

SECCIÓ III

AVALUACIÓ DEL PROTOCOL PROPOSTA-PETICIÓ

INTRODUCCIÓ

L'avaluació del protocol té la finalitat d'obtenir uns criteris i mètodes que permetin d'indicar la bondat del seu comportament. El seu estudi té aspectes qualitatius (validació, verificació, etc.) i quantitativs (latència, resposta temporal, eficiència/ banda passant, etc).

La validació dels protocols és la demostració de la correctesa de la seva estructura lògica, és a dir, la prova sobre el fet que en el seu funcionament es satisfan certes propietats lògiques i estructurals. La verificació és la demostració sobre el fet que el sistema de comunicació exhibeix certes propietats i es comporta segons les pautes que el dissenyador ha imposat en la definició del protocol. Les màquines d'estats finits són particularment aptes per a l'estudi d'aquests aspectes.

Aquestes propietats qualitatives es poden avaluar amb l'execució de la descripció formal del protocol, [Danthine 1980], [Reiser 1982]; Aquesta execució s'ha portat a terme per mitjà de la simulació del protocol en un computador digital, (Capítol 7).

Entre les característiques quantitatives que permeten

d'avaluar el comportament del protocol es poden remarcar certs paràmetres temporals, en especial la latència i el temps de retard.

La latència es pot definir [Stuck 1984] com el màxim interval de temps que transcorre fins que una estació pot començar una transmissió correcta. En aplicacions de control de processos per exemple, s'imposa que la latència sigui finita i és desitjable que sigui mínima. [Figueras 1984], [Lelann 1984].

Els protocols de selecció garanteixen la finitud de la latència; El millor (vist des de l'òptica de la latència) serà el que proporcioni la latència mínima en qualsevol condició de càrrega. En el capítol cinquè es dedueix la latència dels tres protocols, pppl1, ppplm, pppla, en condicions extremes de càrrega i servei limitat a un únic missatge.

El temps de retard és el temps transcorregut des que un missatge de dades és a punt de transmetre fins que la seva transmissió s'ha efectuat correctament.

D'altres paràmetres que acostumen a considerar-se en les xarxes són la longitud mitjana de les cues, principalment quan es considera que no hi ha limitació de capacitat en les cues de les estacions.

Habitualment s'han emprat tècniques de dues formes fonamentals a l'hora de l'estudi tant qualitatiu com quantitatiu dels protocols, que són la modelització i

estudi teòric i la simulació

L'estudi analític s'ha abordat usualment amb el plantejament de models de cues en els quals s'imposen unes condicions generals, tant en els processos d'arribades de missatges de dades a les cues, a les característiques pròpies de les cues (longitud finita o infinita) com al servei de les cues.

Les dificultats que presenten aquests models de cues ha fet plantejar tot tipus d'aproximacions, com per exemple, els models de difusió i els models d'anàlisi per valor mitjà, acotacions als models, etc. [Albin 1984], [Chandy 1978], [Kobayaski 1974], [Reiser 1978].

Els models de cues que són aplicables a la topologia bus s'han estudiat extensivament, principalment en el context de sistemes de selecció centralitzats, (Polling Systems) (així com en aplicacions telefòniques). Però excepte en casos molt particulars, hi ha pocs resultats analítics, especialment els que permeten d'obtenir avaluacions numèriques [Bux 1984b] sota condicions generals reals dels paràmetres de la xarxa.

Els treballs inicials sobre aquestes xarxes de cues feien referència a l'estudi de xarxes formades per dues estacions amb una cua infinita, servei exhaustiu i temps nul de commutació del servei entre les cues. [Avi-Itzack 1965], [Takacs 1968]. Aquest cas va generalitzar-se en considerar que el temps de commutació entre les cues era no nul,

[Sykes 1970], [Eisenberg 1972]. Cooper [Cooper 1969] i [Cooper 1970] va analitzar sistemes amb un nombre arbitrari de cues i amb temps nul de commutació entre elles i servei cíclic; Va obtenir expressions de la funció característica del retard.

A [Hashida 1972] i [Eisenberg 1972] hi ha resultats per a una xarxa amb un nombre arbitrari d'estacions i temps no nul de commutació entre les cues, basats en els desenvolupaments de [Leibowitz 1961]. Konheim i Meister [Konheim 1974] van introduir els models discrets i [Schwartz 1980] considera el cas de tràfic asimètric. El cas de servei no exhaustiu ha estat estudiat per [Hashida 1972], [Halfin 1975] i [Kuehn 1979].

L'estudi del comportament del protocol de pas de testimoni aplicat a la topologia bus és conceptualment similar a l'aplicat a la topologia ring [Bux 1984] i es basa en els models de cues que s'utilitzen en el contexte dels mètodes de sondeix (polling). A [Hayes 1972] i a [Bux 1983] s'obtenen expressions similars dels moments de la duració del cicle, en els contextes de polling i de token bus respectivament, per la xarxa amb models d'arribades aleatoris i servei exhaustiu. A [Stuck 1983] i [Stallings 1984b] es presenten estudis de comportament pel model continu d'arribades i servei limitat a un únic missatge.

CAPÍTOL 5

MODELS D'ARRIBADES DETERMINISTES I DESEQUILIBRADES.

5.1 DESCRIPCIÓ DEL MODEL

Tal com ja s'ha indicat anteriorment, el protocol propostapetició descriu la interacció de les estacions en la coordinació del seu accés al canal de tipus bus, sota l'esquema de base de selecció. Per a l'estudi del protocol cal plantejar primerament el model d'aquesta xarxa bus.

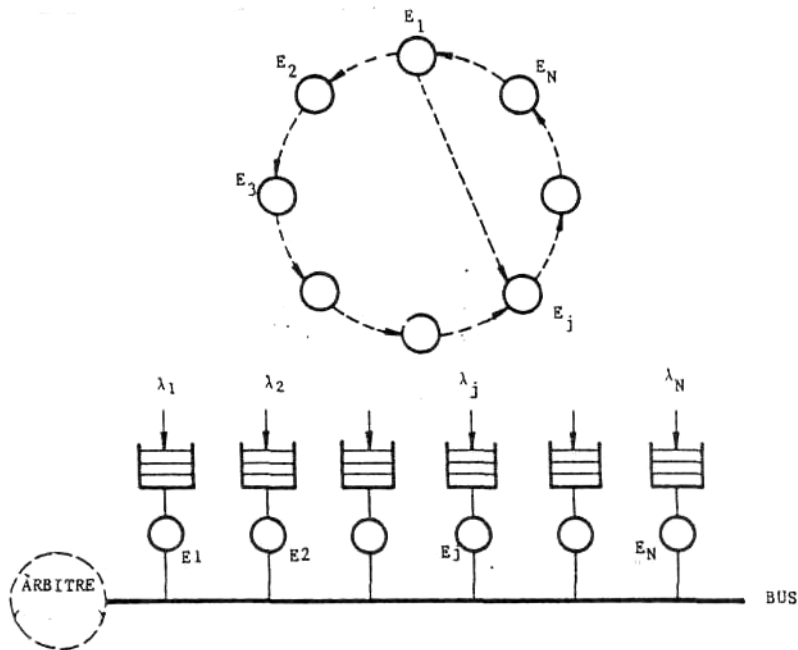


Figura FCAP5.1 . Model de cues.

La xarxa tipus bus es pot modelar per un conjunt de cues, cadascuna corresponent a una estació, i un servidor (que actua d'àrbitre) que dóna l'accés a una de les cues en cada instant de temps. (Figura FCAP5.1). El model bàsic de la xarxa està format pel conjunt d'estacions connectades en paral·lel a la xarxa (Figura FCAP5.2); cadascuna de les estacions està representada per una cua a la qual arriben i s'emmagatzemen els missatges de dades procedents del generador de tràfic i per un bloc de decisió i coordinació.

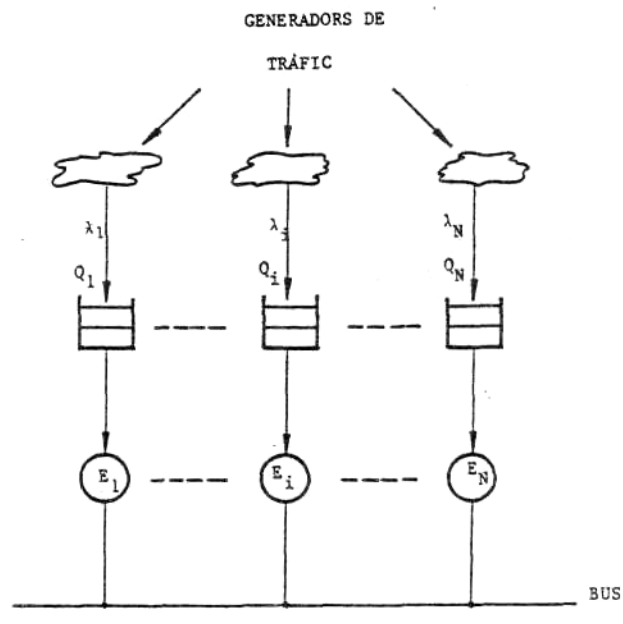


Figura FCAP5.2 Generador de tràfic.

Els paràmetres i variables que caracteritzen el model són els següents: (Figura FCAP5.3)

a) En el submodel del generador de tràfic i la cua associada:

- t_l : Variable aleatòria que descriu els intervals de temps entre les arribades de missatges de dades a les cues.

- λ_i : Taxa mitjana de missatges de dades generats per unitat de temps.

$$\lambda_i = 1 / E[t_l]$$

- l_b : Variable aleatòria que descriu la longitud dels missatges de dades.

- MLq : Longitud màxima de la cua. Quan MLq és igual que l'infinit, el model de generació de missatges de dades s'anomena de Font Infinita (Infinite Source Model) mentre que en cas contrari, rep el nom de model de Font Finita (Finite Source Model).

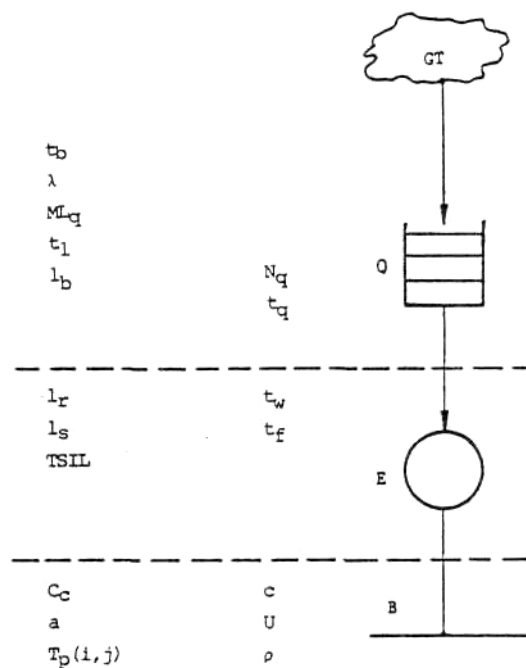


Figura FCAP5.3 Paràmetres i variables del model.

b) En el submodel de decisió i gestió:

- l_r : Longitud del missatge de testimoni.
- l_s : Longitud del missatge de petició.
- TSIL : Interval de temps d'espera de petició.

c) En el submodel del bus:

- C_c : Capacitat del canal; és equivalent a la freqüència a la qual es transmet pel canal (bits per segon).
- $T_p(i,j)$: Matriu que descriu els intervals de temps de propagació dels senyals entre parells d'estacions. Aquesta matriu està directament relacionada amb la distribució física de les estacions a tot el llarg de la xarxa.
- T_p : Temps de propagació extrem a extrem; és el temps necessari perquè el senyal es propagui des dels dos punts més allunyats de la xarxa. (propagation delay)
- a : Relació entre el temps de propagació extrem a extrem i el temps mitjà de transmissió d'un paquet. Aquest paràmetre caracteritza la noció de fonts distribuïdes. [Kleinrock 1979]

5.2 CARACTERITZACIÓ ANALÍTICA

El comportament d'un protocol de comunicació aplicat a una xarxa de comunicació es pot descriure per un conjunt de mesures operacionals que depenen dels paràmetres de la xarxa i del mateix protocol. Aquestes mesures poden ser, entre altres, la resposta temporal, el factor d'utilització del canal, la longitud de les cues de les estacions, les taxes d'error, la capacitat del protocol, etc.

La modelització consisteix a abstroure els paràmetres i les característiques de cadascuna de les parts, així com les seves interaccions.

Per a l'obtenció d'un model analític, sovint es fa necessari d'assumir certes simplificacions per tal de poder obtenir solucions. Els models analítics són generalment més difícils de plantejar i de resoldre que els models de simulació, però normalment, un cop elaborats, ofereixen més versatilitat en l'obtenció de resultats.

Els paràmetres s'acostumen a descriure per la funció de distribució de probabilitat de variables aleatòries.

Els models de cues necessiten la descripció de la cua amb:

- Distribució dels intervals entre arribades a les cues
- Distribució dels temps de servei
- Disciplina de selecció pel servei de les cues

Si a cada cua arriben missatges de dades en instants de temps exponencialment distribuïts amb una taxa λ_i , la taxa global o agregada de la xarxa, per les lleis associades als processos exponencials, es la suma de totes les taxes parcials

El comportament del sistema real en un període de temps donat, si tenim present la hipòtesi estocàstica, es pot caracteritzar per les funcions de densitat de probabilitat d'un procés estocàstic. [Denning 1978] [Chandy 1978].

En el model estocàstic és habitual l'us de les hipòtesis següents:

- el sistema es modela per un procés estocàstic estacionari.
- les tasques són estocàsticament independents.
- els . salts entre tasques segueixen una cadena de Markov.
- el sistema està en equilibri estocàstic.
- el sistema és ergodic.

Entre els paràmetres operacionals de la xarxa tenen especial rel·levància:

- t_q : Variable aleatòria que descriu el temps mitjà d'espera dels missatges de dades en les cues.

- N_q : Variable aleatòria que descriu la longitud de la cua en cada instant de temps.

- t_w : Variable aleatòria que descriu el temps de traspàs del testimoni entre les estacions.

El servidor va desplaçant-se per les cues segons el criteri imposat pel protocol. El temps necessari perquè el servidor es desplaçi des d'una cua a la següent, (t_w), ha rebut els noms de "Thinking time" o "Walking time" [Leibowitz 1961], "Changeover Time" [Eisenberg 1970], "Overhead Time" [Hashida 1972], etc.

