

Article 19. Etat de l'art sur le contrôle de flux de données dans un réseau de communication

T. S. A. Fanomezantsoa^{1,2}, L. F. Rafanotsimiva^{1,2}, R. T. Raolivololona^{1,3}, C. B. Andrianirina^{1,3}

¹Ecole Doctorale Thématique Energie Renouvelable et Environnement
de l'Université d'Antsiranana

²Groupe de Recherche pour le Développement Durable de Diégo-Suarez
de l'Institut Supérieur de Technologie d'Antsiranana

³Ecole Supérieure Polytechnique de l'Université d'Antsiranana

Correspondant : saimfanoom@gmail.com

Mots clés : Réseau de communication, flux de données, congestion, système à retard, système linéaire à saut.

Résumé

Dans un réseau, la congestion se produit lorsque la demande d'entrée dépasse la capacité de débit du réseau. Ainsi, certains liens du réseau sont saturés avec la conséquence probable de perte de données.

Le travail de cette thèse consiste à procéder à des approches de commande non linéaire pour stabiliser les systèmes à structure d'interconnexions variable pour les cas de réseaux de communication. Il fait suite à un premier volet qui a abordé le contrôle de tension dans un réseau électrique interconnecté présentant une séquence de déclenchements consécutifs à une surcharge. Ce deuxième volet va traiter le contrôle de flux de données dans un réseau de communication, le problème de congestion.

Le système étant modélisé sous forme de système à retard et de système linéaire à saut, la présente communication présente une synthèse des premiers résultats que nous avons obtenus d'après nos recherches bibliographiques sur la modélisation et le contrôle de congestion dans ces types de réseaux.

Key words : Communication network, data flow, congestion, system with delay, linear system with jump.

Abstract

In a network, congestion occurs when demand for entry exceeds the capability of network throughput. Thus, some of the links of the network are saturated with the probable consequence of loss of data. The work of this thesis is to order non-linear approaches to stabilize systems with variable structure of interconnections for cases of communication networks. It follows the first part who spoke tension control in a power grid interconnected with a sequence of consecutive to overload triggers. This second part will deal with data flow control in a communication network, the problem of congestion. The system being modeled in the form of delay system and linear system to jump, this communication summarises the first results that we have obtained from our bibliographic research on the modeling and control of congestion in these types of networks.

I. Introduction

Dans un état de congestion, tout le réseau ne se contente pas de ralentir, il peut aller jusqu'à perdre des données **Source spécifiée non valide..** Quand cela se produit, des mesures doivent être prises afin d'éviter un effondrement du réseau. Pendant un effondrement, seulement une fraction de la largeur de bande existante est utilisée par le trafic pour transporter les paquets à destination : une catastrophe **Source spécifiée non valide..**

Nous entamerons d'abord des rappels sur ce qu'est le réseau de communication. Ensuite, nous aborderons la notion de congestion. La suite parlera des mécanismes de TCP qui interviennent dans le contrôle de congestion et d'ailleurs comment s'effectue le contrôle lui-même. Avant de conclure, nous ferons une petite synthèse des mécanismes et paramètres détaillés dans les chapitres précédents.

II. Généralités

Nous allons brièvement voir quelques définitions, ou rappels sur les notions abordées dans ce document.

Réseau de communication

Un réseau est un ensemble de liaisons interconnectées permettant la communication ou l'accès à l'information **Source spécifiée non valide..**

Dans les réseaux de communications, nous pouvons mettre en évidence différentes problématiques, empêchant le réseau de fournir une qualité de service. On peut en citer deux : la congestion et la consommation énergétique **Source spécifiée non valide..**

Nous nous intéresserons au premier.

En considérant ce qui est dit en **Source spécifiée non valide..**, l'information doit être acheminée :

- très rapidement.
- dans son intégralité.

La congestion est un phénomène qui va empêcher d'atteindre ces résultats.

