

①9 RÉPUBLIQUE FRANÇAISE
INSTITUT NATIONAL
DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE
PARIS

①1 N° de publication :

2 935 575

(à n'utiliser que pour les
commandes de reproduction)

②1 N° d'enregistrement national :

08 55831

⑤1 Int Cl⁸ : H 04 L 29/06 (2006.01)

⑫

DEMANDE DE BREVET D'INVENTION

A1

②2 Date de dépôt : 29.08.08.

③0 Priorité :

④3 Date de mise à la disposition du public de la
demande : 05.03.10 Bulletin 10/09.

⑤6 Liste des documents cités dans le rapport de
recherche préliminaire : *Se reporter à la fin du
présent fascicule*

⑥0 Références à d'autres documents nationaux
apparentés :

⑦1 Demandeur(s) : FRANCE TELECOM Société ano-
nyme — FR.

⑦2 Inventeur(s) : BUOB MARC OLIVIER et LAMBERT
ANTHONY.

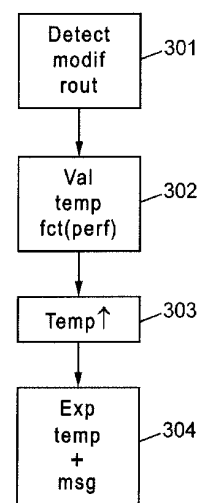
⑦3 Titulaire(s) : FRANCE TELECOM Société anonyme.

⑦4 Mandataire(s) : CABINET PLASSERAUD.

⑤4 GESTION DE TOPOLOGIE DE ROUTAGE DANS UN RESEAU.

⑤7 Dans un réseau de communication par paquets comprenant une pluralité de noeuds reliés par des liens respectifs selon une topologie de routage, des métriques ordonnées sont respectivement associées à des liens reliant chacun directement deux noeuds entre eux. Sur détection (301) d'une modification de la topologie de routage, au niveau d'un premier noeud relié par un lien à au moins un second noeud, on détermine (302) une valeur d'un temporisateur associée au second noeud. Puis, on arme (303) le temporisateur. Enfin, sur expiration de ce temporisateur, on émet (304) un message de mise à jour de topologie à destination du second noeud.

La valeur de temporisateur est fournie par une fonction croissante prenant en paramètre la métrique associée audit lien reliant le premier noeud au second noeud, de sorte que la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique est grande.



FR 2 935 575 - A1



GESTION DE TOPOLOGIE DE ROUTAGE DANS UN RESEAU

La présente invention est relative au domaine des télécommunications,
5 et plus particulièrement des protocoles de routage et des équipements de
réseau mettant en œuvre de tels protocoles.

Un réseau de télécommunication classique comprend des équipements
de réseau, appelés routeurs, ayant pour fonction d'optimiser la transmission
des paquets. En effet, la transmission d'un paquet depuis un équipement
10 jusqu'à un autre équipement dans le réseau peut généralement être réalisée
suivant plusieurs chemins. Les routeurs permettent d'optimiser une telle
transmission en sélectionnant le meilleur chemin de transmission parmi des
chemins de transmission possibles en fonction de certains critères de
performance. De tels critères peuvent par exemple correspondre au chemin le
15 plus court en nombre de bonds entre deux routeurs, ou encore au chemin
maximisant un intérêt économique pour l'exploitation du réseau considéré. Un
routeur sélectionne ainsi un chemin de transmission sur la base d'informations
généralement reçues selon un protocole de routage et mémorisées dans des
tables de routage.

20 Un protocole de routage est un protocole qui fournit à un routeur des
mécanismes permettant à un routeur de construire une telle table de routage et
de partager des informations de routage avec d'autres routeurs avec lesquels il
entretient une session selon le protocole de routage. Il existe plusieurs types de
protocoles de routage qui utilisent des méthodes différentes pour aider le
25 routeur à collecter des informations de routage et permettre de déterminer une
topologie de routage indiquant les meilleurs chemins de routage dans le
réseau, au regard de certains critères, pour atteindre une ressource donnée
depuis un routeur donné.

La topologie de routage d'un réseau peut être modifiée, notamment
30 lorsqu'un routeur du réseau tombe en panne. Dans ce cas, un ou plusieurs
meilleurs chemins de routage peuvent disparaître et d'autres 'meilleurs
chemins' sont alors à nouveau déterminés selon le protocole de routage mis en
œuvre dans le réseau considéré. La période de temps pendant laquelle on

détermine de nouveaux meilleurs chemins correspond à la période de "convergence du protocole de routage".

La performance d'un tel réseau de transmission est fortement dépendante de la vitesse à laquelle la topologie de routage peut converger. En effet, plus vite la topologie de routage converge, plus vite les paquets sont
5 routés sur les meilleurs chemins du réseau. En outre, au cours de la période de convergence de la topologie de routage, de nombreux paquets peuvent être perdus.

La figure 1 illustre un tel réseau de routeurs, comprenant cinq routeurs
10 N1 à N5, les routeurs N1, N2 et N5 disposant respectivement des ressources R1, R2 et R3. Dans le contexte présent, une ressource peut être une destination dans le réseau, comme une adresse IP ou un ensemble d'adresses IP (par exemple un préfixe IP).

Dans ce contexte là, chaque routeur N_j , pour j compris entre 1 et 5,
15 sélectionne un meilleur chemin pour joindre chaque ressource R1, R2 et R3. Dans ce réseau, selon le protocole de routage utilisé, les routeurs N_j s'échangent de l'information sur leur capacité à joindre les différentes ressources R_i , pour i compris entre 1 et 3. La mise en œuvre d'un protocole de routage permet l'échange d'informations de routage entre les différents
20 routeurs de sorte à mettre à jour les tables de routage respectives et ainsi mémoriser les "meilleurs" chemins.

La table de routage de chaque routeur indique les meilleurs chemins respectifs pour joindre les ressources du réseau, et l'ensemble des meilleurs chemins compose la topologie de routage du réseau. Si, sur réception de
25 messages de mise à jour depuis d'autres routeurs, un nouveau meilleur chemin est déterminé pour joindre une ressource donnée, alors ce routeur modifie sa table de routage et en informe les routeurs voisins, c'est à dire les routeurs qui lui sont reliés par un lien direct selon la topologie de routage. On entend par 'lien direct', un lien qui relie deux routeurs directement sans autre routeur entre
30 eux.

Puis, lorsqu'un routeur a déterminé tous ses meilleurs chemins vers les différentes ressources du réseau, il arrête de modifier sa table de routage et donc d'émettre de nouveaux messages de mise à jour selon le protocole de

routage. Le routeur a alors convergé au sens du protocole de routage.

Lorsque la topologie de routage du réseau est dans un état stable, aucun message de mise à jour selon le protocole de routage n'est émis. A la convergence du protocole du routage, les meilleurs chemins entre les différents routeurs sont illustrés par des traits fléchés sur la figure 1.

La figure 2 complète la figure 1 en illustrant sous la forme d'un arbre, les meilleurs chemins pour joindre les ressources du réseau depuis les routeurs. Ainsi, l'arbre de meilleurs chemins pour joindre la ressource R3 est illustré dans une partie 31, l'arbre de meilleurs chemins pour joindre la ressource R2 est illustré dans une partie 32, et l'arbre de meilleurs chemins pour joindre la ressource R1 est illustré dans une partie 33. Ici, le critère utilisé pour sélectionner le meilleur chemin correspond en fait au plus court chemin en nombre de bonds.

Il convient de noter que, pour une ressource donnée R_i , le temps de convergence du protocole de routage, ainsi que le nombre de messages échangés selon ce protocole entre les différents routeurs du réseau, et le nombre d'états transitoires par lesquels le réseau passe durant la convergence du protocole de routage, sont très fortement liés à l'ordre dans lequel les nœuds du réseau reçoivent leurs messages. En effet, le cas idéal correspond au cas où le premier chemin appris par un routeur est son meilleur chemin. Dans ce cas, le protocole de routage converge rapidement. Le cas le pire correspond au cas où chaque routeur apprend dans l'ordre inverse de ses préférences les différents chemins possibles pour joindre la ressource considérée, c'est-à-dire dans l'ordre inverse des chemins qui seront les meilleurs chemins pour lui.

Or, les performances d'un réseau dépendent de la rapidité de convergence du protocole de routage utilisé dans ce réseau et du nombre de messages échangés selon ce protocole entre les différents routeurs du réseau.

Un document 'Differentiated BGP update processing for improved routing convergence' de W. Sun, Z. M. Mao, et K. G. Shin, Mai 2006, décrit une méthode de gestion d'échanges de messages selon le protocole de routage BGP.

La méthode de gestion décrite ici vise, dans le cas de modification de

la topologie de routage, à diffuser les messages de mise à jour des tables de routage selon le protocole de routage considéré de manière prioritaire le long des arbres de meilleurs chemins, c'est-à-dire selon la topologie de routage existante avant la modification de la topologie de routage. Ainsi, chaque nœud de l'arbre est mis à jour par son père dans l'arbre existant avant la modification de la topologie de routage. Or, son père dans l'arbre existant ne correspond peut être plus à son père dans l'arbre à venir, suite à la modification de la topologie.

Une telle méthode peut fortement augmenter le temps de convergence du protocole de routage. En outre, il est complexe de gérer efficacement certaines situations de modification de la topologie de routage, comme notamment l'apparition d'une nouvelle ressource dans le réseau, puisqu'il n'existe encore aucun arbre pour cette ressource sur lequel diffuser.

La présente invention vise à améliorer la situation.

Un premier aspect de l'invention propose un procédé de gestion d'une topologie de routage dans un réseau de communication par paquets comprenant une pluralité de nœuds reliés par des liens respectifs selon ladite topologie de routage ;

des métriques ordonnées étant associées respectivement à des liens, chacun reliant directement deux nœuds entre eux ;

ledit procédé comprenant les étapes suivantes au niveau d'un premier nœud relié par un lien à au moins un second nœud, sur détection d'une modification de la topologie de routage :

/a/ déterminer une valeur d'un temporisateur associée au second nœud ;

/b/ armer ledit temporisateur ; et

/c/ sur expiration dudit temporisateur, émettre un message de mise à jour de topologie à destination du second nœud ;

ladite valeur de temporisateur étant fournie par une fonction croissante prenant en tant que paramètre la métrique associée audit lien reliant le premier nœud au second nœud, de sorte que la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique est grande.

On entend ici par les termes 'topologie de routage' l'ensemble des liens

qui relie deux nœuds du réseau directement entre eux, c'est-à-dire sans qu'il y ait un autre nœud entre eux, et qui sont sélectionnés selon des critères de performance de routage de paquets au sein du réseau de transmission. Ainsi, la mise en œuvre d'un protocole de routage au sein d'un réseau de transmission permet de déterminer des 'meilleurs chemins' pour atteindre une ressource donnée depuis un nœud donné. Ces meilleurs chemins sont relatifs à un nœud et à une ressource et sont composés éventuellement de plusieurs liens successifs permettant de router les paquets de manière optimale de nœud en nœud. Une fois que ces meilleurs chemins sont obtenus et que le protocole de routage a convergé, l'ensemble des liens représente la topologie de routage.

On entend par le terme 'nœud', toute entité de réseau au niveau de laquelle peut être mise en œuvre un protocole de routage, comme par exemple un routeur au sein d'une administration autonome (AS) ou encore un AS, telle que définie dans le document RFC 4271 (pour 'Request For Comment').

La présente invention s'applique à tous les réseaux basés sur de tels protocoles. Elle peut être mise en œuvre dans des réseaux unifiés ainsi que dans des réseaux comprenant plusieurs domaines administratifs, ou AS. Elle peut s'appliquer dans des réseaux interconnectés à un réseau de type Internet, ou encore dans des réseaux utilisés à des fins privées.

L'invention couvre une configuration dans laquelle tous les routeurs du réseau mettent en œuvre avantageusement un procédé selon un mode de réalisation de l'invention. Toutefois, une configuration dans laquelle un des routeurs ou une partie seulement des routeurs du réseau met en œuvre un mode de réalisation de l'invention s'avère déjà être très avantageuse.

Grâce aux dispositions telles qu'énoncées dans ce procédé de gestion, on prévoit de déterminer une valeur de temporisateur en utilisant une fonction croissante des métriques, c'est-à-dire une fonction qui prend en paramètre une métrique et qui fournit une valeur de temporisateur d'autant plus grande que la métrique est grande. Plus la métrique associée au lien entre les premier et second nœuds est grande, plus la valeur de temporisateur utilisée pour retarder l'émission du message de mise à jour est élevée. En procédant ainsi, avantageusement, la topologie de routage peut converger rapidement vers un

état final suite à une modification de la topologie, telle que notamment la suppression d'un nœud ou l'ajout d'un nœud, ou encore la perte d'un lien de la topologie par exemple en cas de panne.

5 En effet, selon un procédé de gestion dans un mode de réalisation de la présente invention, le moment de l'émission d'un message de mise à jour de changement de topologie est avantageusement déterminé en fonction de la métrique associée au lien entre deux nœuds voisins. En procédant ainsi, on est en mesure d'ordonnancer dans le temps l'envoi des messages de mise à jour des chemins de routage de telle façon que les messages soient diffusés
10 prioritairement relativement aux meilleurs chemins. Autrement dit, en se reportant à une représentation des meilleurs chemins selon un arbre pour une ressource R_i donnée à atteindre, similaire à l'illustration de la figure 2, la mise en œuvre d'un tel procédé de gestion permet de privilégier la diffusion de messages de mis à jour le long de l'arbre de plus courts chemins relatif à la
15 ressource R_i . Appliquer un temporisateur dont la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique, ou indicateur de performance, associée au lien sur lequel va être émis le message de mise à jour de topologie, permet d'ordonnancer de manière optimale l'émission de ces messages de mise à jour et de ce fait d'éviter notamment qu'un routeur reçoive de tels messages de
20 mise à jour dans le sens inverse de ses préférences.

De plus, outre une convergence de protocole de routage rapide, une telle mise en œuvre permet également de limiter le nombre de messages transmis dans le réseau suite à une modification de la topologie de routage. Ce qui permet une réduction de la charge des équipements en termes
25 d'occupation mémoire et de charge CPU.

Ces caractéristiques sont d'autant plus avantageuses que le nombre de meilleurs chemins à mettre à jour est important, comme cela peut être le cas lors d'une panne.

30 Il convient aussi de noter que plus la mise à jour d'un chemin s'effectue lentement au sein de la topologie de routage, plus grande est la probabilité que des boucles de routage et des trous noirs se forment. Dans ce cas une quantité importante de données transitant sur ces chemins pendant les mises à jour peuvent être perdus, ce qui peut nécessiter leur retransmission et de ce fait

affecter les performances globales du réseau.

Selon le document 'Differentiated BGP update processing for improved routing convergence', chaque nœud est mis à jour par son père dans l'arbre existant qui n'est pas forcément son père dans le nouvel arbre en cours de
5 détermination. Par conséquent, une telle méthode peut induire des délais de recherche de meilleurs chemins au cours de la période de convergence, et notamment, lorsqu'une nouvelle ressource apparaît dans le réseau, elle ne peut être traitée efficacement, puisqu'il n'existe encore aucun arbre de meilleur chemin pour cette ressource sur lequel diffuser. En outre, selon l'enseignement
10 de ce document, les valeurs de temporisateur sont déterminées sur la base de méthodes heuristiques. De ce fait, l'application de tels temporisateurs ne garantit pas que la mise en œuvre du protocole de routage soit performante, contrairement à l'application de temporisateurs selon un mode de réalisation de la présente invention qui, elle, se base sur des métriques associées aux liens
15 de la topologie de routage. Selon un mode de réalisation de l'invention, les messages de mise à jour se propagent ainsi d'autant plus vite qu'ils suivent le futur arbre des meilleurs chemins.

Avantageusement, il est ici prévu d'appliquer ainsi un temporisateur dont la valeur est déterminée en fonction d'une métrique associée au lien
20 reliant le nœud en charge d'émettre un message de mise à jour de la topologie, c'est-à-dire le premier nœud, avec le nœud à informer, c'est-à-dire le second nœud.

Un mode de réalisation de la présente invention peut avantageusement être appliqué à tout protocole de routage qui peut être en
25 conformité avec une modélisation mathématique qui est décrite dans des sections suivantes. Un mode de réalisation de l'invention est basé sur un protocole de routage de type BGP. Toutefois aucune limitation n'est attachée au type du protocole de routage utilisé.

En effet, on peut notamment l'appliquer aisément à un protocole à état
30 de lien, comme un protocole de type IS-IS (pour 'Intermediate System to Intermediate System') tel que défini dans le RFC 1195 ou encore un protocole de type OSPF (pour 'Open Shortest Path First') tel que défini dans le RFC 2328.

Il convient de noter que, par exemple, pour appliquer un procédé de gestion selon un mode de réalisation de la présente invention à un protocole de type IS-IS, on prévoit une application de la temporisation, non pas pour retarder l'émission du message de mise à jour considéré comme cela est prévu dans le contexte du protocole BGP, mais pour retarder la mise à jour de la table de routage du nœud qui apprend un nouveau meilleur chemin. Ainsi, il est prévu dans ce contexte de retarder l'insertion du nouveau meilleur chemin déterminé, avec la valeur de la temporisation déterminée selon un mode de réalisation de l'invention. En procédant ainsi, on est en mesure de limiter la formation de boucles de routage qui peut se produire dans le contexte d'utilisation des protocoles de routage à état de lien. De ce fait, on réduit ainsi les pertes de paquets dans de tels réseaux de transmission.

Ainsi, dans le cas d'une mise en œuvre au sein d'un réseau appliquant un protocole de routage à état de lien, à l'étape /c/, sur expiration du temporisateur, il est prévu de mettre à jour la table de routage du nœud considéré ici.

Dans un mode de réalisation de la présente invention, le premier nœud détecte une modification de routage sur détection de la perte d'un lien le reliant à un autre nœud ou sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un autre nœud.

On peut prévoir que, lorsque le premier nœud détecte une modification de routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un autre nœud, la fonction croissante prend en outre en paramètre une métrique reçue dans ledit message de mise à jour.

Ainsi, dans le contexte du protocole de routage BGP, la fonction croissante de temporisateur peut avantageusement prendre en paramètre la métrique associée au lien entre les premier et second nœuds, cette métrique pouvant refléter un accord d'appairage entre deux AS si les premier et second nœuds sont des AS. Cette fonction peut en outre prendre en paramètre la longueur du chemin dans le réseau en nombre de nœuds traversés entre le nœud initiateur du message de mise à jour reçu et le premier nœud considéré ici.

Ainsi, dans ce cas, la valeur de temporisateur est déterminée sur la

base d'une métrique relative à l'arc entre les premier et second nœuds, ou encore relative au lien (qui peut correspondre à l'attribut BGP 'Local Pref' sur l'arc sortant tel que défini dans le document RFC 4271), et d'une métrique entrante (qui peut correspondre à l'attribut BGP 'AS PATH' tel que défini dans le document RFC 4271, et également à l'attribut 'Local Pref' sur l'arc entrant).

On peut prévoir que la valeur d'un temporisateur soit obtenue par la fonction croissante $\tau_{LP}(s)$ associée au second nœud et vérifiant l'équation suivante :

$$\begin{aligned} & \text{pour } i < j, \text{ on a } \tau_{LP}(s) = +\infty \\ & \text{pour } i \geq j, \text{ on a } \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T \end{aligned}$$

où s est la métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds correspondant au couple (i, j) ; où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ; où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et où T est une constante positive.

Dans ce cas, la métrique que l'on prend en compte pour déterminer le moment de l'émission du message de mise à jour de la topologie de routage est liée à des critères de préférence. De tels critères de préférence peuvent refléter les termes d'un accord d'interconnexion entre exploitants du réseau et indiquer ainsi les préférences de routage qui y sont attachées. Dans le contexte d'un réseau comprenant une pluralité de AS de type BGP, i et j peuvent correspondre avantageusement au couple de valeurs de communauté BGP qui reflètent un accord d'interconnexion entre AS, tel que cela est défini dans le document RFC 1997.

On peut en outre prévoir de prendre en compte une métrique relative au chemin depuis un nœud initiateur du message de mise à jour jusqu'au second nœud. Ainsi, lorsque le premier nœud détecte une modification de routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un autre nœud, on peut prévoir que la valeur est obtenue par application de la fonction croissante $\tau_{BGP}(s, s')$ associée au second nœud vérifiant l'équation suivante :

$$\tau_{BGP}(s, s') \mapsto T \cdot \tau_{LP}(s) + T' \cdot \tau_{AP}(s')$$

où la fonction de temporisateur croissante $\tau_{LP}(s)$ est telle que

pour $i < j$, on a $\tau_{LP}(s) = +\infty$

pour $i \geq j$, on a $\tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$

5 où s est une métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds et correspond au couple (i, j) , s comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ;

où T est une constante positive ;

10 où τ_{AP} est tel que :

$$\tau_{AP}(s') = T' \lceil s' \rceil$$

15 où s' est une autre métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds, comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour, et représentant une distance entre nœuds ;

où T' est une constante positive.

Cette métrique associée au chemin peut correspondre dans le contexte d'un protocole de type BGP à l'attribut 'AS path'.

20 Un deuxième aspect de l'invention propose un nœud de réseau comprenant des moyens adaptés pour mettre en œuvre les étapes du procédé de gestion selon le premier aspect de la présente invention.

Un troisième aspect de l'invention propose un système de routage comprenant une pluralité de nœuds selon le deuxième aspect de la présente invention.

25 Un quatrième aspect de l'invention propose un programme d'ordinateur comportant des instructions pour la mise en œuvre du procédé selon le premier aspect de la présente invention, lorsque ce programme est exécuté par un processeur.

30 Un cinquième aspect de l'invention propose un support d'enregistrement sur lequel est stocké le programme d'ordinateur selon le quatrième aspect de la présente invention.

D'autres aspects, buts et avantages de l'invention apparaîtront à la

lecture de la description d'un de ses modes de réalisation.

L'invention sera également mieux comprise à l'aide des dessins, sur lesquels :

- 5 - la figure 1 illustre une topologie de routage d'un réseau de routeurs selon un art antérieur ;
- la figure 2 illustre une représentation par arbres de chemins de la topologie illustrée en figure 1 ;
- la figure 3 illustre les étapes principales d'un procédé de gestion d'une topologie de routage selon un mode de réalisation de l'invention ;
- 10 - les figures 4 et 5 illustrent la gestion d'une panne dans un réseau de communication par paquet selon un autre mode de réalisation de l'invention ; et
- la figure 6 illustre un nœud de réseau selon un mode de réalisation de la présente invention.
- 15

La figure 3 illustre les principales étapes d'un procédé de gestion d'une topologie de routage selon un mode de réalisation de la présente invention.

Dans un réseau de communication par paquets comprenant une pluralité de nœuds reliés par des liens respectifs selon la topologie de routage, une métrique est associée à chaque lien reliant directement deux nœuds entre eux. A une étape 301, on détecte une modification de la topologie de routage, au niveau d'un premier nœud qui est relié par un lien à au moins un second nœud.

20

Alors, à une étape 302, on détermine une valeur d'un temporisateur associé au second nœud. La valeur de temporisateur est déterminée en fonction de la métrique associée au lien reliant le premier nœud au second nœud, par application d'une fonction croissante.

25

Ensuite, à une étape 303, le temporisateur est armé avec la valeur déterminée à l'étape 302. A une étape 304, le temporisateur expire, et un message de mise à jour de la topologie est émis à destination du second nœud.

30

Dans le cas d'une mise en œuvre au sein d'un réseau appliquant un protocole de routage à état de lien, à l'étape 304, sur expiration du

temporisateur, il est prévu de mettre à jour la table de routage du nœud considéré ici.

Par la suite, on note (H, S, \prec_s, \oplus) un semi-anneau d'endomorphismes décrivant une algèbre de routage dans un graphe $G(V, E)$,

5 où V désigne l'ensemble des nœuds du graphe, ou encore ensemble des routeurs implémentant un même protocole de routage ;

où E désigne l'ensemble des liens du graphe, ou encore topologie de routage ;

où S désigne l'espace des métriques, ou indicateurs de performance ;

10 où H est l'ensemble des fonctions de concaténation de S ;

où \prec_s désigne le processus de décision permettant d'ordonner les métriques de S , et

\oplus désigne l'opérateur de composition des politiques de routage de H .

Par souci de simplification, le temps de transmission d'un message au sein d'un réseau, c'est-à-dire les délais engendrés par la transmission des informations le long d'un médium de communication (air, paire de cuivre, fibre optique, etc. . .) ainsi que les délais dus au traitement par les équipements (temps passés dans les files d'attente, temps de traitement, etc. . .), est considéré comme négligeable devant une valeur de temporisateur telle que déterminée selon un mode de réalisation de la présente invention.

20 Toutefois, la mise en œuvre d'un mode de réalisation de la présente invention ne se limite en rien à cette considération. En effet, pour chaque protocole et chaque réseau de transmission considérés, on peut prévoir d'obtenir des temporisateurs d'un ordre de grandeur suffisamment grand par rapport au temps de transmission, pour que ce dernier puisse être considéré comme négligeable.

Dans les sections suivantes sont exposés le système d'équations qui permettent de déterminer des valeurs de temporisateur selon un mode de réalisation de la présente invention.

30 On note T l'ensemble défini par les fonctions τ :

$$\tau : S \rightarrow R^+ \cup \{+\infty\}$$

T est un ensemble de fonctions croissantes de temporisateur à

appliquer sur chaque arc (u,v) d'un graphe $G(V,E)$. Ce type de fonction de temporisateur fournit une valeur de temporisateur ou encore période de temps pendant laquelle le message de mise à jour de routage est retenu dans un mode de réalisation.

- 5 Une telle fonction de temporisateur est ici adaptée pour avantageusement prendre en compte la métrique associée à l'arc (u,v) . Cette fonction est croissante, de sorte que plus la métrique associée est grande, plus longtemps le message de mise à jour à émettre sera retardé. Ainsi, avantageusement, les temporisateurs utilisés dans un mode de réalisation de l'invention ne sont pas statiques, ni prédéterminés et peuvent retarder
- 10 différemment un message de mise à jour de routage en fonction de la métrique associée au chemin considéré.

On note :

- 15 $0_T \in T$ la fonction de temporisateur qui fournit toujours la valeur nulle, et
- $\infty_T \in T$ la fonction de temporisateur qui fournit toujours la valeur infinie.

Soit $+$ l'opérateur défini par la relation suivante :

$$\forall \tau, \tau', \tau'' \in T, \tau'' = \tau + \tau' \Leftrightarrow \forall s \in S, \tau''(s) = \tau(s) + \tau'(s)$$

- 20 On cherche à présent à déterminer un temporisateur τ_{uv} à partir de la fonction de concaténation de l'ensemble H , notée h_{uv} pour un arc (u, v) .

On note :

$\Delta_i : H \rightarrow T$, la transformation qui fournit une valeur de temporisateur à partir d'une fonction de concaténation.

- 25 La relation suivante est vérifiée :

$$\Delta_i(H) \subseteq T$$

- Pour rappel, (H, S, \prec, \oplus) est le semi-anneau d'endomorphismes décrivant une algèbre de routage dans un graphe $G(V,E)$. Chaque nœud installe un temporisateur par arc entrant et par arc sortant du graphe,
- 30 conformément à sa politique de routage et conformément à une même transformation Δ_i . Autrement dit, un routeur définit des temporisateurs selon

un mode de réalisation de la présente invention en se basant sur sa propre politique de routage, en entrée et en sortie, et sur la métrique associée à ce chemin.

5 La transformation Δ_r est adaptée pour déterminer des temporisateurs selon un mode de réalisation de la présente invention si et seulement si elle vérifie les propriétés suivantes :

- une propriété de sommabilité:

$$\Delta_r(h \oplus h') = \Delta_r(h) + \Delta_r(h') ; \text{ et}$$

- une propriété de stricte croissance :

10 $h \prec_H h' \Rightarrow \Delta_r(h) \prec_T \Delta_r(h') .$

Un tel système d'équations permet de déterminer la transformation Δ_r , qui vérifie l'ensemble des propositions suivantes :

- proposition 1 : les messages de routage atteignent un routeur donné selon son propre ordre de préférence, ce routeur pouvant alors avantageusement converger directement vers sa table de routage finale ;
- 15 - proposition 2 : le temps de propagation d'un message est égal à la somme des temps de propagation requis pour traverser chaque arc le long du chemin considéré ;
- proposition 3 : un routeur détermine des valeurs de temporisateur selon un mode de réalisation de la présente invention sur la base de sa politique de routage et de la métrique associée au lien considéré.
- 20

Il convient de noter ici que l'application de tels temporisateurs est avantageuse même si seule une partie des routeurs du réseau met en œuvre ces temporisateurs efficaces. Ainsi, on peut avantageusement envisager de n'implémenter un mode de réalisation de la présente invention que pour un groupe d'opérateurs désirant offrir un service nécessitant un certain degré de qualité.

25

Les figures 4 et 5 illustrent la gestion d'une panne dans un réseau de transmission de paquet, ou réseau de communication par paquet, selon un autre mode de réalisation de l'invention, appliquant un protocole de routage de type BGP.

30

La figure 4 illustre la mise en œuvre d'un mode de réalisation dans un

réseau comprenant neufs systèmes autonomes ou AS différents, les meilleurs chemins correspondant ici aux plus courts chemins en nombre de bonds.

Les plus courts chemins établis à la convergence pour joindre AS1 sont représentés par les traits fléchés 41 à 48. Dans le cas considéré ici, le lien 42
5 entre AS1 et AS3 tombe en panne. Cette situation est illustrée à la figure 5.

Comme illustré à la figure 5, suite à la panne de ce lien 42, le chemin utilisé par un des nœuds AS3, AS5, AS6, AS8 et AS9, appartenant à la sous arborescence 51 enracinée en AS3 n'est plus disponible. Ces nœuds AS3, AS5, AS6, AS8 et AS9 sont à présent des nœuds orphelins au regard des
10 chemins les plus courts pour joindre AS1.

Dans cette sous arborescence 51, les nœuds AS6 et AS9, n'ont plus aucun chemin pour joindre AS1, suite à la panne. Ils sont donc dans l'attente qu'un de leurs nœuds voisins leur annonce un nouveau chemin.

Les nœuds AS3, AS5 et AS8 de la sous-arborescence 51 connaissent encore au moins un chemin valide de secours pour joindre la destination AS1, les chemins valides de secours n'étant pas des chemins de la topologie de routage car n'étant pas considérés comme meilleurs chemins avant la panne. Ainsi, les nœuds orphelins AS3, AS5 et AS8 peuvent élire parmi les chemins de secours celui qui correspond au nouveau meilleur chemin, et l'annoncer à
15 leurs nœuds voisins. Ces nœuds orphelins AS3, AS5 et AS8 sont des nœuds initiateurs car ils peuvent donc initier la reconstruction de l'arbre de plus courts chemins partant de AS1 après une panne.
20

Dans le cas où un procédé de gestion selon un mode de réalisation de la présente invention n'est pas appliqué, il peut se produire que chaque nœud orphelin explore tous les chemins possibles vers la destination AS1 dans l'ordre inverse de ses préférences avant de converger à nouveau sur son nouveau meilleur chemin.
25

Dans un mode de réalisation de la présente invention, on initie la construction de façon ordonnée en imposant à chacun des nœuds initiateurs un temps d'attente avant de commencer à annoncer son nouveau meilleur chemin. Ainsi, chaque nœud initiateur commence la construction de son arborescence de plus courts chemins avec un décalage adapté par rapport aux autres. Les nœuds initiateurs retardent d'autant plus l'émission du message de
30

mise à jour que la métrique associée à l'arc sur lequel ce message doit être émis est grande.

Dans les sections suivantes est décrite une application de la présente invention au protocole de routage BGP. Dans le contexte du protocole BGP, l'ordonnancement des chemins peut se faire par comparaison successive des attributs attachés aux chemins. Par souci de simplification uniquement, on se limite par la suite aux deux premiers attributs, le "local pref" et l'AS PATH, tels que définis dans le document RFC 1997.

On peut prévoir que chaque AS obéit à des contraintes économiques de telle sorte qu'un AS passe préférentiellement par ses clients ('localpref' élevé), sinon par ses pairs, c'est-à-dire des nœuds avec qui il a un accord d'appairage ('peers' en anglais) ('localpref' intermédiaire), sinon par ses fournisseurs ('localpref' faible). On note 'c2f' un accord client fournisseur, 'peer' un accord entre pairs, et 'f2c' un accord fournisseur client. Un accord d'appairage peut être du type SKA (pour 'Sender Keep All' en anglais).

On suppose que chaque AS privilégie équitablement ses fournisseurs, respectivement ses pairs, respectivement ses clients.

Une modélisation algébrique d'un tel contexte est ici basée sur une association d'une valeur numérique, ou pondération, T_i avec chaque accord. Soit une suite de valeurs (T_1, T_2, T_3) décroissante et vérifiant :

pour tout i , $T_i - T_{i+1} = T$; où T est une constante strictement positive.

Le signe '*' signifie '0 ou n', le signe '?' signifie 0 ou 1, et le signe '+' signifie '1 à n'.

Ainsi si le chemin est de la forme :

- (c2f)*, un message est reçu au bout de T_3 unité de temps (cas où le nouveau meilleur chemin est appris par un client, ou une chaîne de n client-fournisseur, c'est-à-dire 0 ou n accords c2f) ;
- (c2f)*(peer), un message est reçu au bout de T_2 unité de temps (cas où le nouveau meilleur chemin est appris par un peer, ou une chaîne finissant par un accord d'appairage, éventuellement précédée d'une chaîne de client fournisseur) ;
- (c2f)*(peer)?(f2c)+, un message est reçu au bout de T_1 unités de temps (cas où le nouveau meilleur chemin est appris par un ou n fournisseur(s),

éventuellement précédé d'un ou d'aucun peer, éventuellement précédé d'une chaîne de client fournisseur).

Les fonctions de temporisateur selon un mode de réalisation de la présente invention peuvent être de la forme :

5

$$\text{pour } i < j, \tau(s) = +\infty$$

$$\text{pour } i \geq j, \tau(s) = T_j - \sum_{k=i}^j (T_k)$$

ou encore

$$\text{pour } i \geq j, \tau(s) = (i - j) \times T$$

où $s = i - j$; où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ; et

10

où T est une constante strictement positive.

En prenant par exemple $T_1 = 2$, $T_2 = 1$ et $T_3 = 0$ on obtient :

$$\tau_{c2f,c2f} = \tau_{peer,peer} = \tau_{f2c,f2c} = 0 \text{ unité de temps}$$

$$\tau_{c2f,peer} = \tau_{peer,c2f} = 1 \text{ unité de temps}$$

15

$$\tau_{c2f,f2c} = 2 \text{ unités de temps.}$$

Ainsi, si un nœud est atteignable par un chemin $(c2f)^*$, ce nœud à reçoit un message de mise à jour de topologie après de 0 unité de temps. Dans le cas où il est atteignable par un chemin $(c2f)^*(peer)$, il reçoit le message de mise à jour de topologie au bout de 1 unité de temps. Enfin dans le cas où il est atteignable par un chemin $(c2f)^*(peer)?(f2c)^+$ il reçoit le message de mise à jour de topologie au bout de 2 unités de temps.

20

Dans un mode de réalisation de la présente invention, chaque routeur en bordure de l'AS applique le principe suivant :

- lorsqu'un routeur apprend une route en provenance d'un autre AS, il la marque ('tag' en anglais) d'une valeur, dite *communauté* BGP tel que cela est défini dans le document RFC1997, et notée i indiquant le type d'accord installé sur le lien "entrant" correspondant, c'est à dire entre l'AS d'où provient le message de mise à jour reçu et le présent AS ;
- lorsqu'un routeur émet une route vers un autre AS, il la marque d'une communauté j BGP indiquant le type d'accord installé sur le lien "sortant" correspondant.

25

30

Ces communautés permettent par exemple d'associer tous les clients à la valeur 3, tous les 'peers' à la valeur 2, et tous les fournisseurs à la valeur 1. Dès lors selon le couple de communauté (i, j), le routeur retarde ce message conformément aux temporisateurs suivants :

$$5 \quad \tau_{c2f,c2f}, \tau_{peer,peer}, \tau_{f2c,f2c}, \tau_{c2f,peer}, \tau_{peer,f2c}$$

On note $(P, \min(| \cdot |), \cdot)$ l'algèbre des chemins, où P désigne la topologie de routage, ou encore ensemble des chemins d'un graphe,

où $| \cdot |$ la longueur du chemin en nombre de bonds, et

10 . l'opérateur de concaténation des chemins.

Ainsi, la relation suivante est vérifiée dans cet algèbre :

$$(a, b, c, d).(e, f) = (a, b, c, d, e, f).$$

Les fonctions de temporisateurs τ_{AP} peuvent ici s'écrire sous la forme :

$$15 \quad \tau_{AP}(s') = T' |s'|$$

où T' est une constante strictement positive, et

où s' est une autre métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds, comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour, et

20 représentant une distance entre nœuds.

Par exemple, dans le contexte du protocole de routage BGP, cette métrique s' peut correspondre soit au nombre d'AS ajoutés à la suite de l'AS PATH tel que défini dans BGP, soit au nombre d'AS qui séparent le nœud initiateur de la mise à jour de la topologie de routage de la ressource de destination.

25

Autrement dit, lorsqu'un routeur en bordure d'AS émet un message de mise à jour de topologie vers un autre AS, il retarde ce message d'un temporisateur de valeur $T' |s'|$ unités de temps.

On peut écrire une fonction de temporisateur sous la forme suivante, lorsque la valeur de T' est petit devant T :

30

$$(s, s') \mapsto T \cdot \tau_{LP}(s) + T' \cdot \tau_{AP}(s')$$

où s représente le couple d'accords installés sur le lien BGP entrant

et sortant ;

où s' est comme défini ci-dessus, et peut par exemple correspondre au nombre d'AS ajoutés à la suite de l'AS PATH tel que défini ci-avant sur la session de protocole de routage sortante ; et

5 où T et T' sont des constantes strictement positives.

Grâce à ces fonctions de temporisateurs, on est en mesure de déterminer des valeurs de temporisateur en prenant en compte à la fois des valeurs représentant des critères de préférence associés à chacun des nœuds i et j , et des valeurs s' pouvant indiquer une métrique relative à une distance
10 entre deux nœuds.

La figure 6 illustre un nœud de réseau selon un mode de réalisation de la présente invention.

Un tel nœud de réseau 70 comprend une unité de détermination 71 d'une valeur d'un temporisateur associée à un autre nœud auquel il est relié
15 par un lien de la topologie de routage, ladite valeur de temporisateur étant déterminée sur la base d'une fonction croissante prenant en tant que paramètre la métrique associée audit lien reliant le premier nœud au second nœud de sorte que la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique est grande.

20 Il comprend en outre une unité de gestion dudit temporisateur 72 et une unité d'émission 73 adaptée pour émettre, sur expiration dudit temporisateur, un message de mise à jour de topologie à destination dudit autre nœud.

L'unité de détermination 71 peut être adaptée pour déterminer la valeur
25 d'un temporisateur à partir de la fonction suivante τ_{LP} associée à l'autre nœud selon l'équation suivante :

$$\text{pour } i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

$$\text{pour } i \geq j, \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$$

où s est la métrique associée au lien reliant les premier et
30 second nœuds et correspond au couple (i,j) ; où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et
 où T est une constante positive.

L'unité de détermination 71 peut être adaptée pour déterminer la valeur
 d'un temporisateur lorsque le premier nœud détecte une modification de
 routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un
 5 autre nœud, la valeur d'un temporisateur issue de la fonction croissante τ_{BGP}
 associée au second nœud vérifie l'équation suivante :

$$\tau_{BGP}(s, s') \mapsto T \cdot \tau_{LP}(s) + T' \cdot \tau_{AP}(s')$$

où τ_{LP} est tel que

$$10 \quad \forall i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

$$\forall i \geq j, \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$$

où s est une métrique associée au lien reliant les premier et
 second nœuds et correspond au couple (i, j), s comprenant une partie
 configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le
 15 message de mise à jour ;

où i et j représentent des critères de préférence respectivement
 associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et

où T est une constante positive

20 où τ_{AP} est tel que :

$$\tau_{AP}(s') = T' \lfloor s' \rfloor$$

où s' est une autre métrique associée au lien reliant les premier
 et second nœuds, comprenant une partie configurée au niveau du
 premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour, et
 25 représentant une distance entre nœuds ;

où T' est une constante positive.

REVENDEICATIONS

1. Procédé de gestion d'une topologie de routage dans un réseau de communication par paquets comprenant une pluralité de nœuds reliés par des liens respectifs selon ladite topologie de routage;
5 des métriques ordonnées étant associées respectivement à des liens, chacun reliant directement deux nœuds entre eux ;
ledit procédé comprenant les étapes suivantes au niveau d'un premier nœud relié par un lien à au moins un second nœud, sur détection d'une modification
10 de la topologie de routage :
- /a/ déterminer (302) une valeur d'un temporisateur associée au second nœud ;
 - /b/ armer (303) ledit temporisateur ; et
 - /c/ sur expiration dudit temporisateur, émettre (304) un message de
15 mise à jour de topologie à destination du second nœud ;
ladite valeur de temporisateur étant fournie par une fonction croissante prenant en tant que paramètre la métrique associée audit lien reliant le premier nœud au second nœud, de sorte que la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique est grande.
- 20
2. Procédé de gestion d'une topologie de routage selon la revendication 1, dans lequel le premier nœud détecte la modification de topologie de routage sur détection de la perte d'un lien le reliant à un autre nœud ou sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un
25 autre nœud.
3. Procédé de gestion d'une topologie routage selon la revendication 1, dans lequel lorsque le premier nœud détecte une modification de routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un autre nœud, la
30 fonction croissante prend en outre en paramètre une métrique reçue dans ledit message de mise à jour.
4. Procédé de gestion d'une topologie de routage selon la

revendication 1, dans lequel la valeur d'un temporisateur est fournie par une fonction $\tau_{LP}(s)$ associée au second nœud vérifiant l'équation suivante :

$$\forall i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

$$\forall i \geq j; \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$$

5 où s est la métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds et correspond au couple (i, j) ;

où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et

10 où T est une constante positive.

5. Procédé de gestion d'une topologie de routage selon la revendication 1, dans lequel, lorsque le premier nœud détecte une modification de routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un
15 autre nœud, la valeur d'un temporisateur est fournie par une fonction $\tau_{BGP}(s, s')$ associée au second nœud vérifiant l'équation suivante :

$$\tau_{BGP}(s, s') \mapsto T \cdot \tau_{LP}(s) + T' \cdot \tau_{AP}(s')$$

où τ_{LP} est tel que

$$\forall i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

20 $\forall i \geq j; \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$

où s est une métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds et correspond au couple (i, j), s comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour ;

25 où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et

où T est une constante positive

où τ_{AP} est tel que :

30 $\tau_{AP}(s') = T' \cdot |s'|$

où s' est une autre métrique associée au lien reliant les premier

et second nœuds, comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour, et représentant une distance entre nœuds ;

où T' est une constante positive.

5

6. Nœud (70) de réseau dans un réseau de communication par paquets comprenant une pluralité de nœuds reliés par des liens respectifs selon une topologie de routage ;
des métriques ordonnées étant associées respectivement à des liens, chacun
10 reliant directement deux nœuds entre eux ;
ledit nœud comprenant :

- une unité de détermination (71) d'une valeur d'un temporisateur associée à un autre nœud auquel il est relié par un lien de la topologie de routage, ladite valeur de temporisateur étant fournie par une fonction croissante
15 prenant en tant que paramètre la métrique associée audit lien reliant le premier nœud au second nœud de sorte que la valeur de temporisateur est d'autant plus grande que la métrique est grande ;
- une unité de gestion (72) dudit temporisateur ;
- une unité d'émission (73) adaptée pour émettre, sur expiration dudit
20 temporisateur, un message de mise à jour de topologie à destination dudit autre nœud.

7. Nœud de réseau selon la revendication 6, dans lequel l'unité de détermination est adaptée pour déterminer la valeur d'un temporisateur par
25 une fonction $\tau_{LP}(s)$ associée au second nœud vérifiant l'équation suivante :

$$\forall i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

$$\forall i \geq j, \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$$

où s est la métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds et correspond au couple (i, j) ;

30 où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et

où T est une constante positive.

8. Nœud de réseau selon la revendication 6, dans lequel l'unité de détermination est adaptée pour déterminer, lorsque le premier nœud détecte une modification de routage sur réception d'un message de mise à jour de topologie depuis un autre nœud, la valeur d'un temporisateur par une fonction $\tau_{BGP}(s, s')$ associée au second nœud vérifiant l'équation suivante :

$$\tau_{BGP}(s, s') \mapsto T \cdot \tau_{LP}(s) + T' \cdot \tau_{AP}(s')$$

où τ_{LP} est tel que

$$10 \quad \forall i < j, \tau_{LP}(s) = +\infty$$

$$\forall i \geq j, \tau_{LP}(s) = (i - j) \times T$$

- où s est une métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds et correspond au couple (i, j) , s comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour ;

- où i et j représentent des critères de préférence respectivement associés aux premier et second nœuds ;

où ∞ représente la valeur infinie de temporisateur ; et

où T est une constante positive

- 20 où τ_{AP} est tel que :

$$\tau_{AP}(s') = T' \cdot |s'|$$

- où s' est une autre métrique associée au lien reliant les premier et second nœuds, comprenant une partie configurée au niveau du premier nœud et une partie reçue dans le message de mise à jour, et représentant une distance entre nœuds ;

où T' est une constante positive.

9. Système de routage comprenant une pluralité de nœuds de réseau selon la revendication 6.

10. Programme d'ordinateur comportant des instructions pour la mise en œuvre du procédé selon la revendication 1, lorsque ce programme est exécuté par un processeur.
-
- 5 11. Support d'enregistrement sur lequel est stocké le programme d'ordinateur selon la revendication 10.

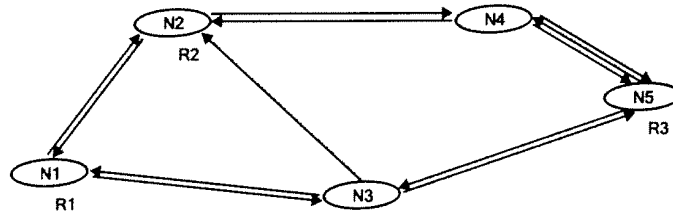


FIG. 1

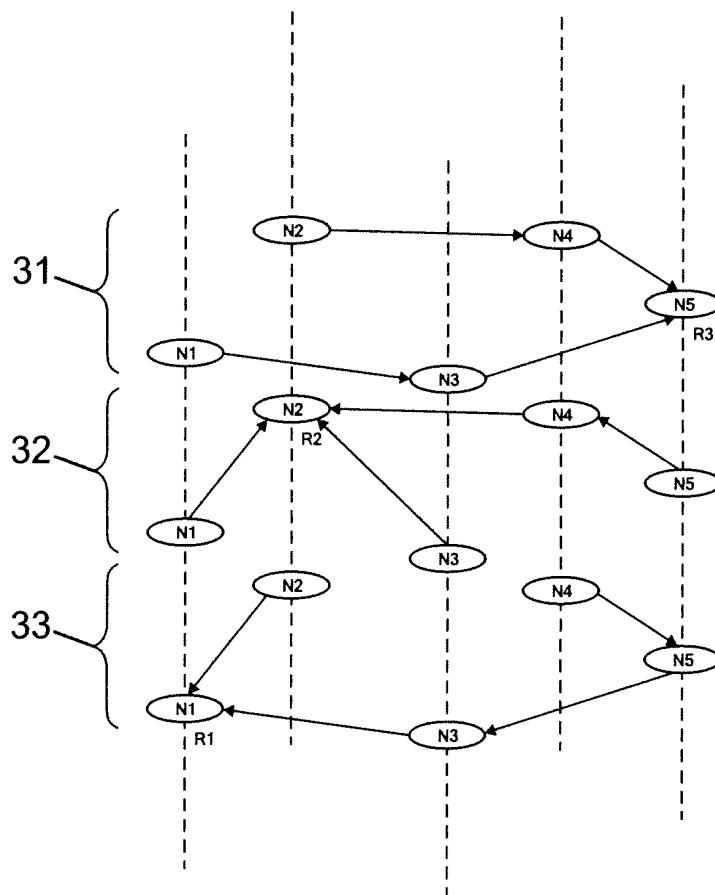


FIG. 2

2/3

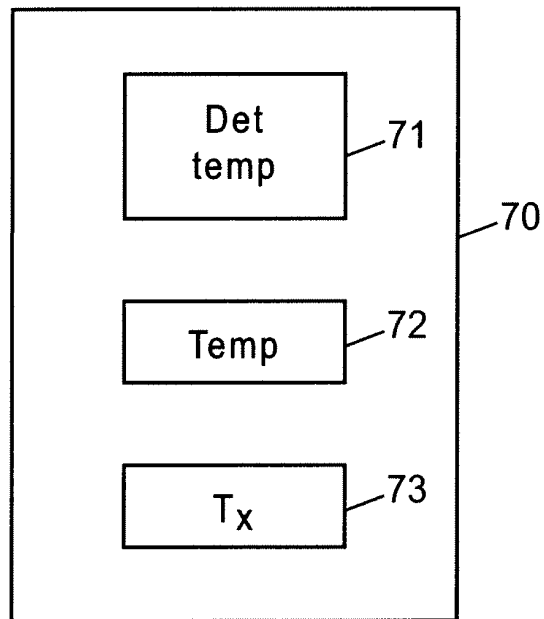
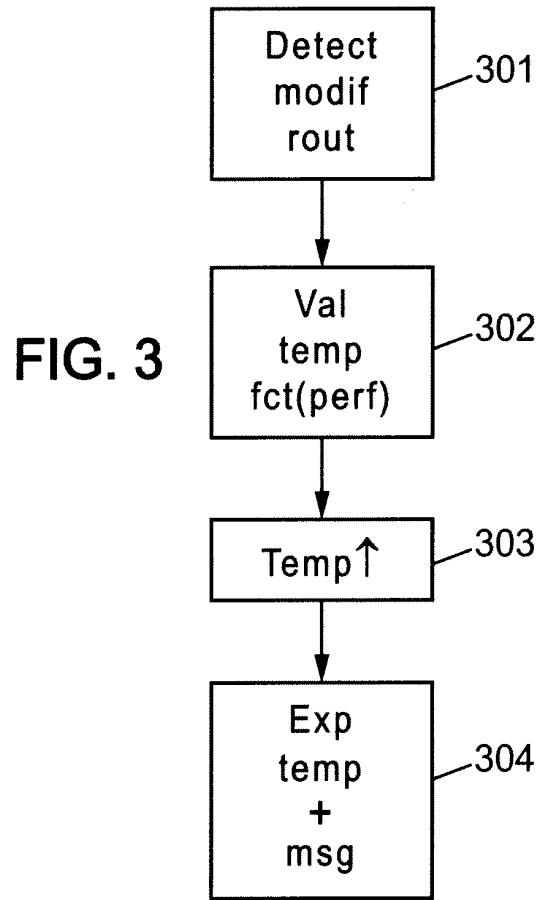


FIG. 6

3/3

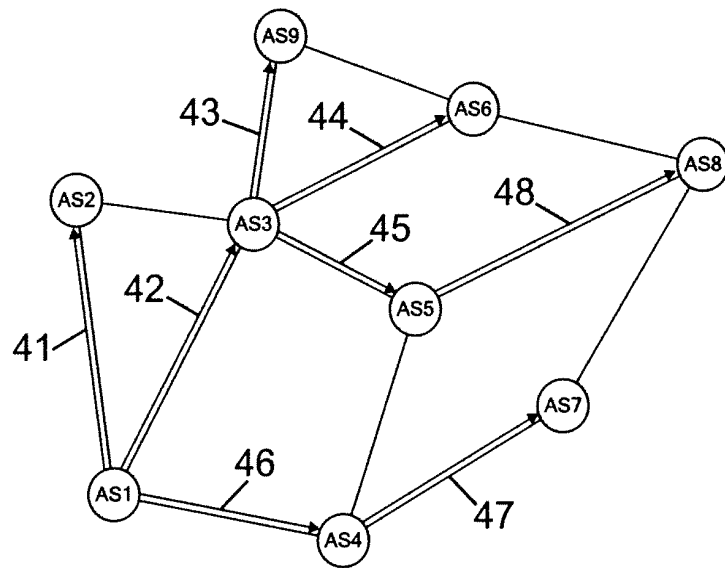


FIG. 4

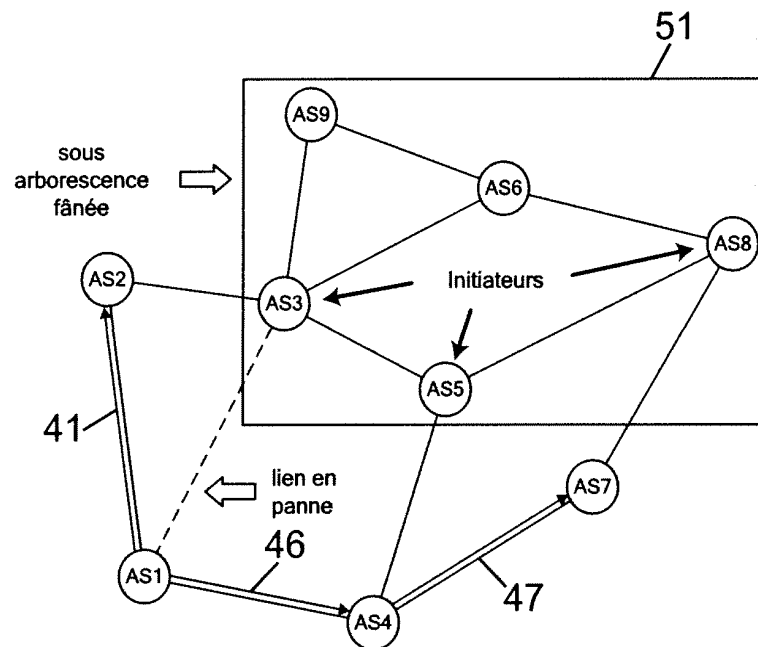


FIG. 5



**RAPPORT DE RECHERCHE
PRÉLIMINAIRE**

N° d'enregistrement
national

établi sur la base des dernières revendications
déposées avant le commencement de la recherche

FA 713218
FR 0855831

DOCUMENTS CONSIDÉRÉS COMME PERTINENTS		Revendication(s) concernée(s)	Classement attribué à l'invention par l'INPI
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes		
A	US 2005/195835 A1 (SAVAGE DONNIE V [US] ET AL) 8 septembre 2005 (2005-09-08) * figures 1,4,6,8 * * page 1, alinéas 5,6,9-12 * * page 3, alinéa 30 * * page 4, alinéa 54 * * page 5, alinéa 67 *	1-11	H04L29/06
A	EP 1 473 890 A (HARRIS CORP [US]) 3 novembre 2004 (2004-11-03) * figures 1,3,6 * * page 2, alinéa 8 * * page 4, alinéas 21,22 * * page 5, alinéa 33 * * page 9, alinéa 54 *	1-11	
A	WO 02/46949 A (BYRNES PHILIPPE C [US]) 13 juin 2002 (2002-06-13) * figures 2,4 * * page 3, alinéa 3 * * page 5, alinéa 6 * * page 10, alinéas 2,3 * * page 16, alinéa 3 *	1-11	
			DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHÉS (IPC)
			H04L
Date d'achèvement de la recherche		Examineur	
1 avril 2009		Mircescu, Alexander	
CATÉGORIE DES DOCUMENTS CITÉS		T : théorie ou principe à la base de l'invention	
X : particulièrement pertinent à lui seul		E : document de brevet bénéficiant d'une date antérieure à la date de dépôt et qui n'a été publié qu'à cette date de dépôt ou qu'à une date postérieure.	
Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie		D : cité dans la demande	
A : arrière-plan technologique		L : cité pour d'autres raisons	
O : divulgation non-écrite		
P : document intercalaire		& : membre de la même famille, document correspondant	

**ANNEXE AU RAPPORT DE RECHERCHE PRÉLIMINAIRE
RELATIF A LA DEMANDE DE BREVET FRANÇAIS NO. FR 0855831 FA 713218**

La présente annexe indique les membres de la famille de brevets relatifs aux documents brevets cités dans le rapport de recherche préliminaire visé ci-dessus.

Les dits membres sont contenus au fichier informatique de l'Office européen des brevets à la date du **01-04-2009**

Les renseignements fournis sont donnés à titre indicatif et n'engagent pas la responsabilité de l'Office européen des brevets, ni de l'Administration française

Document brevet cité au rapport de recherche		Date de publication	Membre(s) de la famille de brevet(s)	Date de publication
US 2005195835	A1	08-09-2005	CN 101065677 A	31-10-2007
			EP 1741247 A2	10-01-2007
			WO 2005084232 A2	15-09-2005

EP 1473890	A	03-11-2004	AU 2004201584 A1	18-11-2004
			CA 2464996 A1	30-10-2004
			JP 3955579 B2	08-08-2007
			JP 2004336767 A	25-11-2004
			NO 20041835 A	01-11-2004
			US 2004218582 A1	04-11-2004

WO 0246949	A	13-06-2002	AU 2722102 A	18-06-2002
			GB 2387992 A	29-10-2003
			US 2002095493 A1	18-07-2002