- t_f : Temps de retard; variable aleatòria que descriu l'interval de temps transcorregut des que els missatges de dades arriben a les cues fins que arriben a l'estació destinació. (resposta temporal).

- t_{lat} : Latència; és el temps màxim que transcorre fins que una estació pot començar a transmetre.

- c : Temps de cicle; és l'interval de temps que transcorre entre dues oportunitats consecutives de transmetre.

- U : Utilització efectiva del canal; és la fracció de temps de canal usat pels missatges de dades efectivament transmesos.

- C_p : Capacitat del protocol: Valor màxim de la utilització efectiva per totes les possibles condicions de tràfic, amb un protocol donat.

- ρ -fracció de temps en el qual el canal transmet dades. Aquest descriu la càrrega del sistema [Kleinrock 1979]; $(1 - \rho)$ és la fracció de temps en el qual el servidor està desocupat [Sykes 1970].

5.3 MODEL D'ARRIBADES CONTÍNUAMENT ENCUADES

El model d'arribades contínuament encuades fa ús de la hipòtesi sobre el fet que el generador de tràfic situa permanentment un missatge de dades (de longitud fixa) en cadascuna de les cues tant aviat com s'ha transmès el missatge de dades que hi havia anteriorment (Continuously Queued Source Model) [Limb 1984]. Encara que aquest model d'arribades no és gaire realista, ja que planteja una condició extrema del generador de tràfic, permet d'obtenir aproximacions a la capacitat de diferents xarxes [Limb 1984] i ha estat usat per Stuck [Stuck 1983] per tal de comparar tres protocols, Token Passing Ring, Token Passing Bus i CSMA/CD en dues condicions extremes de la càrrega de les estacions: quan només una estació està permanentment activa i quan totes les estacions de la xarxa estan permanentment actives.

En l'anàlisi que es presenta a continuació, estenem aquest parell de situacions extremes anteriors a qualsevol nombre d'estacions actives, $1 \leq m \leq N$ en el supòsit que, en cada cas (m) les estacions actives estan permanentment actives. Es fa la mitjana de les $\binom{N}{m}$ combinacions possibles de m estacions actives de les N de la xarxa per a qualsevol configuració.

L'anàlisi s'usa per a avaluar tres dels models d'estimació del possible següent usuari del canal dins del protocol proposta-peticció, els models pppl1 , ppplm i pppla .

El paràmetre operacional que s'avalua és la Utilització Efectiva del canal, U , definida com la fracció de temps de canal usada pels missatges de dades transmesos correctament [Kurose 1984]. Tal com indica Bux, [Bux 1984b], el rendiment global és la propietat de funcionament més bàsica dels protocols d'accés i la utilització efectiva és una mesura de rendiment global.

Els paràmetres de la xarxa emprats en l'anàlisi són: a : el retard de propagació (T_p) normalitzat [Kleinrock 1979]; b : el temps de transmissió del testimoni (T_r) normalitzat; i c : l'interval de temps de petició (T_s) normalitzat.

$$(f5.1) \quad a = \frac{T_p}{T_m} \quad b = \frac{T_r}{T_m} \quad c = \frac{T_s}{T_m}$$

on T_m és el temps de transmissió d'un missatge de dades.

El temps de latència és l'interval de temps necessari per a transmetre els missatges de dades de les m estacions actives més el temps necessari per a assignar el testimoni a aquestes m estacions. El temps de latència depèn del mètode utilitzat per a l'assignació del testimoni; En l'esquema pppl1, el testimoni va circulant per totes i cadascuna de les estacions de la xarxa mentre que en els esquemes ppplm i pppla, el testimoni s'assigna a les m estacions actives sota l'esquema proposta-peticció. Al temps de proposta i a l'interval de petició cal afegir un retard de propagació extrem a extrem per a tenir en compte el pitjor cas de distribució de les estacions en la xarxa. (Figura FCAP5.4)

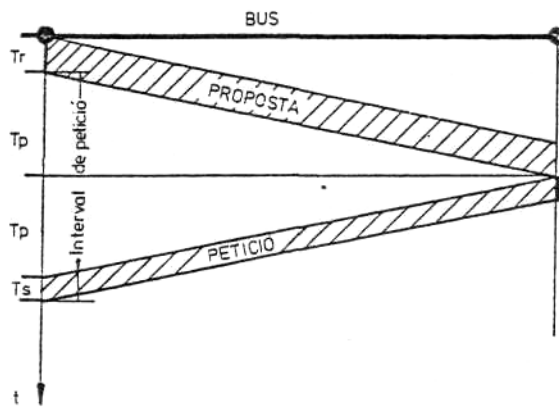


Figura FCAP5.4 . Propagació pel canal de la proposta i de l'interval (virtual) de petició.

Del model que s'ha plantejat es dedueix que l'expressió general del temps de latència és:

$$(f5.2) \quad T_{lat} = m T_m + \gamma_1 (T_r + T_p) + \gamma_2 (T_s + T_p)$$

On γ_1 és el nombre de propostes realitzades durant el cicle donat que hi ha m estacions actives i γ_2 és el nombre d'interval de petició emprats per a l'assignació del testimoni a les m estacions actives.

De l'apèndix B s'han deduït les expressions de γ_1 i γ_2 pels tres models pppl1, (fb.1) i (fb.2), ppplm, (fb.6) i (fb.7) i pppla (fb.12) i (fb.13).

5.3.1 Deducció de la latència i de la utilització

En aquest model, la latència i el temps de duració del cicle seran equivalents en cadascuna de les estacions, ja que l'estructura cíclica de l'exploració virtual de l'anell lògic i l'homogeneïtat del protocol de selecció així ho imposa.

La latència del model pppl1 serà:

$$(f5.3) \quad T_{lat} [l_1] = m T_m + N (T_r + T_p)$$

La latència del model ppplm serà:

$$(f5.4) \quad T_{lat}[l_m] = m T_m + \gamma_1 (T_r + T_p) + \gamma_2 (T_s + T_p)$$

$$\begin{aligned} \gamma_1 &= g + \frac{m}{1^*} (1^* - 1) (E[\gamma] |_{1^*} + \frac{1}{2}) & \xi &= \min [\xi \geq \log_2 1^*]; \quad \xi \in \mathbb{N} \\ \gamma_2 &= \delta g + \frac{m}{1^*} (1^* - 1) (E[\gamma_s] |_{1^*} + \frac{1}{2}) & E[\gamma_s] |_{1^*(\text{parell})} &= \frac{1^* - 2}{1^* - 1} E[\gamma_s] |_{1^*/2} + 1 \\ 1^* &= \frac{N}{m}; \quad 1^* \in \mathbb{N} & E[\gamma_s] |_{1^*(\text{senar})} &= \frac{1}{2} E[\gamma_s] |_{\frac{1^*+1}{2}} + \frac{1-3}{1-1} E[\gamma_s] |_{\frac{1^*-1}{2}} + 1 \\ g &= \frac{N}{1^*}; \quad \delta g = \begin{cases} 0 & \text{si } 1^*=1 \\ g & \text{si } 1^*>1 \end{cases} & E[\gamma_s] |_{1^*} &= 0 \quad \text{si } 1^* = \{1, 2, 3\} \\ E[\gamma] |_{1^*} &= \frac{1^* \xi - 2^{\xi+1}}{1^* - 1} \end{aligned}$$

La latència del model pppla serà:

$$(f5.5) \quad T_{lat} [l_a] = m T_m + m (T_r + T_p) + m \frac{N-m}{N-1} (T_s + T_p)$$

A partir de la definició de la utilització efectiva, es dedueix que aquesta és la relació entre el temps necessari per a transmetre els m missatges de dades que han arribat a les cues en el cicle anterior respecte al temps de la durada del cicle:

En el model pppl1:

$$(f5.6) \quad U [l_1] = \left(1 + \frac{N}{m} (a + b)\right)^{-1}$$

En el model ppplm:

$$(f5.7) \quad U [l_m] = \left(1 + \frac{Y_1}{m} (a+b) + \frac{Y_2}{m} (a+c)\right)^{-1}$$

En el model pppla:

$$(f5.8) \quad U [l_a] = \left(1 + (a+b) + \frac{N-m}{N-1} (a+c)\right)^{-1}$$

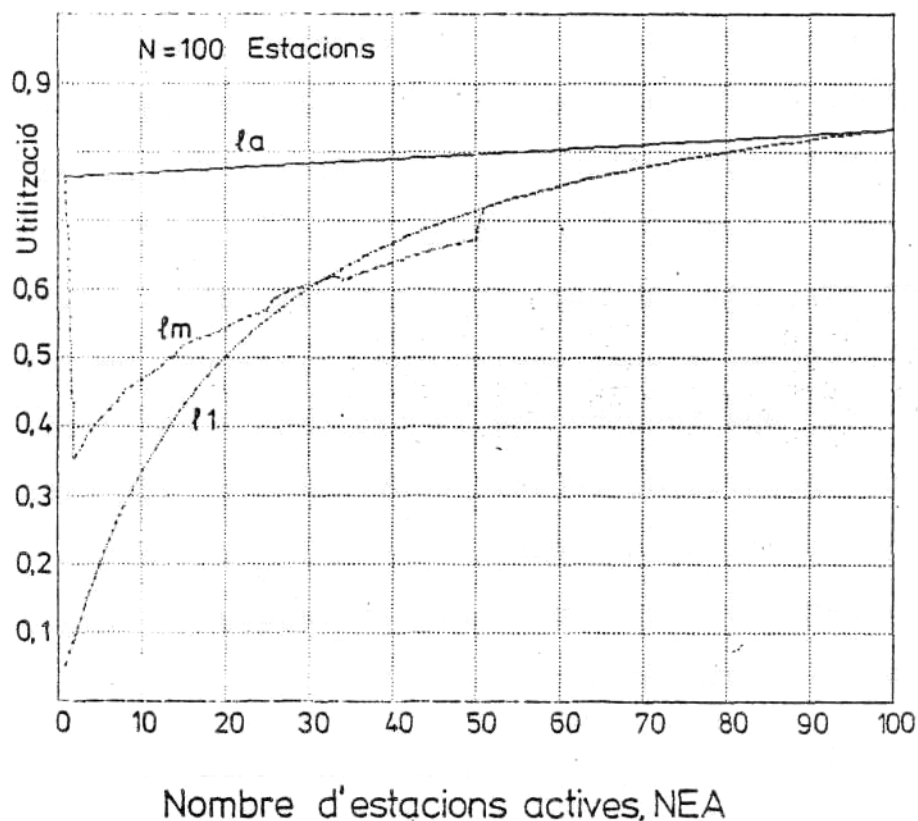
El gràfic GCAP5.1 mostra els resultats numèrics de les expressions anteriors quan considerem que el nombre N d'estacions de la xarxa és 100 i el nombre d'estacions actives NEA pren valors des d' 1 fins a N. El valor dels paràmetres a:=0.1, b:= 0.1, i c:= 0.01 poden representar, per a una capacitat del canal de 10MHz., el cas corresponent a una longitud de missatge de dades de 1000 bits, una longitud de la proposta (testimoni) de 100 bits i un interval de petició equivalent a 10 bits, així com una longitud de canal de 2km. (100 bit). Aquests valors s'han pres de la mateixa manera que els indicats per Stuck en el ja mencionat [Stuck 1983].

El gràfic del model pppl1 mostra que quan hi ha poques estacions actives el rendiment és baix, ja que el procés de selecció té sempre el mateix cost, proporcional a N, tant si hi ha poques estacions actives com si n'hi ha moltes.

El gràfic del model ppplm indica una millora del rendiment, respecte al model anterior, quan hi ha poques estacions

actives, mentre que, a mida que el nombre d'estacions augmenta, les dues corbes s'aproximen i quan m és més gran que $N/2$ els dos models tenen el mateix comportament.

Cal destacar a la gràfica la relativa insensibilitat de la utilització del model pppla en variar el nombre d'estacions actives. Això és degut al fet que aquest model memoritza les estacions actives i, en no variar aquestes, sempre hi ha encert en la proposta. En situació de màxima càrrega, aquest model es comporta com el model pppl1.



Gràfic GCAP5.1 . Utilització màxima efectiva del canal pels models pppl1, ppplm, i pppla en funció del nombre d'estacions permanentment actives, NEA. Model determinista.

5.4 ANÀLISI DEL MODEL DESEQUILIBRAT D'ARRIBADES

Assumim que el model d'aquesta xarxa està format per un nombre N d'estacions connectades a un únic canal en una topologia tipus bus. Els missatges de dades que arriben a les estacions es generen segons un procés aleatori independent per a cada estació. Els processos d'arribades es caracteritzen per la seva taxa d'arribades, λ_i , que és el valor mitjà del nombre d'arribades per unitat de temps. Suposem que el tràfic generat no és idèntic per a totes les estacions sinó que una estació determinada està desequilibrada, la qual genera una fracció θ del tràfic generat total, mentre que la resta d'estacions generen, en quantitats iguals, la part restant del tràfic total. Cadascuna de les estacions guarda els missatges de dades que genera en una cua de longitud infinita. El servei dels missatges de dades és no exhaustiu: només es permet que les estacions transmetin un únic missatge de dades en cada cicle.

Si assumim que tots els processos que intervenen són estacionaris, podem raonar tot el desenvolupament prenent els valors mitjans de les variables del sistema [Kuehn 1978].

L'indicador de comportament que prenem en aquesta anàlisi és la utilització màxima efectiva del canal. Aquesta s'ha d'avaluar en la condició extrema de funcionament, o sigui, en el límit d'estabilitat de la xarxa. Segons Kuehn [Kuehn 1979], un sistema de cues serà estable si per temps de

servei positiu i taxa d'arribades finita, el nombre mitjà de missatges de dades en la cua es manté limitat; a més a més, el sistema global serà estable, si i només si totes les condicions d'estabilitat individuals (per a cadascuna de les estacions), se satisfan simultàniament.

Si el servei de totes les cues és homogeni, l'estació que tingui la taxa d'arribades més alta serà la que tindrà (en valor mitjà) el major nombre de missatges de dades en la cua; En aquestes condicions, aquesta estació serà la que deixarà d'ésser estable primer, a mida que la càrrega de la xarxa vagi augmentant. Per tant, perquè una xarxa desequilibrada sigui estable, és condició necessària i suficient que l'estació amb la taxa d'arribades més alta sigui estable i per tant, que el nombre mitjà de missatges de dades emmagatzemats en la seva cua tingui límit finit.