TCP du modèle TCP/IP

TCP : Transmission Control Protocol ou protocole de contrôle de transmissions, est un protocole de transport fiable et économique **Source spécifiée non valide..** Dans le modèle TCP/IP, il est situé au niveau de la couche de transport (entre la couche de réseau et la couche application).

Observons ce schéma :



Illustration du modèle TCP/IP

Ce modèle représente aujourd'hui la norme de transfert de données sur internet, qui peut être vu comme un ensemble de réseaux **Source spécifiée non valide., Source spécifiée non valide..**

On s'intéresse à la couche transport, où se trouve le protocole TCP. La couche transport s'occupe des communications entre deux machines d'extrémité **Source spécifiée non valide..** Elle ne s'occupe pas de savoir par où le message est passé à l'intérieur du réseau. L'un de ses principaux protocoles est le protocole TCP qui possède plusieurs mécanismes de fiabilité, dont le contrôle de congestion **Source spécifiée non valide..**

Il est important de bien distinguer le contrôle de flux, du contrôle de congestion.

Le contrôle de flux est le procédé qui limite l'envoi d'un paquet, selon la mémoire disponible au niveau du récepteur. Tandis que le contrôle de congestion est celui qui limite l'envoi du paquet selon l'état de tout le réseau **Source spécifiée non valide..**

Le phénomène congestion

Tout d'abord, le contrôle de la congestion sur le réseau, pour tous les types de trafic de médias, a été un domaine de recherche actif au cours de la dernière décennie **Source spécifiée non valide..**

La congestion dans un réseau se produit quand une accélération du trafic provoque un ralentissement global de celui-ci. D'autres appellations de la congestion : encombrement, ou encore saturation. Cette saturation entraîne un retard de réception des paquets, voire de sa perte. **Source spécifiée non valide..**

On distingue donc deux phénomènes de congestion bien distincts : le cas où les paquets arrivent en retard, et le cas où ils ont fini par disparaître.

Pour comprendre ce phénomène, il faut descendre à la couche réseau, sous la couche transport. La couche Réseau assure le cheminement des données sous forme de paquets dans le réseau **Source spécifiée non valide..** Quand les paquets sont envoyés dans le réseau, ils traversent des liens et des routes. Ces liens n'ont pas tous les mêmes débits, il en résulte un encombrement.

TCP va alors agir en se servant d'un temporisateur appelé RTO (Retransmission TimeOut) [8], [9]. Il est calculé en fonction du RTT (Round Trip Time) qui correspond au délai moyen pour un paquet dans un cycle fermé dans le réseau [10].

III. Méthodologies et Matériels

Les mécanismes de TCP relatifs au contrôle de congestion

Dans ce chapitre nous verrons quelles variables TCP sont utilisées dans le contrôle de congestion. Nous décrirons par la suite le phénomène d'acquiescement dupliqué et d'expiration de temporisation, qui conduit TCP à estimer qu'il y a eu perte de paquets.

Les variables TCP et la retransmission par expiration du temporisateur

Source spécifiée non valide. : Parmi les sujets que ce document aborde, les variables TCP – avec un plus, la proposition de valeurs initiales. Entre autres il aborde les mécanismes de contrôle de la congestion et de flux.

Source spécifiée non valide. : D'une manière qui diffère du précédent ouvrage, ce dernier aborde les variables relatives au mécanisme expliquée dans une section ou un chapitre.

- RTO : Retransmission TimeOut

Un temporisateur est enclenché à chaque envoi de paquet et qui aboutit à la retransmission du paquet si aucun acquiescement n'est reçu à la fin de cette temporisation et est remis à zéro à chaque fois qu'une transmission est correctement validée **Source spécifiée non valide..**

Si RTO est plus petit par rapport à RTT, il s'expire avant la réception de l'acquiescement.

Si, en revanche RTO est beaucoup plus grand par rapport à RTT, alors lors de la perte d'un paquet, il pourrait y avoir une longue attente avant la retranscription **Source spécifiée non valide..**

On devrait donc trouver un compromis entre la RTO et la RTT.

