAFFICO A PACCHETTO

↳ BUSY/IDLE (Erlang) ↳ BIT TRASMESSI

1) Qual è l'attuale frequenza di arrivo (arrivi/ora) delle richieste di connessione ai modem da parte degli utenti?

2) Qual è la probabilità che una connessione venga bloccata a causa di non disponibilità di un modem di accesso?

3) Quanti modem supplementari l'operatore deve allocare per ridurre la probabilità di blocco al 2%?

1) LINEA DA 4 Mbps USATA AL 65,29 % $\Longrightarrow$ RATE TOT $= R_{TOT} = 4 \cdot 0{,}6529 = 2{,}6116$ Mbps

2)

$$\text{NUM UTENTI IN MEDIA CONNESSI} = \frac{R_{TOT}}{R_{UTENTE}} = \frac{2611{,}6 \text{ Kbps}}{82 \text{ Kbps}} \approx 31{,}8488$$

Numero di chiamate medio ACCETTATE dal sistema

$$A_s = 31{,}8488 \text{ erl}$$

$$A_s = A_0 (1 - B(C, A_0)) \Longrightarrow 31{,}8482 = x(1 - B(40, x))$$

MI FACCIO AIUTARE DALLA TABELLA

$$\Longrightarrow A_0 = 33 \text{ erl} \; ; \quad B = 0{,}034864$$

$$A_0 = \lambda \tau \Longrightarrow \lambda = \frac{A_0}{\tau} = \frac{33}{5/6} = 39{,}6 \text{ chiamate/ora}$$

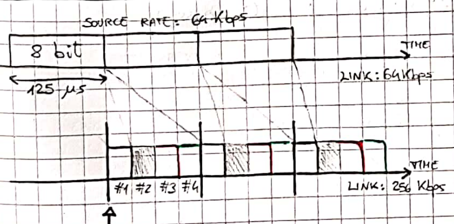
3) Si ha $B \leq 2\%$ per $C \geq 43$ $\Longrightarrow$ l'operatore deve allocare 3 modem supplementari.

28/04/2020

Concetti base di commutazione (switching):

COMMUTAZIONE
- di circuito → reti telefoniche (di tempo fa)
- di messaggio → invio di e-mail al server che a sua volta ce la rimanda indietro (STORE & FORWARD)
- di pacchetto

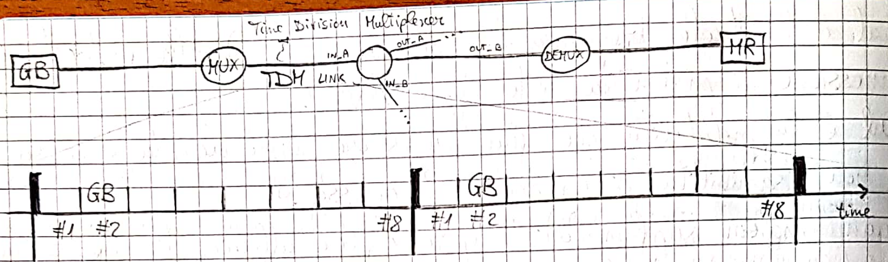
CIRCUIT SWITCHING:



← La voce che trasmettiamo viene digitalizzata in bit

← È possibile aggregare (= MULTIPLARE) i segnali su una linea più veloce

DELIMITATORE DI TRAMA: permette di numerare e distinguere i vari slot; è una sorta di preambolo → QUINDI SAREBBE NECESSARIO CHE LA LINEA ANDASSE UN PO' DI PIÙ DI 256 Kbps



ESEMPIO DI COME FUNZIONA IL MULTIPLATORE:

Tutti bit dati

L'UNICO HEADER È DAVVERO QUELLO DEI DELIMITATORI

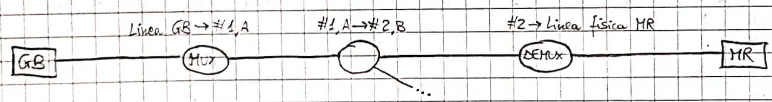
Non c'è bisogno di header aggiuntivo per specificare per es. indirizzo di destinaz. perché è stato tutto specificato prima

Switching table

IN	OUT
A,1	B,2
A,3	B,4
B,1	B,1
B,6	A,1

È una tabella dinamica: si aggiorna per ogni chiamata (appena aggancio il telefono, cedo la linea, per esempio)

IMPOSTAZIONE DELLA TABELLA AL MOMENTO DELLA SEGNALAZIONE

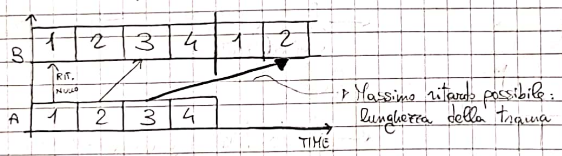


→ Ciascuno slot temporale decodifica un vero e proprio circuito

Vantaggi della commutazione a circuito:

→ OVERHEAD NULLO NELLA PARTE DATI (l'unico overhead è l'header dei delimitatori)

→ RITARDO NULLO (per chi va nello slot 1) O AL PIÙ RITARDO COSTANTE (per chi va negli altri slot), che comunque è un tempo nell'ordine dei microsecondi (molto basso)



Massimo ritardo possibile: lunghezza della trama

→ GITTER NULLO (variazione di ritardo nulla)

→ ARCHITETTURE DI COMMUTAZIONE MOLTO EFFICIENTI

Svantaggi della commutazione a circuito:

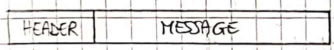
Traffic engineering

→ RICHIEDE LA SEGNALAZIONE PER L'IMPOSTAZIONE DELLE TABELLE DI COMMUTAZIONE
↳ non è un reale svantaggio, perché permette di scegliere "strade" alternative a quella più breve all'interno della rete, evitando così congestioni di traffico (infatti, non sempre la strada più breve è la più veloce!)

→ UNO SLOT RISERVATO A UN UTENTE (che magari in un certo istante è anche in silenzio) NON PUÒ ESSERE ASSEGNATO A NESSUN ALTRO ⟹ se il traffico è variabile, le risorse non vengono usate in maniera ottimale
↳ 1967: Brady concluse che solo il 37% della linea viene effettivamente usata, poiché il 63% del tempo, in una telefonata si è in silenzio (stato di OFF)

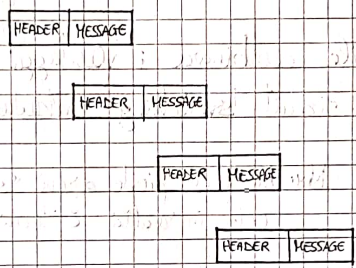
MESSAGE VS PACKET SWITCHING:

MESSAGE SWITCHING



↓ Un unico datagramma che può essere ricevuto o perso

PACKET SWITCHING



↓ In particolare, i pacchetti della voce sono molto piccoli, per cui la dimensione dei loro payload è paragonabile a quella dell'header!

→ Non c'è un'instradazione precostituita: viene tutto specificato in un header all'interno della trama.

→ Il vantaggio è che si può trasmettere quanto e quando si vuole (a meno di congestionare la rete): non ci sono slot da assegnare.

Vantaggi:

→ LE RISORSE DELLA TRASMISSIONE VENGONO SFRUTTATE SOLO QUANDO STRETTAM. NECESS.