Perquè el nombre mitjà de missatges de dades emmagatzemats en la cua d'aquesta estació sigui limitat, caldrà que el seu nombre mitjà d'arribades sigui com a màxim d'un missatge de dades a cada cicle. En aquest cas, com que tota la resta d'estacions tindran una taxa d'arribades inferior, rebran, de valor mitjà menys d'un missatge de dades per cicle.

Per tant,

$$(f5.9) \quad \lambda_i \bar{c} \leq 1$$

$$\lambda_i = \lambda \theta$$

i en el límit d'estabilitat:

$$(f5.10) \quad \lambda_M \theta \tilde{c} = 1$$

On c és el temps mitjà normalitzat de duració del cicle (o temps de latència). El valor que aquest prendrà depèn del protocol emprat; \tilde{c} és \bar{c} en el límit d'estabilitat; $\lambda_M \theta$ és el valor màxim que pot prendre la taxa d'arribades a l'estació perquè aquesta sigui estable.

En aquestes condicions límit, de mitjana, arriba un missatge de dades a la cua de l'estació a cada cicle; es pot expressar la duració mitjana del cicle c com la suma del temps necessari per a transmetre el missatge de dades de l'estació desequilibrada, més el temps emprat en assignar el testimoni a totes les estacions que tenen missatges de dades pendents, més el temps necessari per a transmetre un missatge de dades de cadascuna de les estacions amb missatges de dades pendents.

$$(f5.11) \quad T_{cy} = T_m + (\gamma_1 (T_r + T_p) + \gamma_2 (T_s + T_p)) + (\tilde{m}-1) T_m$$

Anomenem \bar{n} el nombre mitjà d'arribades a cada cicle, en la condició límit d'estabilitat:

$$(f5.12) \quad \bar{n} = \lambda_M \tilde{c}$$

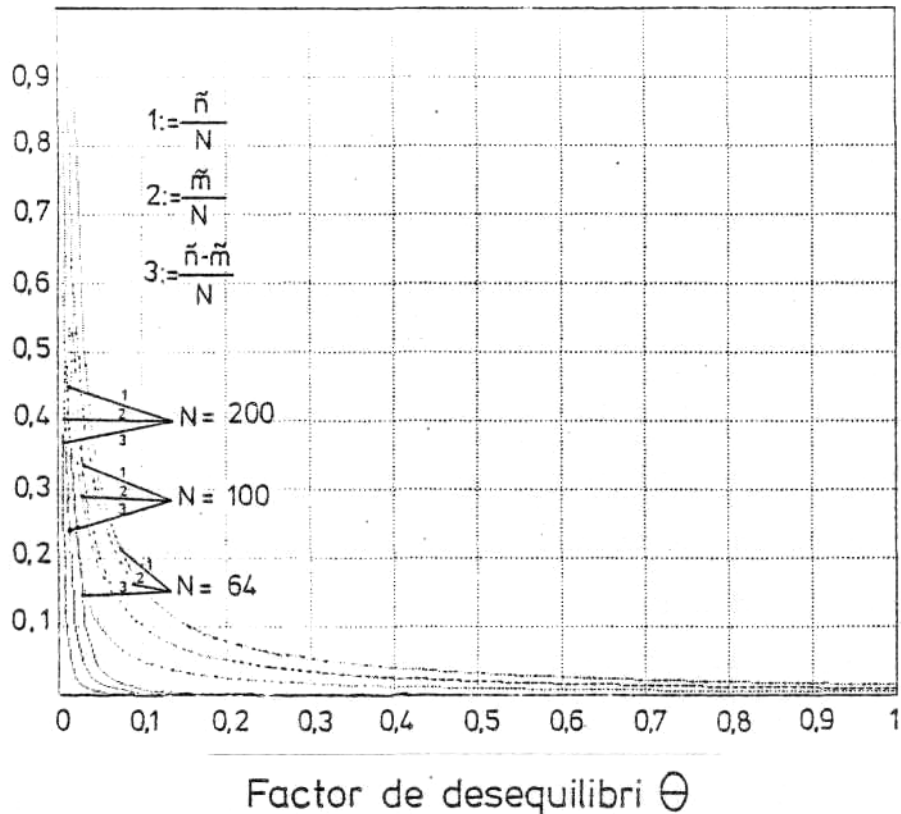
Tenint en compte (f5.10):

$$(f5.13) \quad \bar{n} = \lambda_M \tilde{c} = \frac{1}{\theta}$$

Aquestes arribades es repartiran entre un nombre mitjà de \tilde{m} estacions. Si ens fixem en les $N-1$ estacions equilibrades, podem expressar la relació entre el nombre

mitjà d'arribades ($\bar{n} - 1$) a aquestes estacions i el nombre mitjà d'estacions entre les quals aquestes s'han repartit, ($\bar{m} - 1$), si arrenjem convenientment les expressions obtingudes a l'apendix D, (fd.12):

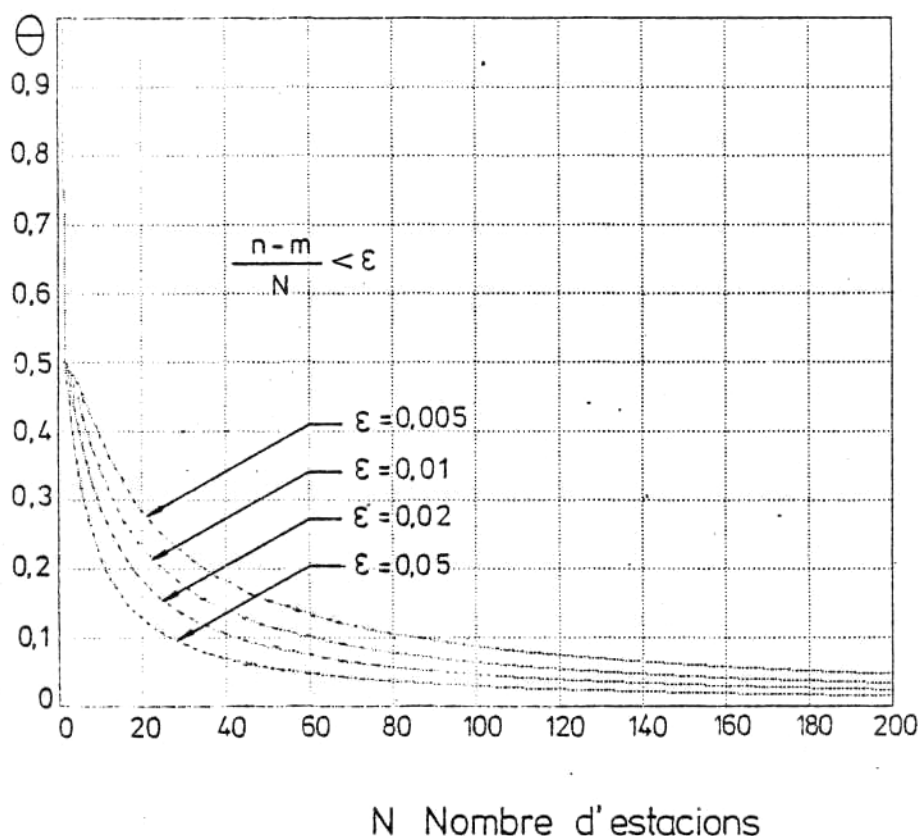
$$(f5.14) \quad (\bar{m}-1) = (N-1) \left(1 - \left(1 - \frac{1}{N-1}\right)^{(\bar{n}-1)}\right)$$



Gràfic GCAP5.2 . Mitjana màxima d'arribades de missatges de dades, mitjana d'estacions a les que aquests arriben i la seva diferència per a diferents nombres d'estacions de la xarxa, en funció de la fracció de desequilibri.

En el gràfic GCAP5.2 es mostra l'evolució de les expressions anteriors de \bar{n} , \bar{m} , i la seva diferència ($\bar{n} - \bar{m}$) quan es va variant la fracció de desequilibri,

θ , per diferents nombres d'estacions connectades a la xarxa, N . Quan la fracció de desequilibri és prou alta, la mitjana d'estacions actives es pot aproximar segons la mitjana d'arribades, o més ben dit, els missatges de dades que arriben, gairebé sempre van a estacions que estaven sense cap missatge de dades pendent de transmetre.



Gràfic GCAP5.3 . Corbes d'errors en les diferències entre la mitjana d'arribades de missatges de dades i la mitjana d'estacions a les que aquests arriben en funció del nombre d'estacions de la xarxa.

El gràfic GCAP5.3 mostra les corbes de nivell que corresponen als errors relatius (al nombre d'estacions) de les diferències entre la mitjana d'arribades de missatges

de dades a les estacions en un cicle (en el límit d'estabilitat) i com queden aquests repartits entre totes elles, si fem com a variables la fracció de desequilibri θ i el nombre d'estacions. Els punts que són per sobre de cada corba de nivell corresponen a punts amb un error relatiu inferior a aquell que s'indica per la corba. Per tant, per nombres alts d'estacions, es pot prendre l'aproximació, amb un error prou petit, que totes les arribades es reparteixen una a cada estació, essent més petit l'error a mida que l'estació desequilibrada augmenta el seu factor de desequilibri.

L'expressió que prendrà la duració mitjana del cicle és:

$$(f5.15) \quad \bar{c} = 1 + (\bar{m}-1) + \gamma_1 (a+b) + \gamma_2 (a+c)$$

El valor que prendran les variables γ_1 i γ_2 depèn del criteri emprat per l'estimació del següent usuari. A l'apartat B de l'apèndix B es dedueixen els valors que prenen aquestes variables en aquest model de xarxa pels criteris pppl1, (fb.1) i (fb.2), ppplm, (fb.6) i (fb.7), i pppla, (fb.16) i (fb.17).

Amb el conjunt d'expressions anteriors, l'expressió de la duració mitjana del cicle pel model pppl1 és:

$$(f5.16) \quad \bar{c} [1_1] = \bar{m} + N (a+b)$$

L'expressió pel model ppplm és:

$$(f5.17) \quad \bar{c} [1_m] = \bar{m} + \gamma_1 (a+b) + \gamma_2 (a+c)$$

i l'expressió pel model pppla és:

$$(f5.18) \quad \tilde{c} [1a] = \tilde{m} + \gamma_1 (a+b) + \gamma_2 (a+c)$$

$$\begin{aligned} \gamma_1 &= \tilde{m} + \frac{\tilde{m}-1}{\tilde{l}} (\tilde{l}-1) \left(E[\gamma] \Big|_{\tilde{l}} + \frac{1}{2} \right) \\ \gamma_2 &= \delta \tilde{m} + \frac{\tilde{m}-1}{\tilde{l}} (\tilde{l}-1) \left(E[\gamma_s] \Big|_{\tilde{l}} + \frac{1}{2} \right) \end{aligned} \quad \tilde{l} = \frac{N}{\tilde{m}}$$

La utilització efectiva s'obté com la fracció de temps destinat a transmetre missatges de dades en el cicle respecte a la seva duració mitjana:

$$(f5.19) \quad u = \frac{\tilde{n}}{\tilde{c}}$$

Si fem l'aproximació ja indicada de $m \approx n$, l'expressió de la utilització efectiva pel model pppl1 serà:

$$(f5.20) \quad u [1_1] = \left(1 + \frac{N}{\tilde{m}} (a+b) \right)^{-1}$$

Pel model ppplm serà:

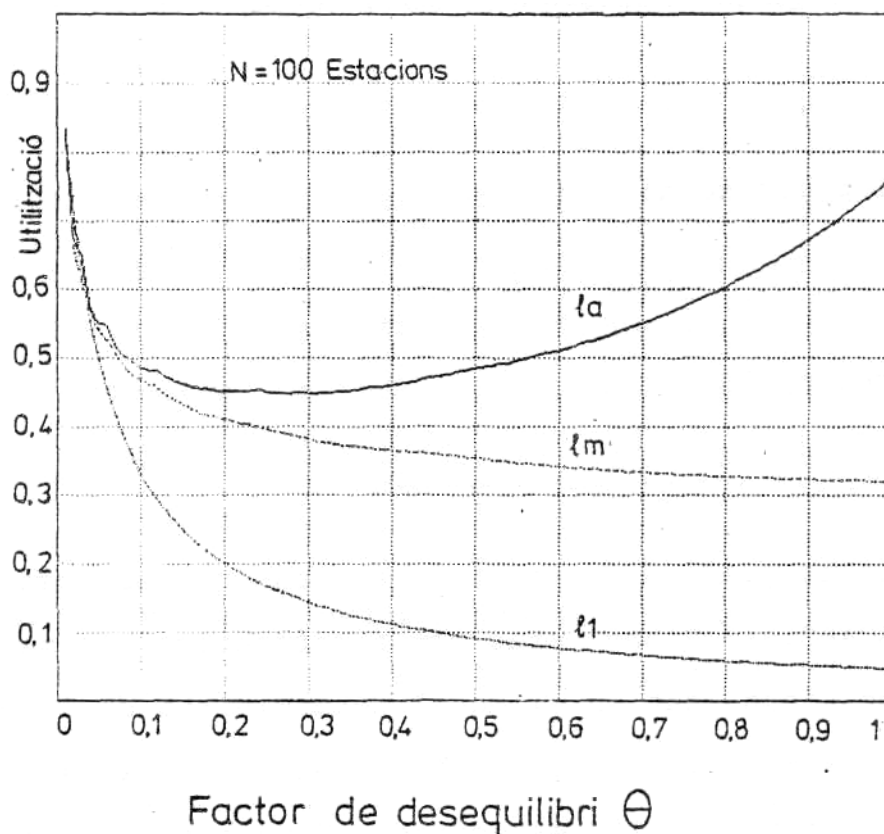
$$(f5.21) \quad u [1_m] = \left(1 + \frac{\gamma_1}{\tilde{m}} (a+b) + \frac{\gamma_2}{\tilde{m}} (a+c) \right)^{-1}$$

I pel model pppla serà:

$$(f5.22) \quad u [1_a] = \left(1 + \frac{\gamma_1}{\tilde{m}} (a+b) + \frac{\gamma_2}{\tilde{m}} (a+c) \right)^{-1}$$

Els resultats gràfics de les tres expressions es mostren al gràfic GCAP5.4; S'han pres com a paràmetres els mateixos valors que s'han usat en el model determinista de l'apartat anterior, $a:=0.1$, $b:=0.1$ i $c:=0.01$, en una xarxa formada per un total de 100 estacions. Tots tres models exhibeixen el mateix rendiment, en condicions equilibrades, ja que durant el cicle se serveix un únic missatge de dades de cadascuna de les estacions i, per tant, els salts seran

unitaris. A mida que el desequilibri de l'estació marcada va augmentant, el rendiment va disminuint, perquè la resta de les estacions no sempre tindran missatges de dades per a transmetre i es perdrà temps en la localització de les estacions pendents; però quan el desequilibri es prou gran, l'estació desequilibrada és la que té més pes, i el model pppla la servirà més eficientment que els altres models descrits. Els valors de la utilització quan no hi ha desequilibri i quan la xarxa està totalment desequilibrada concorden amb els resultats obtinguts en el model determinista anterior per una estació i per totes les estacions actives, (Gràfic GCAP5.1).