En général, on utilise la relation suivante **Source spécifiée non valide.** :

$$RTO = RTT + iD \quad (1)$$

Où généralement $i = 4$ **Source spécifiée non valide.**

Avec

$$D = B(|RTT_{mesuré} - RTT_{ancien}|) + (1 - B)D_{ancien} \quad (2)$$

Où généralement $B = \frac{1}{4}$ **Source spécifiée non valide.**

On peut remarquer que si

$$|RTT_{mesuré} - RTT_{ancien}| \text{ grandit, alors RTO grandit.}$$

- RTT : Round Trip Time

La durée Aller-Retour moyenne d'un paquet **Source spécifiée non valide..Source spécifiée non valide..** La RTT pouvant varier d'un paquet à un autre, TCP ne se contente pas de mettre à jour ce variable en supprimant l'ancienne valeur. Il va plus tôt effectuer la moyenne pondérée de la valeur RTT actuelle mesurée et la dernière valeur mesurée pour une meilleure estimation **Source spécifiée non valide. . Source spécifiée non valide.:**

$$RTT = a \times RTT_{mesuré} + (1 - a) \times RTT_{ancien} \quad (3)$$

Où a est un coefficient de lissage. Proche de a , la nouvelle moyenne se rapproche de la nouvelle mesure, tandis que proche de zéro, la valeur moyenne se rapproche de l'ancienne mesure (donc la moyenne calculée).

- CWND : Congestion Window

Comme dit précédemment, TCP donne la possibilité de réguler la fréquence d'envoi de données en fonction de la congestion du réseau. Ceci est possible grâce au variable cwnd ou fenêtre de congestion **Source spécifiée non valide..** Elle correspond à l'instant t au nombre de paquets que l'on peut envoyer simultanément.

Ainsi grâce à la RTO, TCP peut deviner s'il y a perte de paquet ou non. C'est ici qu'intervient la seconde astuce de TCP.

Le phénomène d'acquiescement dupliqué

Source spécifiée non valide. : Une section aborde qui aborde l'acquittement répond presque à tous nos besoins. Les acquittements sont utilisés pour fiabiliser une connexion : chaque paquet envoyé par TCP sera acquitté par le récepteur pour accuser bonne réception.

L'acquittement dupliqué se produit lorsqu'on reçoit plusieurs fois l'acquittement avec le même numéro d'acquittement.

En principe, lors de la perte d'un paquet, TCP devrait attendre l'expiration de son temporisateur afin d'enregistrer cette perte et procéder à la retransmission. Mais TCP va s'apercevoir que le même acquittement a été reçu plusieurs fois, et va aussitôt passer à la retransmission bien avant la fin du temporisateur.

Les mécanismes de contrôle de congestion

Cette partie constitue le cœur du document. Certaines parties ont bénéficié d'un état de l'art élémentaire pour plus de détails. Mais notre objectif dans ces premières recherches bibliographiques est de comprendre le contrôle de congestion dans son ensemble.

Source spécifiée non valide. : Ce document présente les problèmes qui peuvent surgir et encombrer un réseau, et démontre qu'il est possible de mettre au point une commande automatique pour empêcher cela : il s'agit d'une commande non linéaire.

Définition/Origine du problème de congestion : quand la demande excède le débit du réseau, il y a alors encombrement. Dans cet article, on propose une architecture combinée de routage multi chemin et de contrôle de congestion qui peut apporter des améliorations côté utilisateurs/ opérateurs. Ensuite on décrit un modèle de niveau de flux, capable de gérer le trafic de transfert et de transfert de fichiers, avec des arrivées stochastiques, et de regarder une limite de fluide. On propose un contrôleur de congestion et un algorithme de sélection de chemin qui équilibre automatiquement le trafic sur les chemins de coût les plus bas, et suggère des façons d'utiliser seulement deux chemins, avec une politique de sélection aléatoire. Il montre que dans certaines conditions l'allocation des flux aux chemins est optimale et indépendante de l'algorithme de contrôle de flux utilisé. L'extensibilité de l'architecture résulte de la mise en œuvre des algorithmes sur les systèmes d'extrémité. Des exemples illustrent comment une telle approche peut réduire de moitié les temps de réponse et doubler la charge qu'un réseau peut supporter.

