

Performances des protocoles MAC

Marceau Coupechoux
 Mars 2010
 Partie ALOHA largement inspirée du cours de M. Gagnaire, ENST, 1996/1997.
 ENST, Département Informatique et Réseaux

14/02/2007
 Marceau Coupechoux
 Licence de droits d'usage

Plan

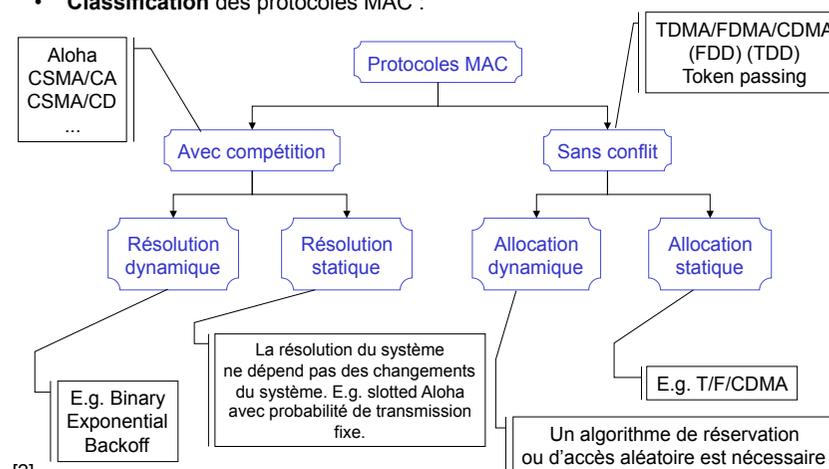
- Introduction
- ALOHA
 - ALOHA pur
 - ALOHA slotté
- CSMA
 - Protocoles
 - Débit utile du CSMA non persistant
- CSMA/CD
 - Protocole
 - Performance
- CSMA/CA
 - Accès de base
 - RTS/CTS
- Régions de capacité
- Conclusion
- Annexe 1 : Accès multiple sans conflit
- Annexe 2 : Quelques idées sur le calcul du débit de CSMA 1-persistant

Objectifs du cours

- A retenir :
 - Les variantes ALOHA et leurs performances
 - Les variantes CSMA et les performances de CSMA non persistant
 - Le fonctionnement de CSMA/CD et le débit max
 - Le fonctionnement de CSMA/CA et le principe du calcul
- Optionnel :
 - Les annexes : accès multiple sans conflit et CSMA 1-persistant
 - Le détail des calculs CSMA/CA

Introduction

- **Classification** des protocoles MAC :



[2]

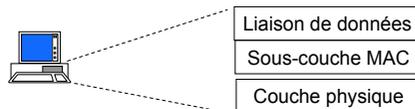
Introduction

Quelques **définitions** et hypothèses :

- **Canal partagé** : c'est le medium (câble ou fréquence) qui transporte les informations de toutes les stations. Ce medium est en diffusion : une transmission est reçue par toutes les stations.
- **Collision** : si deux transmissions ont lieu simultanément sur le canal partagé, le signal résultant ne peut être décodé, il y a collision.

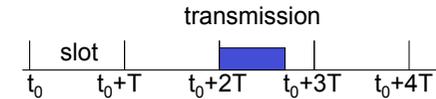


- **Sous-couche MAC** : c'est l'ensemble des règles qui permettent de partager le medium entre les stations, i.e. d'allouer les ressources entre les noeuds.



Introduction

- **Temps continu** : les transmissions peuvent débuter à n'importe quel instant.
- **Temps partagé** : le temps est divisé en intervalles de temps égaux. Une transmission ne peut débuter qu'en début de slot. Un slot peut contenir aucune, une ou plusieurs trames (collision).



- **Ecoute de canal** : les stations sont capables d'écouter/sonder le canal, i.e., de savoir si le medium est occupé (*busy*) ou pas.
 - Les **stations fixes** sont généralement capables d'écouter et de transmettre *simultanément* et donc de détecter des collisions.
 - Les **stations radio** ne sont généralement pas capables d'écouter et de transmettre simultanément.

Inspiré de [9]

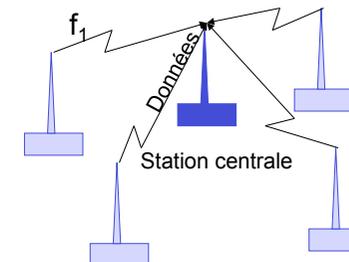
Introduction

Quelques **critères de performance** des protocoles MAC :

- **Débit normalisé** : proportion du temps pendant laquelle le canal est utilisé pour une transmission réussie (*goodput*).
- **Délai** : temps entre la génération d'un paquet par l'émetteur et sa réception avec succès à destination (peut comprendre le délai dans la file d'attente, le délai d'accès, la transmission, la propagation, les éventuelles retransmissions).
- **Stabilité** : le protocole est stable si le débit ne tend pas vers 0 lorsque la charge augmente indéfiniment. ALOHA et ALOHA slotté ne sont pas stables.
- **Équité** : le protocole est équitable si toutes les stations reçoivent en moyenne la même quantité de ressources pour un même trafic.

ALOHA Pur Principe

- En 1970, les chercheurs de l'université de Hawaii ont imaginé une méthode simple d'accès au canal partagé. Le protocole ALOHA a été conçu pour des transmissions radio terrestres mais peut s'appliquer à d'autres types de supports.
- **Principe** : N stations envoient des données à une station centrale par ondes radio. Une station est autorisée à émettre dès qu'elle a un paquet à envoyer.



ALOHA Pur Principe

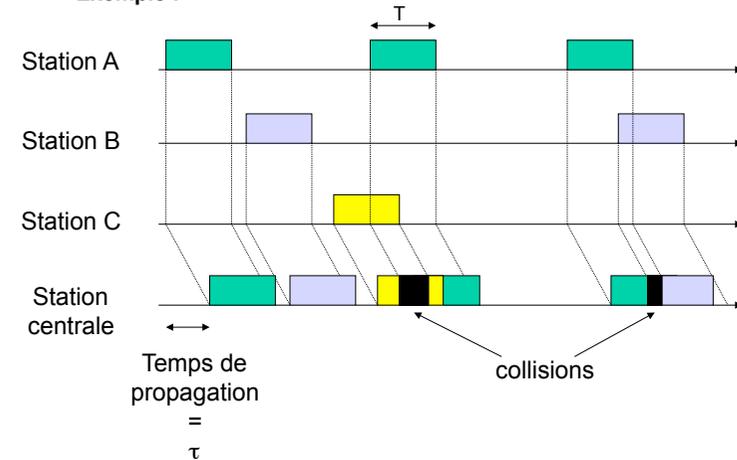


- **Protocole :**
- Une station peut **émettre** sur la fréquence f_1 dès qu'elle a un paquet. Les paquets émis sont de taille fixe.
- Il y a risque de **collision** si plusieurs paquets arrivent simultanément à la station centrale.
- Tout paquet émis et correctement reçu par la station centrale doit être **explicitement acquitté**. La station centrale envoie ses acquittements sur une fréquence f_2 .
- Il y a deux causes de **pertes de paquets** : une collision ou le bruit du canal. Dans les deux cas, le récepteur ignore le paquet reçu.
- Afin de savoir si son paquet a été correctement reçu, un émetteur attend pendant un aller-retour un acquittement.
- Si aucun acquittement n'est reçu pendant ce délai, l'émetteur **ré-émet son paquet** au bout d'un délai aléatoire. Au delà d'un certain nombre de retransmissions, le paquet est jeté.

ALOHA Pur Principe



- **Exemple :**



ALOHA Pur Performances



Hypothèses :

- Tous les paquets sont de même taille (durée d'émission T constante),
- La station centrale envoie immédiatement et sans erreur les ACK,
- On suppose le canal parfait,
- Le nombre de stations est supposé infini, i.e., **source infinie**,
- L'ensemble des stations se comporte comme une source Poissonnienne de paramètre λ paquets/s,

– Soit X le nombre de paquets générés pendant une durée t :

$$P[X = k] = e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^k}{k!}$$

– Soit T_i la durée d'inter-arrivée entre deux paquets. T_i suit une loi exponentielle de paramètre λ :

$$f_{T_i}(t) = \lambda e^{-\lambda t}$$

$$E[T_i] = 1/\lambda$$

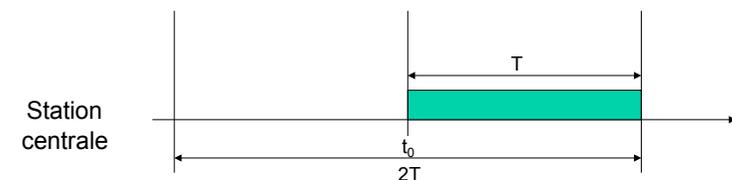
ALOHA Pur Performances



Hypothèses (suite) :

- Les stations ont une mémoire tampon (*buffer*) de un paquet,
- Le flux des paquets nouvellement générés ou ré-émis est supposé également Poissonnien de paramètre g paquets/s,
- Le temps de propagation est constant (toutes les stations sont équidistantes de la station centrale).

Période de vulnérabilité : Etant donné qu'un paquet P a été émis, période pendant laquelle, une transmission provoque une collision avec P .