Gràfic GCAP5.4 . Utilització màxima efectiva del model de xarxa desequilibrat, amb els protocols d'accés pppl1, ppplm i pppla en funció de la fracció de desequilibri.

CAPÍTOL 6

MODEL D'ARRIBADES ALEATÒRIES I SERVEI EXHAUSTIU.

6.1 PRESENTACIÓ DEL MODEL

En els models analítics que es presenten a continuació assumirem que hi ha N estacions distribuïdes uniformement per la xarxa i connectades a l'anell lògic; cadascuna d'elles està identificada per adreces circularment correlatives que prenen per valors des d' 1 fins a N .

Cada estació disposa d'una cua de longitud infinita (infinite source model) on s'emmagatzemen els missatges procedents del seu generador de tràfic.

La xarxa es pot modelar per un sistema multicua, [Hashida 1972b], amb un únic servidor que es va desplaçant per totes les cues.

El servei de les estacions és cíclic simple i ordenat; El control de l'accés al canal està distribuït entre totes les estacions i es regula amb la disciplina que imposa el protocol proposta-peticció.

Aquesta disciplina dóna a cada estació una oportunitat de

transmetre en cada cicle; L'estació $j+1$ té l'oportunitat de ésser servida just després de l'estació j , mentre que l'estació 1 just després de l'estació N .

El servei de les cues de cada estació és exhaustiu (quan se serveix una cua, es transmeten tots els missatges de dades que hi ha encuats, fins i tot els que arriben mentre se serveix aquesta). L'ordre de servei dels missatges de cada .cua és igual a l'ordre de les arribades, (FIFO).

El generador de tràfic segueix una llei de Poisson, independent en cada estació, de paràmetre, la seva taxa d'arribades λ_i , o sigui, que els intervals entre els instants de les arribades de missatges són variables aleatòries independents i idènticament distribuïdes segons una distribució exponencial amb un interval mitjà entre arribades d' $1/\lambda_i$.

Cadascun dels missatges de dades té una longitud que està distribuïda generalment.

El canal per on es transmet la informació (a una velocitat v) presenta un temps màxim de propagació extrem a extrem T_p , que depèn de la longitud del canal.

El funcionament de la xarxa es pot caracteritzar pel temps de retard dels missatges, per la duració del cicle, pel nombre de missatges transmesos durant el cicle i pel nombre d'estacions que han enviat missatges, durant el cicle, entre d'altres. L'objectiu del següent desenvolupament se centra en l'obtenció d'expressions d'aquestes variables en funció

dels paràmetres del sistema i del factor de càrrega.

El retard que experimenta cada missatge és una variable aleatòria que descriu l'interval de temps transcorregut des que aquest arriba a la cua d'una estació fins que ha arribat correctament a la seva destinació. El temps de retard inclou per tant, el temps en que aquest està esperant a la cua, el temps de transmissió del missatge i el temps de propagació dels senyals entre l'estació font i l'estació destinació.

Durant el funcionament normal de la xarxa i del protocol proposta-peticció, podem contemplar l'evolució de les transaccions d'informació en el canal constituïdes en dues fases: Fase de transmissió de missatges de dades, quan una estació controla el testimoni i va buidant la seva cua transmetent tots els seus missatges; Fase de transferència del testimoni, quan el protocol regula quina estació serà la successora en el control del canal i prendrà efectivament el testimoni.

6.2 DEFINICIÓ DE L'ESTAT DE LA XARXA

L'estat de la xarxa es pot descriure definint les variables aleatòries següents:

S_i^* : v. a. que representa el nombre de missatges de dades que hi ha emmagatzemats a l'estació, en un instant de temps.

W^* : v. a. que representa la posició o adreça de l'estació que té el control del canal, en un instant de temps.

δ^* : v. a. que representa si l'estació que té el control del testimoni està en fase de transmissió de missatges, ($\delta^* := 0$), o en fase de transferència del testimoni, ($\delta^* := 1$).

L'estat del sistema, en un instant qualsevol del temps, es descriu pel vector d'estat:

$$(f6.1) \quad s^* = (W^*, \delta^*, s_1^*, s_2^*, \dots, s_N^*)$$

I l'espai d'estat és:

$$(f6.2) \quad s^* = \left\{ (w^*, d^*, s_1^*, s_2^*, \dots, s_N^*) :: \right. \\ \left. w^* = 1, 2, \dots, N ; d^* = 0, 1 ; s_i^* = 0, 1, 2, \dots ; i = 1, 2, \dots, N \right\}$$

Ja que, quan una estació disposa del dret de transmetre, envia un darrera l'altre tots els S missatges que hi havia en al seva cua a l'instant en el qual rep el dret de transmetre, més els missatges que arriben fins que acaba de

transmetre l'últim missatge arribat durant la transmissió, l'estat de l'estació S_i^* , a l'instant de finalització del seu període de transmissió pren per valor $S_i^* := 0$.

La mitjana de missatges de la cua . de cadascuna de les estacions fóra:

$$(f6.3) \quad \bar{N}_{qi} = E[S_i^*]$$

I la mitjana de missatges en les cues de la xarxa seria:

$$(f6.4) \quad \bar{N}_q = \sum_i \bar{N}_{qi} = \sum_{i=1}^N E[S_i^*]$$

Si s'aplica el Resultat de Little [Kleinrock 1975] s'obtindrà el temps mitjà de retard dels missatges en les cues:

$$(f6.5) \quad \bar{T}_q = \frac{1}{\lambda} \cdot \bar{N}_q$$

Essent λ la taxa mitjana agregada d'arribades al sistema.

El retard mitjà dels missatges, en el sistema, fóra, tenint en compte la definició anterior del retard:

$$(f6.6) \quad \bar{T} = \bar{T}_q + E[B] + E[T_p]$$

$E[B]$ i $E[T_p]$ són el temps mitjà de servei d'un missatge i el temps mitjà de propagació del missatge per la xarxa respectivament.

L'estat descrit anteriorment es pot simplificar si s'assumeix que unes noves variables aleatòries d'estat prenen valors en instants de temps discrets.

Assumim que una estació qualsevol i abandona el control del testimoni en instants de temps $\dots, t_n^i, t_{n+1}^i, \dots$ amb $\dots < t_n^i < t_{n+1}^i < \dots$; Definim T_n com el conjunt t_n^i d'aquests instants; Definim les següents variables aleatòries:

S_n^i : v. a. que representa el nombre de missatges de dades que ha transmès l'estació i a l'instant t_n^i .

W_n : v. a. que representa la posició o adreça de l'estació que pren el control del canal a l'instant n ; Assumim que a l'instant t_n^i l'estació i abandona el control del testimoni i aquest el pren el seu successor.

L'estat de l'estació i és el que està definit en els instants t_n^i .

Es pot definir el cicle de cada estació d'una manera similar a com ho fan Arthurs. i Stuck [Arthurs 1982], com l'interval de temps que transcorre entre els instants en que l'estació abandona el canal. Si els processos d'arribades de missatges a les estacions depenen del temps, el nombre de missatges que transmetrà l'estació i , s_i per tant, el valor s_i que adquireix S_n^i dependrà de la durada del cicle.

La duració del cicle observat a l'estació i , C_n^i , és una variable aleatòria que representa l'interval de temps transcorregut entre t_n^i i t_{n+1}^i .

$$(f6.7) \quad C_n^i = t_{n+1}^i - t_n^i$$

Si el servei de les estacions és homogeni i els processos

implicats són estacionaris, les distribucions de la duració del cicle observades a totes les estacions seran iguals. Podem, doncs, definir l'estat del sistema en el cicle enèsim per la (N+1)-tupla:

$$(f6.8) \quad s_n = (w_n, s_n^1, s_n^2, \dots, s_n^N)$$

Amb espai d'estat:

$$(f6.9) \quad s = \left\{ (w, s_1, s_2, \dots, s_N) :: \right. \\ \left. w = 1, 2, \dots, N ; s_i = 0, 1, 2, \dots ; i = 1, 2, \dots, N \right\}$$

El procés, considerat a cada cicle, forma una seqüència d'estats que configura una cadena de Markov.

Si es compleix la llei de conservació de flux [Kleinrock 1975], la mitjana de missatges transmesos per cada estació en un cicle, ha de coincidir amb la mitjana d'arribades a la seva cua, (en situació estacionaria):

$$(f6.10) \quad \bar{n}_i = E[s^i] = \lambda_i E[c]$$

Similarment, pel conjunt d'estacions de la xarxa:

$$(f6.11) \quad \bar{n} = \sum_i \bar{n}_i = \sum_i E[s^i] = \\ = \sum_i \lambda_i E[c] = \lambda E[c]$$

La utilització efectiva del canal s'ha definit, en el capítol anterior, com la fracció de temps efectivament emprada en la transmissió de missatges; Es pot comprovar que coincideix, [Alien 1980], amb el factor de càrrega, P :

$$(f6.12) \quad U = \frac{\bar{n} E[B]}{E[c]} = \frac{\lambda E[c] E[B]}{E[c]} = \rho$$

La mitjana d'estacions que han transmès algun missatge de dades es pot deduir fent ús d'una variable auxiliar que indica, a cada cicle, si cada estació ha transmès al menys un missatge:

$$(f6.13) \quad v_n^i = \begin{cases} 0 & \text{si } S_n^i = 0 \\ 1 & \text{si } S_n^i \geq 1 \end{cases}$$

$$(f6.14) \quad \bar{m} = \sum_1^n E[v^i]$$

El desenvolupament de les expressions que descriuen el retard, la durada del cicle, el nombre d'estacions actives per cicle i el nombre de missatges transmesos, es realitzarà a continuació emprant mètodes probabilístics.

6.3 DEDUCCIÓ DEL RETARD

La característica retard-rendiment és una de les més emprades en l'estudi de sistemes de cues. En general, el càlcul del retard és difícil, ja que el nombre de missatges que hi ha a la cua d'una estació qualsevol de la xarxa depèn fortament del nombre de missatges que hi ha en tot el conjunt de cues.

Per a fer tractable aquest estudi és comú d'usar una aproximació de Liebowitz [Leibowitz 1961] que és una forma d'independència entre les cues: Es considera que els processos d'arribades de missatges a les cues de les estacions són independents i idènticament-distribuïts.

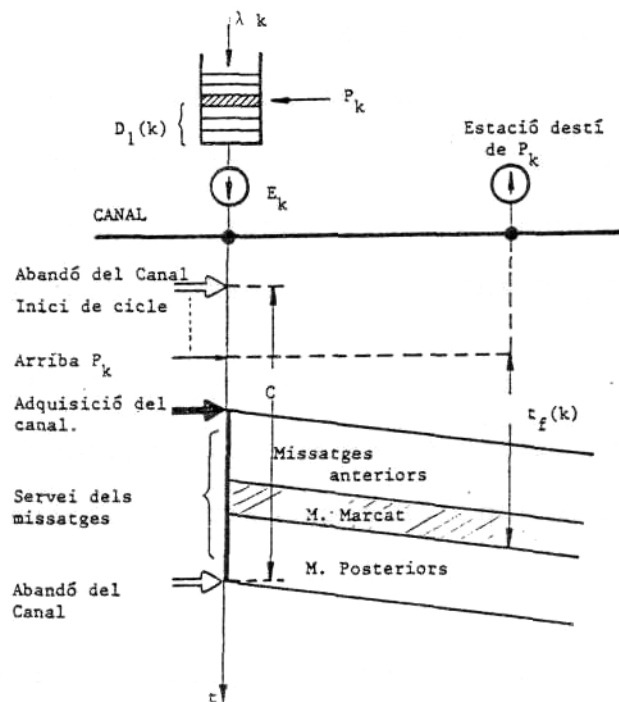
El temps mitjà de retard és l'esperança de la duració dels intervals transcorreguts des de que els missatges arriben a les cues de les estacions fins que arriben correctament al seu destinació.

Per la deducció del retard es poden emprar diversos mètodes; la mitjana de missatges emmagatzemats a les cues es pot deduir plantejant una cadena de Markov amb els seus estats definits en (f6.1); emprant el Resultat de Little es podria deduir el retard (f6.5); Però la resolució d'aquest sistema presenta moltes dificultats.

El procediment que s'utilitzarà pel càlcul del temps mitjà de retard, o simplement, del retard, consisteix a deduir el retard d'un missatge qualsevol d'aquells que arriben a la xarxa, en fixar les condicions de contorn i fer la mitjana

d'aquest retard entre totes les estacions de la xarxa.

Per a deduir el retard d'un missatge, primer de tot marcarem un missatge qualsevol a l'instant en el qual aquest arriba a la cua d'una estació. A partir d'aquest instant es descompon el retard $t_f(k)$ del missatge P_k , a l'estació E_k , en més d'un fragment:



FCAP6.1 Evolució temporal d'un missatge marcat.

El missatge marcat, a partir de l'instant en el qual arriba a la cua de l'estació, primer ha d'esperar a que aquesta estació quedi seleccionada i prengui el control del canal; després s'espera a que es transmetin els missatges que han arribat abans d'aquest i que són davant seu a la cua; Tot seguit comença la transmissió d'aquest missatge (missatge

marcat); i finalment, el missatge s'ha de propagar pel canal fins que aquest arribi a l'estació destinació. (Figura FCAP6.1).

$$(f6.15) \quad t_f(k) = E[D_0(k)] + E[D_1(k)] + E[B] + E[T_p]$$

on:

$E[D_0(k)]$: és el temps mitjà transcorregut fins que l'estació marcada pren el control del canal.

$E[D_1(k)]$: és el temps mitjà de transmissió dels missatges que han arribat a la cua abans del missatge marcat.

$E[B]$: és el temps mitjà de servei del missatge marcat.

$E[T_p]$: és el temps mitjà de propagació del missatge entre l'estació emissora i la receptora.

