

(12) DEMANDE INTERNATIONALE PUBLIÉE EN VERTU DU TRAITÉ DE COOPÉRATION
EN MATIÈRE DE BREVETS (PCT)

(19) Organisation Mondiale de la Propriété
Intellectuelle
Bureau international



(43) Date de la publication internationale
2 décembre 2004 (02.12.2004)

PCT

(10) Numéro de publication internationale
WO 2004/104876 A2

(51) Classification internationale des brevets⁷ : **G06F 17/60**

(21) Numéro de la demande internationale :
PCT/FR2004/001237

(22) Date de dépôt international : 19 mai 2004 (19.05.2004)

(25) Langue de dépôt : français

(26) Langue de publication : français

(30) Données relatives à la priorité :
03/05973 19 mai 2003 (19.05.2003) FR

(71) Déposant (pour tous les États désignés sauf US) : **KoDe**
[FR/FR]; 63, rue de la Colonie, F-75013 Paris (FR).

(72) Inventeur; et

(75) Inventeur/Déposant (pour US seulement) : **KOSKAS,**
Michel [FR/FR]; 63, rue de la Colonie, F-75013 Paris (FR).

(74) Mandataire : **BREESE, Pierre/MAJEROWICZ, Marc;**
Breesé-Majerowicz, 3, avenue de l'Opéra, F-75001 Paris
(FR).

(81) États désignés (sauf indication contraire, pour tout titre de protection nationale disponible) : AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BW, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, EG, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NA, NI, NO, NZ, OM, PG, PH, PL, PT, RO, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SY, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84) États désignés (sauf indication contraire, pour tout titre de protection régionale disponible) : ARIPO (BW, GH, GM, KE, LS, MW, MZ, NA, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), eurasien (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), européen (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IT, LU, MC, NL, PL, PT, RO, SE, SI, SK, TR), OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

Publiée :

— sans rapport de recherche internationale, sera republiée dès réception de ce rapport

En ce qui concerne les codes à deux lettres et autres abréviations, se référer aux "Notes explicatives relatives aux codes et abréviations" figurant au début de chaque numéro ordinaire de la Gazette du PCT.

(54) Title: SHORTEST PATH CALCULATION METHOD, AND ROUTING AND/OR SWITCHING METHOD

(54) Titre : PROCEDE DE CALCUL DU PLUS COURT CHEMIN ET PROCEDE DE ROUTAGE ET/OU DE COMMUTATION

(57) Abstract: The invention relates to a method of calculating the shortest paths in terms of costs and number of edges in a valued graph comprising vertices and an adjacency matrix, using computing means comprising storage resources and a processor. Another aspect of the invention relates to a method of switching and/or routing in a communication network comprising a plurality of technical devices which are interconnected using transmission means, said method being performed on a piece of computer equipment comprising computing means and, in particular, at least one processor and at least one memory element. The invention also relates to a switching and/or routing system or a computing system used to perform said method.

(57) Abrégé : La présente invention se rapporte à un procédé de calcul des plus courts chemins en termes de coût et de nombre d'arêtes dans un graphe valué comportant des sommets et une matrice d'adjacence en utilisant des moyens de calcul comprenant des ressources mémoire et un processeur. Selon un autre aspect, l'invention concerne un procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire. L'invention se rapporte également à un système de commutation et/ou de routage ou à un système de calcul pour la mise en œuvre du procédé.



WO 2004/104876 A2

**PROCEDE DE CALCUL DU PLUS COURT CHEMIN ET PROCEDE DE ROUTAGE
ET/OU DE COMMUTATION**

La présente invention se rapporte au domaine des graphes.

La présente invention se rapporte plus particulièrement à un procédé de calcul du plus court chemin dans un graphe valué. Ce type de calcul possède de très nombreux domaines d'applications, comme par exemple les réseaux de télécommunications, le trafic routier...