Débit utile (S) :

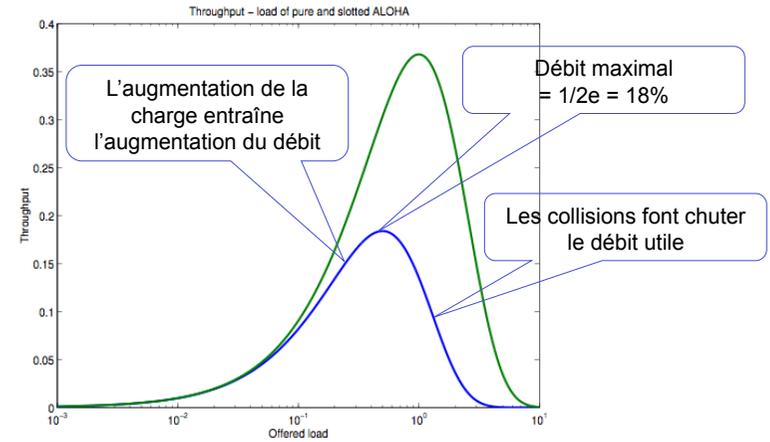
- S = proportion du temps pendant laquelle le canal transporte des données utiles avec succès.
- Un paquet reçu en t_0 ne subit pas de collision si aucun paquet n'est émis entre $(t_0-T-\tau)$ et $(t_0+T-\tau)$:

$$P_{succès} = e^{-2gT}$$

$$S = gTP_{succès} = gTe^{-2gT}$$

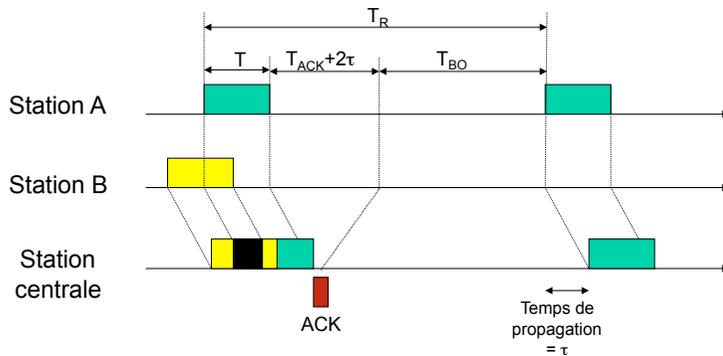
- Soit $G=gT$ la charge normalisée :

$$S = Ge^{-2G}$$



Délai d'accès (W) :

- W = temps écoulé entre l'instant de génération d'un paquet et l'instant où ce paquet est reçu avec succès par la station centrale.



- On décompose le délai d'accès moyen :

$$W = T_R + T + \tau, \text{ et}$$

$$T_R = R(T_{BO} + T + T_{ACK} + 2\tau), \text{ où}$$

- T_R est le délai moyen d'attente avant retransmission (en cas de collision),
- T est le délai de transmission d'un paquet,
- τ est le temps de propagation,
- R est le nombre moyen de retransmissions,
- T_{ACK} est le temps de transmission d'un ACK,
- T_{BO} est le temps moyen d'attente dû à l'algorithme de retour aléatoire (*backoff*).
- NB : on suppose qu'il n'y a pas de limites au nombre de retransmissions.

ALOHA Pur Performances

- Nombre moyen de retransmissions R :

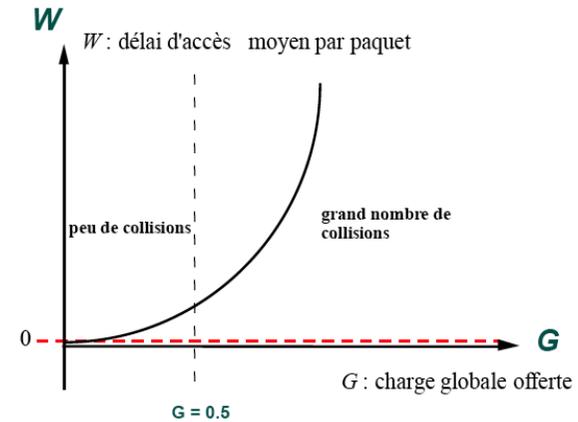
$$\begin{aligned}
 R &= P_{\text{succès}}(1 - P_{\text{succès}}) + 2P_{\text{succès}}(1 - P_{\text{succès}})^2 + \dots \\
 &= \sum_{n=1}^{\infty} nP_{\text{succès}}(1 - P_{\text{succès}})^n \\
 &= \frac{1 - P_{\text{succès}}}{P_{\text{succès}}} \\
 &= e^{2G} - 1
 \end{aligned}$$

- Temps d'attente moyen T_{BO} : on suppose un tirage aléatoire uniforme sur l'intervalle $[1;K]$. K est la taille de la fenêtre de backoff.

$$T_{BO} = \frac{K+1}{2} T$$

ALOHA Pur Performances

- On en déduit : $W = (e^{2G}-1)((K+3)T/2 + T_{ACK}) + T + \tau$

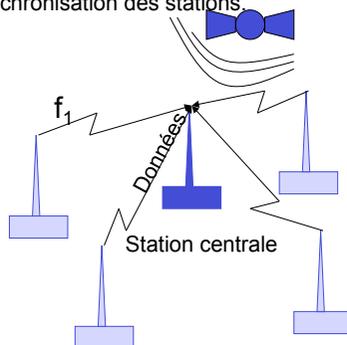


[cours de M. Gagnaire, UE RES222]

ALOHA Slotté Principe

- En 1972, une méthode a été publiée permettant de doubler le débit d'ALOHA.

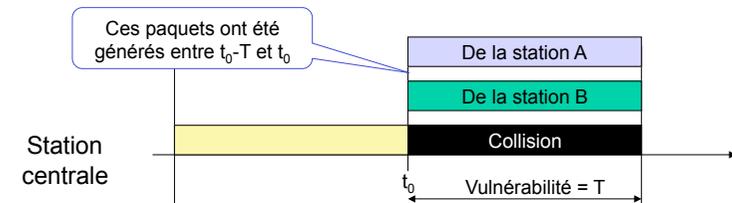
- **Principe** : le temps est divisé en intervalles de temps égaux correspondant à la durée de transmission d'une trame. Une transmission ne peut débuter qu'en début de slot. Une station spéciale est chargée d'émettre un signal permettant la synchronisation des stations.



ALOHA Slotté Performance

Débit utile (S) :

- La période de vulnérabilité est réduite de moitié :

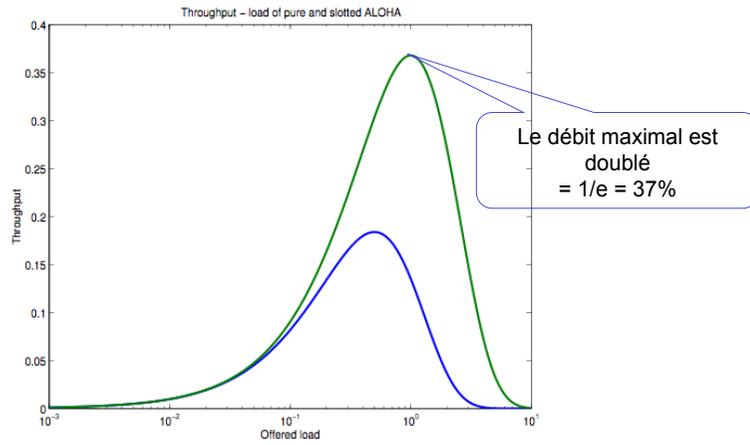


- Le débit utile s'en trouve augmenté :

$$\begin{aligned}
 P_{\text{succès}} &= e^{-gT} \\
 S &= gTP_{\text{succès}} = gTe^{-gT}
 \end{aligned}$$

$$S = Ge^{-G}$$

ALOHA Slotté Performance

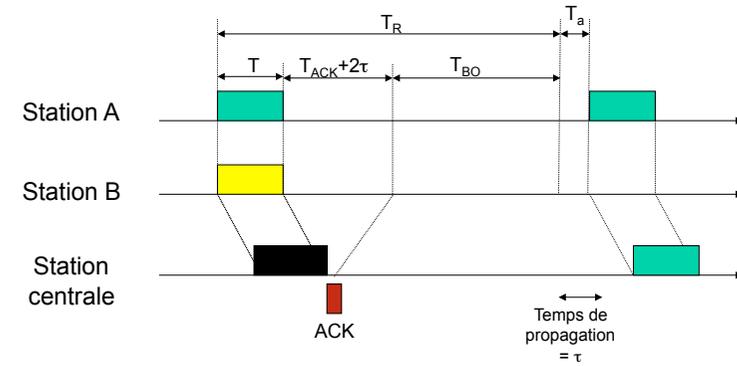


ALOHA Slotté Performance

Délai d'accès (W) :

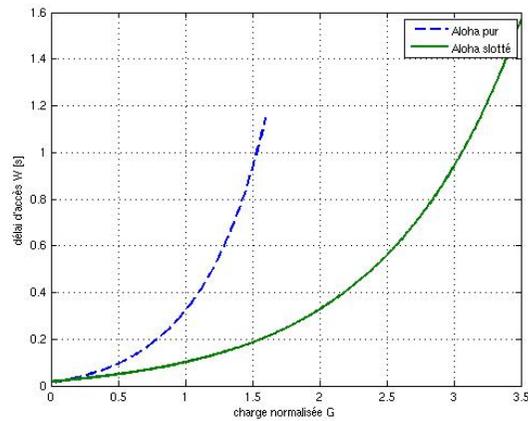
$$W = T_R + \tau + T + T_a$$

$T_a = T/2$ est le temps moyen entre l'instant de génération et le début du prochain slot.



