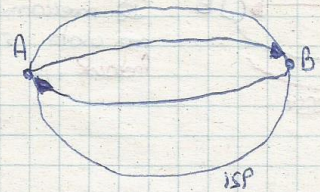
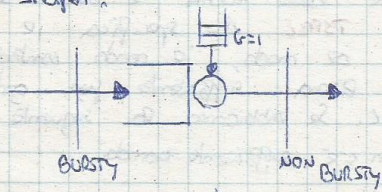


especifica del singolo flusso in tutti i punti della rete.



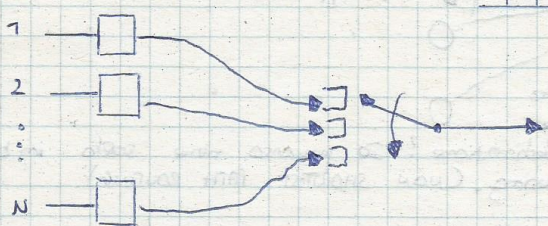
Ha due flussi e ogni singolo flusso prende il nome di **simplex**.

I flussi vengono gestiti in modo separato tra loro. Analizziamo G5. Ha una qualità migliore. Qui il ritardo è garantito e minimo cioè si trasporta con un ritardo più vicino possibile al minimo ritardo teorico. Inoltre non si fa il **packet dropping** cioè non vengono persi i pacchetti. Per fare ciò si regola l'**allocazione della capacità di picco**. Per allocare il picco, tutte le sorgenti che usano G5 verranno separate con uno **shaper**.



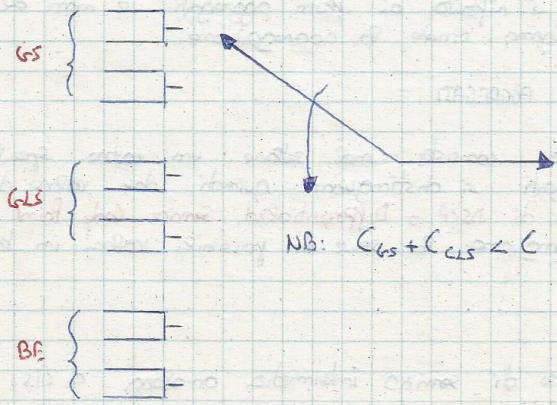
Bursty = velocità di picco >> velocità media.
NB: Si perde un po' di tempo nello shaper.

Vediamo l'allocazione delle risorse:



1 pacchetto ogni 1/p secondi

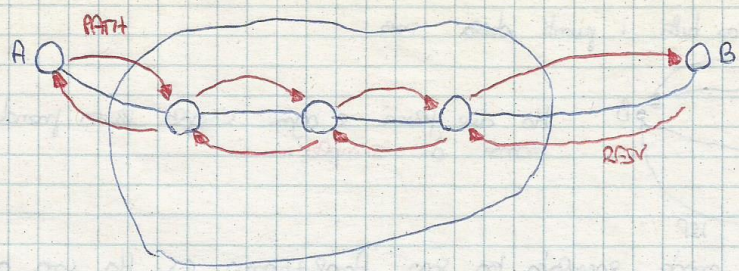
Per tutti i servizi G5 deve allocare una capacità pari a $C = \sum_{i=1}^N p_i$ sulla linea di uscita. Tale allocazione è semplice e garantisce ritardi minimi. L'obiettivo del **controlled base service** è quello di avere prestazioni analoghe al best effort nel caso di una rete sovraccaricata, ma in caso di congestione una prestazione pressoché inalterata. Quindi:



Gli unici flussi controllati sono G5 e GLS. I flussi di BE non sono controllati. Quindi posso avere un picco di traffico BE che supera la capacità del link ottenendo una rete in congestione.

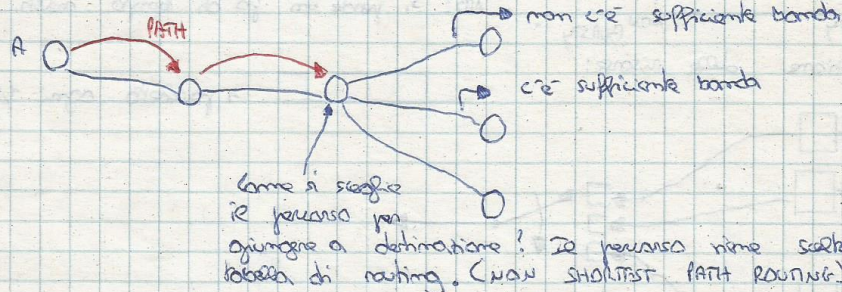
NB: $C_{G5} + C_{GLS} < C \rightarrow$ quel che avanza va al best-effort.