L'art antérieur connaît déjà l'algorithme de Dijkstra. Cet algorithme tient à jour un ensemble X de sommets dont les distances les plus courtes à l'origine sont déjà connues. Au départ, X contient uniquement le sommet correspondant à l'origine. A chaque étape, on ajoute à X l'un des sommets restants dont la distance à l'origine est la plus courte possible. Si tous les arcs ont des étiquettes positives ou nulles, il est toujours possible de trouver un chemin minimal depuis l'origine vers un sommet s ne passant que par des sommets déjà présents dans X. Appelons raccourci un tel chemin. A chaque étape de l'algorithme, on utilise un tableau D contenant la longueur du meilleur raccourci pour se rendre à chaque sommet. Dès qu'un sommet est atteint, le tableau D contient la distance la plus courte entre l'origine et ce sommet. Pour reconstruire le plus court chemin qui réalise cette distance, il convient alors de tenir à jour un autre tableau C de sommets tel que C(s) contienne le sommet précédant immédiatement le sommet s dans le plus court chemin.

L'art antérieur connaît déjà, par la demande de brevet américain US 6 356 911 (IBM) un système de recherche du plus court chemin. Un procédé et un système efficaces sont présentés. Ils permettent de rechercher les plus courts chemins entre une source et des destinations multiples, et entre des sources multiples et des destinations multiples. La vitesse du procédé classique de Dijkstra, qui est le procédé de calcul basique, est amélioré en utilisant des informations sur les relations entre un nœud et un ensemble de

destinations dans un graphe. Les informations de relation sont constituées par la fonction d'estimation $h(v)$ concernant un nœud spécifique v et un ensemble T de destinations, où $h(v)$ est une borne inférieure de l'ensemble des longueurs de chemins les plus courts s'étendant du nœud v à chacun des ensembles de destinations T . L'utilisation de la fonction d'estimation peut améliorer la vitesse du procédé de Dijkstra.

L'art antérieur connaît également, par la demande de brevet américain US 2002/0107711 (Sun Microsystems) une recherche du court chemin utilisant des tuiles et une propagation de coût linéaire par pièce. Un procédé pour trouver les plus courts chemins est décrit. Ce procédé utilise un modèle de coût linéaire par pièce pour guider la recherche à travers le graphe de tuiles compact et pour être sûr qu'un plus court chemin peut toujours être trouvé par calcul d'une manière efficace. La fonction de propagation de segment de tuile à segment de tuile est utilisée pour chercher un emplacement cible depuis un emplacement source à travers une région, et le plus court chemin est trouvé en effectuant un retour en arrière en utilisant les fonctions de coût calculées pendant la recherche. La convolution linéaire minimale est utilisée pour faciliter la propagation de la fonction de coût.

L'art antérieur connaît également, par la demande de brevet américain US 2001/0032272 (NEC) un routage de plus court chemin basé sur la QoS (Qualité de Service) pour un réseau de communication hiérarchique. Un routeur a une table de topologie de réseau et un nombre de tables de ressource correspondant à des zones du réseau. En réponse à une requête d'un utilisateur, une des entrées de la table de topologie et l'une des tables de ressources sont référencées, une zone traversable le long de la route de destination et des liens de la zone qui satisfont une valeur de QoS spécifiée par l'utilisateur sont sélectionnés. Un calcul est effectué sur les liens sélectionnés, ce calcul étant conforme à l'algorithme de Dijkstra, pour trouver un chemin le plus court vers la destination si l'entrée référencée indique que

la destination est dans la zone locale du routeur. Si l'entrée ne l'indique pas, le calcul est poursuivi jusqu'à ce qu'un arbre de chemin le plus court soit trouvé pour tous les routeurs en bordure de la zone traversable ou jusqu'à ce que
5 le calcul se termine si l'arbre n'est pas trouvé pour tous les routeurs, et une route ayant une valeur de QoS optimum est déterminée à partir de l'arbre de plus court chemin.

Les procédés connus de l'art antérieur possèdent dans
10 le meilleur des cas une complexité en $O(E \cdot \ln(V))$ où V est le nombre de sommets et E est le nombre d'arêtes.

La présente invention entend remédier aux inconvénients de l'art antérieur en proposant un procédé de calcul du plus
15 court chemin dans un graphe qui possède en moyenne une complexité en $O(l \cdot \ln(v))$ où v est le nombre de sommets et l la longueur moyenne du chemin.