Source spécifiée non valide. : Dans cet article, on étudie les avantages qui découlent de l'utilisation de chemins multiples par une session couplée à un contrôle de débit sur ces chemins. En particulier, les transferts de données sous deux classes de contrôle multi chemins, un contrôle coordonné où les débits sur les chemins sont déterminés en fonction de tous les chemins, et un contrôle non coordonné où les débits sont déterminés indépendamment sur chaque chemin. Il montre que le contrôle coordonné présente des propriétés d'équilibrage de charge souhaitables ; pour un scénario de chemins aléatoires statiques homogènes, que le rendement du contrôle non coordonné le plus défavorable se comporte comme si chaque utilisateur n'avait qu'un seul chemin. Alors qu'un contrôle coordonné donne une allocation de débit dans le pire des cas, elle est limitée à zéro. Le contrôle coordonné et non coordonné conduit à des équilibres correspondants aux états de maximisation du bien-être souhaitables. Enfin, il montre dans le cas d'un contrôle coordonné que plus de chemins sont meilleurs, conduisant à des états de bien-être et à une capacité de débit plus élevés, et que des politiques de résélections de chemin simple qui atteignent des niveaux plus élevés peuvent atteindre ces états.

Source spécifiée non valide. RCP (Rate Control Protocol) est un protocole qui permet à des flux de taille Internet typiques d'atteindre un à deux ordres de grandeur plus rapidement que le TCP Reno. Il utilise les retours explicites des routeurs, mais n'exige pas de calculs par paquet. Un routeur maintient juste un taux qu'il donne à tous les flux, le rendant simple et intrinsèquement juste. Les flux se terminent rapidement car RCP donne agressivement de la bande passante excessive aux flux, ce qui en fait un bon fonctionnement dans le cas courant. Cependant - et ceci est un compromis de conception - RCP connaîtra des débordements transitoires à court terme lorsque les conditions du réseau changent rapidement (par exemple un changement de route ou des foules flash). Dans cet article, on propose le RCP-AC, une extension de RCP (protocole de contrôle de débit avec contrôle d'accélération) qui permet d'ajuster l'agressivité de RCP, permettant l'achèvement rapide des flux sur un large éventail de conditions de fonctionnement.

Source spécifiée non valide. : Cet ouvrage se propose de travailler sur le modèle OSI, et propose une interaction entre la couche physique et la couche transport. Le but est d'améliorer les performances de TCP dans les réseaux sans fil, en particulier Ad Hoc. Le contrôle de congestion se base sur deux paramètres de la couche physique : la puissance du signal, et le bruit.

Source spécifiée non valide. : Dans cet article, on effectue une analyse de mémoire tampon sur un lien encombré. On évalue la quantité de mémoire tampon requise pour RCP sur ce lien, tout en modélisant explicitement les flux entrants et sortants. L'analyse théorique et les simulations indiquent que des tailles de tampon d'environ 10% du produit à délai de bande passante suffisent pour que RCP fournisse de bonnes performances aux utilisateurs finaux.

Il ne s'agit pas là des seuls ouvrages rencontrés sur le sujet. Il y a :

Source spécifiée non valide. : Le contrôle de congestion en multicast, et unicast, sont abordés dans cet ouvrage.

Ou encore : **Source spécifiée non valide.**, **Source spécifiée non valide.**

On peut en sortir que, en régissant le débit d'un ou plusieurs flux, le mécanisme de contrôle de congestion vise à atteindre les résultats suivants **Source spécifiée non valide.**, **Source spécifiée non valide.** :

- usage équilibré, et au maximum de la bande passante.
- réduction au mieux des paquets perdus

Dans notre domaine, on appelle MSS ou Maximum Segment Size, la quantité maximale de données que puisse contenir un paquet non fragmenté **Source spécifiée non valide.** Dans ce chapitre nous aborderons deux principaux algorithmes de contrôle de congestion, et quelques techniques dérivées.

AIMD ou Additive Increase Multiplicative Decrease

Source spécifiée non valide. : Nous présenterons cet ouvrage plus bas. Ce qui nous intéresse, c'est qu'il a dédié une section à la technique de l'AIMD.

Source spécifiée non valide. Très similaire au document **Source spécifiée non valide.** dans l'explication des mécanismes Slow Start et AIMD, cet ouvrage nous intéresse par les détails qui viennent compléter ceux du précédent. Son thème général est l'amélioration de la performance de TCP dans les réseaux ad hoc.

Il s'agit d'un algorithme de type préventif qui vise à faire converger les différents flux partageant les mêmes conditions réseaux vers le même débit équitable **Source spécifiée non valide.**, afin d'éviter une congestion. On alterne entre le taux de transmission et une brusque réduction. L'idée est simple : il s'agit d'augmenter progressivement la cwnd, qui correspond à la MSS, tant qu'il n'y a pas de perte. L'augmentation est linéaire, d'où l'appellation additive. C'est la phase Congestion Avoidance ou CA. **Source spécifiée non valide.**

Et dès qu'une perte est observée, soit par expiration du temporisateur, soit par acquittements dupliqués, alors la diminution se fait par la multiplication par un facteur inférieur à 1 afin de régler le problème de congestion. Ceci va diminuer la transmission dans l'ensemble du réseau, et par conséquent éviter une congestion totale de tout le réseau. C'est la phase Congestion Event ou CE. **Source spécifiée non valide.**

On reprend alors l'augmentation linéaire, jusqu'à ce qu'une perte est à nouveau observée. Et ainsi de suite.

Slow Start

Source spécifiée non valide. Cet ouvrage aborde le contrôle de congestion pour un système multicast. Mais ces systèmes devraient pouvoir être déployés sur des systèmes unicast également, c'est pourquoi ce travail a dédié un chapitre à chaque système. En outre, certaines méthodes proposées dans le contrôle de congestion dans le multicast s'inspire de l'unicast. Une section est entièrement dédiée au mécanisme du Slow Start.

Source spécifiée non valide. Ce travail également a abordé le Slow Start, c'est pourquoi certaines informations de cette section se réfère à ses textes.

Ce second mécanisme est appelé également le démarrage lent. Il est utilisé quand le flux ignore totalement quelle est la bande passante disponible **Source spécifiée non valide.** : c'est-à-dire au démarrage de la session, ou lorsque les conditions du réseau semblent avoir grandement changé forçant à redécouvrir la nouvelle bande passante disponible. Le SS est donc chargé de sonder rapidement quelle est la bande passante disponible **Source spécifiée non valide.** Tout commence par l'envoi d'une petite quantité de données, pour ensuite augmenter très rapidement – de manière exponentielle **Source spécifiée non valide.** Au début de la connexion, on ignore l'état du réseau. Un démarrage trop rapide peut entraîner une saturation totale du réseau. Or, pour atteindre ce but principal, il fallait atteindre très rapidement les capacités maximales du réseau, et ainsi procéder à l'optimisation assez rapidement.

Autres mécanismes

Source spécifiée non valide. : Cet ouvrage aborde également d'autres techniques dérivées de celles que nous venons de présenter. A savoir le TCP Etalon (New Reno) : Le Slow Start et le Congestion Avoidance. Cette dernière ayant elle-même donné naissance à l'AIMD, combiné au Congestion Event.

La plupart des mécanismes de contrôle mis au point tels que TCP Tahoe, TCP Reno, TCP NewReno, utilisent un mélange de ces mécanismes, en les adaptant à leurs besoins.

Une optimisation possible est d'introduire une zone de prévention de congestion et de procéder par un slow start tout simple avant d'entrer dans cette zone. C'est la technique de Congestion avoidance.