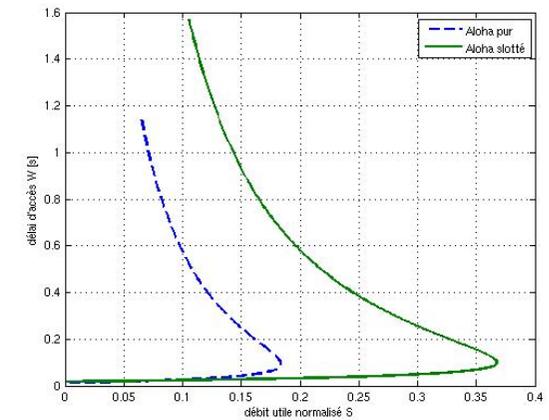
ALOHA Slotté Performance

- On en déduit : $W = (e^G - 1) \left((K+3)T/2 + 2\tau + T_{ACK} \right) + 3T/2 + \tau$



ALOHA Slotté Performance

- Caractéristiques délai/débit :



ALOHA Slotté

Population finie



- On suppose maintenant un nombre fini N d'utilisateurs.
- Arrivées Poisson : $q = e^{-qT}$ = Probabilité qu'un utilisateur n'émette pas sur un slot. $p = 1 - q$ = Probabilité de transmission sur un slot.
- On se fixe un utilisateur u qui émet sur un slot donné :
 $P(\text{« succès pour } u \text{ »} | \text{« } u \text{ tente un accès »}) = q^{N-1}$
 Débit utile normalisé pour u :
 $R_u = P(\text{« succès pour } u \text{ »} | \text{« } u \text{ tente un accès »}) = q^{N-1}$
 $= p q^{N-1}$
- Débit globale pour les N utilisateurs :
 $R(p) = \sum_u R_u = N p q^{N-1}$
- Le débit total est maximal pour $R'(p)=0$, i.e., $p=1/N$

$$R_{\max} = R(1/N) = (1-1/N)^{N-1} \rightarrow 1/e \text{ quand } N \rightarrow \infty$$

[10]

CSMA

Protocoles



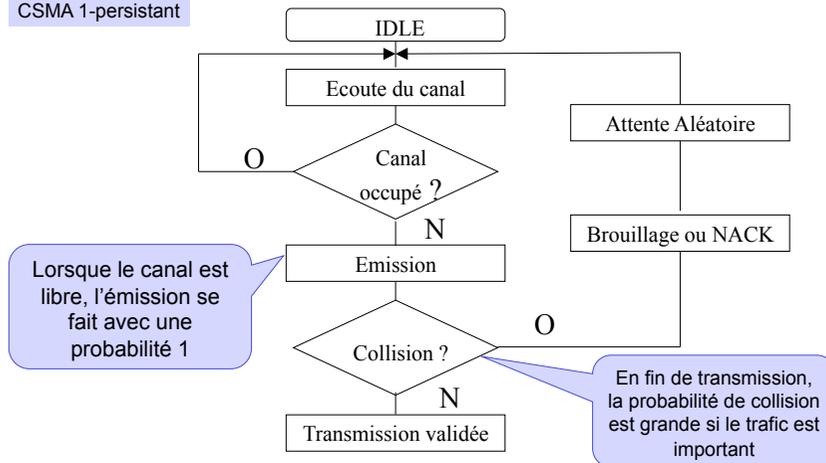
- L'écoute de canal permet d'augmenter le débit. Avec les protocoles à **détection de porteuse** (*Carrier Sense Multiple Access*), les stations adaptent leur comportement à l'activité du canal :
 - Si le canal est occupé (*busy*), il ne faut pas émettre,
 - Si le canal est libre (*idle*), il est raisonnable de pouvoir transmettre.
- Quelques protocoles de la famille CSMA :
 - CSMA 1-persistant
 - CSMA non-persistant
 - CSMA p-persistant
 - CSMA avec détection de collision (CSMA/CD) = base de IEEE 802.3
 - CSMA avec évitement de collision (CSMA/CA) = base de IEEE 802.11

CSMA

Protocoles



CSMA 1-persistant

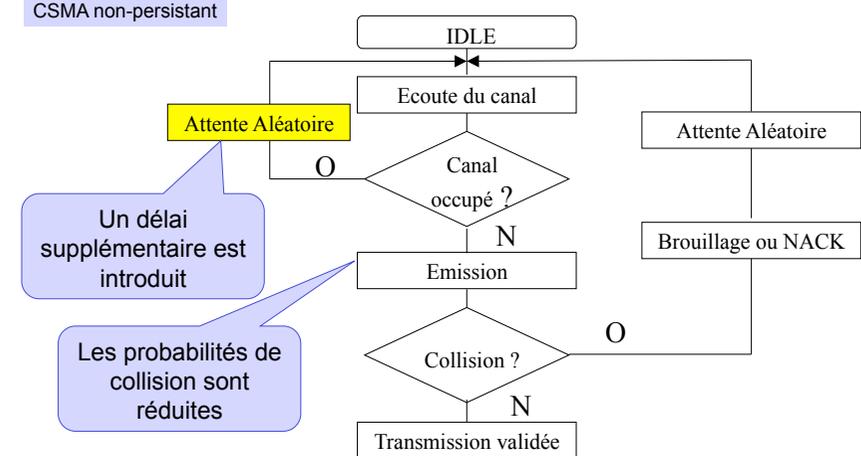


CSMA

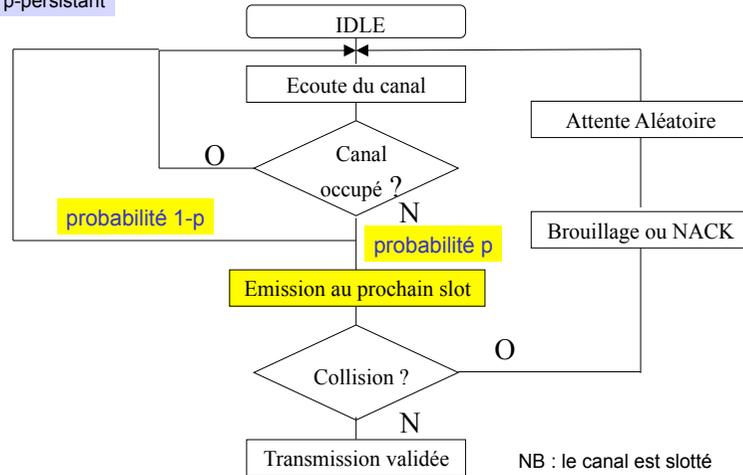
Protocoles



CSMA non-persistant

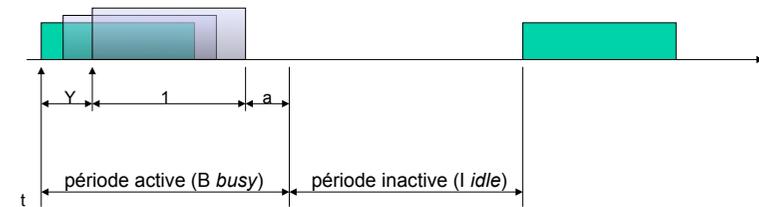


CSMA p-persistant



CSMA non-persistant :

- Toutes les durées sont normalisées par rapport à T,
- t : instant d'arrivée d'un paquet qui a trouvé le canal inoccupé,
- a=τ/T : délai de propagation normalisé,
- t+Y : instant d'arrivée du dernier paquet entre t et t+a,
- B : durée de la période d'activité,
- I : durée de la période d'inactivité,
- U : durée pendant laquelle, au cours d'un cycle, le canal est utilisé avec succès.



• Le débit utile s'écrit : $S = E[U]/(E[B]+E[I])$

• Durée de transmission utile pendant un cycle : une transmission est réussie si aucun paquet n'est généré entre t et t+a.

$$E[U] = e^{-aG}$$

• Durée moyenne d'une période d'inactivité : un paquet est généré en moyenne tous les 1/G.

$$E[I] = 1/G$$

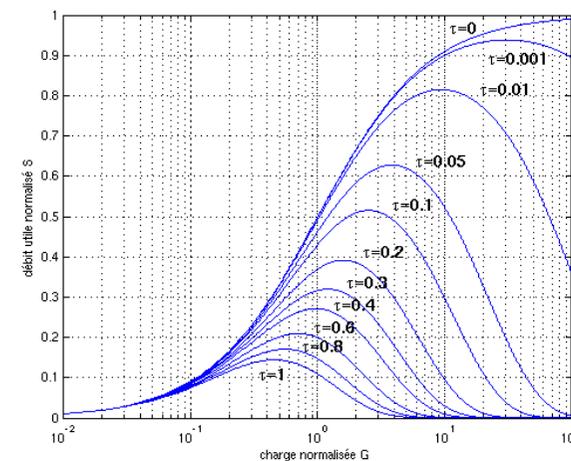
• Durée moyenne d'une période d'activité : $B = 1 + E[Y] + a$.

$$\Pr[Y \leq y] = \exp(-G(a-y)) \text{ avec } y \leq a$$

$$E[Y] = a - (1 - e^{-aG})/G$$

$$S = \frac{Ge^{-aG}}{G(1 + 2a) + e^{-aG}}$$

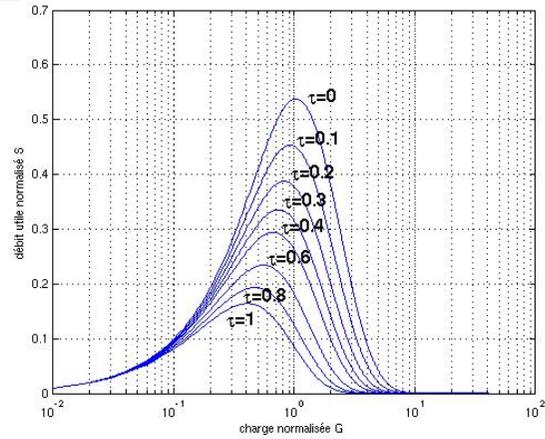
CSMA non-persistant



CSMA Performances

- Débit utile (S) :
CSMA 1-persistent

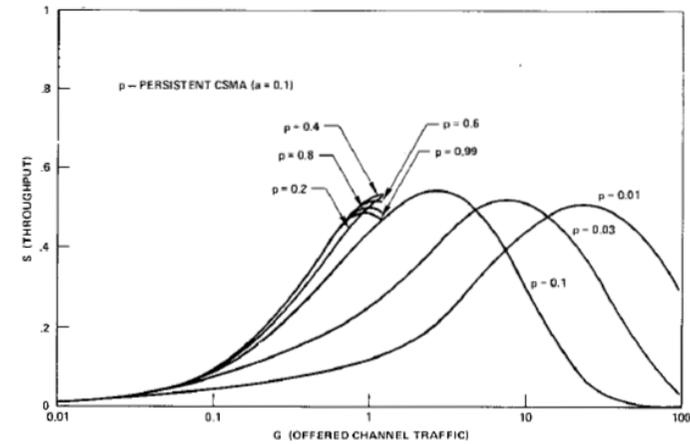
$$S = \frac{G[1 + G + aG(1 + G + aG/2)]e^{-G(1+2a)}}{G(1+2a) - (1 - e^{-aG}) + (1 + aG)e^{-G(1+a)}}$$



[6]

