

1.1 Accès aléatoire à un média partagé

Historique

Vers la fin des années 70, l'Université de Hawaïi a développé et utilisé un système de communication par radio (**ALOHA**) afin de connecter les différentes îles d'Hawaïi. Le protocole utilisé permettait à chaque station connectée d'émettre à tout moment ce qui conduisait à des collisions de transmissions dans le canal radio partagé. Le protocole ALOHA est l'origine des protocoles MAC modernes utilisant la méthode CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*).

Un réseau ALOHA peut être considéré comme un ordinateur central et un certain nombre de terminaux reliés entre eux par un canal radio commun.

Si un terminal désire envoyer de l'information à une autre station, il regroupe les données à envoyer dans un paquet qui contient en outre l'adresse de la station destinataire. Le terminal émet ensuite le paquet sur le canal radio, sans se préoccuper de savoir si le canal est libre ou non. Le terminal attend ensuite pendant un délai déterminé un message d'acquittement en provenance du destinataire. Si le message d'acquittement arrive dans les délais prescrits, la transmission s'est effectuée correctement et la transaction est terminée. S'il y avait collision, c'est-à-dire superposition des signaux de deux ou plusieurs utilisateurs, les signaux deviennent indéchiffrables et sont perdus. Dans ce cas-là, les émetteurs ne recevront pas d'acquittements et devront répéter leurs transmissions. Pour éviter que les mêmes trames n'entrent en collision à nouveau, chaque émetteur doit observer un temps d'attente aléatoire avant de retransmettre.

Il faut remarquer que même si le premier bit d'une trame recouvre le dernier bit d'une autre, les deux trames seront détruites et devront être retransmises.

1.1.1 Performances du protocole ALOHA

Il est intuitivement clair que lorsqu'il y a beaucoup d'utilisateur dans un réseau ALOHA il y aura souvent des collisions de transmission, ce qui diminue le temps effectif pendant lequel des données peuvent être transmises correctement. Nous allons analyser de manière mathématique le comportement d'un réseau ALOHA. Pour cela nous faisons les hypothèses suivantes :

- Nous supposons un nombre très grand d'utilisateurs qui génèrent des trames avec une certaine fréquence. Le nombre de trames par seconde générées par tous les utilisateurs soit donné par λ_{gen} . L'hypothèse d'un grand nombre d'utilisateur est nécessaire pour éviter que la fréquence λ_{gen} ne dépende du nombre d'utilisateurs en état d'attente avant une retransmission¹.

¹ Plus précisément nous supposons que les trames sont générées selon un processus de Poisson avec une intensité λ .

- Le canal de transmission ne présente pas d'erreurs de transmission. La seule cause de perte de trame est une collision de transmissions.
- Nous négligeons le temps de propagation du signal entre les stations.

Ce qui nous intéresse est le rapport entre le trafic transmis avec succès (donc sans collision) et le trafic total offert au canal (donc toutes les tentatives de transmission)

Le trafic offert A du réseau est défini comme le produit de la fréquence de toutes les transmissions et la durée moyenne d'une transmission :

$$A = \lambda_{tot} \cdot \tau.$$

La fréquence λ des transmissions comprend les nouvelles trames générées par les utilisateurs et les retransmissions, donc

$$\lambda_{tot} = \lambda_{gen} + \lambda_{retr}.$$

Le trafic transmis avec succès est appelé trafic écoulé et dénoté par le symbole Y . Il est défini comme le produit de la fréquence de réception correcte d'une trame et la durée moyenne d'une trame :

$$Y = \lambda_{reçu} \cdot \tau.$$

Déterminons maintenant dans quelles conditions la trame représentée en gris sur la Figure 1 sera transmise correctement, donc sans subir de collision. Si une station a transmis une trame dans l'intervalle compris entre t_0 et $t_0 + \tau$, la fin de cette trame télescopera le début de la trame en gris. En fait, le sort de la trame en gris était déjà fixé avant que le premier de ses bits ne soit transmis, mais dans le protocole ALOHA les stations n'écoutent pas le canal avant de transmettre.

De même, toute trame transmise entre $t_0 + \tau$ et $t_0 + 2\tau$ télescopera la trame en gris. Cet intervalle de temps entre t_0 et $t_0 + 2\tau$ pendant lequel aucune autre station ne doit initier la transmission d'une trame est appelé période de vulnérabilité.