Svantaggi:

→ OVERHEAD ELEVATO

→ NIENTE TRAFFIC ENGINEERING: utilizzo dei collegamenti (strade) è sbilanciato

→ PROBLEMI DI IMPLEMENTAZIONE PER LA RICERCA DELLA TABELLA DI ROUTING

Tornando al vantaggio, ciò che veramente premia il message switching e il packet switching è la possibilità di fare overbooking, in cui possono essere assegnati più utenti a meno linee; gli utenti, di base, trasmettono alternativamente ma possono anche trasmettere contemporaneamente lasciando che i loro pacchetti vengano memorizzati in delle code per poi essere effettivamente inviati (onde evitare collisioni) ⟹
PROBLEMA: ritardo non deterministico (non costante)

→ MULTIPLAZIONE STATISTICA

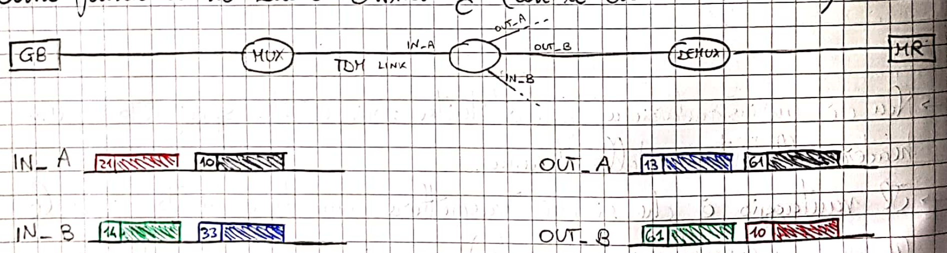
→ È possibile combinare i vantaggi del packet switching con i vantaggi del circuit switching introducendo il LABEL SWITCHING
↳ con trame con HEADER = 5 byte

Non ha preso piede perché "sottomesso" dal protocollo IP di internet (che in realtà è tecnicamente più "indecente")

30/04/2020

→ MPLS = Multi Protocol Label Switching ← PROTOCOLLO DEL LABEL SWITCHING

Come funziona il Label Switching (con il circuito virtuale):



Label switching table

LA SEGNALAZIONE COSTRUISCE IL PERCORSO DELLE TRAME E LE ETICHETTE DA ASSEGNARE →

LABEL-IN	OUT	LABEL-OUT
21	B	10
14	B	61
33	A	13
10	A	61

← SWITCH LEGGE 21 IN INGRESSO E 10 IN USCITA; DEVE SOSTITUIRE L'ETICHETTA 21 CON L'ETICHETTA 10 NELLA TRAMA

→ Il label switching, con l'introduzione di un'etichetta per ogni pacchetto, elimina la dipendenza dalla posizione specifica in cui deve esserci ogni slot (proprietà che invece caratterizzava il circuit switching).

COSA FA IL ROUTER/SWITCH:

1. Prende il pacchetto in ingresso e ne legge il label (l'etichetta). = CIRCUITO VIRTUALE
2. Vede nella tabella switching qual è il LABEL-OUT corrispondente alla LABEL-IN letta.
3. Cancella la vecchia label e la sostituisce con una nuova e, nel frattempo, fa forwarding verso la linea di uscita indicata nella tabella. → NEL NOSTRO CASO, A/B

→ IL LABEL SWITCHING ATTUA IL TRAFFIC ENGINEERING.

LE CATENE DI MARKOV

Variabile casuale continua:

$$F_X(x) = P(X \leq x) \leftarrow \text{FUNZIONE DI DISTRIBUZIONE}$$

$$f_X(x) = \lim_{dx \to 0} \frac{P(x < X < x + dx)}{dx} = \frac{d}{dx} F_X(x) \leftarrow \text{DENSITÀ DI PROBABILITÀ}$$

$$P(a \leq X \leq b) = \int_a^b f(x)\,dx$$

$$E[X] = \int_{-\infty}^{+\infty} x\, f(x)\,dx$$

$$VAR[X] = \int_{-\infty}^{+\infty} (x - E[X])^2 f(x)\,dx$$

Distribuzione esponenziale (negativa):

È una variabile aleatoria T con parametro λ tale che:

$$F_T(t) = P(T \leq t) = 1 - e^{-\lambda t}$$

$$f_T(t) = \frac{d}{dt} F_T(t) = \lambda e^{-\lambda t}$$

$$E[T] = \int_{-\infty}^{+\infty} t \lambda e^{-\lambda t}\,dt = \int_0^{+\infty} (1 - F_T(t))\,dt = 1/\lambda$$

Se T rappresenta un TEMPO, anche $1/\lambda$ (chiaramente) è un tempo, e λ rappresenta una frequenza.

Processo degli arrivi markoviano:

È un processo degli arrivi la cui distribuzione dei tempi di interarrivo è esponenziale negativa.

Esempio:

Supponiamo che in un'ora (= 3600 secondi) arrivino mediamente 2834 chiamate e che il tempo di interarrivo tra due chiamate consecutive sia descritto con una distribuzione esponenziale negativa.

$\rightarrow E[T] = \frac{3600}{2834} = 1.27 \text{ sec} \Rightarrow \lambda = \frac{1}{1.27 \text{ sec}} = 0.787$ chiamate/sec

(È IL TEMPO MEDIO DI SERVIZIO (τ))

$\rightarrow P[T>2] = 1 - P[T \leq 2] = 1 - (1 - e^{-0.787 \cdot 2}) = 0.207 = 20.7\%$

$\rightarrow P[1<T<2] = P[T \leq 2] - P[T<1] = \cancel{1} - e^{-0.787 \cdot 2} - \cancel{1} + e^{-0.787 \cdot 2}$

05/05/2020

PROCESSO DI SERVIZIO MARKOVIANO: la distribuzione del tempo di servizio è anch'essa esponenziale negativa.

↳ A differenza del processo degli arrivi, nella realtà non è rigorosamente markoviano.

Proprietà fondamentali della distribuzione esponenziale negativa:

→ La probabilità di avere un arrivo in un intervallo di tempo piccolo Δt è data da $\lambda \Delta t$ (è proporzionale alla durata dell'intervallo di tempo considerato);

→ ASSENZA DI MEMORIA: la probabilità di avere un arrivo a partire da un dato istante di tempo non dipende dalla storia precedente.

Consideriamo un processo di arrivi markoviano in cui il tempo medio di interarrivo è $1/\lambda$, e consideriamo un generico intervallo t. ALLORA

Il numero di arrivi in un intervallo t è una variabile casuale con distribuzione di Poisson:

$$P_k(t) = \frac{(\lambda t)^k}{k!} e^{-\lambda t}$$

Esempio:

$\lambda = 6$ arrivi / ora (mediamente) $\qquad \Delta t = 20 \text{ min} = 1/3 \, h$

$$P[\text{6 arrivi nei primi 20 minuti}] = P_6(1/3) = \frac{(6 \cdot 1/3)^6}{6!} e^{-6 \cdot 1/3}$$

→ È possibile descrivere un processo di arrivi (CONTEGGIO) con uno schema di STATI e TRANSIZIONI DI STATO:

$$0 \to 1 \to 2 \to 3 \to \dots$$

PROCESSO DI PURA NASCITA (si passa solo a stati con valori maggiori)

FREQUENZA DI TRANSIZIONE DI STATO tra gli stati K, h = rapporto fra la probabilità che, assumendo di trovarci nello stato K, avvenga una transizione di stato $K \to h$ in un intervallo di tempo tendente a 0, e l'intervallo di tempo considerato. E cioè:

FREQUENZA DI TRANSIZIONE:
$$q(K \to h) = \lim_{\Delta t \to 0} \frac{P(K \to h \text{ in } \Delta t \mid \text{ci troviamo nello stato } K)}{\Delta t}$$

Considerando che gli arrivi siano da prendere singolarmente e seguano una legge esponenziale, possiamo affermare che:

→ Le transizioni sono tutte del tipo $K \to K+1 \quad \forall K$

→ $P(K \to K+1 \mid \text{ci troviamo nello stato } K) = \lambda \Delta t$

$$\Rightarrow q(K \to K+1) = \lim_{\Delta t \to 0} \frac{\lambda \Delta t}{\Delta t} = \boxed{\lambda}$$ → QUESTA È L'ETICHETTA CHE POSSIAMO METTERE SULLE TRANSIZIONI

In particolare, la probabilità di transizione di stato dipende solo dallo stato in cui ci troviamo e NON da quanto tempo mi trovo nello stato.