CSMA Performances

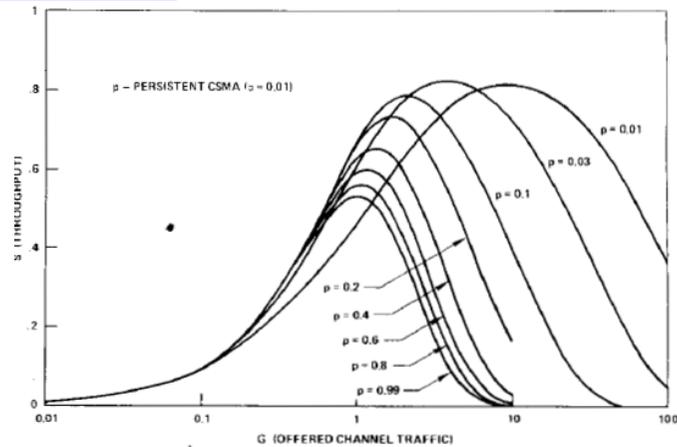
- CSMA p-persistent (a=0.1)



[6]

CSMA Performances

- CSMA p-persistent (a=0.01)



[6]

CSMA Performances

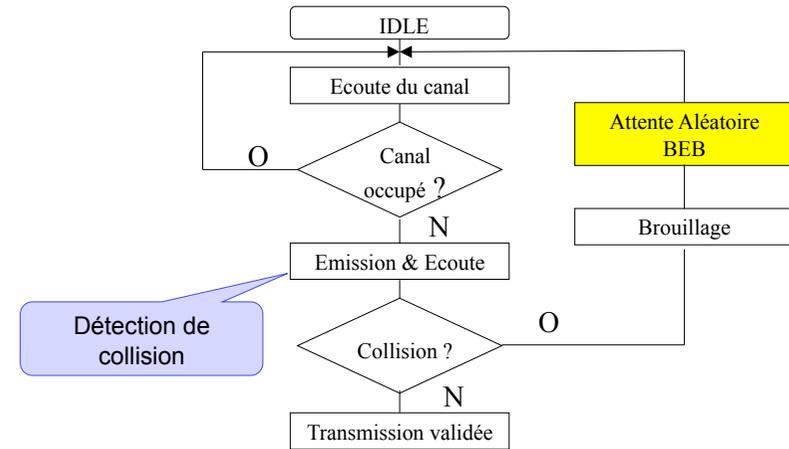
- Capacités comparées :

CAPACITY C FOR THE VARIOUS PROTOCOLS CONSIDERED (a = 0.01)

Protocol	Capacity C
Pure ALOHA	0.184
Slotted ALOHA	0.368
1-Persistent CSMA	0.529
Slotted 1-Persistent CSMA	0.531
0.1-Persistent CSMA	0.791
Nonpersistent CSMA	0.815
0.03-Persistent CSMA	0.827
Slotted Nonpersistent CSMA	0.857
Perfect Scheduling	1.000

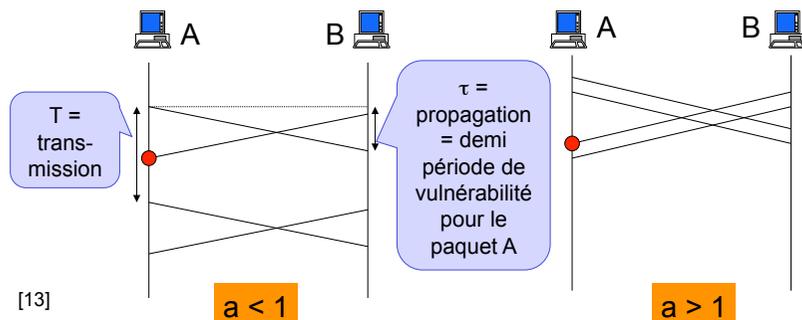
[6]

- **Détection de collision :**
 - les stations ont la possibilité de transmettre et de sonder le canal *simultanément*.
 - Une collision est détectée lorsque les signaux transmis et reçus diffèrent ou lorsque l'amplitude du signal dépasse un certain seuil.
 - Lorsqu'une collision est détectée, la transmission en cours est *immédiatement* interrompue.
 - Le temps de résolution des collisions s'en trouve réduit.
- **Choix de la période d'attente aléatoire :**
 - La durée moyenne devrait dépendre du volume de trafic et du nombre de stations.
 - En fait, elle dépend du nombre de tentatives de transmissions.
 - *Binary Exponential Backoff* :
 - Première transmission : entre 0 et $2^{n_0}-1$ slots,
 - $n^{\text{ième}}$ retransmission : entre 0 et $\min(2^{n_0+n}-1, 2^{n_{\text{max}}}-1)$ slots.



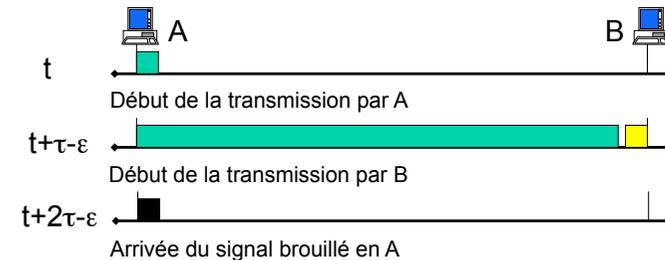
Inspiré de [11]

- **Paramètre a** = temps de propagation normalisé par rapport au délai de transmission d'une trame.
 $a = \tau/T = \tau C/L$, où τ est le temps de propagation maximal, T est le temps de transmission, C est le débit du canal et L la longueur d'une trame.
- Pour que la détection de collision soit efficace, il faut $a < 1$:



[13]

- **Les performances** des protocoles CSMA sont liées à a : si a augmente, la période de vulnérabilité également et donc la probabilité de collision croît.
- Temps maximum avant détection d'une collision : 2τ



- **Conclusion** : une station doit sonder le canal pendant 2τ avant de conclure à l'occupation ou non du canal. Dans le cas sloté, 1 slot = 2τ .

[13]

CSMA/CD Performances



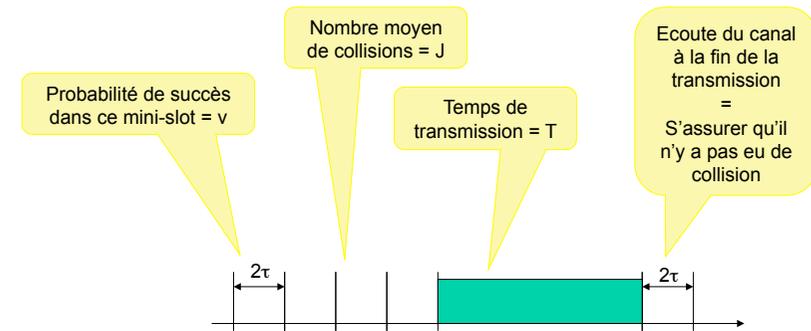
- NB : on ne donne ici qu'une approximation du débit [12], l'étude complète se trouve dans [14-15]. Soient :
- t_v = le temps nécessaire à la transmission réussie d'un paquet
 $t_v = T + \tau + 2\tau J$
- p = probabilité qu'une station veuille émettre dans un slot 2τ
- longueur en slots des collisions \sim géométrique (v)
 $v = Np(1-p)^{N-1}$ et $v_{max} = (1-1/N)^{N-1} \rightarrow 1/e$ quand $N \rightarrow \infty$
- J = nombre moyen de retransmissions
 $J = 1/v$
d'où $t_v = T + \tau(1+2e)$
et (débit normalisé)

$$S = 1/(1+a(1+2e))$$

- Exemple : $a=0.1$ donne $S=0.61 \gg 0.36$ d'ALOHA.

[12]

CSMA/CD Performances

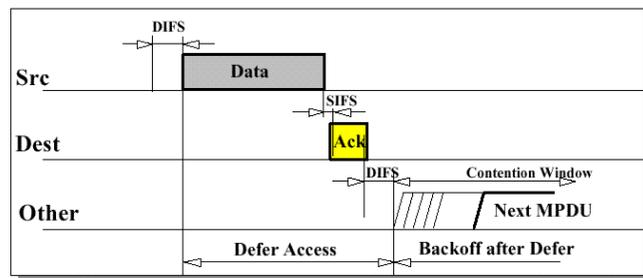


[12]

CSMA/CA Protocole



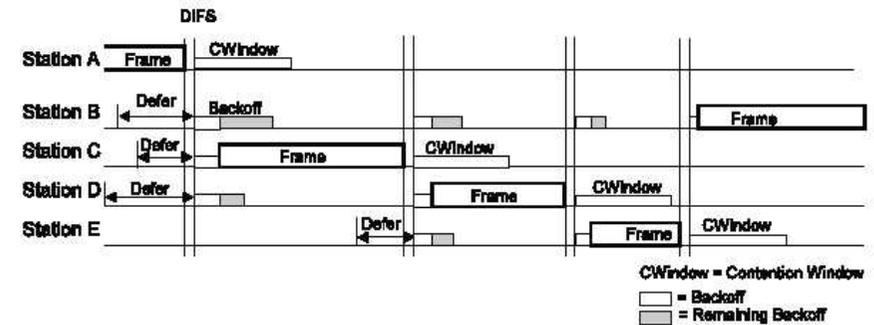
- Accès de base :**
- Avant chaque transmission, une station lance un temporisateur choisit aléatoirement dans l'intervalle $[0; CW-1]$.
- Si le canal est libre pendant DIFS, le temporisateur est décrémenté à chaque mini-slot libre et reste bloqué lorsque le canal est occupé.
- Lorsque le temporisateur atteint la valeur 0, la station émet.
- En cas de collision, la fenêtre de contention est doublée (BEB).



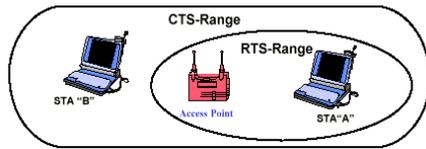
CSMA/CA Protocole



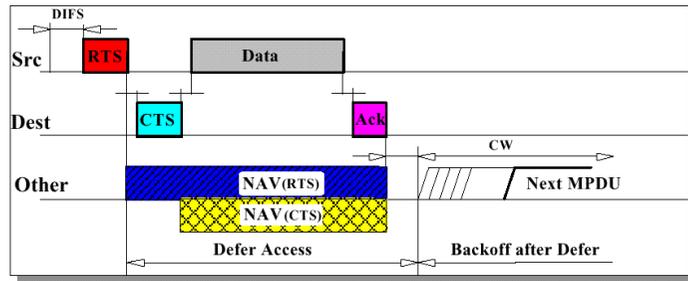
- Exemple :



- **Accès RTS/CTS** : échange de petits paquets et écoute virtuelle du canal.