Le reti IS sono fortemente dinamiche perché hanno un processo di segnalazione.



Il meccanismo di segnalazione usato è RSVP = Resource Reservation Protocol.

RSVP si appoggia su IP. In breve A invia un messaggio PATH a B. Ogni nodo svolge la CAC in modo da vedere se queste risorse per gestire il traffico sono disponibili. Se va tutto bene si ritorna un messaggio di RESERVATION (RSVP). Tutti i nodi partecipano in tempo reale alla allocazione delle risorse e alla segnalazione. Nel messaggio PATH c'è un campo denominato TSPEC che specifica le rate di picco massimo. Quando arriva una richiesta al nodo, il nodo controlla che sul punto di uscita ci deve essere una capacità libera sufficiente per gestire il flusso che sarà di tipo G-S o C-S con il proprio TSPEC. Se abbiamo la seguente situazione



In questa caso non quando i path alternativi e allora la commettente usando RSVP. Esistono algoritmi che bypassano i link congestionati. Si può usare per esempio MPLS. Oggi si usano i servizi IP differenziati e non integrati. Questi servizi gestiscono le categorie di servizio secondo case e aggregazione. Quindi si gestisce la qualità di servizio di aggregati di flussi e non di microflussi. Abbiamo quindi una complessità minore di 15, un costo minore, una gestione più semplice e poi il sistema così è scalabile. La qualità del servizio è riferita ai flussi aggregati e non al singolo flusso. Quindi gli edge router servono anche la aggregazione.

MICROFLUSSI → FLUSSI AGGREGATI

L'aggregazione segue la classificazione. Essa consiste nel selezionare un valore specifico del campo TOS dei pacchetti IP. Gli aggregati si distinguono quindi dal valore di questo campo. Essa prende anche il nome di DSCP = Differentiated Service Code Point. Il DSCP è una classe di servizio. I DSCP distinguono tra sette di possibili valori in tre categorie:

- 1) AF
- 2) Assured Forwarding (AF) che è una classe di servizio intermedia analoga a C-S.
- 3) Expedited Forwarding (EF)

I pacchetti iniziano con questi bit:

BE: 000000XX

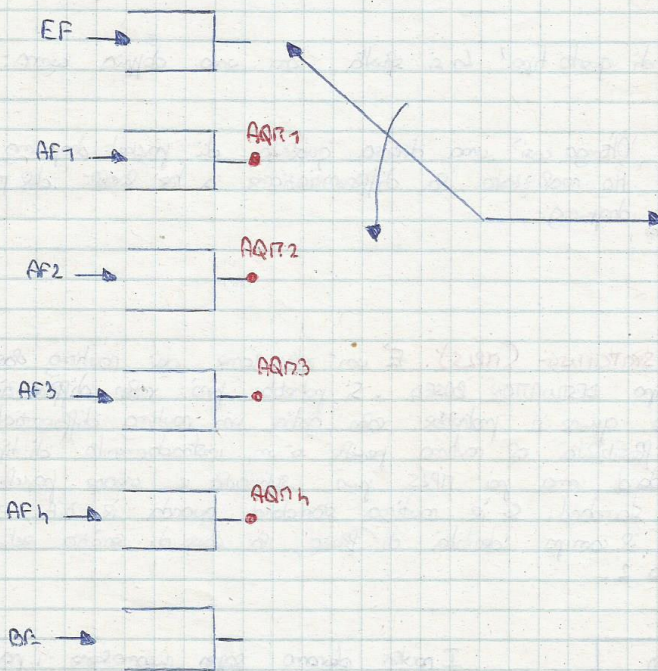
EF: 101110XX

AF: definiscono 4 classi di servizio ognuna con tre classi di priorità di discarding per classe. Quindi ho in totale 12 DSCP di tipo AF.

In una rete di tipo DS le classi di servizio sono:

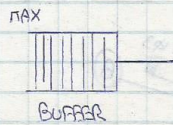
- 1 BE
 - 1 EF
 - 12 AF
- per un totale di 14 classi.

Le priorità di discarding sono gestite da AQM: Active Queue Manager che monitora zona e stato istantaneo della coda. Quindi:



L'AQM è quella politica di PACKET DROPPING a 3 livelli. I livelli sono:

- 1) Livello basso
- 2) Livello alto
- 3) Livello medio



Il sistema più semplice per gestire la perdita di pacchetti è il TAIL DROP in cui il buffer assume un comportamento binario. Semplicemente quando il buffer è pieno non accetta più pacchetti.