FLUSSO DI PROBABILITÀ uscente dallo stato K ed entrante nello stato h, al tempo t = prodotto tra la probabilità di essere nello stato considerato al tempo t e la frequenza di transizione tra gli stati considerati.

↳ È UNA PROBABILITÀ ASSOLUTA, PERCHÉ NON ASSUME CHE CI TROVIAMO NELLO STATO K

FLUSSO DI PROBABILITÀ:
$$\varphi(K \to h, t) = P_K(t) \cdot q(K \to h)$$ → È una probabilità che scende nel tempo

Nel nostro caso specifico, considerando uno stato K, si ha che:

FLUSSO ENTRANTE IN K: $P_{K-1}(t) \cdot \lambda$

FLUSSO USCENTE DA K: $-P_K(t) \cdot \lambda$

EQUAZIONE CK (Chapman-Kolmogorov)

Bilancio del flusso di probabilità:

Da queste considerazioni, vale la seguente equazione differenziale:

$$P_k'(t) = -\lambda P_k(t) + \lambda P_{k-1}(t)$$

↳ VARIAZIONE ISTANTANEA DI PROBABILITÀ NELLO STATO K

CATENA = processo in cui lo spazio degli stati (in generale rappresentato sull'asse y dei grafici) è discreto.

Si tratta di CATENA DI MARKOV se la probabilità di transizione di stato di partenza NON dipende dall'evoluzione precedente del processo e/o dal tempo speso nello stato di considerato, bensì dipende SOLO dallo stato di partenza.

Esercizio 1:

→ Qual è la probabilità che in 5 secondi arrivino 3+ chiamate sapendo che a una centrale arrivano mediamente 2 chiamate/sec?

$\lambda = 2 \Longrightarrow$ TEMPO MEDIO DI INTERARRIVO TRA CHIAMATE $= \frac{1}{2}$ s

$$P[3+ \text{ chiamate in 5 sec}] = 1 - P[\text{max 2 chiamate in 5 sec}] =$$

$$= 1 - \frac{(2\cdot 5)^0}{0!} e^{-2\cdot 5} - \frac{(2\cdot 5)^1}{1!} e^{-2\cdot 5} - \frac{(2\cdot 5)^2}{2!} e^{-2\cdot 5} \approx 99.7\%$$

(2) → Il software di gestione chiamate non è in grado di instaurare la chiamata quando arriva dopo un tempo inferiore a 50 ms rispetto alla chiamata precedente. Con che probabilità tale caso succede?

$$P[\text{chiamata arriva in } t \le 50\text{ ms}] = 1 - e^{-\lambda t}\Big|_{\substack{\lambda=2 \\ t=0.050\text{ sec}}} = 1 - e^{-2\cdot\frac{1}{20}} \approx 9.5\%$$

→ Una chiamata dura in media 90 sec. Assumendo che (2) non valga e che tutte le chiamate vengano gestite, con che probabilità ho meno di 2 chiamate attive in un dato istante di tempo?

$A_0 = 2 \cdot 90 = 180$ Erl

$$P[0 \text{ utenti attivi}] + P[1 \text{ utente attivo}] = \frac{A_0^0}{0!} e^{-A} + \frac{A_0^1}{1!} e^{-A} = (1+A_0)e^{-A} \approx 1.2 \cdot 10^{-76}$$

Esercizio 2:

8 utenti generano chiamate di durata media 30 s per un traffico complessivo di 2.8 Erl.

→ Qual è la probabilità che tre o più utenti siano attivi in un istante di ispezione casuale?

$$A_i = \frac{2.8 \text{ Erl}}{8} = 0.35 \text{ Erl}$$

P[3+ utenti attivi] = 1 − P[0 utenti attivi] − P[1 utente attivo] − P[2 utenti attivi]

$$= 1 - \binom{8}{0} A_i^0 (1-A_i)^8 - \binom{8}{1} A_i^1 (1-A_i)^7 - \binom{8}{2} A_i^2 (1-A_i)^6 \approx 57{,}2\%$$

(2) → Come cambia la probabilità precedente nel caso di utenti infiniti (a parità di traffico offerto)?

$$P[3+ \text{ utenti attivi}] = 1 - \frac{A_0^0}{0!} e^{-A_0} - \frac{A_0^1}{1!} e^{-A_0} - \frac{A_0^2}{2!} e^{-A_0} \approx 53\%$$

→ Quale sarebbe la probabilità di trovare tre ~~o più~~ chiamate instaurate assumendo che le chiamate offerte al punto (2) siano gestite da 4 circuiti?

$$P[\underset{=3}{K} \text{ chiamate accettate}] = \frac{A_0^K / K!}{\sum_{i=0}^{C} A_0^i / i!} = \frac{A_0^3/3!}{1 + A_0 + \frac{A_0^2}{2} + \frac{A_0^3}{3!} + \frac{A_0^4}{4!}} \approx 26{,}2\%$$

→ Con quale probabilità, nel caso (2), due chiamate consecutive sono intervallate da più di 25 secondi?

$$A_0 = \lambda \tau \Rightarrow \lambda = \frac{2.8 \text{ Erl}}{30 \text{ sec}} \approx 0.0933 \text{ chiamate/sec}$$

$$\Rightarrow \frac{1}{\lambda} \approx 10.7 \text{ sec} \quad (\text{Tempo medio di interarrivo})$$

$$P[0 \text{ chiamate nei primi 25 sec}] = P_0(t) = e^{-\lambda t} = e^{-0.09333 \cdot 25} \approx 9.7\%$$

→ Con quale probabilità si hanno esattamente 3 arrivi nell'intervallo di tempo compreso tra $t_1 = 38$ sec, $t_2 = 47$ sec?

$$P[3 \text{ arrivi}] = \frac{[\lambda(47-38)]^3}{3!} e^{-\lambda(47-38)} \approx 4{,}26\%$$

Esercizio 3:

Un collegamento a 1 Mbps gestito con un protocollo sliding window ha un ritardo in condizioni normali di 20 ms.

1) Volendo mandare trame di 1250 byte, qual è la dimensione minima della finestra W da adottare?

2) Assumendo che W=3, che la PRIMA trama sia ritardata di 20 ms, e che, a causa di congestione, TUTTE LE TRAME SUCCESSIVE siano invece ritardate di 30 ms, qual è il tempo necessario per trasmettere un file di 7500 byte?

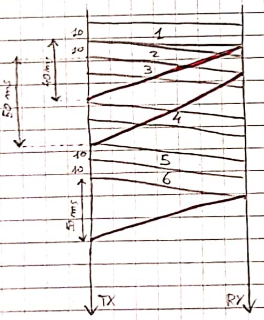
→ ASSUMO CHE RTT = 40 ms

1) $W \cdot \frac{P}{C} = \frac{P}{C} + RTT \implies W = 5$ ← Trasmissione continua

2) $W = 3 \implies$ La trasmissione non è più continua.

1° PACCHETTO → RTT = 20 ms + 20 ms

GLI ALTRI PACCHETTI → RTT = 30 ms + 20 ms (assumo la congestione solo in andata)



$T_{TOT} = 10\,ms + 10\,ms + 50\,ms + 10\,ms + 10\,ms + 50\,ms$

$= 140\,ms$

07/05/2020

Definizione informale di Catena di Markow:

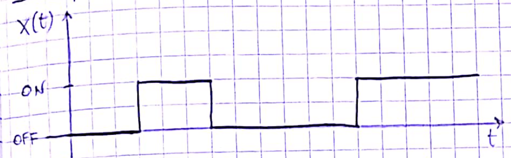
È un processo stocastico a stati discreti che gode di due proprietà:

1) Il tempo di permanenza in ogni stato è una variabile casuale con distribuzione esponenziale negativa.