- RTS: Ready To Send
- CTS: Clear To Send
- NAV: Network Allocation Vector



- NB : Cette analyse est tirée de [16].

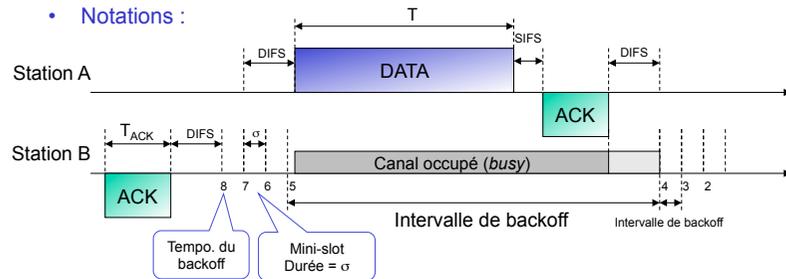
• **Hypothèses :**

- Il y a n stations, toutes en visibilité directe,
- Les conditions canal sont idéales (pas d'erreur, capture ou terminal caché),
- Le système est à saturation (les stations ont toujours un paquet à envoyer),
- Les paquets sont de longueur constante (T).

• **Scénario du calcul du débit utile :**

1. On étudie le système dans son ensemble et on calcule S en fonction de τ , la probabilité qu'une station émette un paquet dans un slot générique,
2. On étudie ensuite une station donnée et on obtient la probabilité τ qu'elle émette un paquet dans un slot générique.

- **Notations :**



- **Temporisateur du backoff** : il est décrémenté au début de chaque mini-slot libre ou après une période DIFS libre.
- **Intervalle de backoff** : temps pendant lequel le backoff est constant.
- **Mini-slot (σ)** : temps maximal nécessaire pour déterminer si le canal est libre ou non. La durée d'un mini-slot est constante (fixée par la norme).

- **Notations (suite) :**

- Après une transmission réussie, une station tire aléatoirement un backoff dans $[0; CW_{min}-1]$: $CW_{min} = 2^0 \times W$ est la fenêtre minimale de backoff.
- Après une collision, la fenêtre de backoff est doublée (BEB) : $CW = 2 \times CW$. Donc après i collisions ($i^{\text{ème}}$ étage de backoff) : $CW = 2^i \times W$.
- Après m collisions, la fenêtre reste constante : $CW = CW_{max}$. $CW_{max} = 2^m \times W$.

1) Expression du débit utile

Il y a trois cas possibles pour un intervalle de backoff :

- L'intervalle est libre :
durée = σ , proba = $(1-\tau)^n$
- L'intervalle est occupé par une transmission réussie :
durée = T_s , proba = $n\tau(1-\tau)^{n-1}$
- L'intervalle est occupé par une collision :
durée = T_c , proba = $1 - (1-\tau)^n - n\tau(1-\tau)^{n-1}$

$$S = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}T}{(1-\tau)^n\sigma + n\tau(1-\tau)^{n-1}T_s + (1-(1-\tau)^n - n\tau(1-\tau)^{n-1})T_c}$$

- Accès de base : $T_s = T + \text{SIFS} + T_{\text{ACK}} + \text{DIFS}$ et $T_c = T + \text{DIFS}$
- Accès RTS/CTS : $T_s = T_{\text{RTS}} + 3\text{SIFS} + T_{\text{CTS}} + T_{\text{ACK}} + \text{DIFS}$ et $T_c = T_{\text{RTS}} + \text{DIFS}$

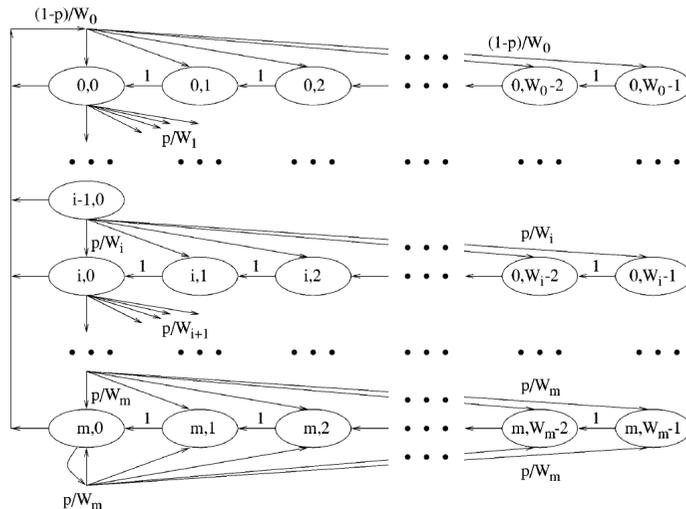
2) Calcul de τ :

Rappel : τ est la probabilité pour une station d'émettre dans un slot générique.
On étudie maintenant une station particulière pour déterminer τ .

On considère une chaîne de Markov à temps discret :

- un état est défini par (s,b) ,
- s est l'étage de backoff (entre 0 et m),
- b est la valeur du temporisateur de backoff pour la station considérée,
- le temps discret est incrémenté à chaque nouveau intervalle de backoff.

Hypothèse (forte) supplémentaire : à chaque émission, la probabilité de collision, p , est constante et indépendante de l'historique de la station.



- On résout, i.e., on trouve les probabilités stationnaires $P(i,j)$.
- On en déduit τ en fonction de p : $\tau = \sum_{i=0..m} P(i,0)$

$$\tau = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)}$$

- Mais on a aussi la relation suivante entre p et τ :

$$p = 1 - (1-\tau)^{n-1}$$

- On montre qu'il y a existence et unicité de la solution à ce système de deux équations à deux inconnues.
- On peut résoudre numériquement.

- **Résultats** : (charge des paquets = 8184 bits)

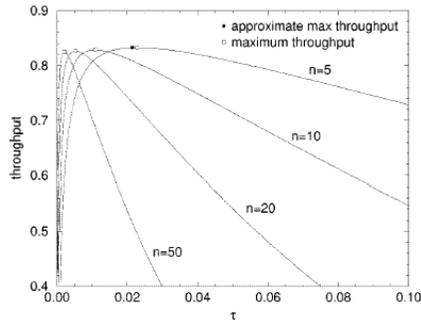


Fig. 7. Throughput versus the transmission probability τ for the basic access method.

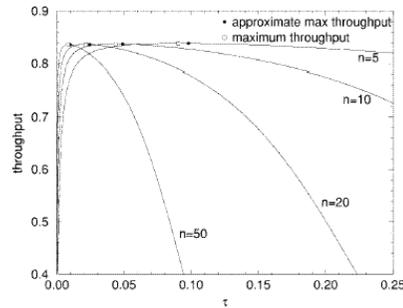
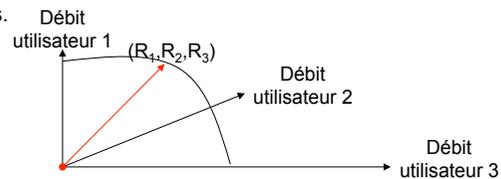


Fig. 8. Throughput versus the transmission probability τ for the RTS/CTS mechanism.

[In "Performance Analysis of the IEEE 802.11 DCF" G. Bianchi, IEEE JSAC, Mar. 2000]

Régions de capacité Définitions

- Lorsque plusieurs utilisateurs partagent un même canal, la capacité ne s'exprime plus par une seule valeur. La capacité du canal se caractérise par une **région de capacité** [17-18].
- Chaque point de la région est un vecteur des **débit atteignables** qui peuvent être maintenus simultanément par tous les utilisateurs avec une probabilité d'erreur arbitrairement faible.
- Les capacités multi-utilisateurs sont différentes pour la voie montante et la voie descendante.
- Les régions de capacités peuvent être calculées sous contraintes (e.g. pour TDMA, FDMA, CDMA ou pour un partage de puissance donné).
- La **région de capacité** est la région maximale quelque soit le type d'accès.
- **Exemple** : trois utilisateurs.



Régions de capacité

- Régions de capacité
 - Définition
 - Voie descendante
 - Voie montante

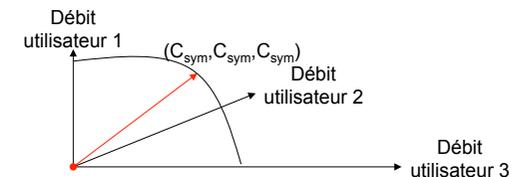
Régions de capacité Définitions

- Pour une région de capacité **C**, la capacité symétrique est :

$$C_{sym} = \max_{(R_1, \dots, R_K) \in C} R$$

- La capacité somme s'écrit :

$$C_{somme} = \max_{(R_1, \dots, R_K) \in C} \sum_k R_k$$



[18]

Régions de capacité

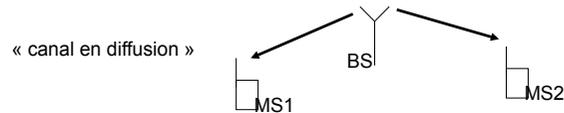
Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



- **Modèle :**
 - Deux utilisateurs,
 - Canal AWGN de densité spectrale de puissance $N_0/2$,
 - Gain de puissance du canal entre l'émetteur et l'utilisateur i : g_i ,
 - L'émetteur dispose d'une puissance P et d'une bande B .
- Si l'émetteur alloue l'ensemble de la puissance et de la bande à un unique utilisateur, la capacité est (Shannon) :

$$C_k = B \log_2 \left(1 + \frac{P g_k}{N_0 B} \right), k = 1, 2.$$

La région de capacité contient donc les points $(C_1, 0)$ et $(0, C_2)$.