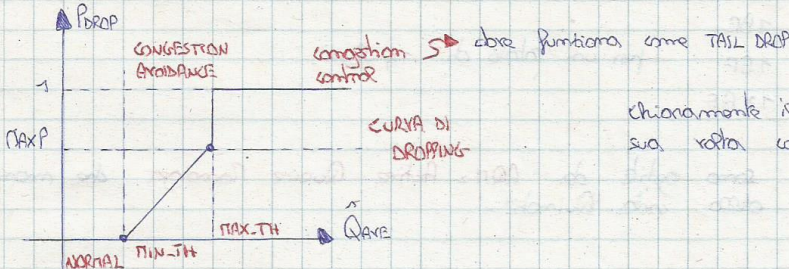
Il problema è che il TAIL DROP è semplice, ma è troppo drastico perché interviene bruscamente e ciò genera burst molto consistenti di pacchetti e questo fa male alle applicazioni TCP. Esiste anche un'altra politica di gestione che è la Random Early Detection (RED) che è un AQM di primo livello il quale gioca d'anticipo. Qui l'AQM misura l'occupazione del buffer. All'avvicinarsi di un pacchetto si calcola uno stimatore di questo tipo:

$$\hat{Q}_{AVE} = (1-w) \hat{Q}_{AVE} + Q_{ins} w$$

dove w è un peso che può variare da 0 a 1.

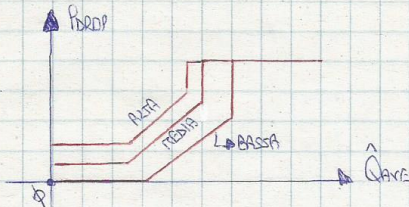
stimatore a media mobile NB: $Q_{AVE} = Q_{AVERAGE}$

Graficamente si ha:



chiaramente il RED può essere ereditato a sua volta con un RED a 2 livelli.

Come viene sfruttato un sistema AQN di questo tipo? Lo si sfrutta con una doppia curva:



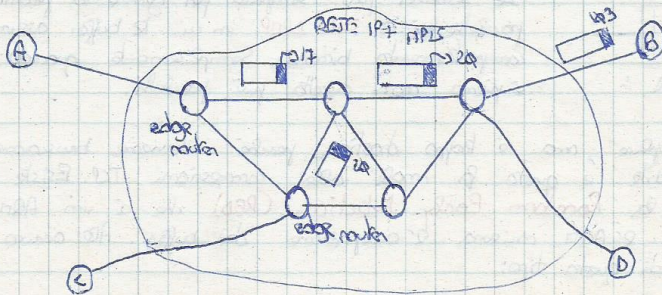
Otengo così una diversa qualità di packet dropping. Ho realizzato la differenziazione a tre livelli: del packet dropping.

Vediamo ora il **MULTI-PROTOCOL LABEL SWITCHING (MPLS)**. È un'estensione del routing classico. Il routing classico è un routing di tipo **DESTINATION BASED**. Si potrebbe però voler differenziare il routing in base alla classe di servizio oppure si potrebbe voler gestire un routing differenziato per ogni microflusso. MPLS aggiunge possibilità al routing perché è un instradamento di tipo **NON SHORTEST PATH**. C'è il routing standard ma poi MPLS può superarlo e creare percorsi diversi da quelli previsti dal routing standard. Se il routing standard guarda il campo D.A., il routing MPLS guarda il campo D.A., il campo identikit di flusso, la classe di servizio ecc... L'MPLS è un routing eseguito a livello 2.

LABEL MPLS	H	PAYLOAD
------------	---	---------

I router devono saper riconoscere i pacchetti standard e non standard. Per fare ciò ho bisogno di un software apposito.

Nel campo LABEL MPLS c'è bisogno del **virtuale circuit**. Consideriamo il seguente caso:



Comunque cambiere ad ogni link il label. Questo perché se accade che C vuole comunicare con D accade che sulla rete ci sono due pacchetti con la stessa label. Questo genera un conflitto.