2) Quando avviene una transizione di stato, la corrispondente probabilità

di andare verso un dato altro stato dipende al più dal solo stato di partenza e non dagli stati visitati precedentemente (ASSENZA DI MEMORIA).

Esempio di processo ON/OFF:



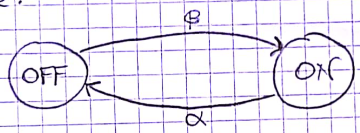
T_{ON} = tempo medio di permanenza in ON

T_{OFF} = tempo medio di permanenza in OFF

È un processo Markoviano se il tempo di permanenza negli stati è distribuito esponenzialmente.

$\beta = 1/T_{OFF}$

$\alpha = 1/T_{ON}$



↳ Se mediamente sto nello stato ON per 4 secondi, allora mediamente effettuo una transizione da ON a OFF una volta ogni 4 secondi ($1/4\ s^{-1}$)

$$P_{ON}(t+\Delta t) = P_{ON}(t)(1-\alpha\Delta t) + P_{OFF}(t)\,\beta\Delta t$$

↳ La probabilità di trovarsi nello stato ON nell'istante $t+\Delta t$ è pari alla probabilità di trovarsi allo stato ON all'istante t e non avere alcuna transizione nell'intervallo Δt + la probabilità di trovarsi allo stato OFF all'istante t e avere una transizione nell'intervallo Δt; la probabilità di avere più di una transizione nell'intervallo Δt è trascurabile.

ANALOGAMENTE: $P_{OFF}(t+\Delta t) = P_{ON}(t)\cdot\alpha\Delta t + P_{OFF}(t)\cdot(1-\beta\Delta t)$

EQUAZIONI CK:
(Ricavabili dal rapporto incrementale)

$$\begin{cases} P'_{OFF}(t) = \alpha\cdot P_{ON}(t) - \beta P_{OFF}(t) \\ P'_{ON}(t) = \beta\cdot P_{OFF}(t) - \alpha P_{ON}(t) \end{cases}$$

Una si ricava dall'altra sapendo che $P_{ON}(t) = 1 - P_{OFF}(t)$

Una possibile condizione iniziale di tali equazioni differenziali è:

$t=0 \rightarrow ON$ ovvero $\begin{cases} P_{ON}(0) = 1 \\ P_{OFF}(0) = 0 \end{cases}$

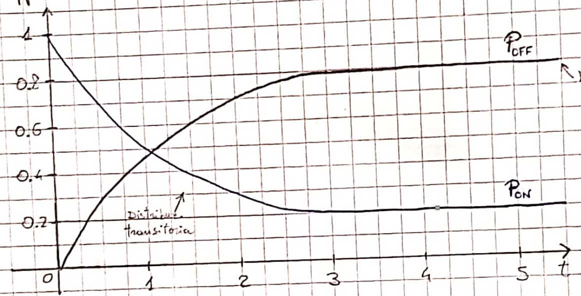
Soluzione del sistema delle equazioni differenziali (con la condizione iniziale scritta precedentemente):

$$P_{ON}(t) = \frac{\beta}{\alpha+\beta} + \frac{\beta}{\alpha+\beta} e^{-(\alpha+\beta)t} \quad \rightarrow \lim_{t\to+\infty} P_{ON}(t) = \frac{\beta}{\alpha+\beta} + e^{-\infty} = \frac{\beta}{\alpha+\beta}$$

$$P_{OFF}(t) = \frac{\alpha}{\alpha+\beta} - \frac{\beta}{\alpha+\beta} e^{-(\alpha+\beta)t} \quad \rightarrow \lim_{t\to+\infty} P_{OFF}(t) = \frac{\alpha}{\alpha+\beta} - e^{-\infty} = \frac{\alpha}{\alpha+\beta}$$

Supponiamo di considerare un sistema in cui risulti $T_{ON} = 1\,s$, $T_{OFF} = 4\,s$.
$\Downarrow \alpha = 1$ $\Downarrow \beta = 1/4$

Rappresentiamo graficamente i risultati ottenuti:



$\rightarrow P_{ON}(t_0)$: PER CALCOLARLO, BASTA SOSTITUIRE t_0 A t NELLA SOLUZIONE DEL SISTEMA DELLE EQUAZIONI DIFFERENZIALI

$$\Pi_{ON} := P_{ON}(\infty) = \lim_{t\to+\infty} P_{ON}(t)$$

$$\Pi_{OFF} := P_{OFF}(\infty) = \lim_{t\to+\infty} P_{OFF}(t)$$

$\rightarrow$ DISTRIBUZIONE A REGIME
DISTRIBUZIONE LIMITE DI STATO
DISTRIBUZIONE STAZIONARIA
DISTRIBUZIONE ASINTOTICA

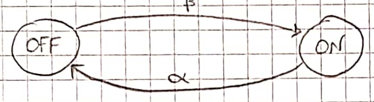
$\rightarrow$ A regime le probabilità sono indipendenti dalle condizioni iniziali

$\Longrightarrow$ Il calcolo della distribuzione stazionaria NON richiede la soluzione delle equazioni di Chapman-Kolmogorov ma solo la loro formulazione: in altre parole, invece di risolvere prima le equazioni differenziali e poi fare il limite $t\to+\infty$, facciamo subito il limite $t\to+\infty$:

$$\begin{cases} P'_{OFF}(t) = \alpha P_{ON}(t) - \beta P_{OFF}(t) \\ P'_{ON}(t) = -\alpha P_{ON}(t) + \beta P_{OFF}(t) \end{cases} \xrightarrow{t\to+\infty} \begin{cases} 0 = \alpha \Pi_{ON} - \beta \Pi_{OFF} \\ 0 = -\alpha \Pi_{ON} + \beta \Pi_{OFF} \end{cases}$$

Il sistema che abbiamo ottenuto è costituito da 2 equazioni a 2 incognite linearmente dipendenti $\Longrightarrow$ c'è bisogno di una terza equazione, l'EQUAZIONE DI CONGRUENZA, che mi dice che π_{ON}, π_{OFF} sono probabilità: $\pi_{ON} + \pi_{OFF} = 1$

Cosa dobbiamo fare operativamente?



Quello che interessa è la distribuzione a regime (π_{ON}, π_{OFF}).

→ 1° EQUAZIONE: somma algebrica dei flussi = 0 $\Longrightarrow$

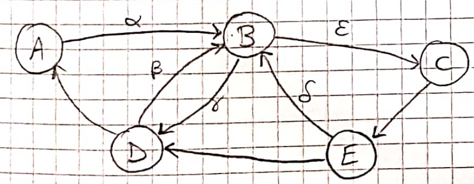
$\Longrightarrow$ $\pi_{OFF} \cdot \beta = \pi_{ON} \cdot \alpha$ (se ci sono ~~più~~ n stati, queste equazioni devono essere n−1)

→ 2° EQUAZIONE: equazione di congruenza $\Longrightarrow$ $\pi_{ON} + \pi_{OFF} = 1$

Il sistema di equazioni da risolvere è:

$$\begin{cases} \pi_{OFF} \cdot \beta = \pi_{ON} \cdot \alpha \\ \pi_{ON} + \pi_{OFF} = 1 \end{cases}$$

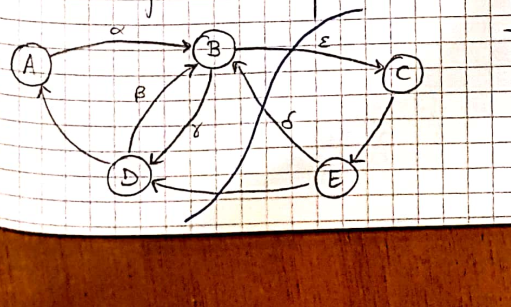
Facciamo un altro esempio di Catena di Markov:



Una delle 5 equazioni CK è:

$$P_B'(t) = \alpha P_A(t) + \beta P_D(t) + \delta P_E(t) - P_B(t)(\gamma + \varepsilon)$$

Quello che facciamo in pratica è:

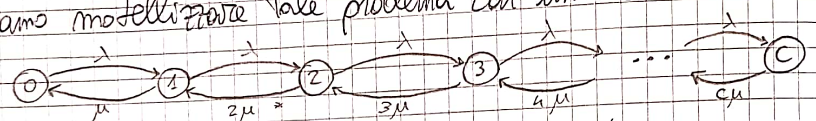


→ PER QUALUNQUE TAGLIO
$\sum$ flussi entranti = $\sum$ flussi uscenti

Esempio di esercizio:

A una centrale telefonica arrivano chiamate con frequenza λ e durata media τ. La centrale ha C circuiti. Qual è la probabilità di blocco?