Régions de capacité

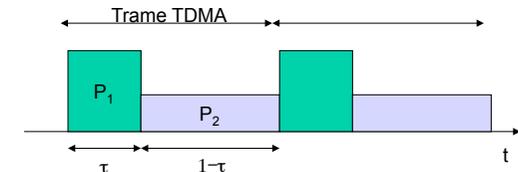
Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



- Capacité multi-utilisateur en TDMA (puissance variable) :

$$C_{TDMA,VP} = \bigcup_{\{\tau, P_1, P_2, 0 \leq \tau \leq 1; \tau P_1 + (1-\tau)P_2 = P\}} \left(\tau B \log_2 \left(1 + \frac{P_1 g_1}{N_0 B} \right); (1-\tau) B \log_2 \left(1 + \frac{P_2 g_2}{N_0 B} \right) \right)$$

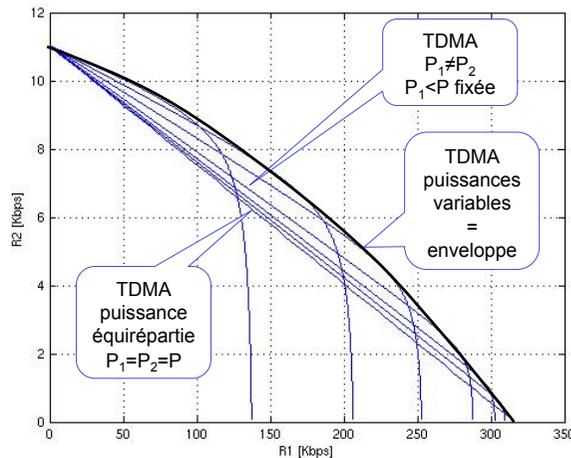
P_k : puissance dédiée à l'utilisateur k



[17]

Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



Exemple :
 $B = 100\text{KHz}$
 Pour $P_1 = P_2$:
 $\text{SNR}_1 = 9\text{dB}$
 $\text{SNR}_2 = -11\text{dB}$

Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)

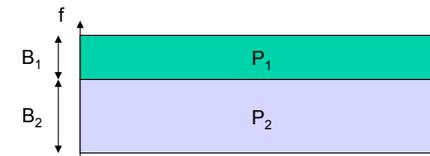


- Capacité multi-utilisateur FDMA (allocation de bande variable) :

P_k : puissance variable dédiée à l'utilisateur k

B_k : bande de fréquence fixe dédiée à l'utilisateur k

$$C_{FDMA,VB} = \bigcup_{\{B_1, B_2, P_1, P_2; P_1 + P_2 = P; B_1 + B_2 = B\}} \left(B_1 \log_2 \left(1 + \frac{P_1 g_1}{N_0 B_1} \right); B_2 \log_2 \left(1 + \frac{P_2 g_2}{N_0 B_2} \right) \right)$$

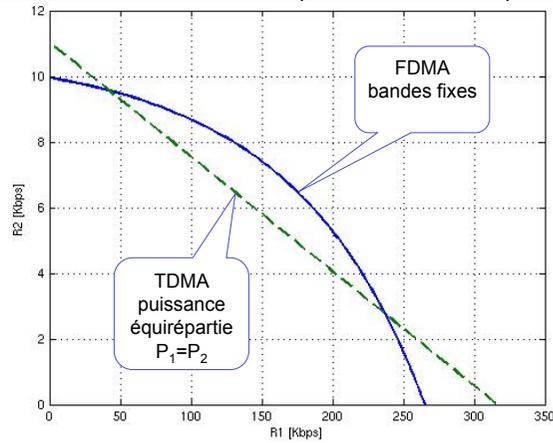


- La région de capacité est identique à celle du cas TDMA avec puissances variables

[17]

Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



Exemple :
 B = 100KHz
 Pour $P_1=P_2$:
 $SNR_1 = 9\text{dB}$
 $SNR_2 = -11\text{dB}$
 $B_1=0.75*B$
 $B_2=0.25*B$

- On peut montrer [19] que si $SNR_1 > SNR_2$, il existe toujours P_1 et P_2 tels que les débits R_1 et R_2 dépassent ceux atteignables en TDMA (puissance équirépartie).

Régions de capacité

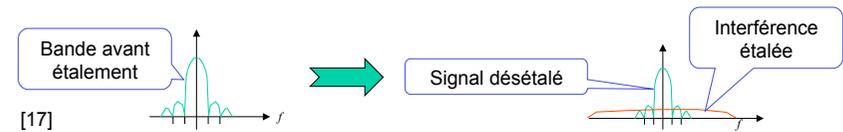
Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



- Capacité multi-utilisateur CDMA (gain de traitement G, sans suppression d'interférence) :

$$C_{CDMA,NIC} = \bigcup_{\{P_1, P_2: P_1+P_2=P\}} \left(B/G \log_2 \left(1 + \frac{P_1 g_1}{N_0 B/G + P_2 g_1/G} \right); B/G \log_2 \left(1 + \frac{P_2 g_2}{N_0 B/G + P_1 g_2/G} \right) \right)$$

L'interférence est réduite d'un facteur G après désétalement



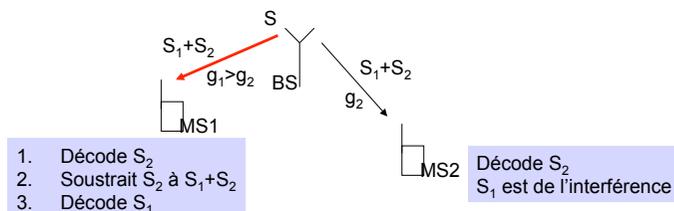
[17]

Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



- Capacité maximale** quelque soit la méthode d'accès : codage par superposition avec suppression d'interférence :
 - On suppose que 1 a un meilleur canal que 2.
 - Si 2 peut décoder R_2 , 1 peut aussi décoder R_2 avec une probabilité d'erreur arbitrairement faible.
 - Le signal descendant est la superposition linéaire des signaux pour les deux utilisateurs.
 - 1 décode le signal destiné à 2 et soustrait le signal de 2 au signal reçu afin d'améliorer le décodage de ses propres données.



Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



- Capacité maximale du canal *broadcast* :

$$C_{BC} = \bigcup_{\{P_1, P_2: P_1+P_2=P\}} \left(B \log_2 \left(1 + \frac{P_1 g_1}{N_0 B} \right); B \log_2 \left(1 + \frac{P_2 g_2}{N_0 B + P_1 g_2} \right) \right)$$

Le signal de 2 est soustrait au signal reçu

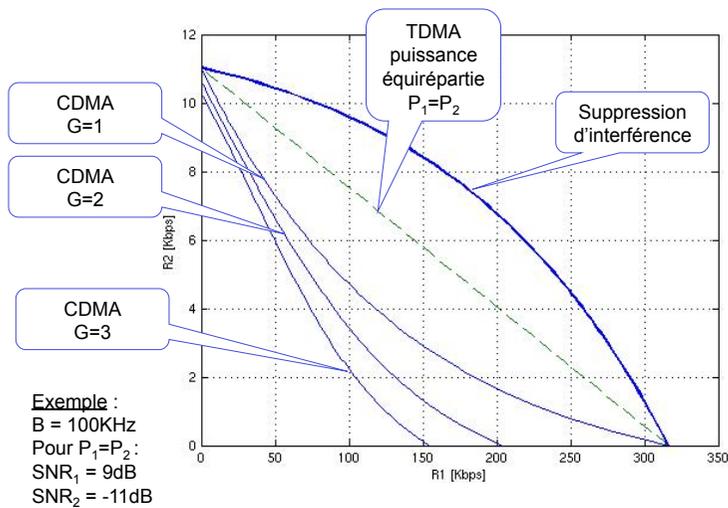
Le signal de 1 est considéré comme de l'interférence

- La capacité somme est atteinte pour $(C_1, 0)$, i.e. lorsque l'ensemble des ressources est attribué à l'utilisateur avec le meilleur canal.

[17]

Régions de capacité

Voie descendante : le canal en diffusion (*broadcast channel*)



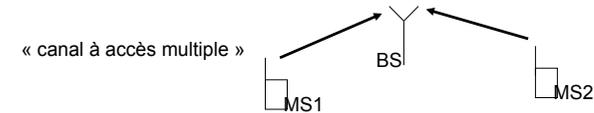
Régions de capacité

Voie montante : le canal à accès multiple (*multi-access channel*)



Modèle :

- Deux utilisateurs,
- Canal AWGN de densité spectrale de puissance $N_0/2$,
- Gain de puissance du canal entre l'utilisateur i et le récepteur : g_i ,
- Les émetteurs disposent d'une puissance P_k et d'une bande B .



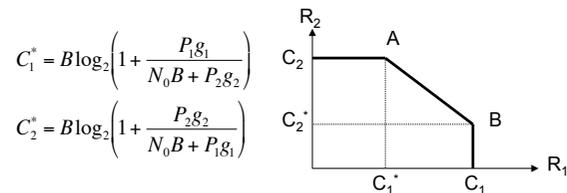
Régions de capacité

Voie montante : le canal à accès multiple (*multi-access channel*)



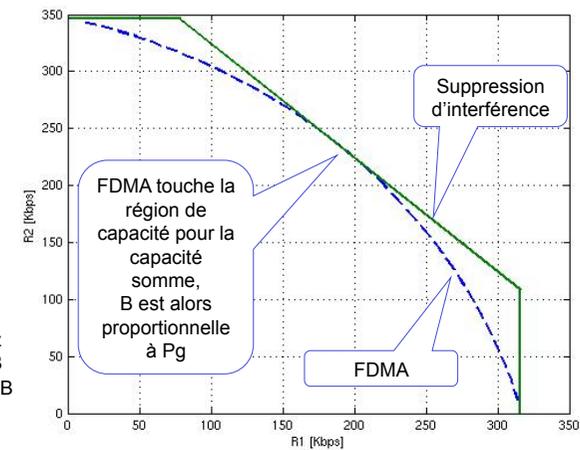
Région de capacité du canal à accès multiple : suppression d'interférence.

- Le récepteur décode le signal de 2, il peut atteindre C_2^* ,
- Il soustrait le signal 2 du signal reçu,
- Il décode le signal 1 en présence de bruit, il peut atteindre C_1 .
- Les rôles de 1 et 2 sont symétriques.
- Le segment A-B est obtenu par une division en temps.