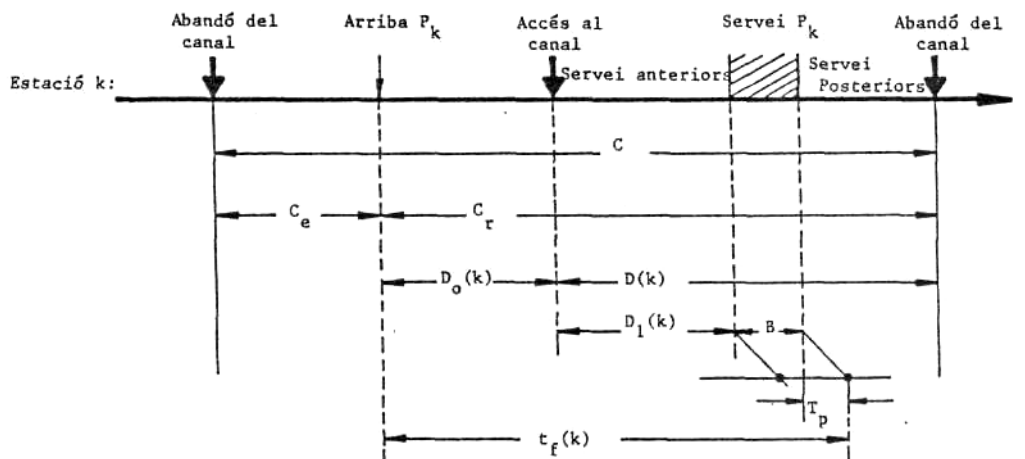


Figura FCAP6.2 Intervals de temps en un cicle.

A la figura FCAP6.2, és pot observar que el temps d'espera,

fins que l'estació marcada pren el control del canal, és la diferència entre el temps residual del cicle i el temps de transmissió de tots els missatges que han arribat durant el cicle; La durada del cicle ve determinada per l'interval de temps transcorregut entre els instants en el qual una estació qualsevol abandona l'oportunitat d'accedir al bus :

$$(f6.16) \quad E [D_0(k)] = E [C_r] - E [D(k)]$$

Amb:

$E[C_r]$: és la longitud mitjana residual del cicle o temps mitjà que encara ha de transcórrer fins que aquest finalitzi.

$E[D(k)]$: és el temps mitjà de transmissió de tots els missatges que han arribat a la cua durant el cicle.

El temps mitjà necessari per tal de transmetre tots els missatges de la cua és igual al nombre d'arribades a la cua pel temps de transmetre un missatge:

$$(f6.17) \quad E [D(k)] = \Psi(k) E [B]$$

On $\Psi(k)$ és la mitjana d'arribades a l'estació, en el transcurs d'un cicle, i és el producte de la taxa mitjana d'arribades per la durada mitjana del cicle:

$$(f6.18) \quad \Psi(k) = \lambda_k E [C]$$

on $E[C]$ és el primer moment de la durada del cicle.

$$(f6.19) \quad E [D(k)] = \lambda_k E [c] \cdot E [B]$$

El factor de càrrega es defineix pel producte de la taxa mitjana d'arribades pel temps mitjà de transmissió d'un missatge:

$$(f6.20) \quad \rho_k \triangleq \lambda_k E[B]$$

Per tant,

$$(f6.21) \quad E[D(k)] = \rho_k E[c]$$

Si substituïm a (f6.16):

$$(f6.22) \quad E[D_0(k)] = E[C_r] - \rho_k E[c]$$

El temps mitjà de transmissió de tots els missatges que han arribat a la cua abans del missatge marcat és:

$$(f6.23) \quad E[D_1(k)] = \psi_1(k) E[B]$$

Similarment a (f6.16) i (f6.21):

$$(f6.24) \quad \psi_1(k) = \lambda_k E[C_e]$$

$$(f6.25) \quad E[D_r(k)] = \rho_k E[C_e]$$

on $E[C_e]$: és la longitud gastada del cicle o temps mitjà que ha transcorregut des que aquest ha començat. si substituïm en (f6.15)

$$(f6.26) \quad t_f(k) = E[C_r] - \rho_k E[C] + E[B] + E[T_p] + \rho_k E[C_e]$$

$$(f6.27) \quad t_f(k) = E[C_r] - \rho_k (E[c] - E[C_e]) + E[B] + E[T_p]$$

La teoria de la renovació [Feller 1968] indica que la

distribució del temps consumit és igual a la distribució del temps residual:

$$(f6.28) \quad E[c] - E[c_e] = E[c] - E[c_r] = E[c_e] = E[c_r]$$

Per tant.

$$(f6.29) \quad \tau_f(k) = E[c_r] (1 - \rho_k) + E[B] + E[T_p]$$

La teoria de la renovació també indica que l'esperança del temps residual es pot expressar en funció dels dos primers moments del temps de cicle: [Reiser 1982]

$$(f6.30) \quad E[c_r] = \frac{E[c^2]}{2 E[c]}$$

on $E[c^2]$ és el segon moment de la durada del cicle.

L'expressió del retard d'un missatge qualsevol de la cua k és:

$$(f6.31) \quad \tau_f(k) = \frac{E[c^2]}{2 E[c]} (1 - \rho_k) + E[B] + E[T_p]$$

Si es fa la mitjana d'aquesta expressió entre totes les estacions de la xarxa, s'obté el retard mitjà dels missatges del sistema:

$$(f6.32) \quad \tau_f = \frac{1}{N} \sum_k \tau_f(k) = \frac{E[c^2]}{2 E[c]} \left(1 - \frac{\rho}{N}\right) + E[B] + E[T_p]$$

De l'expressió deduïda queda pendent la deducció dels moments de la durada del cicle.

6.4 DEDUCCIÓ DE LA DURACIÓ DEL CICLE

Definim la duració del cicle com la variable aleatòria que pren per valors, la duració dels intervals entre els instants de temps en els quals l'estació considerada perd l'oportunitat d'accedir o controlar el canal. (f6.7)

El procediment que se seguirà a continuació per a la deducció dels moments del cicle està inspirat en aquell que Bux [Bux 1981] ha seguit en la resolució d'un altre tipus de protocol (MLMA de Rothauser i Wild, [Rothauser 1977]).

Aquest procediment es realitza en quatre etapes:

- Deducció d'una expressió de recurrència del temps de cicle.
- Transformació de Laplace de l'expressió recurrent.
- Establiment de condicions estacionaries.
- Diferenciació successiva per a obtenir els moments.

Durant el transcurs del cicle les estacions de la xarxa transmetran els n missatges de dades que tenien en les seves cues i s'intercanviaran el testimoni seguint el protocol proposta petició; Ens fixem en el cicle de la xarxa i no en el d'una estació qualsevol; Podem considerar l'aproximació que, en el transcurs del cicle (j), es • transmeten tots els missatges que han arribat al conjunt del sistema durant el transcurs del cicle anterior.

L'activitat que hi haurà en el bus estarà formada per un conjunt de missatges de dades, de propostes i d'interval de petició:

La durada del nou cicle (j) serà la suma dels intervals de temps corresponents a les transmissions de tots els n missatges de dades que han arribat a les N estacions de la xarxa en el transcurs del cicle anterior (j-1), més els intervals de temps necessaris per a la localització de les m estacions a les quals aquests missatges han arribat. En el protocol proposat petició, aquests últims intervals estan formats per un conjunt de (γ_1) propostes i de (γ_2) intervals de petició.

$$(f6.33) \quad T_{c_j} = \underbrace{bd + \dots + bd}_n + \underbrace{pr + \dots + pr}_{\gamma_1} + \underbrace{ps + \dots + ps}_{\gamma_2}$$

Denominem $c(t)$, $b(t)$, $r(t)$ i $s(t)$ les funcions de densitat de probabilitat (fdp) dels temps de cicle, del servei dels missatges de dades, de les propostes i dels intervals de petició, i $E[C^n]$, $E[B^n]$, $E[R^n]$ i $E[S^n]$ els moments d'ordre enèsim respectivament de les mateixes variables.

Atès que la funció de densitat de la suma de variables aleatòries és el producte de convolució de les seves funcions de densitat, la funció de densitat de la duració del cicle actual (j) condicionada al fet que durant el cicle anterior (j-1) han arribat n missatges de dades que s'han repartit entre m estacions serà:

$$(f6.34) \quad c_j(t | n, m) = b(t)^{(n)} * r(t)^{(\gamma_1)} * s(t)^{(\gamma_2)}$$

on, γ_1 i γ_2 , són el nombre de propostes i d'interval·ls de petició del cicle, que depenen del nombre m d'estacions pendents i on el supraíndex entre parèntesi indica el nombre de productes de convolució de la variable.

La funció de densitat de la durada del cicle j serà:

$$(f6.35) \quad c_j(t) = \sum_{n=0}^{\infty} \sum_{m=n}^N c_j(t|n,m) \cdot P[\theta=n, \epsilon=m | t = T, \zeta_{-1}]$$

S'ha obtingut així una expressió recursiva del temps de cicle. Per a la seva resolució plante·gem la seva transformada de Laplace.

$$(f6.36) \quad c_j^*(p) \triangleq E[e^{-p \zeta_j(t)}] \triangleq \int_0^{\infty} e^{-pt} c_j(t) dt$$

En condicions estacionaries, la transformada de Laplace de la durada del cicle s'obté passant al límit quan l'índex j tendeix a infinit:

$$(f6.37) \quad C^*(p) = \lim_{j \rightarrow \infty} c_j^*(p)$$

Les derivades consecutives de la transformada de Laplace permeten l'obtenció dels moments successius de la durada del cicle:

$$(f6.38) \quad \left. \frac{d^n C^*(p)}{d p^n} \right|_{p=0} = (-1)^n E[C^n]$$

Les expressions de γ_1 i γ_2 depenen del procediment emprat en l'estimació del següent usuari.

6.4.1 La duració del cicle amb el protocol pppl1

El procediment d'accés pppl1, tal com s'indica en el capítol 3, consisteix en el control de l'accés al canal regulat pel protocol proposta petició que utilitza el criteri 11 d'estimació de la següent estació; Amb aquest criteri es traspasa incondicionalment el testimoni a la següent estació de l'anell lògic ordenat correlativament per les N adreces consecutives de les N estacions.

Tal com es justifica a l'apartat B3 de l'apèndix B, en un cicle qualsevol, l'operació de control de l'accés consistirà en l'intercanvi entre les estacions de $\gamma_1 := N$ propostes, cadascuna dirigida a la següent estació de l'anell lògic. Atès que les propostes sempre es fan a estacions d'adreça circular +1, no es podran tenir intervals de petició i per tant γ_2 serà zero.

L'activitat en el bus, (f6.33), en un cicle serà:

$$(f6.39) \quad T_{c_j} = \underbrace{bd + \dots + bd}_n + \underbrace{pr + \dots + pr}_N$$

En condicions estacionaries, la funció transformada de Laplace de la duració del cicle, expressada en (f6.37) i deduïda a l'apèndix c, (fe.12), és:

$$(f6.40) \quad C^*(p) = R^*(p)^N \cdot C^*(\lambda - \lambda B^*(p))$$

Procedint tal com s'indica a (f6.38), s'obté el primer moment, (fe.19), de la duració del cicle:

$$(f6.41) \quad E[C] = \frac{N E[R]}{1-p}$$

i el segon moment, (fe.25), de la duració del cicle:

$$(f6.42) \quad E[c^2] = E[c]^2 + \frac{\lambda E[c] E[c^2] + N}{1-\rho^2}$$

Que en funció de C_R^2 , (fe.26) i (fe.27), (coeficient de variació de la durada de la proposta) dóna:

$$(f6.43) \quad E[c^2] = E[c]^2 + E[c] \frac{E[R]}{1+\rho} C_R^2 + \frac{\rho E[c] E[B^2]}{(1-\rho^2) E[B]}$$

6.4.2 La duració del cicle amb el protocol ppplm

El procediment d'accés ppplm, tal com s'indica en el capítol 3, consisteix en el control de l'accés al canal regulat pel protocol proposta petició i utilitza el criteri lm d'estimació de la següent estació.

El criteri d'estimació del següent usuari que segueix el model ppplm utilitza com a variable d'estimació el nombre d'estacions (m) que durant el cicle anterior han enviat algun missatge de dades. La distància a la qual s'envia la proposta és igual a la part sencera de la fracció $\lfloor N/m \rfloor$.

L'exploració virtual de les estacions (quan la proposta s'envia a una distància superior a la unitat) imposa que la definició del cicle tingui en compte que no totes les estacions queden efectivament seleccionades i que el procediment de cerca fa retrocedir l'exploració virtual de l'anell lògic.

En un apartat anterior, es defineix la durada del cicle, per a cada estació, com l'interval de temps transcorregut

entre la pèrdua de dues oportunitats consecutives d'accedir efectivament al canal.

Una estació qualsevol pot perdre efectivament la oportunitat d'accedir al canal de dues maneres: Quan decideix no enviar petició havent estat recoberta i, tot just després, una estació posterior pren el control del testimoni; Quan després de controlar el testimoni, (i enviar missatges en el seu cas) envia una proposta a una estació.

Per una estació qualsevol, el cicle comença (i acaba) quan una estació posterior circularment pren el control del canal (envia un missatge de dades o una proposta) després que aquesta estació o una estació anterior circularment a aquella ha abandonat efectivament el control del canal (ha enviat una proposta).

El següent exemple clarifica aquesta situació de canvi de cicle. Entre les estacions de l'anell lògic ens fixem en el cicle de l'estació 7. (Figura FCAP6.3). Suposem que l'estació 2 envia una proposta a una distància 8, a l'estació 10; Si durant l'interval de petició, cap de les estacions recobertes envia una petició, l'estació 10 pren el control del canal i envia un missatge de dades o una proposta; L'estació 7 interpreta que el cicle anterior ha acabat i comença un nou cicle. Però si alguna estació ha enviat petició, l'estació 2 continua tenint el control del testimoni i envia una proposta a una distància 4, a l'estació 6; L'estació 7, encara que havia estat recoberta per la proposta anterior, no havia pogut optar efectivament

a prendre el control del canal, i per tant, no pot donar per finalitzat el cicle anterior.