A cet effet, la présente invention concerne dans son
20 acception la plus générale un procédé de calcul des plus courts chemins en termes de coût et de nombre d'arêtes dans un graphe valué comportant des sommets et une matrice d'adjacence en utilisant des moyens de calcul comprenant des ressources mémoires et un processeur

25 caractérisé en ce qu'il comporte les étapes consistant à

- se ramener à des valuations entières non nulles ;
- éventuellement, se ramener au cas de valuations toutes égales à 1 en créant des sommets intermédiaires entre
30 deux sommets reliés par un arc de valuation strictement supérieure à 1 ;

- effectuer une série d'incrémentations, une incrémentations consistant à trouver l'ensemble des sommets auxquels on peut arriver en partant d'un n-uplet de sommets
35 donné ;

- effectuer une série de décréments, une décrémentation consistant à trouver l'ensemble des sommets à

partir desquels on peut arriver à un n-uplet de sommets donné ;

- les incrémentations et les décréments pouvant se succéder dans n'importe quel ordre ;

5 • transformer les vecteurs d'incrément/décroissement en chemins, ces chemins constituant l'ensemble E1 des chemins les plus courts en termes de nombre d'arêtes ou empruntant un nombre donné d'arêtes Na ;

10 • sélectionner le n-uplet de chemins C de moindre coût parmi l'ensemble de chemins E1 ;

- effectuer $Nb = Na + 1$;

- effectuer tant que ($Nb \leq v(C)$) les étapes suivantes de manière itérative :

- {

15 • examiner parmi les chemins de nombre d'arêtes $Na + 1$ ceux, s'ils existent, qui ont un coût strictement inférieur à $v(C)$ et sélectionner parmi ceux-ci ceux C' de coût minimal (s'il n'existe pas de tel chemin, alors $C' = C$)

20 • $C = C'$ et $Nb = Nb + 1$

- }

- les chemins les plus courts en termes de coût étant constitués par le n-uplet C.

25 De préférence, le procédé comporte en outre l'étape consistant à effectuer des raffinements successifs du chemin dit « chemin trivial » de longueur Nb, ce chemin étant le chemin qui emprunte Nb fois l'unique arête du graphe G1, le graphe G1, obtenu à partir de G0 en effectuant des

30 épaississements successifs, ne comportant qu'un seul sommet et une seule arête.

Avantageusement, le procédé comporte en outre une étape de pré-calcul consistant à réaliser des épaississements successifs du graphe G0 jusqu'à l'obtention d'un graphe G1 ne

35 comportant plus qu'un seul sommet et un seul arc, un épaississement du graphe G consistant à

- munir le graphe G d'une relation d'équivalence ;

- considérer que les classes d'équivalence sont les sommets du graphe épaissi G' ;

- étant donné deux sommets $S1$ et $S2$ du graphe épaissi G' , il existe une arête entre $S1$ et $S2$ si, et seulement si, il existe $s1$ appartenant à $S1$ et $s2$ appartenant à $S2$ tels que $s1$ et $s2$ sont reliés par une arête dans G ;

- la valuation de l'arête $S1-S2$ de G' étant le minimum des valuations des arêtes $s1-s2$ de G , avec $s1$ appartenant à $S1$ et $s2$ appartenant à $S2$.

10

Selon une variante particulière,

- la série d'incrémentations s'effectue jusqu'à ce que le sommet d'arrivée soit contenu dans l'ensemble obtenu à partir du sommet de départ, ce qui fournit un chemin de longueur Nb ;

15

- on intersecte les ensembles obtenus avec les décréments du sommet d'arrivée.

Selon une variante particulière,

- la série d'incrémentations s'effectue dans un épaississement du graphe initial jusqu'à ce que le sommet d'arrivée soit contenu dans l'ensemble obtenu à partir du sommet de départ, ce qui fournit un chemin de longueur Nb ;

20

- on intersecte les ensembles obtenus avec les décréments du sommet d'arrivée dans le même épaississement du graphe ;

25

- on raffine alors le chemin obtenu jusqu'à obtenir les plus courts chemins empruntant Nb arêtes dans le graphe initial, s'il en existe ;

30

- s'il n'en n'existe pas, on pose $Nb = Nb + 1$, et on recherche les plus courts chemins empruntant Nb arcs dans un épaississement du graphe initial, qu'on tente de raffiner dans le graphe initial comme à l'étape précédente. On recommence la présente étape tant qu'un plus court chemin n'a pas été trouvé.