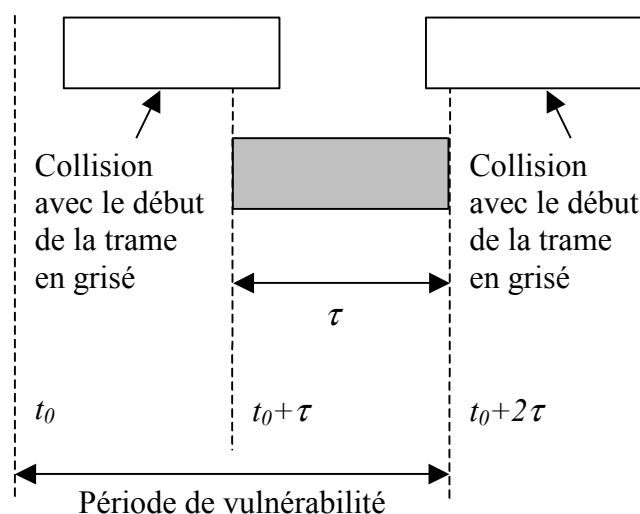


Figure 1: Période de vulnérabilité d'une trame dans ALOHA

Le trafic écoulé est la partie du trafic offert qui n'a pas subi de collision.

Dénotons la probabilité de collision par P_0 , donc

$$Y = P_0 \cdot A$$

Pour un trafic poissonnien avec fréquence λ la probabilité que k trames soient générées pendant un intervalle de temps t est donnée par la formule de la distribution de Poisson :

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

Ainsi nous pouvons déterminer P_0 , donc la probabilité qu'aucune trame soit transmise pendant la période de vulnérabilité d'une trame :

$$P_0 = \frac{(2A)^0 e^{-2A}}{0!} = e^{-2A}$$

et finalement

$$Y = A \cdot P_0 = A \cdot e^{-2A}.$$

La relation entre le trafic offert A et le trafic écoulé Y est illustrée dans la Figure 2.

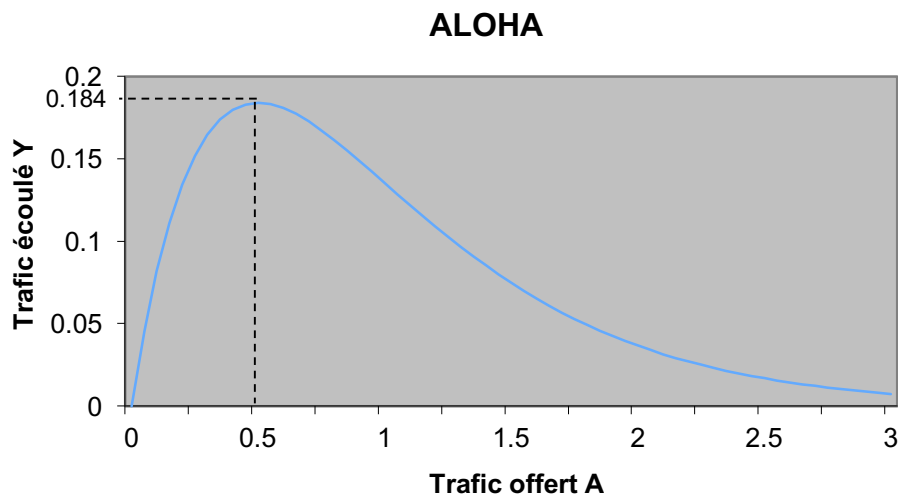


Figure 2: Relation entre le trafic offert et le trafic écoulé dans ALOHA

Pour un trafic offert très faible, il n'y a presque pas de collision, donc le trafic écoulé est très proche du trafic offert. Avec l'augmentation du trafic offert, des collisions se produisent plus souvent et l'écart entre le trafic offert et le trafic écoulé croît. Le trafic écoulé atteint le maximum de $Y=0.184$ pour un trafic offert de $A=0.5$. En d'autres termes, le mieux que l'on puisse espérer correspond à une occupation utile du canal de l'ordre de 18 %. Pour un trafic offert élevé, le canal est très souvent occupé par de trames en collision, qui ne contribuent pas au trafic écoulé. Ce résultat n'est pas très encourageant.

1.1.2 Le système ALOHA discrétisé (*slotted ALOHA*)

L'utilisation maximale très limitée du canal dans le système ALOHA a conduit à la recherche d'améliorations possibles. En 1972, une méthode a été publiée qui

permettait de doubler utilisation du système. La proposition consistait à diviser le temps en intervalles répétitifs (appelés slots) de durée constante, à savoir la durée d'une trame. Une station ne peut commencer la transmission d'une trame qu'au début d'un slot. Cette méthode nécessite une synchronisation des différentes stations. Une méthode pour établir cela serait d'utiliser une station qui émettrait, à intervalle de temps régulier, telle une horloge, un signal indiquant le début de chaque slot.