BE: 000000XX

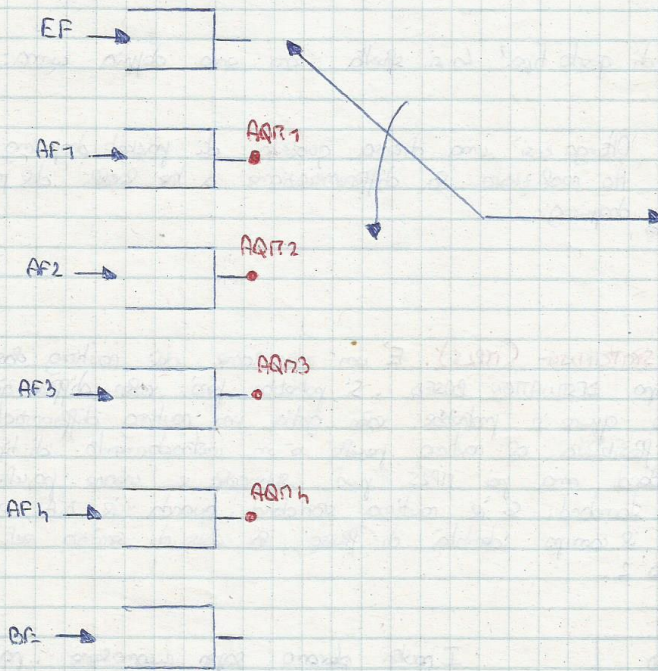
EF: 101110XX

AF: definiscono h classi di servizio ognuna con tre classi di priorità di discarding per classe. Quindi ho in totale 12 DSCP di tipo AF.

In una rete di tipo DS le classi di servizio sono:

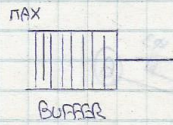
- 1 BE
 - 1 EF
 - 12 AF
- per un totale di 14 classi.

Le priorità di discarding sono gestite da AQM: Active Queue Manager che monitora come è stato istantaneo della coda. Quindi:



L'AQM è quella politica di PACKET DROPPING a 3 livelli. I livelli sono:

- 1) Livello basso
- 2) Livello alto
- 3) Livello medio

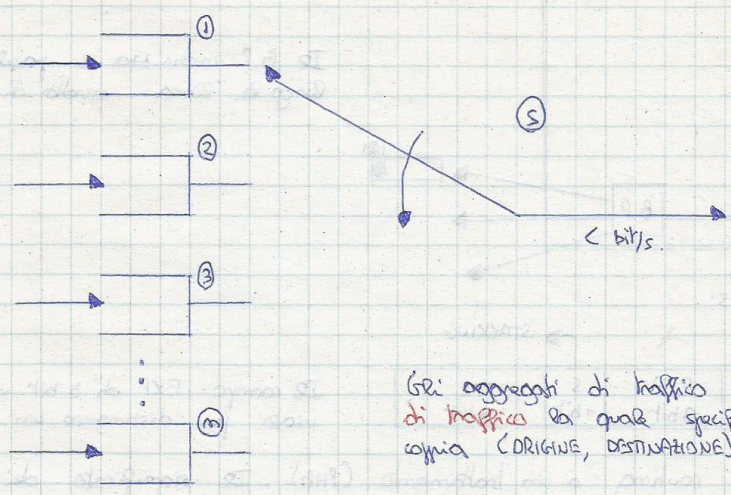


Il sistema più semplice per gestire la perdita di pacchetti è il TAIL DROP in cui il buffer assume un comportamento binario. Semplicemente quando il buffer è pieno non accetta più pacchetti.

Il problema è che il TAIL DROP è semplice, ma è troppo drastico perché internamente basicamente cioè genera burst molto correlati di perdite e questo fa male alle applicazioni TCP. Esiste anche un'altra politica di gestione che è la Random Early Detection (RED) che è un AQM di primo livello il quale gioca d'anticipo. Qui l'AQM misura l'occupazione del buffer. All'arrivo di un pacchetto si calcola uno stimatore di questo tipo:

110

Il problema è il seguente: quanta banda deve arrivare per soddisfare la banda del servizio? Dato un traffico predefinito, determinare la capacità del link e i parametri degli scheduler per garantire la qualità del servizio richiesta. Il problema è il seguente: conosciamo il traffico offerto, conosciamo il volume e il TB con cui lo raggiungiamo, conosciamo anche gli obiettivi di qualità del servizio; per esempio $P\{\text{RITARDO} > \text{SOGGIA}\} \leq P_{max}$. Come alloca la capacità? È un problema complesso.



Gli aggregati di traffico 1, 2, ... provengono dalla **matrice di traffico** la quale specifica quanto traffico c'è per ogni coppia (ORIGINE, DESTINAZIONE).