Régions de capacité

Voie montante : le canal à accès multiple (*multi-access channel*)



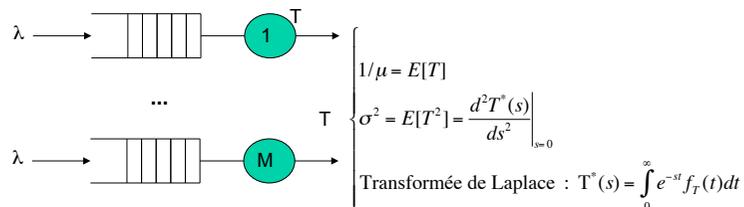
Conclusion

- On a vu dans ce cours :
 - Les protocoles classiques d'accès aléatoire,
 - Les méthodes d'analyse associées (probas de base + Markov),
 - Essentiellement des résultats sur le débit utile,
 - Les régions de capacité.
- Pour aller plus loin :
 - Protocoles d'accès multiple sans conflit (cf. Annexe 1),
 - Autres critères de performances (délai, équité),
 - Influence du canal (débit, capture, SINR, etc),
 - Influence des couches supérieures (ordonnancement, ARQ, HARQ, etc),
 - Influence des types de sources de trafic (ON/OFF, etc).

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA

Evaluation des performances

- Hypothèses :
 - Il y a M utilisateurs.
 - Le canal a une capacité de R bps, chaque utilisateur dispose de R/M bps.
 - Un utilisateur génère des paquets à un taux λ paquets/s.
 - Les utilisateurs disposent de files d'attente infinies.
 - Le temps de transmission d'un paquet est égal à T.
- Le système FDMA peut être modélisé par M files M/G/1 fonctionnant en parallèle de manière indépendante.

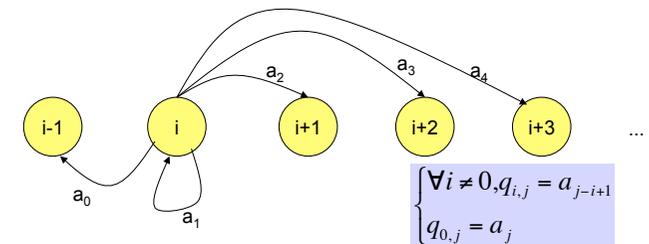


Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA

- **Principe :**
 - La bande est divisée en sous-bandes,
 - Chaque utilisateur est associé à une sous-bande,
 - L'utilisateur conserve la sous-bande tout au long de l'appel,
 - Une bande de garde est nécessaire entre sous-bandes.
- **Caractéristiques :**
 - Pas de synchronisation, mais les radios doivent être capables de passer facilement d'une fréquence à l'autre,
 - Il est difficile d'allouer plusieurs canaux à un même utilisateur,
 - Chaque signal transmis sur une sous-bande est à bande étroite, le canal n'est donc pas sélectif en fréquence.
- Systèmes utilisant le FDMA : essentiellement de 1ère génération analogique (Radiocom 2000, AMPS) ou de deuxième génération avec TDMA.
- Systèmes utilisant l'OFDMA : essentiellement WLAN (IEEE 802.11g/a) et B3G (WiMAX, 3GLTE).

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA

- Chaîne de Markov à temps discret : $\{X_k = n(t_k)\}$ nombre de clients dans le système aux instants de fin de service.



- Variable aléatoire du nombre d'arrivées pendant le n^{ème} service = A_n
- Probabilité pour que k clients soient arrivés pendant la durée d'un service = a_k

$$a_k = \int_0^\infty \frac{(\lambda t)^k}{k!} e^{-\lambda t} f_T(t) dt$$

$$P = \begin{pmatrix} a_0 & a_1 & a_2 & \dots \\ a_0 & a_1 & a_2 & \dots \\ 0 & a_0 & a_1 & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots \end{pmatrix}$$

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA



- Résolution du système $\pi P = \pi$ en régime permanent.
- On considère les transformées en z de P et A : $P(z) = \sum_{k=0}^{\infty} \pi_k z^k$ et $V(z) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k z^k$
- La résolution du système donne : $P(z) = \frac{\pi_0 V(z)(1-z)}{V(z)-z} = \frac{N(z)}{D(z)}$

• Justification :

$$\begin{cases} \pi_0 z^0 = \pi_0 a_0 z^0 + \pi_1 a_0 z^0 \\ \pi_1 z^1 = \pi_0 a_1 z^1 + \pi_1 a_1 z^1 + \pi_2 a_0 z^1 \\ \vdots \end{cases}$$

$$\begin{aligned} P(z) &= \pi_0 V(z) + \pi_1 V(z) + \pi_2 z V(z) + \dots \\ &= \pi_0 V(z) + V(z)(\pi_1 + \pi_2 z + \pi_3 z^2 + \dots) \\ &= \pi_0 V(z) + \frac{V(z)}{z}(P(z) - \pi_0) \end{aligned}$$

[7]

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA



- Résolution du système $\pi P = \pi$ en régime permanent.
- On considère les transformées en z de P et A : $P(z) = \sum_{k=0}^{\infty} \pi_k z^k$ et $V(z) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k z^k$
- La résolution du système donne : $P(z) = \frac{\pi_0 V(z)(1-z)}{V(z)-z} = \frac{N(z)}{D(z)}$

• La règle de l'Hôpital fournit $\pi(0)$: $\pi_0 = 1 - \rho$

• Justification :

- N(z) et D(z) s'annulent et sont dérivables en 1,
- N'(1)/D'(1) est défini, donc : $\lim_{z \rightarrow 1} \frac{N(z)}{D(z)} = \lim_{z \rightarrow 1} \frac{N'(z)}{D'(z)} = \frac{-\pi_0 V(1)}{V'(1) - 1}$
- $\lim_{z \rightarrow 1} \frac{N(z)}{D(z)} = P(1) = 1$
- $V(1) = 1$,
- $V'(1)$ est le nombre moyen d'arrivées pendant un temps de service = λ/μ

[7]

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA



- Résolution du système $\pi P = \pi$ en régime permanent.
- On considère les transformées en z de P et A : $P(z) = \sum_{k=0}^{\infty} \pi_k z^k$ et $V(z) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k z^k$
- La résolution du système donne : $P(z) = \frac{\pi_0 V(z)(1-z)}{V(z)-z} = \frac{N(z)}{D(z)}$

• La règle de l'Hôpital fournit $\pi(0)$: $\pi_0 = 1 - \rho$

• Par ailleurs : $V(z) = T^*(\lambda - \lambda z)$

• Justification :

$$\begin{aligned} V(z) &= \int \sum_k \frac{(\lambda t z)^k}{k!} e^{-\lambda t} f_T(t) dt \\ &= \int e^{-\lambda t (1 - \lambda z)} f_T(t) dt \end{aligned}$$

[7]

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA



- Résolution du système $\pi P = \pi$ en régime permanent.
- On considère les transformées en z de P et A : $P(z) = \sum_{k=0}^{\infty} \pi_k z^k$ et $V(z) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k z^k$
- La résolution du système donne : $P(z) = \frac{\pi_0 V(z)(1-z)}{V(z)-z} = \frac{N(z)}{D(z)}$

• La règle de l'Hôpital fournit $\pi(0)$: $\pi_0 = 1 - \rho$

• Par ailleurs : $V(z) = T^*(\lambda - \lambda z)$, d'où

$$P(z) = \frac{(1-\rho)T^*(\lambda - \lambda z)(1-z)}{T^*(\lambda - \lambda z) - z}$$

• Condition de stabilité : $\lambda < \mu$

[7]

• **Formule de Pollaczek Khintchine :**

$$W = \rho + \frac{\lambda^2 \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

- Justification :
- Soit $H(x) = 0$ si $x=0$ et 1 sinon.
- Relation entre X , H et $A : X_{n+1} = X_n + A_{n+1} - H(X_n)$

$$X_{n+1}^2 = X_n^2 + A_{n+1}^2 + H^2(X_n) + 2X_n A_{n+1} - 2X_n H(X_n) - 2A_{n+1} H(X_n)$$

- Remarques :

$$- \lim_{n \rightarrow \infty} E[H(X_n)] = \lim_{n \rightarrow \infty} P[X_n > 0] = 1 - \pi_0 = \rho$$

- Soit W le nombre moyen de clients dans le système :

$$W = \lim_{n \rightarrow \infty} E[X_n]$$

• **Formule de Pollaczek Khintchine :**

$$W = \rho + \frac{\lambda^2 \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

- Justification :
- Soit $H(x) = 0$ si $x=0$ et 1 sinon.
- Relation entre X , H et $A : X_{n+1} = X_n + A_{n+1} - H(X_n)$

$$X_{n+1}^2 = X_n^2 + A_{n+1}^2 + H^2(X_n) + 2X_n A_{n+1} - 2X_n H(X_n) - 2A_{n+1} H(X_n)$$

- On prend l'espérance et on passe à la limite :

$$0 = \lambda^2 \sigma^2 + \rho + \rho + 2W\rho - 2W - 2\rho^2$$

$$W = \rho + \frac{\lambda^2 \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

• **Formule de Pollaczek Khintchine :**

$$W = \rho + \frac{\lambda^2 \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

- Justification :
- Soit $H(x) = 0$ si $x=0$ et 1 sinon.
- Relation entre X , H et $A : X_{n+1} = X_n + A_{n+1} - H(X_n)$

$$X_{n+1}^2 = X_n^2 + A_{n+1}^2 + H^2(X_n) + 2X_n A_{n+1} - 2X_n H(X_n) - 2A_{n+1} H(X_n)$$

- Remarques :

- Moyenne et variance de $A :$

$$\begin{aligned} E[A] &= V'(1) = \rho \\ E[A^2] &= \frac{d^2 V(z)}{dz^2} \Big|_{z=1} + E[A] \\ &= \lambda^2 \frac{d^2 T^*(s)}{ds^2} \Big|_{s=0} + \rho \\ &= \lambda^2 \sigma^2 + \rho \end{aligned}$$

- Nombre moyen de clients dans le système :

$$W = \rho + \frac{\lambda^2 \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