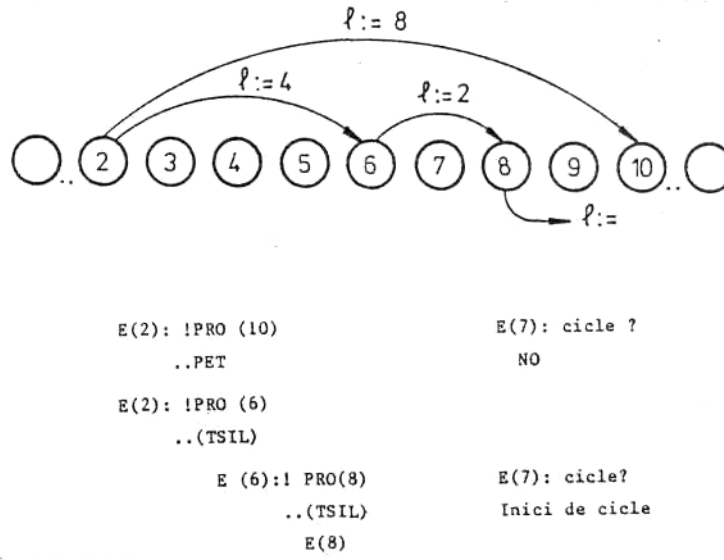


Figura FCAP6.3 Canvi efectiu del cicle.

Tal com es justifica a l'apartat B.3 de l'apèndix B, en un cicle qualsevol, l'operació de control de l'accés consistirà en l'intercanvi entre les estacions, de γ_1 propostes, (fb. 6), i γ_2 intervals de petició, (fb.7), Per tant, l'activitat que hi haurà en el bus en el transcurs d'un cicle serà la indicada a (f6.33):

$$(f6.44) \quad T_{c_j} = \underbrace{bd + \dots + bd}_n + \underbrace{pr + \dots + pr}_{\gamma_1} + \underbrace{ps + \dots + ps}_{\gamma_2}$$

$$\gamma_1 = g + \frac{m}{1^*} (1^* - 1) \left(E[\gamma] \Big|_{1^*} + \frac{1}{2} \right) \quad \gamma_2 = \delta g + \frac{m}{1^*} (1^* - 1) \left(E[\gamma_s] \Big|_{1^*} + \frac{1}{2} \right)$$

A l'apèndix D es dedueix, (fe.7), l'expressió de la transformada de Laplace de la duració del cicle de la xarxa així definida; Aquesta expressió no té fàcil resolució.

(f6.45)

$$c_j(p) = \sum_{n=0}^{\infty} \sum_{m=n}^N B^*(p)^n \cdot R^*(p)^{Y_1} \cdot S^*(p)^{Y_2} \int_0^{\infty} \binom{N}{m} e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^n}{n!} \sum_{v=0}^m (-1)^v \binom{m}{v} \left(\frac{m-v}{N}\right)^n c_{j-1}(t) dt$$

Però d'aquesta equació es poden trobar expressions que caracteritzin el funcionament del model en les situacions extremes de càrrega.

A l'apartat E.1 de l'apèndix E es justifica que l'expressió (f6.45) quan la càrrega és alta tendeix a l'expressió homònima del model pppl1 (f6.40). No ha d'extranyar aquesta solució, ja que amb càrrega alta i xarxa homogèneament carregada, la probabilitat que, en tots els cicles, més de la meitat de les estacions tinguin missatge per a transmetre, és molt pròxima a l'unitat; en aquest cas, les propostes sempre s'envien a distància 1, igual que en el model pppl1.

Però si la càrrega es molt baixa la situació canvia. Si el nombre de missatges que, en cada cicle, arriben a la xarxa és prou petit, $n \ll N$, aquests tenen tendència a arribar a estacions que tenen la seva cua buida, poguent-se fer l'aproximació de $m=n$, (fe.13) i (fe.14), essent m el nombre d'estacions amb minssatges a la seva cua durant el cicle (Vegeu apartat E.1 de l'apèndix E).

En aquesta situació, (fe.18), l'expressió (f6.45) queda:

$$(f6.46) \quad c_j^*(p) = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} c_{j-1}(t) \sum_{n=0}^{\infty} B^*(p)^n \cdot R^*(p)^{Y_1} \cdot S^*(p)^{Y_2} \frac{(\lambda t)^n}{n!} dt$$

Aquesta expressió és encara de difícil resolució; Però es

pot observar en el gràfic GAPE.1 de l'apèndix E que γ_1 i γ_2 es poden aproximar per expressions lineals, (fe.19) i (fe.20), quan el nombre d'arribades a la xarxa en el transcurs del cicle és petit.

$$(f6.47) \quad \gamma_1 \cong \gamma_{12} + n \gamma_{11} \qquad \gamma_2 \cong \gamma_{21} + n \gamma_{22}$$

En aquesta situació i en condicions estacionaries, (f6.37), es dedueix, (fe.24), la funció transformada de Laplace de la duració del cicle:

$$(f6.48) \quad C^*_{(p)} = R^*_{(p)} \gamma_{11} \cdot S^*_{(p)} \gamma_{12} \cdot C^*_{(p)} (\lambda - \lambda \cdot B^*_{(p)} \cdot R^*_{(p)} \gamma_{12} \cdot S^*_{(p)} \gamma_{22})$$

Procedint tal com s'indica en (f6.38) s'obté a l'apartat E.2 de l'apèndix E, (fe.29), el primer moment de la duració del cicle en situació de molt baixa càrrega:

$$(f6.49) \quad E[C] = \frac{\gamma_{11} E[R] + \gamma_{21} E[S]}{1 - \lambda (E[B] + \gamma_{12} E[R] + \gamma_{22} E[S])}$$

Mentre que el segon moment de la duració del cicle, (fe.34), també en situació de baixa càrrega és:

$$(f6.50) \quad E[C^2] = \left\{ E[C] \lambda \left[E[S]^2 \gamma_{22} (\gamma_{22} + \gamma_{21} - 1) + E[R]^2 \gamma_{12} (\gamma_{12} + 2\gamma_{11} - 1) \right. \right. \\ + \gamma_{22} E[S^2] + \gamma_{12} E[R^2] + E[B^2] + E[R]E[S]^2 (\gamma_{11} \gamma_{22} + \gamma_{12} \gamma_{22} + \gamma_{12} \gamma_{21}) + \\ + E[S]E[B]^2 (\gamma_{21} + \gamma_{22}) + E[R]E[B]^2 (\gamma_{11} + \gamma_{12}) \left. \right] + \\ + E[S]^2 \gamma_{21} (\gamma_{21} - 1) + E[R]^2 \gamma_{11} (\gamma_{11} - 1) + E[S^2] \gamma_{21} + E[R^2] \gamma_{11} + \\ \left. + E[R]E[S]^2 \gamma_{11} \gamma_{21} \right\} / \left\{ 1 - \lambda^2 (\gamma_{22} E[S] + \gamma_{12} E[R] + E[B])^2 \right\}$$

6.4.3 La duració del cicle amb el protocol pppla

El procediment d'accés pppla, tal com s'indica en el capítol 3, consisteix en el control de l'accés al canal regulat pel protocol proposta petició que utilitza el criteri la d'estimació de la següent estació.

En el model pppla, l'estimació del següent usuari (vegeu capítol 3) es realitza memoritzant en cada cicle les estacions que han enviat algun missatge; Cada estació quan abandona el control del canal envia la proposta a l'estació més propera en el sentit d'exploració que en el cicle anterior ha enviat algun missatge.

Les consideracions que s'han fet a l'apartat anterior sobre el cicle i l'exploració virtual són totalment aplicables al model pppla.

Tal com es justifica a l'apartat B.3 de l'apèndix B, en un cicle qualsevol, l'operació de control de l'accés consistirà en l'intercanvi entre les estacions, de γ_1 propostes, (fb.20), i γ_2 intervals de petició, (fb.21). Per tant, l'activitat que hi haurà en el bus en el transcurs d'un cicle serà la indicada en (f6.33):

$$(f6.51) \quad T_{cj} = \underbrace{bd + \dots + bd}_n + \underbrace{pr + \dots + pr}_{\gamma_1} + \underbrace{ps + \dots + ps}_{\gamma_2}$$

$$\gamma_1 = \tilde{m} + \frac{\tilde{m}}{I} (I-1) \left(E[\gamma] \Big|_{\tilde{h}} + \frac{1}{2} \right)$$

$$\gamma_2 = \delta \tilde{m} + \frac{\tilde{m}}{I} (I-1) \left(E[\gamma_s] \Big|_{\tilde{h}} + \frac{1}{2} \right)$$

L'expressió de la transformada de Laplace de la duració del

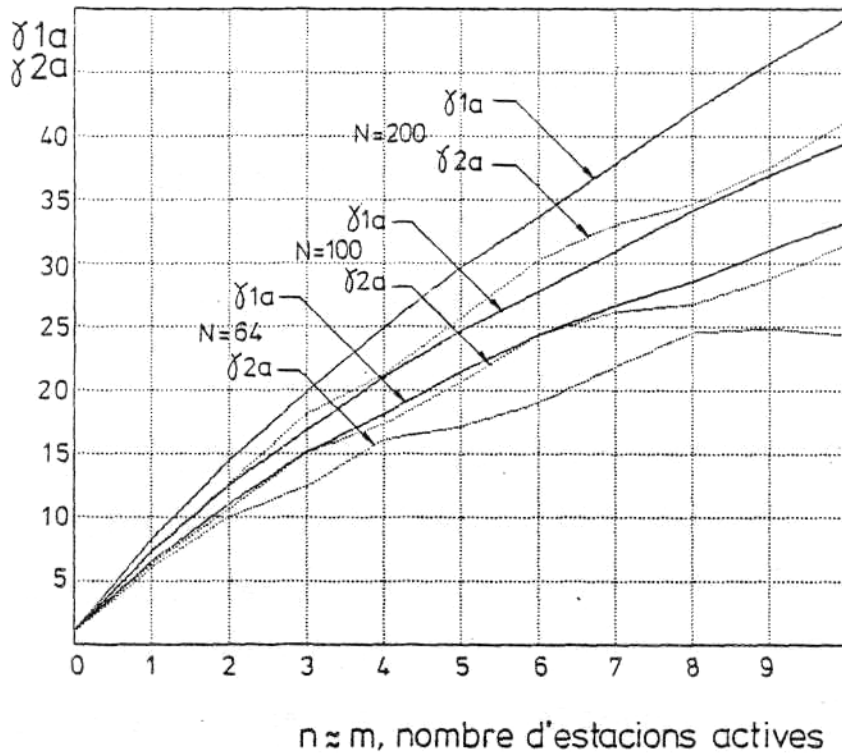
cicle serà similar a l'obtinguda a l'apartat anterior, (f6.45), però en les expressions de γ_1 i γ_2 , corresponents al model pppla.

Les consideracions del funcionament en les situacions extremes de càrrega plantejades en el model ppplm, a l'apartat anterior, són igualment aplicables a aquest model.

En situació de càrrega alta, aquest model tendeix a l'expressió homònima del model pppl1 (f6.40), tal com succeeix amb el model ppplm; Però el model pppla és més restrictiu que el model ppplm, ja que amb càrrega alta i xarxa homogèniament carregada, cal que en tots els cicles, totes (enlloc de més de la meitat) les estacions tinguin missatge per transmetre, perquè així les propostes sempre s'enviïn a distància 1, igual que en el model pppl1.

Però en situació de càrrega molt baixa, la deducció del model ppplm és totalment aplicable al model pppla, ja que en aquesta situació el comportament estadístic dels dos models és molt similar.

Es pot observar en el gràfic GCAP6.1 que les expressions de γ_1 i γ_2 pel model pppla també es poden aproximar per expressions lineals similarment a com s'ha fet (f6.47) en el model ppplm quan el nombre d'arribades a la xarxa en el transcurs del cicle és petit.



Gràfic GCAP6.1 Mitjana de propostes i d'interval de petició en condicions de baixa càrrega, en una xarxa amb 64, 100 i 200 estacions i protocol d'accés pppla.

En aquesta situació es dedueixen les mateixes expressions que en el model ppplm, de la funció transformada de Laplace de la duració del cicle, (f6.48), en condicions estacionaries, i dels dos primers moments $E[C]$, (f6.49) i $E[C^2]$, (f6.50), de la duració del cicle del model pppla, en situació de molt baixa càrrega.

6.5 DEDUCCIÓ DE L'EXPRESSIÓ DEL RETARD.

En la següent deducció de l'expressió del retard mitjà dels missatges que arriben a la xarxa, assumirem que les primitives de control de l'accés múltiple tenen una durada fixa. Aquestes són la longitud de la proposta, R i l'interval de petició S ; Aquesta consideració és més lògica que la assumida a l'apartat 6.3 anterior, doncs habitualment, en les aplicacions reals prenen valors constants per cada configuració de la xarxa i l'únic paràmetre que pot modificar el seu valor és la llargada màxima de la xarxa, pels efectes que aquesta té en el temps de propagació, extrem a extrem, dels senyals.

6.5.1 Expressió del retard amb el protocol pppl1.

En la deducció de l'expressió del retard en una xarxa on l'accés es controla amb el protocol pppl1, cal substituir a l'expressió (f6.32) indicada a l'apartat 6.3, les expressions dels moments de la durada del cicle, (f6.41) i (f6.43), deduïdes a l'apartat 6.4.1.

$$(f6.52) \quad \tau_{f_1} = \frac{1}{2} \left(1 - \frac{\rho}{N}\right) E[C] + \left(\frac{\rho E[B]}{(1-\rho^2) E[B^2]}\right) + E[B] + E[T_p]$$

6.5.2 Expressió del retard amb el protocol ppplm.

A l'apartat 6.4.2 s'ha deduït les expressions dels moments de la durada del cicle en les condicions extremes de la càrrega de la xarxa. Així doncs, estem en condicions de deduir el retard dels missatges quan hi ha aquestes condicions extremes de la càrrega.

Es modificarà lleugerament el procediment de deducció del retard en condició de baixa càrrega que s'ha indicat a l'apartat 6.3, per tal d'adaptar-lo a l'estructura del procés de cerca que aquest protocol imposa.

L'expressió (f6.15) indica per parts les fraccions que intervenen en el retard; La part corresponent a $E[D(k)]$ té del significat, l'interval que ha de transcórrer des de que el missatge arriba a una estació fins que aquesta estació queda efectivament seleccionada, pren el control del canal i pot iniciar la transmissió dels missatges de la seva cua.