35

Selon un mode de mise en œuvre particulier, le procédé est appliqué au routage de paquets dans un réseau de télécommunications.

5 Selon une variante, le procédé est appliqué au routage d'appels dans un réseau de télécommunications.

Selon une autre variante, le procédé est appliqué à un système de navigation.

Selon un mode de mise en œuvre particulier, le procédé est appliqué à un système de réservation.

10 Enfin, selon une dernière variante, le procédé est appliqué à un système automatisé d'aide à la traduction.

L'invention se rapporte également à un système pour la mise en œuvre du procédé comprenant au moins un processeur et
15 des ressources mémoire.

Selon une forme de mise en œuvre particulièrement préférée, l'invention concerne un procédé de commutation et/ou de routage.

20 Le problème technique qui se pose est celui qui consiste à router une donnée numérique, un appel, un paquet ou une lettre en optimisant un ou plusieurs paramètres techniques : le temps de transmission, la distance parcourue, les ressources techniques de transmission ou de routage, ou
25 bien encore évitant les blocages lors de la transmission.

Le procédé industriel dans le domaine technique des systèmes d'informations selon l'invention met en œuvre les moyens techniques suivants : au moins des moyens informatiques de calcul et des équipements physiques de
30 routage et de transmission.

Afin d'illustrer l'effet technique induit par l'invention, nous présentons ici le procédé de routage et/ou de commutation dans le cadre d'un réseau de communication, de
35 préférence numérique.

Ledit réseau de communication comprend des équipements techniques de commutation et/ou routage reliés entre eux par

des moyens de transmission, par exemple des fibres optiques, des moyens de transmission radio, une paire de cuivre ...

Pour transmettre une information sous forme par exemple de paquet IP d'un poste émetteur A à un poste récepteur B, il
5 est nécessaire de définir un chemin. Ce chemin peut être associé à une allocation ou non de bande-passante (réseau en mode connexion type téléphone, ou réseau de datagrammes en mode connecté ou non connecté, TCP ou UDP). On modélise couramment le réseau au moyen d'un graphe valué, chacun des
10 sommets correspondant à un équipement : serveur, routeur, central téléphonique, CAA (Commutateur d'Auto-Acheminement) ou autre ... Cette modélisation permettra d'obtenir le plus court chemin, non nécessairement en termes de distance, mais en fonction de paramètres pré-déterminés comme la rapidité, etc., les paramètres étant modélisées par un coût, qui est en
15 fait le coût d'une arête.

Le problème technique rencontré est le risque de perte de paquets, un temps de transmission anormalement élevé et
20 inacceptable pour les utilisateurs, des saturations ou engorgements, des limitations de débits de branches physiques ou bien de nœuds (équipements techniques) du réseau..

Le but de l'invention est d'optimiser la répartition et le choix des ressources physiques afin de résoudre ces
25 problèmes techniques rencontrés dans l'industrie, par exemple dans l'industrie des télécommunications.

Afin de résoudre les problèmes techniques décrits, l'inventeur a élaboré une solution technique sous la forme d'un procédé industriel et technique et d'un système
30 technique.

Ainsi, selon un aspect, l'invention peut être définie comme un procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité
35 d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire,