Possiamo modellizzare tale problema con una catena di Markov:



→ È UN PROCESSO DI NASCITA E MORTE (ha anche transizioni verso il basso)

τ = Durata media delle chiamate $\Rightarrow$ $\mu = 1/\tau$ = Frequenza media di servizio di una chiamata

* Se ho 2 circuiti occupati, la probabilità che se ne liberi 1 in un intervallo Δt piccolo, è la somma ~~delle~~ tra le probabilità che si liberi il primo circuito e la probabilità che si liberi il secondo $\left(\frac{\mu \Delta t}{\Delta t} + \frac{\mu \Delta t}{\Delta t}\right)$.

Il sistema di equazioni che ci interessa sarà quindi:

$$\begin{cases} \pi_0 \lambda = \pi_1 \mu \\ \pi_1 \lambda = \pi_2 \cdot 2\mu \\ \pi_2 \cdot \lambda = \pi_3 \cdot 3\mu \\ \dots \\ \pi_{i-1} \lambda = \pi_i \cdot i\mu \\ \dots \\ \pi_{C-1} \lambda = \pi_C \cdot C\mu \\ \text{EQUAZIONE DI CONGRUENZA} \end{cases}$$

⟵ Il sistema si può risolvere ricorsivamente

$$\pi_1 = \frac{\lambda}{\mu}\pi_0 \quad \Rightarrow \quad \pi_2 = \frac{\lambda}{2\mu}\pi_1 = \frac{\lambda}{2\mu}\cdot\frac{\lambda}{\mu}\pi_0 \quad \Rightarrow$$

$$\Rightarrow \pi_3 = \frac{\lambda}{3\mu}\pi_2 = \frac{\lambda}{3\mu}\cdot\frac{\lambda}{2\mu}\cdot\frac{\lambda}{\mu}\cdot\pi_0 = \frac{1}{3!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^3 \pi_0 \quad \Rightarrow$$

$\Rightarrow$ In generale: $\pi_i = \frac{1}{i!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i \pi_0$

Scansionato con CamScanner

Per calcolare π_0, sfruttiamo l'equazione di congruenza:

$$\sum_{i=0}^{c} \pi_i = 1 \Longrightarrow \sum_{i=0}^{c} \frac{(\lambda/\mu)^i}{i!} \pi_0 = 1 \Longrightarrow$$

$$\pi_n = \frac{\pi_n}{\frac{1}{n!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n}$$

$$\Longrightarrow \pi_0 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{c} \frac{(\lambda/\mu)^i}{i!}} \Longrightarrow$$

$1/\mu = \tau$; $\lambda\tau = A$

$$\Longrightarrow \pi_K = \frac{(\lambda/\mu)^K / K!}{\sum_{i=0}^{c} (\lambda/\mu)^i / i!} = \frac{A^K/K!}{\sum_{i=0}^{c} A^i/i!} = P[\text{ci sono K circuiti occupati}]$$

08/05/2020

<u>Notazione di Kendall:</u>

A / B / C / N / P

- A: Processo arrivi
- B: Processo servizio
- C: Numero serventi
- N: Numero posti nel sistema di servizio (in alcuni testi è il numero di posti in coda)
- P: Popolazione

Numero posti nel sistema di servizio = = C + numero posti in coda

M = Distribuzione markoviana
G = Distribuzione generale
D = Distribuzione deterministica
H = Distribuzione iperesponenziale
...

→ A/B

- M/M/C/C → nella nostra notazione: C = NUMERO POSTI NEL SISTEMA DI SERVIZIO
  ⟹ NUMERO POSTI IN CODA = 0 ⟹ SISTEMA A PURA PERDITA
- M/M/C → nella nostra notazione: NUMERO POSTI IN CODA = ∞
  ⟹ SISTEMA A PURO RITARDO
- M/M/1/K → SISTEMA A PERDITA E RITARDO
  ↳ In tutti questi casi, il campo della popolazione non compare, per cui si sottointende una popolazione infinita (num. utenti infinito).
- M/M/1/∞/K ≡ M/M/1/K/K → Sono sistemi equivalenti perchè qualunque sistema con N ≥ P è un SISTEMA A PURO RITARDO e funziona sempre allo stesso modo.

Scansionato con CamScanner

C'è inoltre un ulteriore parametro: la DISCIPLINA DI SERVIZIO (che può essere FIFO, LIFO, PS (= Processor Sharing)).
DEFAULT ↵

Casi importanti:

- M/M/N/N → Erlang B
- M/M/1 → Multiplatore / reti a pacchetto

↳ Imporre un processo di arrivi MARKOVIANO è ragionevole se si hanno tanti utenti indipendenti

↳ Imporre un processo di servizio MARKOVIANO è in realtà una grossa approssimazione ma è facile da trattare

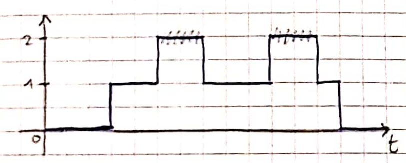
⇒ Il modello del multiplatore è meglio rappresentabile con un sistema M/G/1

D'altra parte, invece, si ha che il sistema M/M/N/N e il sistema M/G/N/N dell'Erlang B sono equivalenti dal punto di vista della probabilità di blocco! (INSENSITIVITÀ A DISTRIBUZIONE DEL TEMPO DI SERVIZIO). In altre parole, la probabilità di blocco dipende solo dal valor medio τ della ~~distribuzione~~ durata delle chiamate e non dalla sua distribuzione statistica.

PASTA (Poisson Arrivals See Time Averages):

~~PUNTO DI VISTA UTENTE~~
VS
PUNTO DI VISTA ESTERNO

Le distribuzioni statistiche dipendono da COME viene osservato il sistema!
Ieri, trattando un esempio sull'Erlang B, siamo giunti alla conclusione che $P[\text{BLOCCO}] = \pi_c$. Ma questo, in generale, NON è vero!
Prendiamo un sistema M/M/2/2/2:



π_0 = % tempo nello stato 0

π_1 = % tempo nello stato 1

π_2 = % tempo nello stato 2 = % tempo in cui il sistema è PIENO

MA

$P[\text{BLOCCO}] = 0$

Infatti: $P[\text{BLOCCO}] = P[\text{SISTEMA PIENO} \mid \text{UN UTENTE ARRIVA}] \neq P[\text{SISTEMA PIENO}]$

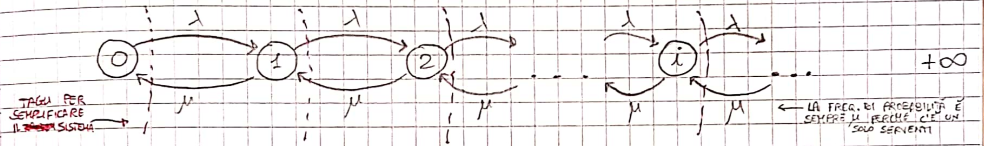
Conseguenza di PASTA: se gli arrivi sono misurabili con una distribuzione di Poisson $\Rightarrow P[\text{BLOCCO}] = \pi_c$

Coda M/M/1:

→ Arrivi con distribuzione esponenziale con ~~media~~ parametro λ

→ Tempo di servizio con distribuzione esponenziale con ~~media~~ parametro $\mu = 1/\tau$

→ 1 servente → Coda infinita



Tempo medio di permanenza nello stato 2 = ?