Atès que la xarxa està molt poc carregada (per exemple, en molts cicles no es serveix cap missatge), quan un missatge arriba a una estació, primer haurà d'esperar a que aquesta estació pugui enviar una petició en el primer interval de petició que es detecti; aquest interval serà el temps residual del cicle. A partir d'aquest instant s'inicia el procés de cerca, que tal com s'ha indicat anteriorment estarà format per un conjunt de γ_1 propostes i γ_2 intervals de petició. La cerca finalitza amb la selecció

efectiva de l'estació que ha fet la proposta.

$$(f6.53) \quad E[D_0(k)] = E[C_R] + \gamma_1 R + \gamma_2 S$$

A l'apartat anterior s'ha fet la deducció del moments del cicle prenent l'aproximació lineal de γ_1 i γ_2 (f6.47). Aquesta aproximació depèn del nombre mitjà d'arribades en en cicle, que és el producte de la duració mitjana del cicle per la taxa mitjana d'arribades; Però ja que ens estem fixant en un missatge concret que ha arribat a la xarxa, el valor mínim que ha de prendre \tilde{n}^* ha d'ésser la unitat.

$$(f6.54) \quad E[D_0(k)] = E[C_R] + \gamma_{11}R + \gamma_{21}S + \tilde{n}^* (\gamma_{12}R + \gamma_{22}S) \quad \tilde{n}^* := \begin{cases} \lambda E[C] & \text{si } \lambda E[C] > 1 \\ 1 & \text{si } \lambda E[C] \leq 1 \end{cases}$$

Si substituïm a l'expressió (f6.15) les expressions (f6.54) i (f6.25), obtenim l'expressió del retard dels missatges d'una estació.

$$(f6.55) \quad t_{f_m}(k) = E[C_R] + \gamma_{11}R + \gamma_{21}S + \tilde{n}^* (\gamma_{12}R + \gamma_{22}S) + \rho_k E[C_e] + E[B] + E[T_p]$$

Tal com s'ha fet a l'expressió (f6.32), la mitjana de (f6.55) entre totes les estacions proporciona el retard mitjà dels missatges a la xarxa.

$$(f6.56) \quad t_{f_m} = \frac{E[C^2]}{2 E[C]} \left(1 + \frac{\rho}{m}\right) + \tilde{n}^* (\gamma_{12}R + \gamma_{22}S) + \gamma_{11}R + \gamma_{21}S + E[B] + E[T_p]$$

L'expressió del retard quan la càrrega és molt alta, tal

com ja s'ha justificat repetidament, és la mateixa que la deduïda pel protocol pppl1.

6.5.3 Expressió del retard amb el protocol pppla.

La deducció de l'expressió del retard en una xarxa on l'accés es gestiona amb el protocol pppla es pot portar a terme, en les condicions extremes de la càrrega, d'una manera similar a com s'ha fet pel protocol ppplm, ja que el seu comportament en aquestes condicions és molt similar.

Per tant, el retard en condicions de baixa càrrega tindrà per expressió (f6.56) i per càrregues elevades, serà (f6.52) .

CAPÍTOL 7

RESULTATS EXPERIMENTALS

7.1 INTRODUCCIÓ

Les tècniques de simulació s'han emprat habitualment per a l'estudi i l'avaluació de moltes aplicacions de protocols de comunicació aplicats a les xarxes d'àmbit local.

S'han usat programes de simulació general (GPSS) adaptats per a les simulacions de protocols d'accés (micro PASSIM) [Vayda 1985], o esquemes de modelització gràfica de la xarxa, amb el sistema de simulació de xarxes FORCASP [Dahmen 1983], [Dahmen 1984], [Behr 1983]; Els mètodes regeneratius de simulació estudiats per investigadors d'IBM permeten extraure informació del comportament de les xarxes per mitjà de simulacions de curta durada [Iglehart 1983], [Iglehart 1984], [Haas 1985], mentre que d'altres simuladors permeten la construcció estructurada, bloc a bloc, del conjunt del model de la xarxa simulada [Chlamtac 1984].

Recentment s'ha llegit una tesi doctoral, [López 1986], a la Facultat d'Informàtica de Barcelona que tracta sobre un sistema de simulació, d'aplicació especialment orientada a

la avaluació de xarxes d'interconnexió.

Per tal d'obtenir resultats experimentals, s'ha preparat un simulador específic pel protocol proposta-peticció, que admet que es pugui programar, sobre la base del protocol, qualsevol criteri alternatiu d'estimació de la següent estació a la qual s'ha d'enviar la proposta.

S'ha simulat el comportament del protocol en els casos estudiats analíticament en els capítols 5 i 6 i s'han pres els paràmetres i valors de les variables del sistema, d'una manera similar a com els ha usat Stuck a [Stuck 1983] :

- Una freqüència del canal de 10 MHz.
- Una longitud del missatge de dades de 1000 bits, amb un preàmbul de 96 bits, fixes.
- Una longitud del missatge de proposta de 96 bits.
- Una duració de l'interval de petició corresponent a la transmissió de 10 bits.
- Una longitud màxima del bus de 2 km., que, si prenem la velocitat de propagació dels senyals pel canal físic de 5 μ s/km, dóna un temps de propagació extrem a extrem de 10 μ s., el qual correspon al temps de transmissió de 100 bits.

Amb aquests valors, s'ha obtingut una família de resultats, per una xarxa formada per N=64 estacions, dels qual s'extreuen les gràfiques que a continuació es presentaran.

7.2. MODEL DE SIMULACIÓ

El model de la xarxa s'ha simulat en un computador digital (DEC VAX - 785) i s'ha utilitzat com a llenguatge de simulació el GASP-IV [Pritsker 1974].

El programa de simulació està format per:

Un conjunt de rutines que descriuen el comportament dinàmic del sistema.

Un conjunt de variables, vectors i matrius que emmagatzemen informació.

Una rutina de gestió de la simulació que organitza el flux d'informació i el control del model del sistema.

Un conjunt de rutines de suport.

El model simulat consta d'un conjunt variable de N cues que corresponen a cadascuna de les estacions; Els missatges que es generen a les estacions s'emmagatzemen a la cua en l'ordre de la seva arribada.

El comportament dinàmic del sistema es descriu amb les operacions que realitza cadascuna de les estacions en produir-se els estímuls indicats a la descripció formal del protocol (Capítol 4).

Si seguim el model físic de la xarxa, en cada instant de temps, (epoch), totes les estacions observen "simultàniament" (amb el comptador de temps parat) els estímuls que es

propaguen per la xarxa; Cada estació actualitza el seu estat davant de l'estímul i l'estació que té el control del testimoni envia al canal un nou estímul, mentre fa avançar el temps fins al següent instant de temps (epoch).

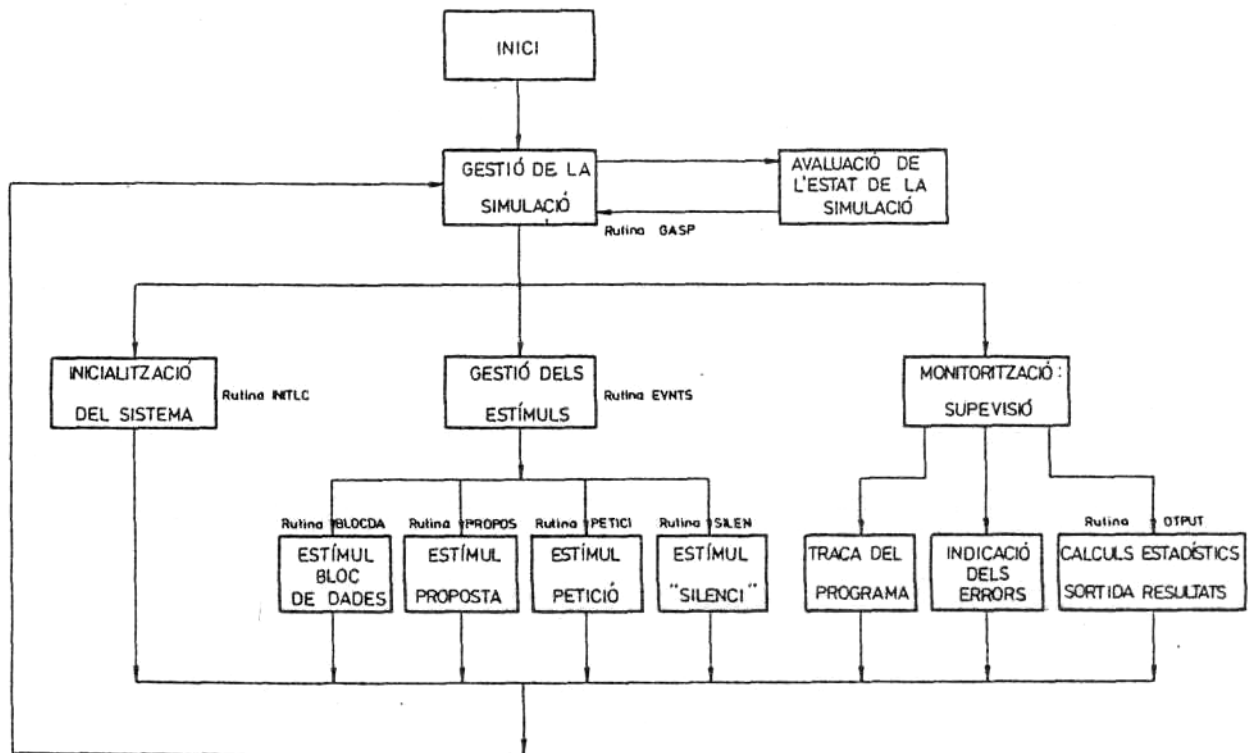


Figura FCAP7.1 Esquema general del simulador

La figura FCAP7.1 mostra l'esquema general dels programes del simulador. Aquest està orientat a la resposta davant dels estímuls que es transmeten pel canal: Arribada d'un missatge de dades, (BLOCDA); d'una Proposta, (PROPOS) ; d'una Petició, (PETICI); i de Silenci o absència de Petició durant l'interval de Petició, (SILEN).

Entre els programes auxiliars, OMPBUF genera missatges a

les cues de les estacions amb una llei de Poisson. BUIDAQ serveix els missatges de dades de la cua amb criteri seleccionable (exhaustiu, només els que hi ha a la cua a l'instant en que l'estació queda efectivament seleccionada, (Gated), i només un únic missatge).

Les rutines d'inicialització, (INITLC), determinen les condicions d'execució de la simulació, (centralizat o distribuït), el criteri d'estimació del següent usuari (ll, lm, la) i els valors inicials de les variables i paràmetres del model; Les rutines de sortida, (OTPUT), recopilen els resultats de cada execució de la simulació en la forma d'una taula on hi ha emmagatzemats els valors que prenen un conjunt de paràmetres operacionals de la xarxa.

La figura FCAP7.2 mostra el contingut de la taula de resultats de la simulació i la figura FCAP7.3 indica el seu significat, mentre que a l'apèndix F es mostra un taula (TAPF.1) típica de resultats de simulació.

IDENTI	NEST	FREQ	VLANDA	RO
TNOW	TTOT	TBLOCD	TPROPO	TPETI
LPERMI	LPERMS	TPERM	NCPERM	NPPERM
NBLOCD	ATBX	ANTBX	ATBCUA	AMD1
NCICLE	ATCICL	STCICL	ANTCIC	ACICBC
ANBCIA	SBCIA	ANUMB	SNUMB	MNUMB
XAV	MMAx	APROBC	AENCBC	ACERBC
NPROPO	ANCERA	APROBU	ANPROC	ANPCER
ANCERC	ANPRCE	-	ANPECE	NRN

Figura FCAP7.2 Contingut de la taula d'adreces.

PARÀMETRES DE SIMULACIÓ PPP

GENERAL	IDENTI	identificador del protocol
	2 NEST	nombre d'estacions
	3 FREQ	freqüència del canal
	4 VLANDA	taxa agregada d'arribades
	5 RO	factor d'utilització
	6 TNOW	temps final de simulació
	7 TTOT	temps útil de simulació
	8 TBLOCD	temps de transmissió d'un BD
	9 TPROPO	temps de proposta
	10 TPETI	temps de petició/silenci
COND.I	LPERMI	índex inferior de simulació
	12 LPERMS	índex superior de simulació
	13 TPERM	temps inici de simulació útil
	14 NCPERM	nombre de cicles inici t. útil
	15 NPPERM	nombre de propostes inici t. útil
BLOCDA	NBLOCD	nombre BD transmesos en temps útil
	17 ATBX	mitjana d'espera a la xarxa
	18 ANTBX	mitjana d'espera normalitzat
	19 ATBCUA	mitjana en la cua
	20 AMD1	retard cua M/D/l
CICLE	NCICL	nombre de cicles
	22 ATCICL	duració mitja del cicle
	23 STCICL	desviació st. del t.cicle
	24 ANTCIC	duració normalitzada mitja del cicle
	25 ACICBC	mitjana de cicles ! bd per cicle-
	26 ANBCIA	mitjana est. actives cicle anterior
	27 SBCIA	desviació st. NBCIA
	28 ANUMB	mitjana BD servits en cada accés
	29 SNUMB	desviació NUMB
	30 MNUMB	màxim dels NUMB
	31 XAV	mitjana de BD als files gasp
	32 MMAX	màxim nombre de BD als files gasp
	33 APROBC	propostes ! bd per cicle ! bd
	34 AENCBC	encerts ! bd per cicle ! bd
	35 ACERBC	cerques ! bd per cicle ! bd
PROPO	NPROPO	nombre total útil de propostes
	37 ANCERA	cerques per estació activa
	38 APROBU	mitjana de propostes sense cerca
	39 ANPROC	mitjana de propostes per cicle
	40 ANPCER	mitjana de propostes per cerca
PETIC	ANCERC	nombre de cerques per cicle
	42 ANPRCE	nombre de propostes ! cerca, per cerca
	44 ANPECE	propostes amb peticions per cicle
	45 NRN	índex del comptador de runs
Figura	FCAP7.3	Descripció de les variables de la taula.