Dans slotted ALOHA, s'il y a collision, c'est sur l'ensemble du slot et non plus sur des parties de trames seulement. L'effet de cette discrétisation du temps et que la période de vulnérabilité est réduite à la durée de la transmission d'une trame, comme montré dans la Figure 3.

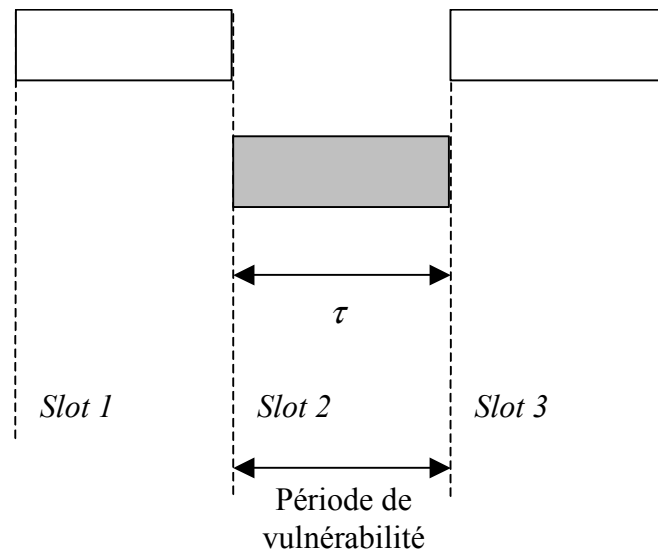


Figure 3: Période de vulnérabilité d'une trame dans *slotted ALOHA*

Le même calcul comme pour le système ALOHA pur, à la différence près d'une période de vulnérabilité de τ au lieu de 2τ , nous donne la relation entre le trafic écoulé Y et le trafic offert A dans slotted ALOHA :

$$Y_{\text{slotted}} = A \cdot e^{-A}.$$

La Figure 4 compare les deux systèmes d'ALOHA.

ALOHA

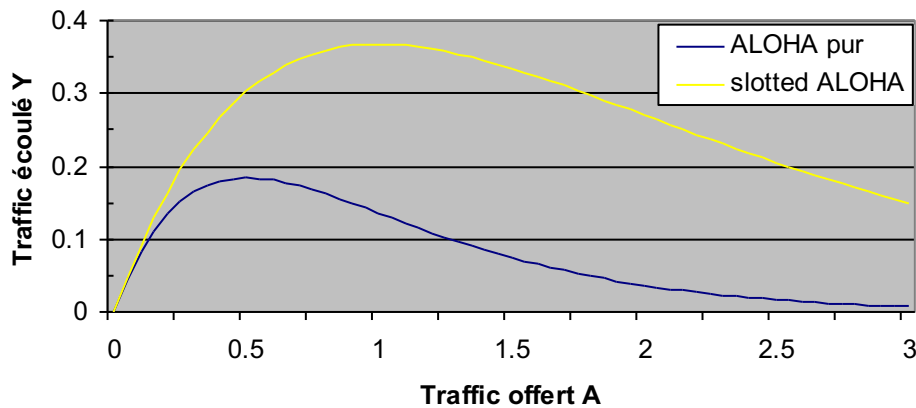


Figure 4: Comparaison d'ALOHA pur et slotted ALOHA

Le mieux qu'on puisse espérer d'ALOHA discrétisé se répartit comme suit :

- 36,8 % d'intervalles de temps non utilisés ($=P_0$),
- 36,8 % de transmission réussies (= trafic écoulé Y) et
- 26,4 % de collisions ($= 1 - P_0 - \Pr(1)$).

En utilisant un trafic offert plus élevé, il est possible de réduire le nombre de slots non utilisés mais on accroît exponentiellement le nombre de collisions. Si plusieurs stations essaient de transmettre en même temps, leurs paquets entrent en collision et doivent être retransmis. Les paquets retransmis peuvent à leur tour faire l'objet d'une collision, ce qui nécessite une nouvelle retransmission. On conçoit donc que la transmission des paquets peut subir un retard important dans les cas extrêmes. Compte tenu de la nature statistique du protocole de communication, le retard subi par un paquet dans un réseau aléatoire est imprévisible.

Nous allons maintenant déterminer le retard moyen subi d'une trame à cause de collision en fonction du trafic offert. La probabilité qu'une trame n'ait pas de collision est $P_0 = e^{-A}$. La probabilité qu'elle y ait collision est $1 - P_0 = 1 - e^{-A}$. La probabilité pour que la transmission nécessite exactement k tentatives, c'est-à-dire $k-1$ collisions suivies par une transmission réussie, est :

$$P_k = e^{-A} (1 - e^{-A})^{k-1}.$$

Le nombre moyen de transmissions E pour chaque trame est alors :

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} k P_k = \sum_{k=1}^{\infty} k e^{-A} (1 - e^{-A})^{k-1} = e^A.$$

Nous avons vu dans la description d'ALOHA, qu'une station doit attendre un délai aléatoire après une collision avant de retransmettre la trame. Supposons qu'elle choisit avec la même probabilité une valeur n entre 1 et N telle qu'elle attend n ème slot après la collision pour retransmettre la trame. Le délai moyen entre les

transmissions est donc : $\frac{N+1}{2}\tau$. Le délai moyen pour une transmission réussie est donc donné par

$$D = (e^A - 1) \frac{N+1}{2} \tau + \tau.$$

La Figure 5 montre le délai moyen de transmission D en fonction du trafic offert pour $N=4$.

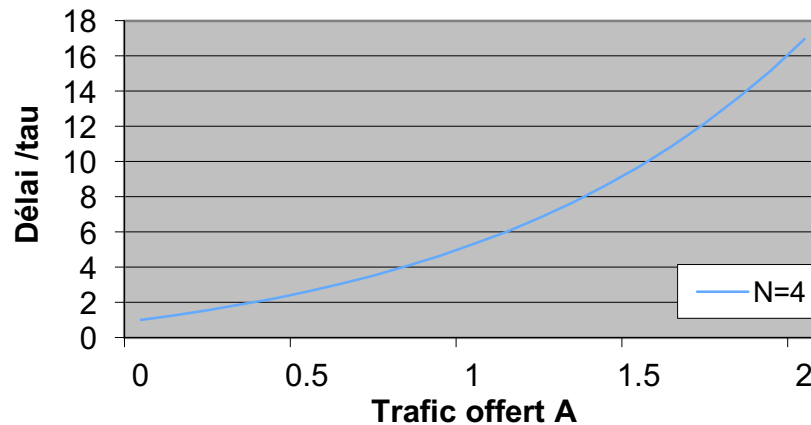


Figure 5: Délai de transmission à cause de retransmissions dans slotted ALOHA

1.1.3 CSMA

Dans un système ALOHA les stations transmettent sans contrainte, sans se soucier de ce que font les autres stations. En conséquence on observe de nombreuses collisions. Toutefois, avec les réseaux LAN une station peut s'enquérir de ce que font les autres stations et adapter alors son comportement. Cette technique, plus connue sous le nom de CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*), consiste à écouter le canal avant d'émettre. Si le coupleur détecte un signal sur la ligne, il diffère son émission à une date ultérieure. Cela réduit considérablement les risques de collision, sans toutefois les supprimer complètement. En effet, si, durant le temps de propagation entre le couple de stations les plus éloignées (période de vulnérabilité), une station ne détecte pas l'émission d'une trame d'une autre station, il peut y avoir superposition de signaux. De ce fait, il faut ré-émettre ultérieurement les trames perdues. De nombreuses variantes de cette technique existent. Elles diffèrent par trois caractéristiques :

- La stratégie suivie par le coupleur après détection de l'état du canal.
- La manière dont les collisions sont détectées.
- La politique de retransmission des messages après collision.

Nous décrivons ci-après quelques-unes de ces variantes.

CSMA non persistant. La station écoute le canal lorsqu'une trame est prête à être envoyée. Si le canal est libre, la station émet. Dans le cas contraire, elle recommence le même processus après un délai aléatoire.

CSMA persistant (ou 1-persistant). De même que précédemment, une station prête à émettre écoute préalablement le canal et transmet s'il est libre. Si elle détecte l'occupation de la porteuse, elle continue à écouter jusqu'à ce que le canal soit libre et émet à ce moment là.

Cette technique permet de perdre moins de temps que dans le cas précédent, mais elle a l'inconvénient d'augmenter la probabilité de collision, puisque les trames qui s'accumulent pendant la période occupée sont toutes transmises en même temps.