- le procédé comportant une première étape d'établissement d'un graphe valué représentant le réseau de communication dans lequel chaque sommet est un équipement physique et chaque arête est un élément de liaison physique
5 entre deux équipements,
- le procédé de commutation et/ou de routage dans le réseau étant caractérisé en ce qu'il consiste à calculer le plus court chemin entre un équipement émetteur A et un équipement B au sein du réseau au moyen des sous-étapes
10 suivantes :
 - une première sous-étape préalable consistant à se ramener à des valuations entières non nulles dans le graphe représentatif du réseau et, éventuellement se ramener à des valuations toutes égales à 1 en intercalant des sommets entre
15 tout couple de sommets reliés par une arête de valuation strictement supérieure à 1 ;
 - des sous-étapes supplémentaires consistant à
 - o effectuer une série d'incrémentations, une incrémentation consistant à trouver l'ensemble des
20 sommets (équipements techniques) auxquels on peut arriver en partant d'un n-uplet de sommets donné ;
 - o effectuer une série de décréments, une décrémentation consistant à trouver l'ensemble des sommets à partir desquels on peut arriver à un n-uplet
25 de sommets donné ;
 - o les incrémentations et les décréments pouvant se succéder dans n'importe quel ordre ;
 - o transformer les vecteurs d'incrément/décrément en chemins, ces chemins constituant l'ensemble E1 des chemins les plus courts en termes de nombre d'arêtes ou empruntant un nombre donné d'arêtes Na ;
 - o sélectionner le n-uplet de chemins C de moindre coût parmi l'ensemble de chemins E1 ;
 - o effectuer Nb = Na + 1 ;
 - 35 o effectuer tant que (Nb <= v(C)) les étapes suivantes de manière itérative :
{

- examiner parmi les chemins de nombre d'arêtes $N_a + 1$ ceux s'ils existent qui ont un coût strictement inférieur à $v(C)$ et sélectionner parmi ceux-ci ceux C' de coût minimal (s'il n'existe pas de tel chemin, alors $C' = C$)
- $C = C'$ et $N_b = N_b + 1$
- }
- o les chemins les plus courts en termes de coût, c'est-à-dire les chemins minimisant le coût global de transit dans le réseau, étant constitués par le n-uplet C .

On comprendra mieux l'invention à l'aide de la description, faite ci-après à titre purement explicatif, d'un mode de réalisation de l'invention, en référence aux figures annexées :

- la figure 1 représente un graphe G_0 ;
- la figure 2 représente un graphe G_1 qui est un épaississement du graphe G_0 ;
- la figure 3 représente un graphe G_2 qui est un épaississement du graphe G_1 ;
- la figure 4 représente un graphe G_3 qui est un épaississement du graphe G_2 ;
- la figure 5 représente un réseau dans lequel le procédé de routage selon l'invention est mis en œuvre et
- la figure 6 illustre un arbre de Porphyre pour la mise en œuvre du procédé de l'invention dans le domaine technique de la traduction automatique.

30

Nous allons, dans un premier temps, donner une nouvelle description du graphe. Ensuite, dans un second temps, nous expliquerons comment cette description peut être utilisée et nous présenterons le procédé selon l'invention, dans différents modes de réalisation.

35

Un graphe non valué est un ensemble (V, E) où V est un ensemble fini, l'ensemble des sommets, et E est un ensemble

de couples de sommets. Les éléments de E sont appelés les arêtes. Le premier élément d'une arête est appelé l'origine de l'arête. Son second élément est appelé extrémité.

5 Si
 $(v1, v2) \in E \Rightarrow (v2, v1) \in E$

alors on dit que le graphe est *non dirigé* et E peut être considéré comme un ensemble de paires de sommets.

10

Un chemin entre deux sommets $v1$ et $v2$ est une suite $u_0, \dots, u_k$ d'éléments de V tels que $u_0 = v_1$, $u_k = v_2$ et pour tout i entier dans $[0, k-1]$,

$$(u_i, u_{i+1}) \in E$$

15

Dans ce cas, on dit que k est la longueur du chemin.

Le problème du chemin est de trouver le plus court chemin entre deux sommets du graphe, c'est-à-dire dans ce cas le chemin, ou les chemins, utilisant le moins de sommets possible.

20

Un graphe valué est un couple (V, E) où V est un ensemble fini, et E un ensemble de triplets (v, v', x) où

$$(v, v') \in V \text{ et } x \in R$$

25

v et v' sont les arêtes et x est le coût ou la longueur de l'arête.