Une autre innovation que l'on pourrait apporter est de vérifier le nombre d'acquittements dupliqués reçus : à 3 signifie que le réseau continue de transmettre. Donc on n'est pas obligé de diminuer brusquement le débit d'envoi. On appelle cette technique la Force Recovery **Source spécifiée non valide.**

IV. Résultats

D'une part, le contrôle de congestion. Comme observé dans la section [III.B](#), on peut dire que de bons résultats ont bien été présentés. Pour rappels, nous avons vu les ouvrages : **Source spécifiée non valide. Source spécifiée non valide.**

Il est évident qu'afin de présenter des résultats concluants, il nous aurait fallu établir des critères d'évaluations. La plupart de ces ouvrages l'ont fait, mais de manière très optimisée pour leur cadre de travail. On considère cette partie n'ayant donc pas été suffisamment traitée, nous sommes au stade où chaque travail ses propres métriques de validation.

D'autre part, le côté « Etat de l'art » du document, on a bien atteint notre objectif. En effet, nous pouvons répondre à ces questions, en guise de synthèse.

Pourquoi le contrôle de congestion

On en a parlé tout au long du document. La congestion entraine soit un retard sur l'acheminement des données, soit la perte de ces données.

Où – Quels avantages, inconvénients

Tel qu'on a vu, le contrôle de congestion se fait au niveau de la couche transport. On précise ici qu'il ne s'agit pas d'un choix. Tout simplement des premiers fruits de nos recherches bibliographiques. Comme nous avons vu : TCP ne s'occupe que de l'entité destinataire **Source spécifiée non valide.** Il s'agit là d'un inconvénient : pas de connaissance du chemin et des routeurs intermédiaires. On dira juste qu'il est plus aisé d'agir à ce niveau qu'ailleurs. En effet, reporter le mécanisme de fiabilité aux extrémités du réseau garantit une meilleur scalabilité, évite le chargement des routeurs et acheminement le plus rapidement possible **Source spécifiée non valide.**

Mais justement, on peut également effectuer le contrôle de congestion ailleurs.

On peut évoquer les premières pistes que nous avons trouvées au niveau de la couche réseau **Source spécifiée non valide.** : il semblerait être le niveau idéal pour l'opération, mais on doit creuser un peu plus pour pouvoir mieux se prononcer à ce sujet.

Comment

Le mécanisme est assez simple :

- Démarrer la connexion avec un taux relativement petit, par précaution.
- Augmenter le taux pour faire usage pleinement de la bande du réseau.
- Détecter la congestion
- Prendre des mesures : application de l'algorithme

V. Discussions

Parmi les ouvrages qu'on a présentés, des détails sont plus précis chez certains, tandis qu'un peu moins chez d'autres. Mais il arrive que le mécanisme de la méthodologie proposée soit inversé sur deux documents.

Egalement, nos premières synthèses ne présentent pas de métriques de validation comme mentionné plutôt.

Ces raisons nous empêchent pour l'instant de discuter les méthodologies proposées.

Ce petit constat nous est précieux pour les travaux à venir.

VI. CONCLUSION

Ce document rapporte les résultats de nos premières recherches bibliographiques. Nous avons pu observer toute une variété de techniques, la plupart concentrées au niveau de TCP. Le but principal était de découvrir le domaine du contrôle de congestion, et d'en sortir au moins son mécanisme global. Et les modèles que nous avons étudiés nous permettent déjà des tests, pour essayer d'obtenir les mêmes résultats suivant ses propres métriques de validation.

Cependant, malgré notre objectif atteint, ces recherches justement nous ont ouvert des critiques. Ces critiques tracent la carte, le chemin que nous devons suivre pour nos travaux futurs.

Des recherches plus approfondies s'imposent. D'ailleurs on envisage un deuxième volet à ce document, avec des critères de validations bien établis et des discussions sur les modèles observés. Ceci va nous permettre de maîtriser pleinement le domaine, et de là, pouvoir explorer d'autres pistes.

Nous pourrons alors proposer notre modèle.

Références

Aucune source spécifiée dans le document actif.