- Taux de sortie de la file :

$$\lambda$$

- Taux d'utilisation du serveur (débit) :

$$U = \rho$$

- Temps de séjour moyen dans la file (Loi de Little) :

$$D = \frac{W}{\lambda} = \frac{1}{\mu} + \frac{\lambda \sigma^2}{2(1-\rho)}$$

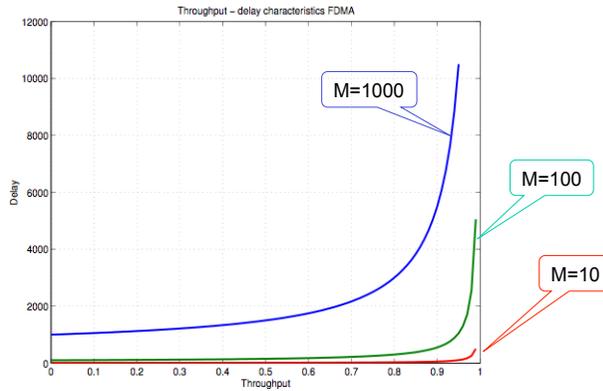
- Cas d'une M/D/1 (longueur de paquet fixe, P) : $\sigma^2 = 1/\mu^2$ et

$$D_{M/D/1} = \frac{1}{\mu} \frac{2-\rho}{2(1-\rho)} = \frac{MP}{R} \frac{2-U}{2(1-U)}$$

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit FDMA

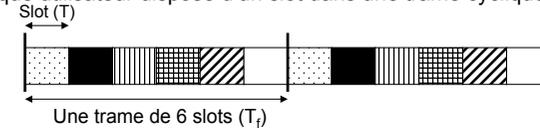
- Caractéristique délai/débit du FDMA :
 - La taille des paquets est fixe : $T=1/\mu$ est constante et la file est M/D/1
 - Le délai est normalisé par rapport à P/R

$$D_{FDMA} = M \frac{2-U}{2(1-U)}$$

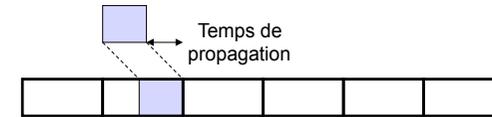


Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit TDMA

- Chaque utilisateur dispose d'un slot dans une trame cyclique.



- Caractéristiques :
 - La transmission n'est pas continue.
 - On peut attribuer plusieurs slots à un même utilisateur de façon dynamique (cf. GPRS).
 - Synchronisation nécessaire entre utilisateur : après réception, les signaux doivent être orthogonaux dans le temps.



Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit TDMA

- Evaluation des performances**
- Le délai W subi par un paquet avant sa transmission complète comprend :
 - Le temps entre sa génération et la fin de la trame courante ($T_f/2$ en moyenne),
 - Le temps d'attente dans la file (W_q),
 - La transmission du paquet ($T=T_f/M$).
- Si les arrivées sont Poisson (λ), le système est une M/D/1 :

$$W_q = \frac{\rho MT}{2(1-\rho)}, \text{ avec } \rho = \lambda MT \text{ car } 1/\mu = T_f = MT$$

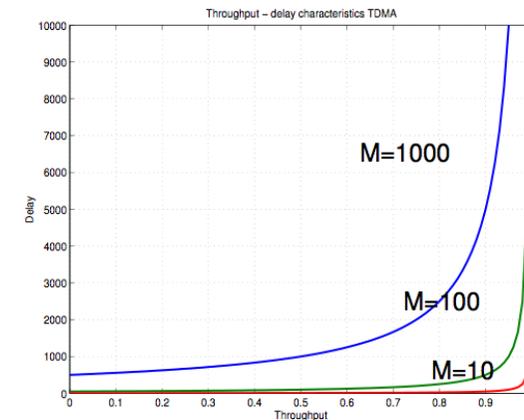
- Temps de séjour total dans le système :

$$D_{TDMA} = \frac{T_f}{2} + W_q + T$$

$$= T \left[1 + \frac{M}{2(1-\rho)} \right]$$
- Comparaison avec FDMA : $D_{FDMA} = D_{TDMA} + \frac{P}{R} \left(\frac{M}{2} - 1 \right) \stackrel{M \geq 2}{\geq} D_{TDMA}$

Annexe 1 : Accès Multiple Sans Conflit TDMA

- Caractéristique délai/débit du TDMA :
- On fait l'hypothèse M/D/1 et le délai est normalisé par rapport à T.



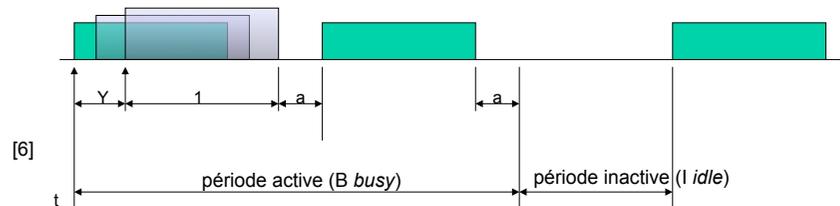
Annexe 2 : CSMA 1-persistant

Débit utile : une idée de la preuve



CSMA 1-persistant : une idée de la preuve.

- Les périodes d'activité sont une succession de sous-périodes de transmissions réussies et de collisions.
- 1) Un paquet arrivant durant une période I est correctement transmis s'il n'y a pas de transmission pendant a : $P^1_{succès} = E[I]/(E[I]+E[B])e^{-aG}$.
- 2) Un paquet qui arrive pendant la période a d'un autre n'a aucune chance de succès : $P^2_{succès} = 0$.
- 3) Un paquet qui arrive après la période a passe ssi aucun paquet n'est transmis entre $t+a$ et $t+1+Y+a$. $P^3_{succès}$ plus difficile à calculer.



M. Coupechoux - Performance des protocoles MAC

85

Glossaire



ACK : Acknowledgement	RTS : Ready To Send
ARQ : Automatic Repeat Request	SIFS : Short Inter Frame Space
BEB : Binary Exponential Backoff	SINR : Signal to Interference plus Noise Ratio
CDMA : Code Division Multiple Access	TDD : Time Division Duplex
CSMA : Carrier Sense Multiple Access	TDMA : Time Division Multiple Access
CSMA/CA : CSMA Collision Avoidance	
CSMA/CD : CSMA Collision Detection	
CTS : Clear To Send	
CW : Contention Window	
DCF : Distributed Coordination Function	
DIFS : DCF Inter Frame Space	
FDD : Frequency Division Duplex	
FDMA : Frequency Division Multiple Access	
HARQ : Hybrid ARQ	
MAC : Medium Access Control	
MPDU : MAC Protocol Data Unit	
NACK : Negative Acknowledgment	
NAV : Network Allocation Vector	

M. Coupechoux - Performance des protocoles MAC

86

Références



- [1] X. Lagrange et D. Seret, « Introduction aux Réseaux », Hermes, 1998.
- [2] R. Rom et M. Sidi, « Multiple Access Protocols, Performance and Analysis », Springer-Verlag, 1990.
- [3] X. Lagrange, Ph. Godlewski et S. Tabbane, « Réseaux GSM », Hermes, 2000.
- [4] M. Gagnaire, « Etude analytique de deux cas d'école : le bit alterné et ALOHA », Dominante Réseaux, cours ENST, 1996-97.
- [5] M. Gagnaire, « Critères de performance d'un protocole MAC », UE RES222, cours ENST, 2006-07.
- [6] L. Kleinrock et F. A. Tobagi, « Packet Switching in Radio Channels: Part I-Carrier Sense Multiple Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics », Trans. On Communications, Dec. 1975.
- [7] B. Baynat, « Théorie des Files d'Attente », Hermes, 2000.
- [8] G. Doyon, « Systèmes et Réseaux de Télécommunication en Régime Stochastique », Masson, 1989.
- [9] Computer Networks, Andrew S. Tanenbaum, éditions Prentice Hall.
- [10] Ph. Godlewski, « L'accès aléatoire en cellulaire », draft, ENST, Nov. 2006.
- [11] L. Toutain, « Réseaux Locaux et Internet », Hermès, 2003.
- [12] M. Schwartz, « Telecommunication Networks », Addison Wesley, 1987.
- [13] Ph. Martins et M. Coupechoux, « Réseaux Locaux », UE RES 222, ENST, 2006/7.
- [14] J. Hayes, « Modeling and Analysis of Computer Communication Networks », Perseus Pub. 1984.
- [15] S. Lam, « A Carrier Sense Multiple Access Protocol for Local Networks », Computer Networks, Janv. 1980.
- [16] G. Bianchi, « Performance Analysis of the IEEE 802.11 DCF », IEEE JSAC, Mar. 2000.
- [17] Andrea Goldsmith, « Wireless Communications », Cambridge University Press, 2005.
- [18] D. Tse and P. Viswanath, « Fundamentals of Wireless Communications », Cambridge University Press, 2005.
- [19] P. Bergmans and T. M. Cover, « Cooperative Broadcasting », IEEE Trans. On Information Theory, May 1974.
- [20] S. Hara and R. Prasad, « Overview of Multicarrier CDMA », IEEE Communication Magazine, Dec. 1997.

M. Coupechoux - Performance des protocoles MAC

87

Licence de droits d'usage



Contexte public } sans modifications

Par le téléchargement ou la consultation de ce document, l'utilisateur accepte la licence d'utilisation qui y est attachée, telle que détaillée dans les dispositions suivantes, et s'engage à la respecter intégralement.

La licence confère à l'utilisateur un droit d'usage sur le document consulté ou téléchargé, totalement ou en partie, dans les conditions définies ci-après et à l'exclusion expresse de toute utilisation commerciale.

Le droit d'usage défini par la licence autorise un usage à destination de tout public qui comprend :

- Le droit de reproduire tout ou partie du document sur support informatique ou papier,
- Le droit de diffuser tout ou partie du document au public sur support papier ou informatique, y compris par la mise à la disposition du public sur un réseau numérique.

Aucune modification du document dans son contenu, sa forme ou sa présentation n'est autorisée.

Les mentions relatives à la source du document et/ou à son auteur doivent être conservées dans leur intégralité.

Le droit d'usage défini par la licence est personnel, non exclusif et non transmissible.

Tout autre usage que ceux prévus par la licence est soumis à autorisation préalable et expresse de l'auteur : marceau.coupechoux@enst.fr

M. Coupechoux - Performance des protocoles MAC

88