Un chemin entre deux sommets $v1$ et $v2$ est une séquence $u_0, \dots, u_k$ d'éléments de V tels que $u_0 = v_1$, $u_k = v_2$ et pour tout i entier dans $[0, k-1]$,

30

$$\exists x_i \in R, (u_i, u_{i+1}, x_i) \in E.$$

La longueur du chemin est dans ce cas :

$$\sum_{i=0}^{k-1} x_i$$

35

Le problème est également de trouver le chemin le plus court entre deux sommets.

Dans le domaine des graphes, il est courant d'utiliser des matrices d'adjacence, c'est-à-dire des matrices représentant l'ensemble des coûts des arêtes sortantes et des arêtes entrantes. Dans un mode particulier, un coefficient de la matrice indique s'il existe une arête entre deux sommets : il est égal à 1 s'il existe une arête et 0 s'il n'en existe pas. Dans un autre mode, un coefficient de la matrice indique la valuation de l'arête correspondante. Dans la suite, nous utiliserons des matrices d'adjacence ne comportant que des 0 et des 1.

Lorsque x est un ensemble de chemins d'un épaississement g du graphe initial G_0 , on notera dans la suite « $\text{dumb}(x)$ » le raffinement trivial de x dans un raffinement du graphe auquel il appartient. Si $x=(e_1, e_2, \dots, e_k)$ avec $e_1, e_2, \dots, e_k$ des ensembles de sommets de g , et si g' est un raffinement de g , $\text{dumb}(x) = (f_1, f_2, \dots, f_k)$ avec pour tout entier i dans $[1, k]$, un sommet s' de g' appartient à f_i si, et seulement si, il existe un sommet s de e_i tel que s' est dans la classe de s .

La description qui suit concerne un exemple de graphe. Il est entendu que le procédé conforme à l'invention est décrit ici à titre d'exemple, de façon à ce qu'un homme du métier puisse le reproduire.

Considérons le graphe G_0 de la figure 1 :

Les arcs sortants et entrants sont :

$\text{Out}_0 = \{(0,1,0,1,0), (0,0,1,0,0), (0,0,0,1,0), (0,1,0,0,1), (1,0,0,0,0)\}$

$\text{In}_0 = \{(0,0,0,0,1), (1,0,0,1,0), (0,1,0,0,0), (1,0,1,0,0), (0,0,0,1,0)\}$

35

Le premier épaississement de ce graphe G_0 est le graphe G_1 représenté sur la figure 2.

Les arcs entrants et sortants de ce graphe G_1 sont :

Out1 = {(1,1,0), (1,1,1), (1,0,0)}

In1 = {(1,1,1), (1,1,0), (0,1,0)}

5

Ce graphe s'épaissit à son tour en le graphe G2 représenté sur la figure 3.

Les arcs entrants et sortants de ce graphe sont :

10

Out2 = {(1,1), (1,0)} et In2 = {(1,1), (1, 0)}.

Enfin ce graphe s'épaissit en le graphe G3 représenté sur la figure 4.

15

Les arcs entrants et sortants de ce graphe sont :

Out3 = {(1)} et In3 = {(1)}.

20

Recherchons par exemple un chemin entre les sommets 2 et 5 dans le graphe G0.

Recherche des chemins de longueur 1 :

25

Dans G3 : le chemin trivial de longueur 1 est

f->f.

30

Dans G2 : le sommet 2 est dans la classe d, le sommet 5 est dans la classe e.

Il existe un arc entre d et e.

Donc dans G2, on a le chemin

d->e

35

Dans g1 : le sommet 2 est dans la classe a, le sommet 5 est dans la classe c.

Il n'existe pas d'arc entre a et c.

Donc il n'existe pas de chemin de longueur 1 entre 2 et 5.

5 **Recherche des chemins de longueur 2 :**

Dans g_3 : les sommets 2 et 5 sont dans la classe de f .

10 Le chemin trivial de longueur 2 est
 $f \rightarrow f \rightarrow f$.

15 Dans G_2 : le sommet 2 est dans la classe d , 5 est dans la classe e .

1 - Incréments

$d+1 = (1,1)$.