7.3 RESOLUCIÓ DELS MODELS ANALÍTICS.

7.3.1 Model determinista.

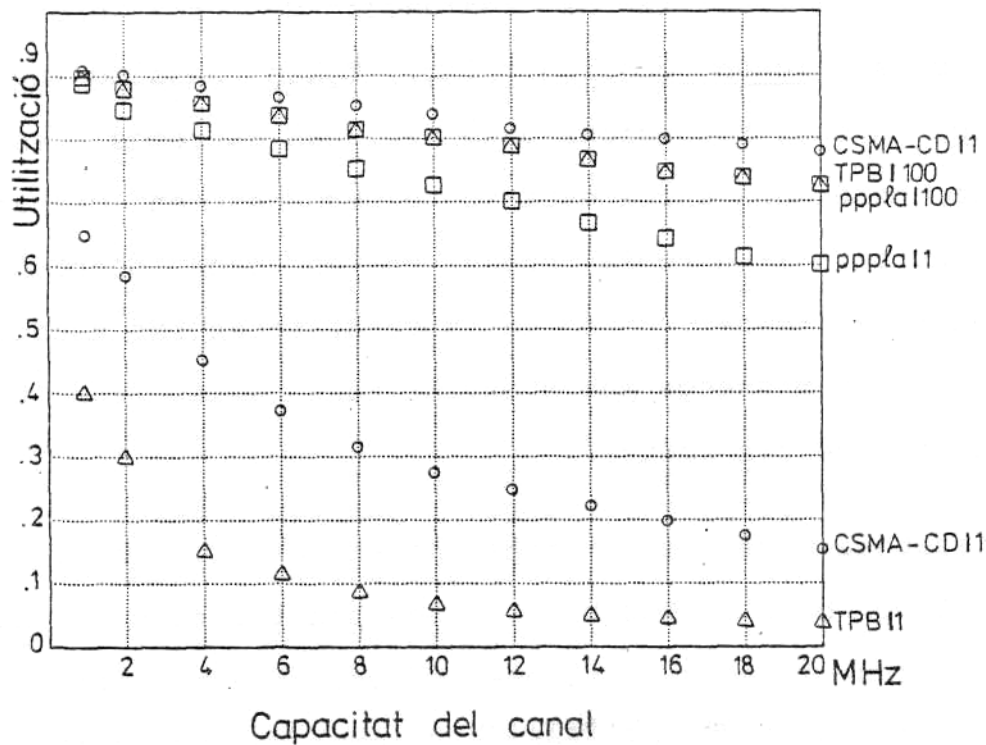
Stuck a [Stuck 1983] fa la avaluació de tres protocols distribuïts, Token passing ring, Token passing bus i CSMA/CD, en dues situacions deterministes extremes: en la primera, només una única estació té permanentment missatges per a enviar, i n'envia només un en cada oportunitat d'accedir al canal. En la segona, totes les estacions disposen d'un missatge per a enviar tant aviat com tenen oportunitat de transmetre.

Els missatges poden tenir tres possibles longituds (500 bits, 1000 bits i 2000.bits). Les condicions de la xarxa també estan fixades (nombre d'estacions, temps de propagació, longitud del preàmbul, temps de resposta-delies estacions, etc),. Es proposen unes expressions per avaluar la freqüència efectiva de la transmissió de missatges de dades en el bus i es presenten un conjunt de gràfiques al variar la freqüència del canal.

Seguint amb el mateix esquema, s'ha fet l'anàlisi del protocol pppla, de proposta del pas de testimoni a l'estació més propera que, en el cicle anterior, ha fet ús del canal.

En el gràfic GCAP7.1 es mostren els resultats obtinguts per Stuck pels protocols CSMA/CD i Token Passina Bus i es comparen amb els resultats del protocol pppla (deduïts al capítol 5). El gràfic indica que el comportament del

protocol pppla és clarament favorable per aquestes condicions extremes.



Gràfic GCAP7.1 Comparació dels protocols Token Passing Bus (TPB), CSMA/CD i pppla en condicions extremes de càrrega.

7.3.2 Model aleatori.

A [Hayes 1972] es presenta l'estudi analític d'un model de xarxa gestionada pel protocol de sondeig centralitzat (Polling). El servei de les estacions és exhaustiu i es caracteritzen els processos d'arribades de missatges per una llei de Poisson, similarment a com s'ha assumit en el capítol anterior en l'anàlisi del protocol pppl1. S'obtenen expressions dels dos primers moments de la durada

del cicle, així com del retard per a aquest model.

Per altra banda, a [Bux 1983] s'obtenen expressions dels mateixos paràmetres operacionals per una xarxa gestionada pel protocol token passing bus i amb les mateixes condicions de la xarxa.

Les expressions que s'obtenen en ambdós treballs del primer moment de la duració del cicle coincideixen amb l'obtinguda a (f6.41) pel protocol pppl1. Tal com indica Bux, [Bux 1983], l'estudi del comportament operacional dels protocols Token passing bus i Polling és equivalent i així mateix ho és el del protocol pppl1; per tant, és lògic que s'obtinguin les mateixes expressions.

Però les expressions del retard que s'han obtingut són diferents en tots tres casos. Aquestes diferències són justificables pel fet que el mètode seguit per cada autor per a la seva obtenció ha sigut diferent en cada cas.

Les expressions que ha obtingut Hayes són:

$$(f7.1) \quad \tau_F = \frac{E(C^2)}{2 E(C)} \left(1 + \frac{\rho}{N} \right) + E(B)$$

amb:

$$(f7.2) \quad E(C^2) = \frac{1}{1 - \frac{\rho^2}{N}} \left(N(N-1) (E(R) + \frac{\rho}{N} E(C))^2 + N E(R)^2 + 2E(R) E(C)\rho + E(C) E(B)\rho \right)$$

mentre que en el treball de Bux s'ha obtingut:

$$(f7.3) \quad \tau_F = \frac{1 + \frac{\rho}{N}}{2(1-\rho)} E(R) + \frac{\rho E(B)^2}{2(1-\rho) E(B)}$$

i l'expressió del retard pel protocol pppl1 és (f6.52).

Tenint en compte els paràmetres indicats a l'inici del capítol, l'expressió del primer moment del cicle pel model pppl1 queda:

$$(f7.4) \quad E[C] = \frac{NR}{1-\rho}$$

x l'expressió del retard:

$$(f7.5) \quad t_f = \frac{1}{2N} \left(\frac{N-\rho}{1-\rho^2} (NR(1-\rho) + \rho B) + B + T_p \right)$$

S'ha simulat el protocol pppl1 en diverses condicions de la xarxa i dels resultats es desprèn que els errors entre l'expressió (f7.4) i el resultat experimental és inferior al 2% per ρ inferiors a 0.5 i inferiors al 2% per ρ entre 0.5 i 0.9.

A la taula (TCAP7.1) es mostra la comparació de les expressions del retard de Hayes, de Bux i del protocol pppl1 per càrregues baixes, mitjanes i altes i per un nombre d'estacions baix (4 a 30 estacions), mitjà (30 a 50 estacions) i alt (50 a 100 estacions).

	N _{petit}			N _{mitja}			N _{gran}		
	B	H	P	B	H	P	B	H	P
ρ_{petita}	>50%	~ 1%	~ 1%	~ 40%	~ 1%	~ 1%	~ 13%	~ 1%	~ 1%
$\rho_{mitjana}$	~ 25%	~ 15%	~ 7%	~ 15%	~ 7%	~ 4%	~ 4%	~ 3%	~ 1%
ρ_{gran}	~ 15%	~ 30%	~ 6%	~ 7%	~ 7%	~ 3%	~ 1%	~ 3%	~ 1%

TCAP7.1 Errors entre les expressions analítiques i els resultats de simulació pels models de Bux, (B), de Hayes, (H) i pppl1, (P) .

7.3.3 Models adaptatius.

Les expressions dels moments de la durada dels cicles i del retard dels models ppplm i pppla, deduïdes al capítol anterior queden caracteritzades si fem els valors de les variables que s'han indicat anteriorment.

El primer moment del cicle pels models ppplm i pppla és:

$$(f7.6) \quad E [c] = \frac{R + S}{1 - \lambda (B + \alpha R + \beta S)} = \frac{R + S}{1 - \rho'}$$

on γ_1 i γ_2 prenen valors dels gràfics GAPE.1 i GCAP6.1.

$$(f7.7) \quad \begin{aligned} \gamma_1 &= \gamma_{11} + n \cdot \gamma_{12} = 1 + \alpha n \\ \gamma_2 &= \gamma_{21} + n \cdot \gamma_{22} = 1 + \beta n \end{aligned}$$

Les expressions del segon moment del cicle, (f6.50) i del retard, (f6.56), queden:

$$(f7.8) \quad E [c^2] = E [c]^2 + \frac{\lambda \cdot E [c] (B^2 + (\alpha R + \beta S)^2)}{1 - \rho'^2}$$

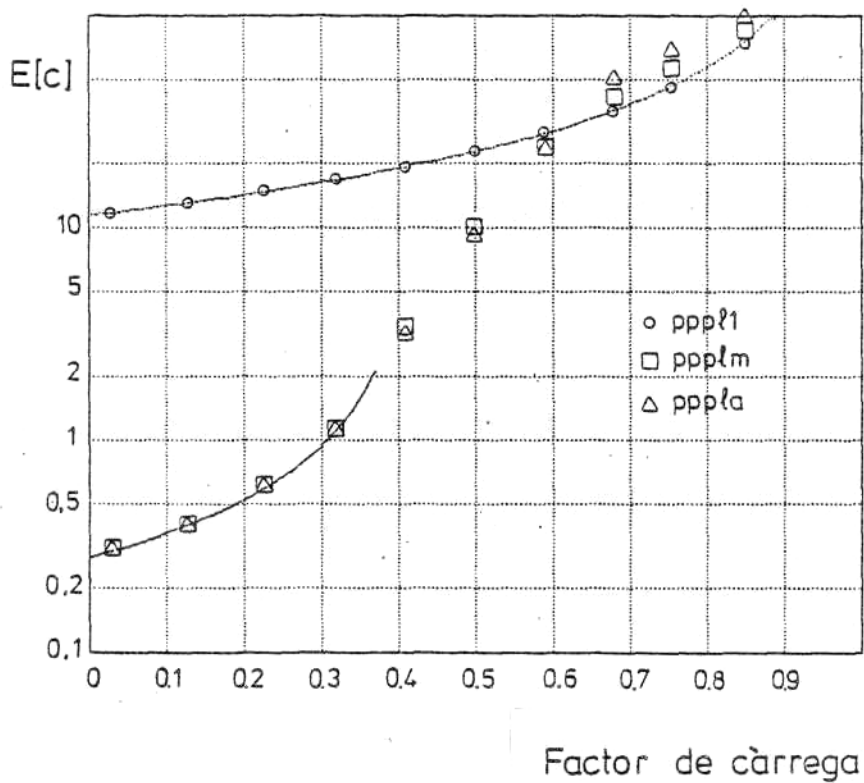
$$(f7.9) \quad \tau_f = \frac{1}{2NB} \frac{N + \rho}{1 - \rho'} [B (1 + \rho') (R + S) + \rho (B^2 + (\alpha R + \beta S)^2)] + \\ + \bar{n}^* (\alpha R + \beta S) + B + R + S + T_p$$

amb n tal com s'ha indicat a (f6.54)

S'han resolt aquestes expressions amb els valors dels paràmetres de la xarxa indicats anteriorment i s'han dibuixat en els gràfics que a continuació es comenten.

El gràfic GCAP7.2 mostra el primer moment de la durada del cicle en funció del factor de càrrega; Es pot observar que la corba que correspon a l'expressió (f7.4) i el resultat

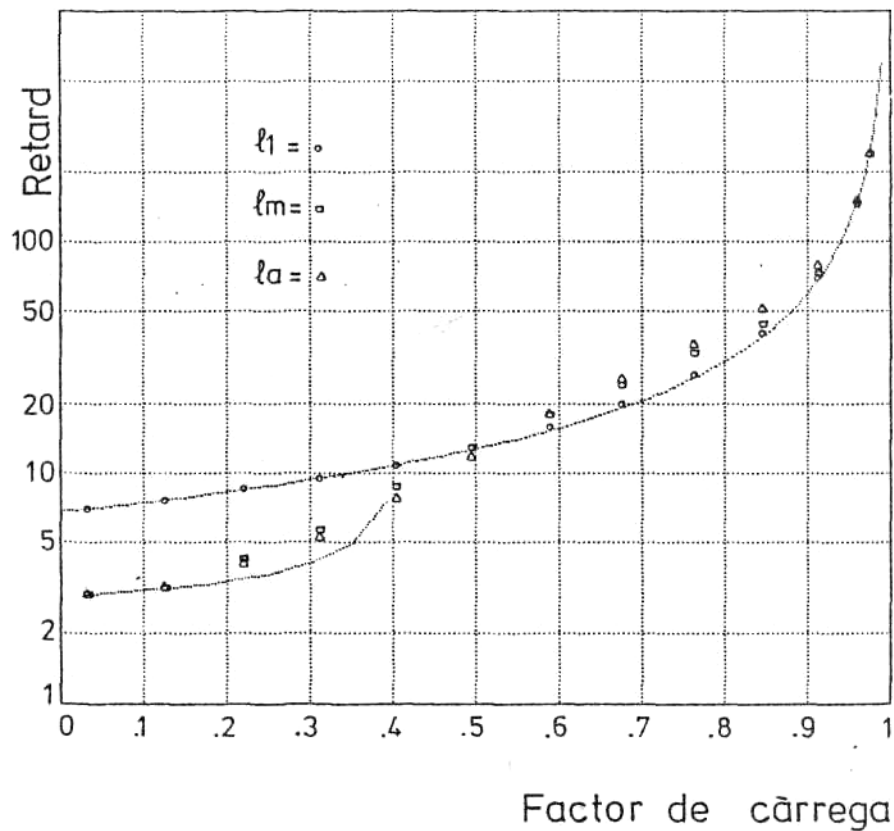
de la simulació del protocol pppl1 concorden en tota condició de càrrega; mentre que l'aproximació lineal indicada en el capítol anterior per a la mitjana de propostes i d'interval de petició proporciona, pels protocols ppplm i pppla, uns bons resultats en la zona considerada.



Gràfic GCAP7.2 Duració del cicle en funció de la càrrega.

Tal com era d'esperar, les tres corbes tenen igual tendència quan la càrrega és elevada, ja que en aquestes condicions els tres protocols evolucionen similarment.

En el gràfic GCAP7.3 es mostra els resultats de simulació i els resultats de les expressions analítiques (f7.5) i (f7.9) del retard mitja dels missatges en la xarxa, amb els tres protocols pppl1, ppplm i pppla. Es pot observar que hi ha gran coincidència entre els resultats experimentals (de simulació) del retard i l'expressió analítica del protocol pppl1, mentre que l'aproximació lineal del nombre de propostes i de peticions pels protocols ppplm i pppla semblen correctes en la zona de molt baixa càrrega.



Gràfic GCAP7.3 Retard en funció de la càrrega.

A l'apèndix F es mostren alguns dels resultats de simulació en forma de gràfics principalment; Del conjunt de gràfics cal destacar la millora del comportament del protocol pppla tant aviat com el factor de desequilibri de la càrrega va en augment.