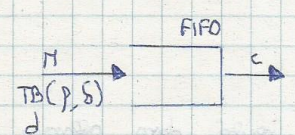
Abbiamo classi di traffico aggregate. La classe di servizio i ha:

- $\pi^{(i)}$ flussi
- TB (ρ^i, δ^i) **TRAFFICO**
- $d^{(i)}$ **TARGET DI QOS**

In realtà la QoS ha un altro parametro che è $p^{(i)}$ che è la probabilità. Si ricorda infatti che ogni pacchetto ha una certa soglia di ritardo. La seguente probabilità:

$$P\{D^i \geq d^i\} = P\left\{ \max_t \left\{ N(\pi^{(i)} \rho^{(i)} t + \sum_{j=1}^{i-1} \pi^{(j)} \rho^{(j)} t, \pi^{(i)} \rho^{(i)} \delta^{(i)} t + \sum_{j=1}^{i-1} \pi^{(j)} \rho^{(j)} \delta^{(j)} t) + c(t + d^{(i)}) \right\} > \pi \right\}$$

Rappresenta proprio la probabilità che il ritardo superi una certa soglia. Il processo N è un processo gaussiano non stazionario. Consideriamo:



Si calcola $P\{D > d\} = P\left\{ \max_t \left\{ N(\pi \rho t + \pi \rho \delta t) - c(t + d) \right\} > \pi \right\}$

Usiamo la **TAXINOMI VARIANCE APPROXIMATION (TVA)**. I passi da seguire sono i seguenti:

- 1) si calcola la varianza della gaussiana $\delta_t^2 = \pi \rho \delta t$
- 2) si calcola la varianza q_t : $q_t = \frac{-E[N(\pi \rho t, \pi \rho \delta t) - c(t + d)]}{\sqrt{\delta_t^2}}$

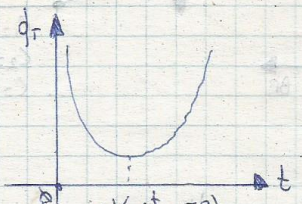
$$= \frac{c(t+d) - \pi p t}{\sqrt{\pi p s t}}$$

3) caso: $\lim_{t \rightarrow \infty} d_r = d$

4) caso la probabilità $P\{D \geq d\} = e^{-d^2/2}$

Quindi in funzione dei parametri troviamo la probabilità di superamento della soglia di ritardo e immettendo la formula inversa si ottiene la capacità del link. Vediamo come si particolarizza la cosa con una singola sorgente di traffico.

$$d_t = \frac{c(t+d) - \pi p t}{\sqrt{\pi p s} \cdot \sqrt{t}} = \frac{(c - \pi p)t + cd}{\sqrt{\pi p s} \cdot \sqrt{t}}$$



$$d/dt d_r = 0 \Rightarrow t = \frac{cd}{c - \pi p}$$

Quindi:

$$d = 2 \sqrt{\frac{cd(c - \pi p)}{\pi p s}} \Rightarrow P\{D > d\} = e^{-2 \frac{cd(c - \pi p)}{\pi p s}}$$

Se ho π sorgenti sorgenti con $TB(p, s)$, d , $P(D > d) \leq p$ si ha:

$$e^{-2 \frac{cd(c - \pi p)}{\pi p s}} \leq p \Rightarrow e^{-2 \frac{cd(c - \pi p)}{\pi p s}} \leq p \Rightarrow -2 \frac{cd(c - \pi p)}{\pi p s} \leq \ln p$$

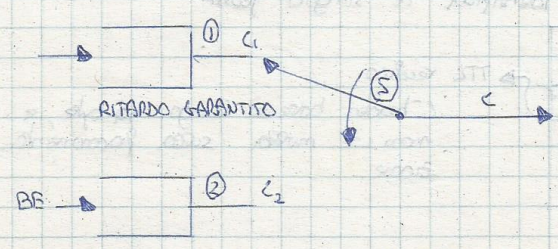
$$\text{Otengo: } -2dc^2 + 2d\pi pc - \pi p s \ln p \leq 0 \Rightarrow c^2 - \pi pc + \frac{\pi p s \ln p}{2d} \leq 0$$

FORMULA DI DIMENSIONAMENTO DELLA CAPACITA'

Da cui si ottiene:

$$c = \frac{\pi p \pm \sqrt{\pi^2 p^2 - 4 \pi p s \ln p / 2d}}{2} > \pi p$$

Quindi se abbiamo:



1) Dimensiono la capacità tenendo conto della sola classe di servizio a ritardo garantito.

2) Aggiungo la capacità C_2 per il best-effort.

Quindi: $C = C_1 + C_2$

Per esempio:

