

MAC-Protocol for Traffic regulation in Ultra-Dense Nanonetwork

Lina Aliouat
Univ. Bourgogne Franche-Comté
Montbéliard, France
lina.aliouat@femto-st.fr

Hakim Mabed
Univ. Bourgogne Franche-Comté
Montbéliard, France
hmabed@femto-st.fr

Julien Bourgeois
Univ. Bourgogne Franche-Comté
Montbéliard, France
julien.bourgeois@femto-st.fr

ABSTRACT

Les réseaux nano terahertz représentent un des axes prometteurs dans le domaine des télécommunication sans fils. Les avancées technologiques réalisées dans la miniaturisation des antennes et les communications terahertz ont ouvert la voie à de nouvelles applications réseau tels que le Body network, la matière programmable ou encore les processeurs multi-core. Certaines de ces applications nécessitent la concentration d'un nombre très élevés de noeuds minuscules dans un espace limité. Dans ce contexte ultra dense et en l'absence d'unités de contrôle d'accès, nous proposons de définir une stratégie distribuée de régulation spatiale et temporelle du trafic pour se prémunir des risques de congestion, d'interférences et de sur-consommation d'énergie. Nous proposons dans cet article un protocole d'optimisation des liaisons radio permettant à la fois de réduire le flux de trafic inutile sur le réseau, d'aplanir dans le temps le volume de communications échangées et préserver la durée de vie des noeuds.

CCS CONCEPTS

• **Networks** → *Link-layer protocols*;

KEYWORDS

Terahertz Nanonetwork, Ultra Dense nanonetwork, directional antenna, MAC Layer

ACM Reference Format:

Lina Aliouat, Hakim Mabed, and Julien Bourgeois. 2018. MAC-Protocol for Traffic regulation in Ultra-Dense Nanonetwork. In *Proceedings of ACM NanoCOM conference (NanoCOM'2018)*, Jennifer B. Sartor, Theo D'Hondt, and Wolfgang De Meuter (Eds.). ACM, New York, NY, USA, Article 4, 6 pages. https://doi.org/10.475/123_4

1 INTRODUCTION

De nouvelles applications réseau ont vu le jour ces dernières années portées par les avancées majeures de la miniaturisation des équipements électroniques et des antennes radio. Dans ce type de systèmes réseau, un nombre très élevés d'équipements radio sont confinés dans un espace réduit. Dans ce contexte, la bande de fréquences Terahertz présente le double avantage d'allier une bande passante élevée avec une portée énergétique et spatiale faible. Dans

le domaine de la matière programmable, par exemple, un nombre élevé de micro-robots sont capables de se réorganiser en différentes formes. Les algorithmes distribués de réorganisation peuvent être largement améliorés par l'utilisation de procédures de communication non restreintes aux noeuds voisins. L'utilisation des communications terahertz à courte portée trouve aussi une application dans le domaine des architectures informatiques massivement multi-cœur. L'idée est alors de déployer un grand nombre de processeurs sur une même puce et remplacer les bus de communication classiques par des liaisons radio à très haut débit [?].

En raison des capacités de calcul et d'énergie restreintes des noeuds du réseau, les protocoles d'accès multiple doivent répondre à des exigences de simplicité et de scalabilité. L'accès au canal doit se faire en réduisant le nombre de messages de contrôle et sans recourir à des entités de centralisation. Pour répondre à ce besoin, plusieurs techniques innovantes ont été proposées telles que : TS-LOOK, ASRH-TSLOOK, Smart-MAC, Wise-MAC ... Ces travaux proposent des politiques de partage du canal permettant aux noeuds de définir les paramètres de la communication : quand commencer à émettre, sur quelle canal logique ...

Cependant, en vu de la densité extrême du réseau, les protocoles d'accès multiple ne sont pas en mesure de répondre au besoin de maîtrise des flux multi-saut sur le réseau. En effet, vu la densité du réseau, la diffusion de message provoque des boucles de renvoi d'un même message saturant ainsi le système (tempêtes de diffusion). Nous proposons dans cet article une procédure complémentaire à la couche MAC que nous pourrions décrire comme un protocole de couche 2.5. L'idée est de définir la topologie logique optimale du réseau permettant à la fois de réguler le trafic sur le réseau tout en conservant sa robustesse. La régulation du trafic sur le réseau vise à :

- Maîtriser la circulation des flux dans le temps : que ce soit face à des événements de communication interdépendants ou des flux de trafic en chaîne, le trafic sur les réseaux présente des pics temporels engendrant des phénomènes de congestion. Le principe de prise de rendez-vous et d'accès multiple par division de temps (TDMA), permet de contrôler et de planifier dans le temps les communications.
- Maîtriser la circulation des flux dans l'espace : le réseau dense présente une multitude d'itinéraires pour l'acheminement de données depuis un noeud à un autre. Sur le plan de routage, ceci implique une plus grande complexité de choix. Les risques de congestion locale sur le réseau sont donc élevés. De plus pour des actions de diffusion (broadcast), la multiplication des itinéraires possibles implique plus de redondance des retransmissions (multiple réception d'un même message par différentes sources). La directionalité des antennes permet

Permission to make digital or hard copies of part or all of this work for personal or classroom use is granted without fee provided that copies are not made or distributed for profit or commercial advantage and that copies bear this notice and the full citation on the first page. Copyrights for third-party components of this work must be honored. For all other uses, contact the owner/author(s).

NanoCOM'2018, September 2018, Reykjavik, Iceland

© 2018 Copyright held by the owner/author(s).

ACM ISBN 123-4567-24-567/08/06...\$15.00

https://doi.org/10.475/123_4

de mieux maîtriser l'impact des signaux radio émis (interférence) tout en sélectionnant les noeuds destinataire du message.

- Maîtriser la consommation d'énergie : la communication par rendez-vous, permet à un nud de planifier les moments de veille correspondant aux périodes propices à la réception des données et aux périodes prévues pour les émissions. L'énergie consommée par les communications est réduite car la puissance émise est canalisée dans une direction spécifique à un moment donné.

La régulation du trafic revient donc à définir une topologie logique du réseau qui à partir de la topologie physique (deux noeuds peuvent communiquer dès lors qu'ils sont à portée l'un de l'autre), désigne un sous ensemble de noeuds voisins qui peuvent communiquer dans un sens prédéterminé et à des périodes prédéterminées. De ce point de vue, la topologie logique représente un sous-graphe orienté de la topologie physique. La robustesse la topologie logique renvoie premièrement à la connexité du sous-graphe. Deuxièmement, la topologie logique doit garantir que chaque noeud puisse être joignable (destination des arcs) et pouvoir joindre (source des arcs) suffisamment de noeuds. Cette propriété permet de vérifier que la topologie logique est suffisamment stable face aux risques de pannes.

2 FORMALISATION DU PROBLÈME DE RÉGULATION DU TRAFIC DANS LES RÉSEAUX NANO SANS-FILS

Soit R un réseau nano sans fils composé de N noeuds. Chaque noeud du réseau est doté d'une antenne directionnelle reconfigurable permettant d'orienter l'antenne d'une façon dynamique et selective pour couvrir une zone en particulier. Soit T_{rec} le temps nécessaire pour changer de configuration à une antenne. Soit $G(X, A)$, le graphe connexe décrivant la topologie physique du réseau avec X l'ensemble des noeuds ($|X| = N$) et A les liens de portée entre les noeuds. $(x, y) \in A$ signifie qu'il existe une configuration des antennes des noeuds x et y permettant aux deux noeuds de communiquer directement.

Le problème de régulation du trafic consist à calculer un sous graphe orienté $G'(X, E)$ avec $(x, y) \in E \rightarrow (x, y) \in A$ tel que les conditions suivantes soit satisfaites :

- G' est connexe : quel que soit deux noeuds du graphe, il existe un moyen d'acheminer les données d'un noeud vers l'autre.

$$\forall x, y \in X, \exists \text{ un chemin de } x \text{ vers } y \quad (1)$$

- G' est robuste : quel que soit le noeud il existe suffisamment de moyens pour qu'il reçoive les données venant des autres noeuds et suffisamment de moyens pour qu'il diffuse ses propres données.

$$\forall x \in X, \exists y_1 \dots y_p, (y_i, x) \in E \text{ and } \forall x \in X, \exists y_1 \dots y_s, (x, y_i) \in E \quad (2)$$

La valeur p and s désignent le niveau de robustesse souhaité représenté par le nombre de prédécesseurs et de successeurs de chaque noeud. Le choix d'une valeur grande de p et s permet un plus haut niveau de robustesse et dérive du niveau

de fiabilité des noeuds. Quand les noeuds sont sujettes à des risques élevés de pannes ou si les capacités énergétiques de noeuds font qu'il sont régulièrement en attente de recharge, alors une valeur de p et s élevée est préférable.

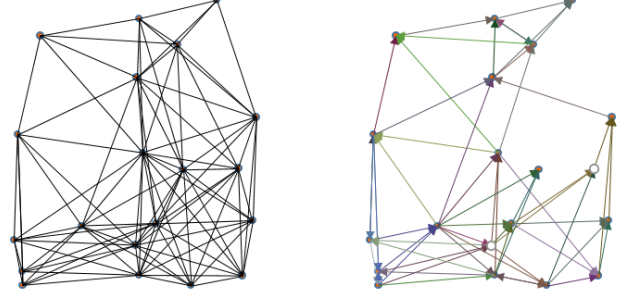


Figure 1: Traffic regulation problem : from physical to logical topology

A chaque arc (x, y) du graphe G' est associé deux indices (ou couleur) désignant la période de temps pendant laquelle x et y peuvent communiquer suivant un paramétrage particulier de leurs antennes. Chaque noeud change les paramètres de son antenne d'une façon cyclique et à intervalle de temps régulier T_s suivant les différents paramètres associés aux indices. Pendant la période S_1 , le noeud utilise le paramétrage P_1 puis pendant la durée S_2 , il utilise le paramétrage P_2 et ainsi de suite. A la fin de la période S_{NS} (NS est le nombre de périodes dans un cycle), le noeud reprend de nouveau le paramétrage P_1 pendant une nouvelle période S_1 et le cycle redémarre (figure 2). La durée d'un cycle complet T_c est identique pour tout les noeuds (equation 3). Certaines périodes S_i peuvent correspondre à des périodes de veille pendant lesquelles les périphériques de communication sont désactivés. Par ailleurs, le cycle d'un noeud peut comporter plusieurs périodes avec le même paramétrage ($i \neq j, P_i = P_j$)

$$T_c = NS \text{ times } T_s \quad (3)$$

Pendant une période S_i , un noeud x est soit en période de réception ou d'émission mais pas les deux à la fois. Si la période S_i de x est une période de réception, alors il existe un seul noeud $y \in X$ tel que $(y, x) \in E$, i.e. un seul noeud écouté à la fois. Si par contre la période S_i est une période d'émission de x , alors il existe au moins un noeud y tel que $(x, y) \in E$.

Etant donnée la nature asynchrone du réseau, les périodes S_i sont proposées à chaque noeuds. La figure 2 montre un exemple de régulation de trafic impliquant 5 noeuds. Le noeud (A) possède deux périodes actives $S_{_1}$ en émission et $S_{_2}$ en réception. La période $S_1 = [0.3 - 0.4]$ couvre $1/10$ de T_c entre les instants $0.3 \times T_c$ et $0.4 \times T_c$. Pendant cette période, le noeud (A) couvre le noeud (C) qui est à l'écoute pendant sa période $S_3 = [0 - 0.1]$ ainsi que le noeud (E) qui écoute pendant sa période $S_1 = [0.7 - 0.8]$.

Quand deux arcs (x, y_1) et (x, y_2) avec la même extrémité sortante ont le même indice sur x , les deux noeuds entrants y_1 et y_2 peuvent alors être servis par un même flux multicast. Par ailleurs, les arcs (x_1, y) et (x_2, y) avec la même extrémité entrante ne peuvent pas avoir le même indice de période sur le noeud y pour éviter les

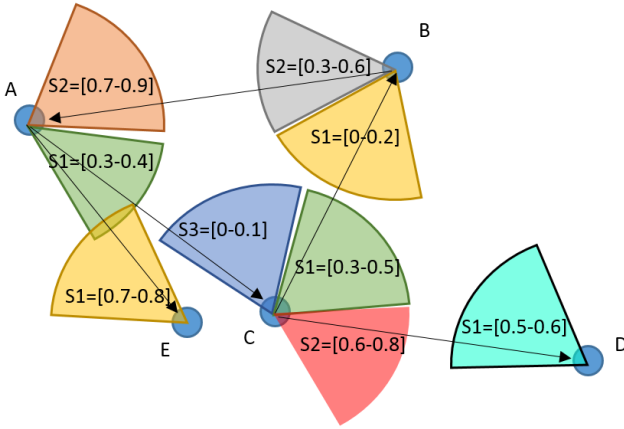


Figure 2: Example of TDMA synchronization

interférences. Pour tout arc (x, y) , la période d'écoute associée sur y doit nécessairement être plus courte ou égale à la durée d'émission associée sur x dans le but de maximiser les périodes de veille ou de rendre disponible y pour une autre liaison.

Autre le respect des contraintes de régulation du trafic en particulier la connexité et la robustesse du sous-graphe G' , l'algorithme de régulation de trafic doit veiller à maximiser les durées d'écoute et d'émission utiles, T_i , ($T_i \subset S_i$) ainsi que les périodes de veille des noeuds. Une période d'émission d'un noeud x est dite utile quand sur toute sa durée, il existe toujours au moins un noeud y , $(x, y) \in E$ à l'écoute. Une période d'écoute d'un noeud y est dite utile quand sur toute sa durée, le noeud écouté (il y en a un seul) est en phase d'émission vers y .

3 ALGORITHME DISTRIBUÉ DE RÉGULATION DE TRAFIC

La conception de l'algorithme de régulation de trafic (algorithme 1) doit satisfaire deux contraintes principales : une exigence de calcul réduite et un niveau d'échange de message limité. Quand un noeud désire rejoindre le réseau nano, il se met alternativement en deux modes. Dans le premier mode, le noeud écoute le canal dans les différentes directions à la recherche de noeuds sources. Dans le deuxième mode, le noeud lance des invitations dans différentes directions à la recherche de noeuds successeurs. En mode recherche de successeur, le noeud découpe la durée T_c en NS intervalles égaux de durée T_{slot} . Le nombre d'intervalles NS dépend de différents facteurs tels que le délai de reconfiguration T_{steer} , la durée du cycle et le nombre de sources et de successeurs recherchés. Au début de chaque intervalle, le noeud paramètre son antenne dans une direction donnée puis lance une invitation. A chaque réception, d'une acceptation à l'invitation, le noeud source met à jour la période d'émission utile le concernant. Les noeuds en mode recherche de source, écoute des éventuelles invitations. Sur la base de la puissance du signal reçu et de la durée d'écoute restante, le noeud choisit d'accepter ou non l'invitation. En cas d'acceptation le noeud enregistre la période d'écoute utile. Une fois le nombre de noeuds sources nécessaires est atteint (paramètre p), le noeud cesse d'utiliser le mode recherche de source.

Pour éviter la lenteur du démarrage du système quand peu de noeuds sont actifs autour, le nombre de cycles d'écoute/invitation au démarrage est limité à M . Après chaque M cycles de fonctionnement ordinaire, un noeud n'ayant pas suffisamment de sources (ou resp. de successeurs), écoute (ou resp. lance des invitations) pendant un cycle entier (algorithmes 2, 3). Ces deux procédures permettent aux noeuds dont le démarrage était très en avance ou en retard par rapport aux autres noeuds de compléter leurs listes de liens privilégiés. Par conséquent, le fonctionnement de l'algorithme de régulation du trafic ne nécessite pas de synchronisation entre les noeuds du système.

La déconnexion du graphe $G'(X, E)$ est évitée grâce à une procédure long terme qui prévoit à intervalle de temps très important, que chaque noeud sonde dans toutes les directions si des noeuds à proximité appartiennent à d'autres composantes connexes. Pour cela, les noeuds d'une même composante connexe partagent un identifiant de la composante qui correspond au plus petit identifiant MAC des noeuds appartenant à la composante. Quand un noeud détecte à autre noeud avec un identifiant de composante différent du sien

4 TESTS ET RÉSULTATS

Pour étudier l'apport de l'algorithme de régulation de trafic dans les réseaux nano dense, nous avons établi plusieurs scénarios de test se distinguant par le nombre de noeuds, l'étendue géographique du réseau, la portée du signal radio et la densité du réseau. Nous commençons en premier par évaluer l'impact de la régulation du trafic sur les performances du réseau en terme d'interférences. Un premier révélateur de l'impact sur les interférences est la comparaison du nombre d'arrêtes dans le graphe $G(X, A)$ et le nombre d'arcs dans le graphe $G'(X, E)$. Quand $|E| \ll |A|$, le nombre moyen de signaux arrivant sur chaque noeud diminue considérablement. La réduction des interférences bénéficie aussi du mode d'accès par division de temps, de la directionnalité des communications et la sélectivité des sources écoutées. Tous ces facteurs permettent de réduire les risques d'arrivée massive de communications en même temps sur un même noeud.

La figure 3, présente trois scénarios se différenciant par le nombre de noeuds évoluant dans un espace 2D de dimension identique. Les trois scénarios désignent donc trois densités différentes 100, 500 et 1000 noeuds. Pour chaque scénario, nous donnons à gauche le graphe $G(X, A)$ désignant les relations de couverture omnidirectionnelle et à droite le graphe $G'(X, E)$ obtenue par l'algorithme de régulation de trafic. La régulation de trafic s'effectue avec pour nombre de sources maximum égal à 4 et le nombre de successeurs maximal égal à 10. Pour le scénario 1, la régulation de trafic fait passer la densité du graphe de 1202 arrêtes à 744 arcs soit une réduction de 38%. Pour le scénario 3 le plus dense, la régulation de trafic fait passer le graphe de 30891 arrêtes à 3997 arcs soit une réduction de 87%.

Nous avons aussi évalué l'impact de la régulation du trafic sur la diffusion de données sur le réseau. Pour cela nous avons retenu quatre critères d'évaluation :

- le nombre total de messages reçus,
- le nombre maximum de messages reçus par un noeud,
- le temps pour la diffusion totale du message et

Algorithm 1: Au démarrage du noeud - sur M cycles succès

Data: $T_s, T_c, t_0, NS, P = \{P_1..P_{NS}\}, T_long$
Result: $T = \{T_1..T_{NS}\}$

```

1  $T = \emptyset, nbcycles=0, t_0=now, nbsec=0, nbsrc=0;$ 
2 for  $nbtrails=1$  to  $M$  do
3    $cycle.begin=t_0+nbcycles \times T_c;$ 
4   for  $i \in \{1toNS\}$  do
5     if  $nbsec < s$  ou  $nbsrc < p$  then
6       /* sources ou successeurs insuffisants */
7        $slot.begin=t_0+nbcycles \times T_c + (i-1) \times T_s;$ 
8        $slot.end=slot.begin+T_s;$ 
9       appliquer paramètres  $P_i$  à l'antenne;
10       $type=écoute/émission;$ 
11      if  $type=écoute$  et  $nbsrc < p$  et  $T_i = \emptyset$  then
12        /* slot libre */
13        while  $slot.end-now > dureemin$  do
14          écouter;
15          if invitation (noeud, delai) then
16            envoie acceptation (id, moi,
17               $\min(delai, slot.end-now);$ 
18               $nbsrc++;$ 
19              Temps d'écoute util
20               $T_i = [now - cycle.begin, now +$ 
21                 $\min(delai, slot.end - now) -$ 
22                 $cycle.begin];$ 
23              /* temps util relatif au début
24                du cycle */
25               $S_i=(noeud, "ecoute", T_i);$ 
26          if  $type=émission$  et  $nbsuc < s$  et ( $S_i.type=émission$ 
27            ou  $T_i = \emptyset$ ) then
28              /* slot en mode émission ou libre */
29              lancer invitation (moi,  $duree.end-now$ );
30               $T_i.begin=now-cycle.begin;$ 
31               $T_i.end=duree.end-cycle.begin;$ 
32              écouter un court laps de temps;
33              for toute acceptation (noeud, delai) do
34                 $nbsuc++;$ 
35                 $T_i.end=\min(T_i.end, now+delai-cycle.begin);$ 
36                /* temps d'écoute commun des
37                  successeurs */
38                 $S_i=("émission", T_i);$ 
39      if  $T_i = \text{then}$ 
40        noeud en veil peendant  $S_i;$ 
41       $nbcycles++;$ 

```

- le taux de succès (suivant une probabilité qu'un message soit perdu).

La régulation du trafic permet sur les deux premiers critères d'améliorer le comportement du réseau suite à la diffusion d'une donnée à

Algorithm 2: Après chaque M cycles - Recherche de sources supplémentaires

Data: $T_s, T_c, t_0, NS, P = \{P_1..P_{NS}\},$
 $T_long, nbcycles, t_0, nbsrc, nbsuc, cycle$
Data: $T = \{T_1..T_{NS}\}$
Result: $T = \{T_1..T_{NS}\}$

```

1 if  $(now - t_0) \% (M \times NS \times T_s) = 0$  then
2   for  $i \in \{1toNS\}$  do
3     if  $nbsrc < p$  then
4       /* sources insuffisants */
5        $slot.begin=t_0+nbcycles \times T_c + (i-1) \times T_s;$ 
6        $slot.end=slot.begin+T_s;$ 
7       appliquer paramètres  $P_i$  à l'antenne;
8        $type=écoute;$ 
9       if  $nbsrc < p$  et  $T_i = \emptyset$  then
10        while  $slot.end-now > dureemin$  do
11          écouter;
12          if invitation (noeud, delai) then
13            envoie acceptation (id, moi,
14               $\min(delai, slot.end-now);$ 
15               $nbsrc++;$ 
16              Temps d'écoute util
17               $T_i = [now - cycle.begin, now +$ 
18                 $\min(delai, slot.end - now) -$ 
19                 $cycle.begin];$ 
20              /* temps util relatif au début
21                du cycle */
22               $S_i=(noeud, "ecoute", T_i);$ 
23      if  $T_i = \text{then}$ 
24        noeud en veil pendant  $S_i;$ 
25       $nbcycles++;$ 

```

partir d'un noeud. Concernant le nombre de total de messages reçus par les noeuds, une approche sans régulation de trafic engendrera pour les scénarios 1, 2 et 3 respectivement 2404, 15082 et 61618 messages. Le nombre de réceptions avec régulation de trafic passe à 744, 1997 et 3997 messages. Le nombre maximum de réception d'un même messages varie dans l'approche sans régulation de trafic entre 24, 45 et 96 pour les trois scénarios. Avec la régulation de trafic, le nombre maximum de réceptions d'un même message reste égal à 4 pour les trois scénarios. Ce qui correspond à la valeur du paramètre "nombre de sources maximum". La régulation du trafic contribue par ce moyen à la robustesse du réseau en réduisant les effets d'une densité spatiale non homogènes. Les noeuds appartenant aux zones denses du réseau subissent la même charge de trafic que les noeuds présents en des zones moins denses.

Le nombre de sauts nécessaire pour que le message soit reçu par l'ensemble de tous les noeuds est aussi un facteur déterminant de la performance de la régulation de trafic. Il est évident que l'approche sans régulation de trafic en conservant tous les liens physiques de communications permet théoriquement d'atteindre

Algorithm 3: Après chaque M cycles - Recherche de successeurs supplémentaires

Data: $T_s, T_c, t_0, NS, P = \{P_1..P_{NS}\},$
 $T_long, nbcycles, t_0, nbsrc, nbsuc, cycle$
Data: $T = \{T_1..T_{NS}\}$
Result: $T = \{T_1..T_{NS}\}$

```

1 if (now - t0)%(M × NS × Ts = 0) then
2   for i ∈ {1 to NS} do
3     if nbsec < s then
4       /* successeurs insuffisants */
5       slot.begin = t0 + nbcycles × Tc + (i - 1) × Ts;
6       slot.end = slot.begin + Ts;
7       appliquer paramètres Pi à l'antenne;
8       type = émission;
9       if nbsuc < s et (Si.type = émission ou Ti = ∅) then
10        /* slot en mode émission ou libre */
11        lancer invitation (moi, durée.end - now);
12        Ti.begin = now - cycle.begin;
13        Ti.end = durée.end - cycle.begin;
14        écouter un court laps de temps;
15        for toute acceptation (noeud, délai) do
16          nbsuc++;
17          Ti.end = min(Ti.end, now + délai - cycle.begin);
18          /* temps d'écoute commun des successeurs */
19          Si = ("émission", Ti);
20   if Ti = then
21     noeud en veil pendant Si;
22   nbcycles++;

```

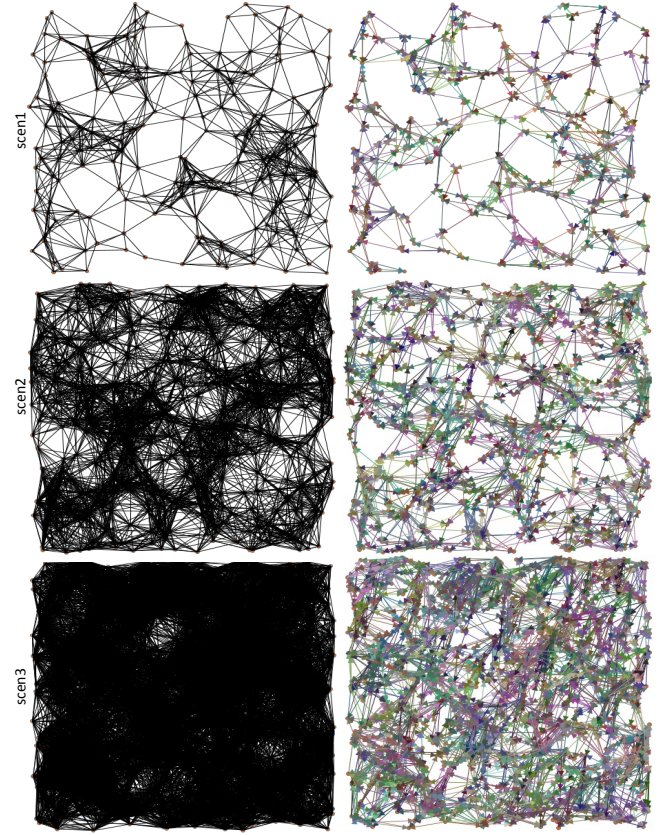


Figure 3: Traffic regulation for 3 scenarios: 200 nodes, 500 nodes and 1000 nodes

plus rapidement l'ensemble des noeuds. Théoriquement car la surcharge en trafic induite par la topologie physique initiale risque de provoquer une saturation du médium radio se traduisant par des interférences, des périodes d'attente et des retransmissions. Les tests réalisés montrent que la diffusion totale d'un message dépend de la position du noeud source dans le réseau. Nous avons étudié 4 noeuds sources pour le scénario 1 représentés dans la figure 4. La diffusion sans régulation de trafic à partir du noeud (A) nécessite idéalement 9 sauts alors que 14 sauts sont nécessaires avec la régulation du trafic. De la même façon, l'application de la régulation du trafic nécessite respectivement 26, 18 et 22 sauts pour diffuser un message depuis les noeuds (B), (c) et (D) au lieu de 12, 12 et 9 sauts sans régulation du trafic. Globalement, pour le scénario 1 (le moins dense), la nombre de sauts pour la diffusion totale double avec la régulation du trafic. Un surcoût négligeable en contrepartie de la réduction du nombre total de messages échangés.

5 CONCLUSION AND PERSPECTIVES

TO DO

REFERENCES

[1] TO DO

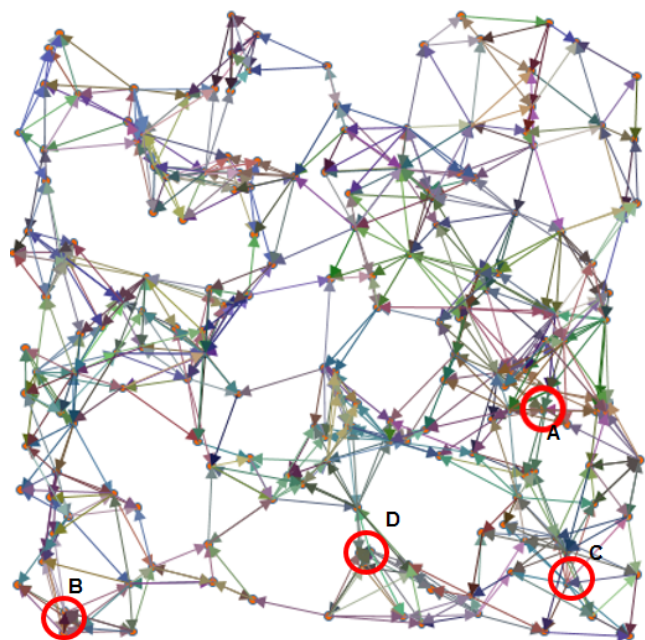


Figure 4: 4 cases of broadcast source nodes in scenarios 1 and 3