→ Ci sono due transizioni uscenti dallo stato 2, una marcata da λ e l'altra marcata da μ $\Rightarrow$ Il tempo di permanenza in 2 è descritto da una v.a. esponenziale negativa con parametro $\lambda + \mu$

$\Rightarrow$ Tempo medio di permanenza in 2 $= \frac{1}{\lambda+\mu}$

Scriviamo ora il sistema:

$$\begin{cases} \lambda \pi_0 = \mu \pi_1 \\ \lambda \pi_1 = \mu \pi_2 \\ \dots \\ \lambda \pi_{k-1} = \mu \pi_k \\ \dots \end{cases} \Longrightarrow \begin{cases} \pi_1 = \frac{\lambda}{\mu}\pi_0 \\ \pi_2 = \frac{\lambda}{\mu}\pi_1 = \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2 \pi_0 \\ \dots \\ \pi_k = \frac{\lambda}{\mu}\pi_{k-1} = \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^k \pi_0 \\ \dots \end{cases}$$

EQUAZIONE DI CONGRUENZA: $1 = \sum_{k=0}^{\infty} \pi_k = \pi_0 \sum_{k=0}^{\infty} \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^k = \pi_0 \frac{1}{1-\frac{\lambda}{\mu}}$

converge per $\frac{\lambda}{\mu} < 1$

$\Rightarrow \pi_0 = 1 - \frac{\lambda}{\mu}$ SE $\lambda < \mu$

↳ In caso contrario, arrivano + clienti di quanti se ne smaltiscono e così, il sistema NON ammette distribuzione stazionaria

↳ Si può trattare solo con le equaz. CK

$\Downarrow$

$\pi_k = \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^k \cdot \left(1 - \frac{\lambda}{\mu}\right)$

Un sistema si dice ERGODICO (ricorrente) se ammette una distribuz. stazionaria.

Scansionato con CamScanner

In un sistema NON ERGODICO, si ha che con probabilità FINITA (anche molto vicina a 1), una volta che attraversiamo uno stato, non ci torneremo mai più sopra.

Tornando al nostro esempio, chiamiamo $\rho := \frac{\lambda}{\mu}$ = FATTORE DI UTILIZZO

In particolare, P[SERVENTE OCCUPATO] $= \rho = 1 - \pi_0 = 1 - \left(1 - \frac{\lambda}{\mu}\right) = \frac{\lambda}{\mu}$ ✓

$\pi_k = (1-\rho)\rho^k$ ← È UNA DISTRIBUZIONE GEOMETRICA

↳ Distribuzione stazionaria ↳ Non dipende dalla disciplina di servizio (FIFO, LIFO, ecc.)

Supponiamo che a una linea di capacità 512 Kbps arrivino dei pacchetti con payload P di distribuzione di lunghezza esponenziale negativa con media 500 byte. Supponiamo inoltre che mediamente arrivino 112 pacchetti al secondo.

TEMPO TRASMISSIONE DEL PACCHETTO $= \frac{4000 \text{ bit}}{512\,000 \text{ bps}} = \frac{1}{128}$ sec

$\Rightarrow$ La linea è in grado di sostenere 128 pacchetti al secondo ($\mu = 128$ p/s)

P[LA LINEA È OCCUPATA] $= 1 - \pi_0 = \rho = \frac{\lambda}{\mu} = \frac{112 \text{ p/s}}{128 \text{ p/s}} = 87.5\%$

P[HO 3 O PIÙ CLIENTI IN CODA DAVANTI A ME] = 1 − P[0 CLIENTI DAVANTI A ME] + − P[1 CLIENTI DAVANTI A ME] − P[2 CLIENTI DAVANTI A ME] $\underset{\text{PASTA}}{=} 1 - \pi_0 - \pi_1 - \pi_2 =$

$= 1 - (1-\rho) - (1-\rho)\rho - (1-\rho)\rho^2 = \rho^3$

In generale, P[HO K O PIÙ CLIENTI IN CODA DAVANTI A ME] $= \rho^K$

Ma qual è il numero medio di utenti che troviamo nel sistema? È il valor medio della distribuzione di probabilità:

MEDIO UTENTI (NEL SISTEMA: IN ATTESA + IN SERVIZIO) $= \sum_{i=0}^{\infty} i\,\pi_i = \sum_{i=0}^{\infty} i(1-\rho)\rho^i = \frac{\rho}{1-\rho} \xrightarrow[\rho \to 1]{} +\infty$

$\frac{\rho}{1-\rho} \neq$ E[~~UTENTI IN SERVIZIO~~]

12/05/2020

Rimanendo nel sistema M/M/1 che abbiamo iniziato a trattare...

Probabilità di ritardo = P[NON ESSERE SERVITO IMMEDIATAMENTE] = P[SERVENTE OCCUPATO]

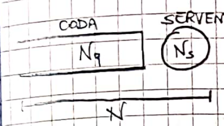
$= 1 - \pi_0 = \rho$

$E[\text{UTENTI (SOLO) IN ATTESA}] = \sum_{i=1}^{\infty} \pi_{i+1} \cdot i$ ⟵ UTENTI IN ATTESA = UTENTI NEL SISTEMA + − UTENTI IN SERVIZIO = UTENTI NEL SISTEMA − 1

⇓ SOLO SE

Quindi non è vero scrivere ⟵ C'È ALMENO UN UTENTE NEL SISTEMA

E[UTENTI NEL SISTEMA] = = E[UTENTI IN ATTESA] + 1



N_s = variabile CASUALE di utenti in servizio $= \begin{cases} 1 & \text{con probabilità } \rho \\ 0 & \text{con probabilità } 1-\rho \end{cases}$

$\Rightarrow E[N_s] = \rho$

$N = N_q + N_s \Rightarrow E[N] = E[N_q] + E[N_s] = E[N_q] + \rho$

$\Rightarrow E[N_q] = E[N] - \rho = \frac{\rho}{1-\rho} - \rho$ ⟵ numero medio di utenti in attesa

TEMPO DI SERVIZIO T: $P(T \leq t \mid \text{ho } \underbrace{\text{zero utenti}}_{\text{CAPITA CON PROBABILITÀ } \rho} \text{ davanti a me}) = 1 - e^{-\mu t}$

$P(T \leq t \mid \text{ho 1 utente davanti a me})$ = somma tra due esponenziali di tasso μ

SOMMA TRA N ESPONENZIALI: ERLANG N ⟵ HA DISTRIBUZIONE ERLANG 2

⇝ È una somma tra due esponenziali (due tempi di servizio) perché il tempo di servizio totale è la somma tra il tempo per servire l'utente davanti a me e il tempo per servire me

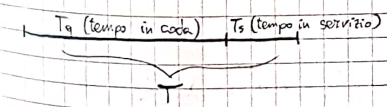
MA, detta T la distribuzione del tempo di attraversamento dell'intero sistema, T è una distribuzione esponenziale (data da una somma tra più v.a. NON esponenziali) data da:

$F_T(t) = P(T \leq t) = 1 - e^{-\mu(1-\rho)t} = 1 - e^{-(\mu-\lambda)t} \Rightarrow E[T] = \frac{1}{\mu(1-\rho)} = \frac{1}{\mu - \lambda}$

Nello specifico:

$E[\text{TEMPO DI ATTRAVERSAMENTO}] = E[T] = \overset{\pi_0}{(1-\rho)} \overset{\text{1 SERVIZIO}}{\frac{1}{\mu}} + (1-\rho)\rho\left(\frac{1}{\mu} + \frac{1}{\mu}\right) +$

$+ (1-\rho)\rho^2 \cdot \frac{3}{\mu} + \ldots = \sum_{i=0}^{\infty} (1-\rho)\rho^i \frac{i+1}{\mu} = \frac{1}{\mu-\lambda}$



$E[T_q] = E[T] - E[T_s] = \frac{1}{\mu-\lambda} - \frac{1}{\mu} =$

$= \ldots = \frac{\rho}{\mu-\lambda}$

Esercizio:

1 CASELLO AUTOSTRADALE a cui arrivano in media 800 MACCHINE/ORA con distribuzione

di POISSON. Ogni utente viene servito al casello in un tempo misurabile con una v.a. esponenziale negativa di media 4 sec.

$\mu = \frac{1}{4}\ s^{-1}$; $\lambda = \frac{800}{ora} = \frac{800}{3600\ s} = \frac{2}{9}\ s^{-1}$

CODA M/M/1 $\Rightarrow \rho = \frac{\lambda}{\mu} = \frac{8}{9}$

$E[\text{UTENTI NEL SISTEMA}] = \frac{\rho}{1-\rho} = \frac{8/9}{1-8/9} = 8$

$P[\text{ESSERE SERVITO IMMEDIATAMENTE}] = 1-\rho = \pi_0 = 1-\frac{8}{9} = \frac{1}{9}$

$P[\text{TROVARE 5+ MACCHINE DAVANTI}] = \rho^5 = \left(\frac{8}{9}\right)^5$

Ritardo medio $= E[T] = \frac{1}{\mu-\lambda} = \frac{1}{\frac{1}{4}-\frac{2}{9}} = 36\ s$

95° PERCENTILE DI RITARDO = valore $x \mid P[t \leq x] = 0.95$

Sappiamo che $P[T \leq t] = 1 - e^{-(\mu-\lambda)t}$ ← VALE SOLO PER DISCIPLINA FIFO

$\Rightarrow 0.95 = 1 - e^{-(\frac{1}{4}-\frac{2}{9})t} \Rightarrow 0.05 = e^{-t/36} \Rightarrow \ln 0.05 = -t/36$

$\Rightarrow t = 36 \ln 20 \approx 107\ s$

Risultato di Little:

Il numero medio di clienti $E[N]$ in un sistema qualunque è uguale al tasso medio di ingresso λ dei clienti nel sistema moltiplicato per il tempo medio $E[T]$ speso da ogni utente nel sistema:

$$E[N] = \lambda E[T]$$

NB: Tale risultato vale anche in qualunque sottosistema (per es. solo serventi o sola coda).

Per esempio, nel ~~sistema~~ sistema M/M/1:

$E[T_q] = \frac{\rho}{\mu-\lambda}$

$E[N_q] = \frac{\rho^2}{1-\rho} = \frac{\rho^2}{\frac{\mu-\lambda}{\mu}} = \frac{\rho^2\mu}{\mu-\lambda} = \frac{\rho}{\mu-\lambda}\rho\mu = \lambda\frac{\rho}{\mu-\lambda} = \lambda E[T_q]$

Vediamo un altro esempio:

SISTEMA INTERNET, in cui c'è un ritardo medio di servizio di 200 ms; 100 mln di utenti; ogni utente scarica in media 105 Kbyte/sec; pacchetti mediamente da 1500 byte l'uno

Num. pacchetti in circolo = ?

λ = num. pacchetti scaricati al secondo = $\dfrac{105 \cdot 8 \cdot 1000 \ \text{bit/sec}}{1500 \cdot 8 \ \text{bit/pacchetto}} = 70 \ p/s$

$E[N] = \lambda E[T] = 70 \cdot 100 \text{ mln} \cdot 0{,}2 \text{ s} = 1.4 \cdot 10^9$ pacchetti

14/05/2020

Utenti finiti:

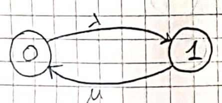
Con un numero finito di utenti ci sono 2 problemi:

1) Il tasso di arrivo dei clienti nel sistema diventa dipendente dallo stato in cui il sistema si trova.

2) Il principio PASTA cade.

Vediamo il caso più facile:

1 utente e 1 servente $\rightsquigarrow$ è un sistema modellizzabile con 2 stati:



T = v.a. del tempo di servizio

Z = v.a. del tempo nello stato 0

$E[T] = 1/\mu$ $\qquad E[Z] = 1/\lambda$

Sistema a regime:

$$\begin{cases} \pi_0 \lambda = \pi_1 \mu \\ \pi_0 + \pi_1 = 1 \end{cases} \Longrightarrow \begin{aligned} \pi_0 &= \frac{\mu}{\lambda+\mu} \\ \pi_1 &= \frac{\lambda}{\lambda+\mu} \end{aligned}$$

$\leftarrow$ congestione temporale del sistema (che non è nulla)

LA PROBABILITÀ DI BLOCCO È NULLA! $\leftarrow$ MA

In particolare, ci sono due diverse frequenze di arrivo: una nello stato 0 $(=\lambda)$ e una nello stato 1 $(=0)$

FREQUENZA MEDIA DI ARRIVO: $\pi_0 \cdot \left(\text{frequenza di arrivo nello stato } 0\right) + \pi_1 \cdot \left(\text{frequenza di arrivo nello stato } 1\right) =: \Lambda$

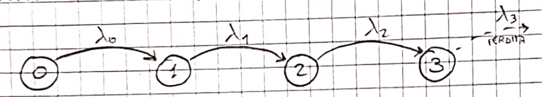
Nel nostro esempio: $\Lambda = \lambda \pi_0 + 0 \cdot \pi_1 = \dfrac{\lambda\mu}{\lambda+\mu}$

Scansionato con CamScanner

Ma, poiché l'utente arriva a ogni ciclo temporale $T+Z$, possiamo scrivere la frequenza media di arrivo Λ come:

$$\Lambda = \frac{1}{E[T]+E[Z]} = \frac{\lambda\mu}{\lambda+\mu}$$

Vediamo adesso un altro scenario CON PERDITA:

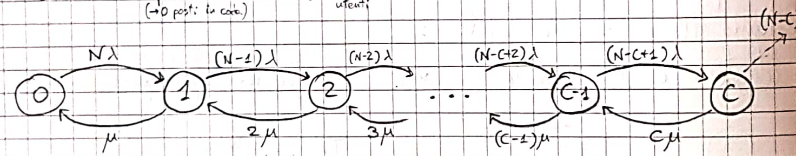


1) Frequenza media di arrivi (offerti): $\Lambda_0 = \pi_0\lambda_0 + \pi_1\lambda_1 + \pi_2\lambda_2 + \pi_3\lambda_3$
2) Frequenza media di arrivi perduti: $\Lambda_P = \pi_3\lambda_3$
3) Frequenza media di arrivi accettati: $\Lambda_A = \pi_0\lambda_0 + \pi_1\lambda_1 + \pi_2\lambda_2$

Chiaramente vale che $\Lambda_P + \Lambda_A = \Lambda_0$.