CSMA p-persistant. Dans cette approche, l'algorithme est le même que précédemment, mais, lorsque le canal devient libre, la station émet avec la probabilité p . En d'autres termes, la station diffère son émission avec la probabilité $1-p$. Cet algorithme permet de réduire la probabilité de collision. En supposant que deux terminaux souhaitent émettre, la collision est inéluctable dans le cas de CSMA persistant. Avec ce nouvel algorithme, il y a une probabilité $1-p$ que chaque terminal ne transmette pas et donc évite la collision. En revanche, il augmente le temps avant la transmission, puisqu'un terminal peut choisir de ne pas émettre, avec probabilité $1-p$, alors que le canal est libre.

Les diagrammes de flux des différentes variantes sont montrés dans Figure 6. Les performances sont comparées dans la Figure 7.

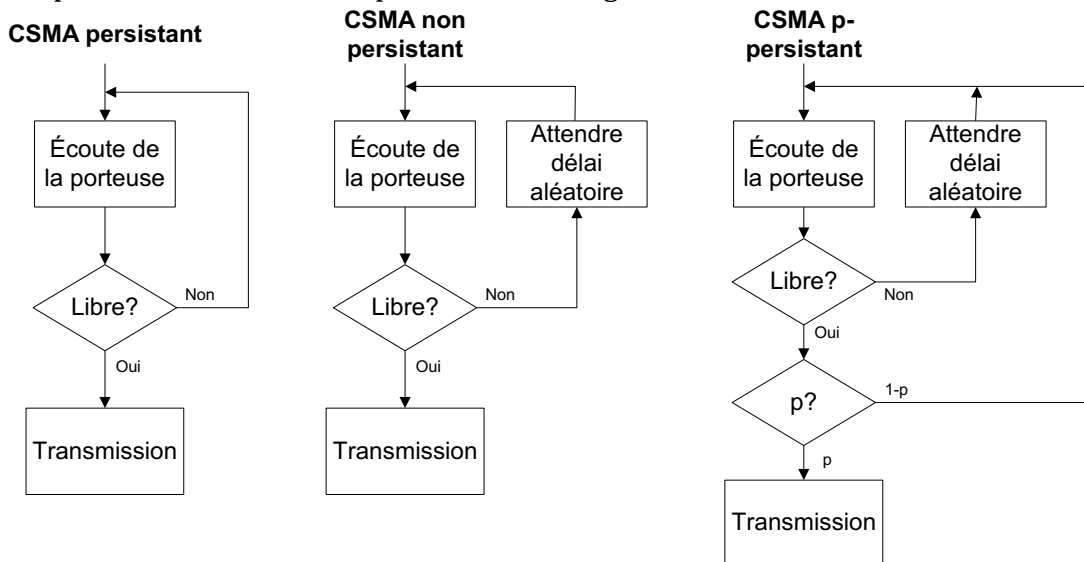


Figure 6: Diagrammes de flux des méthodes CSMA

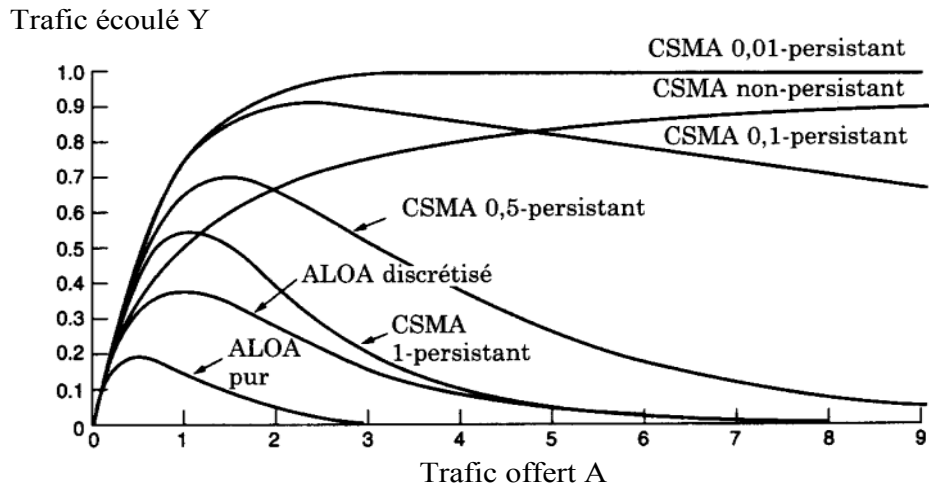


Figure 7: Comparaison des méthodes CSMA