Sistema M/M/C/C/N (Engset):

serventi — posti nel sistema (→ 0 posti in coda) — numero di utenti



Equazioni di regime:

$$\begin{cases} N\lambda\pi_0 = \mu\pi_1 & \Longrightarrow \quad \pi_1 = \frac{N\lambda}{\mu}\pi_0 \\ (N-1)\lambda\pi_1 = 2\mu\pi_2 & \Longrightarrow \quad \pi_2 = \frac{(N-1)\lambda}{2\mu}\pi_1 = \frac{N(N-1)}{2}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2\pi_0 \\ \dots \\ (N-(K-1))\lambda\pi_{K-1} = K\mu\pi_K & \Longrightarrow \quad \pi_K = \frac{(N-K+1)\lambda}{K\mu}\pi_{K-1} = \frac{N!}{(N-K)!K!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^K\pi_0 \\ \dots \\ \sum_{i=0}^{C}\pi_i = 1 \Longrightarrow \sum_{i=0}^{C}\binom{N}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i\pi_0 = 1 \Longrightarrow \pi_0 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{C}\binom{N}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i} \end{cases}$$

$$\Longrightarrow \pi_K = \binom{N}{K}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^K\pi_0 = \frac{\binom{N}{K}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^K}{\sum_{i=0}^{C}\binom{N}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i}$$

⇝ Formula di Engset (ErlangB con numero finito di utenti)

Ma come si calcola la probabilità di blocco?

$$P[\text{BLOCCO}] = \frac{\text{frequenza delle chiamate in arrivo che vedono il sistema nello stato } C}{\text{frequenza media di arrivo delle chiamate}}$$

$$= \frac{(N-C)\lambda \cdot \pi_C}{\sum_{i=0}^{C} \underbrace{(N-i)\lambda}_{\lambda_i} \cdot \pi_i} = \frac{\Lambda_P}{\Lambda_0}$$

→ Formula che vale anche nel caso degli utenti infiniti (è una generalizzazione)

$$= \frac{(N-C)\cancel{\lambda}\binom{N}{C}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^C \cancel{\pi_0}}{\sum_{i=0}^{C}(N-i)\cancel{\lambda}\binom{N}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i \cancel{\pi_0}} = \frac{\cancel{N}\binom{N-1}{C}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^C}{\sum_{i=0}^{C}\cancel{N}\binom{N-1}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i} = \frac{\binom{N-1}{C}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^C}{\sum_{i=0}^{C}\binom{N-1}{i}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i}$$

Possiamo vedere P[BLOCCO] anche come P[SISTEMA IN STATO C | CHIAMATA IN ARRIVO]

Esercizio:

→ 2 GENITORI E 1 FIGLIO CON 2 LINEE TELEFONICHE

→ GENITORE, QUANDO INATTIVO, GENERA UNA NUOVA CHIAMATA A UN TASSO λ_G

→ FIGLIO GENERA UNA NUOVA CHIAMATA A UN TASSO λ_F

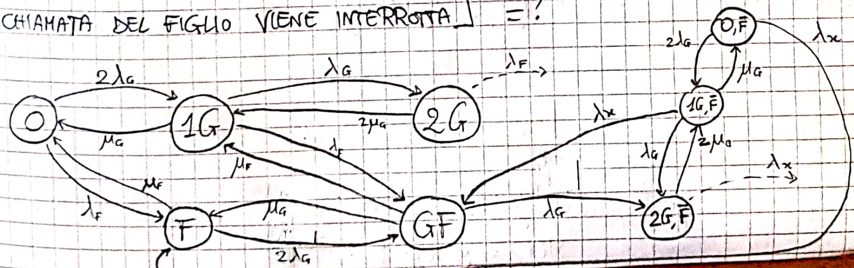
→ CHIAMATA ~~MEDIA~~ DEL GENITORE DI DURATA MEDIA $1/\mu_G$

→ Se il figlio trova entrambe le linee occupate, viene bloccato; se un genitore trova entrambe le linee occupate, interrompe la chiamata del figlio

→ DOPO UN'INTERRUZIONE, IL FIGLIO RIPROVA A CHIAMARE CON UN TASSO λ_x

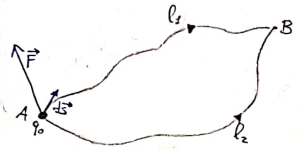
1) Modellare il sistema come una catena di Markov.
2) Scrivere il sistema lineare per calcolare le probabilità stazionarie di stato.
3) P[NUOVA CHIAMATA GENERATA DAL FIGLIO È BLOCCATA] = ?
4) P[CHIAMATA INTERROTTA DEL FIGLIO È BLOCCATA AL SUCCESSIVO TENTATIVO] = ?
5) P[CHIAMATA DEL FIGLIO VIENE INTERROTTA] = ?

1)



$\int \vec{F}\cdot d\vec{s} = q_0 \int_{\ell_1} \vec{E}\cdot d\vec{s}$

...rvativo $\Longrightarrow q_0 \int_{\ell_1} \vec{E}\cdot d\vec{s} = q_0 \int_{\ell_2} \vec{E}\cdot d\vec{s}$



2) $\begin{cases} \pi_{GF}(\lambda_G + \mu_G + \mu_F) = \pi_{1GF}\,\lambda_x + \pi_F \cdot 2\lambda_G + \pi_{1G}\cdot\lambda_F \\ + 6 \text{ equazioni} \\ \text{EQUAZIONE DI CONGRUENZA} \end{cases}$

3) P[NUOVA CHIAMATA DEL FIGLIO È BLOCCATA] $= \dfrac{\text{freq. arrivo nuovo del figlio bloccato}}{\text{freq. arrivo del figlio (non arrabbiato)}}$

$$= \frac{\pi_{2G}\,\lambda_F}{\pi_0\,\lambda_F + \pi_{1G}\,\lambda_F + \pi_{2G}\,\lambda_F} = \frac{\pi_{2G}}{\pi_0 + \pi_{1G} + \pi_{2G}}$$

15/05/2020

PARTE SEGNALI

SEGNALE = funzione del tempo $x(t)$

Tratteremo
- $x(t)$ reali
- $x(t) = a(t) + j\,b(t) = \rho(t)\, e^{j\varphi(t)}$

$$e^{j\varphi(t)} = \cos[\varphi(t)] + j\sin[\varphi(t)]$$

$$\cos\alpha = \frac{e^{j\alpha} + e^{-j\alpha}}{2} \qquad \sin\alpha = \frac{e^{j\alpha} - e^{-j\alpha}}{2j}$$

SEGNALI MODULATI: hanno un andamento di questo genere:

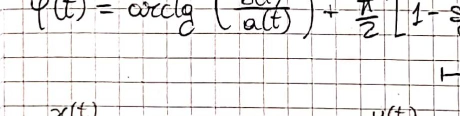
$$A(t)\cdot\cos[2\pi f_0 t + \varphi(t) + \alpha] = \mathrm{Re}\left[A(t)\, e^{j[2\pi f_0 t + \varphi(t) + \alpha]}\right]$$

Spesso utilizzeremo una notazione semplificata (per lavorare):

$$A(t)\, e^{j\varphi(t)}$$ ← che chiaramente non è equivalente

$$\left.\begin{aligned} \rho(t) &= \sqrt{a^2(t) + b^2(t)} \\ \varphi(t) &= \mathrm{arctg}\left(\frac{b(t)}{a(t)}\right) + \frac{\pi}{2}\left[1 - \mathrm{sgn}\, a(t)\right] \end{aligned}\right\}\ \text{COORDINATE POLARI}$$

$$\mathrm{sgn}\, a(t) = \begin{cases} 1 & \text{se } a(t) > 0 \\ -1 & \text{se } a(t) < 0 \end{cases}$$



Trasferimento di segnale fedele: $y(t)$ è una copia di $x(t)$:

$$y(t) = \underbrace{g}_{\text{AMPLIFICAZIONE / ATTENUAZ.}}\, x(t - \underbrace{t_0}_{\text{RITARDO}})$$