20 On intersecte $d + 1$ avec $\text{dumb}(f) = (1,1)$.

Donc le premier arc donne $(1,0) \rightarrow (1,1)$

25 Puis on fait $(1,1) + 1$ intersecté avec $\text{dumb}(f)$ et arrivée, ce qui donne

$(1,1) + 1$ intersecté avec $(1,1)$ intersecté avec $(0,1)$, soit $(0,1)$.

30 Donc le deuxième arc donne $(1,1) \rightarrow (0,1)$.

En résumé, les incréments donnent le chemin

$(1,0) \rightarrow (1,1) \rightarrow (0,1)$

35

2 - Décréments

$(0,1) - 1 \{= (1,0)\}$ intersecté avec $(1,1) = (1,0)$.

Donc le dernier arc donne $(1,0) \rightarrow (0,1)$

$(1,0) - 1 = (1,1)$ intersecté avec $(1,0)$ donne $(1,0)$.

5

Donc le premier arc donne $(1,0) \rightarrow (1,0)$

On a donc un ensemble de chemins de longueur 2 dans G_2 qui est :

10

$(1,0) \rightarrow (1,0) \rightarrow (0,1)$.

Dans g_1 :

15

2 est dans la classe de a, 5 est dans la classe de c.

1 - Incréments

$a + 1 = (1,1,0)$. Donc $a+1$ intersecté avec $dumb(1,0) =$
20 $(1,1,0)$ donne $(1,1,0)$.

Le premier arc donne donc $(1,0,0) \rightarrow (1,1,0)$.

$(1,1,0) + 1 = (1,1,1)$. Donc $(1,1,0) + 1$ intersecté avec
25 $dumb(1,0) = (1,1,0)$ donne $(1,1,0)$.

Ce dernier vecteur intersecté avec $(0,0,1)$ donne
 $(0,0,0)$.

Le deuxième arc donne donc $(1,1,0) \rightarrow (0,0,0)$

30

Donc l'incrément donne le chemin

$(1,0,0) \rightarrow (1,1,0) \rightarrow (0,0,0)$

35 On en conclut qu'il n'y a pas de chemin de longueur 2
dans g_1 , et a fortiori dans G_0 .

Recherche des chemins de longueur 3 :

Dans G3, le chemin trivial est $f \rightarrow f \rightarrow f \rightarrow f$.

Dans G2 : le sommet 2 est dans la classe d, 5 est dans
5 la classe e.

1 - Incréments

$d+1 = (1,1)$.

10

On intersecte $d + 1$ avec $\text{dumb}(f) = (1,1)$.

Donc le premier arc donne $(1,0) \rightarrow (1,1)$

15

Puis on fait $(1,1) + 1$ intersecté avec $\text{dumb}(f)$, ce qui
donne

$(1,1) + 1$ intersecté avec $(1,1)$, soit $(1,1)$.

20

Donc le deuxième arc donne $(1,1) \rightarrow (1,1)$

Puis on fait $(1,1) + 1$ intersecté avec $\text{dumb}(f)$ et
arrivée, ce qui donne

25

$(1,1) + 1$ intersecté avec $(1,1)$ intersecté avec $(0,1)$,
soit $(0,1)$.

Donc le troisième arc donne $(1,1) \rightarrow (0,1)$.

30

En résumé, les incréments donnent le chemin

$(1,0) \rightarrow (1,1) \rightarrow (1,1) \rightarrow (0,1)$

2 - Décréments

35

$(0,1) - 1 \{= (1,0)\}$ intersecté avec $(1,1) = (1,0)$.

Donc le dernier arc donne $(1,0) \rightarrow (0,1)$

$(1,0) - 1 = (1,1)$ intersecté avec $(1,1)$ donne $(1,1)$.

Donc le deuxième arc donne $(1,1) \rightarrow (1,0)$

5

$(1,1)-1$ intersecté avec $(1,0)$ donne $(1,0)$.

Donc le premier arc donne $(1,0) \rightarrow (1,1)$

10 On a donc un ensemble de chemins de longueur 3 dans g_2 qui est :

$(1,0) \rightarrow (1,1) \rightarrow (1,0) \rightarrow (0,1)$.

15 Dans G_1 : le sommet 2 est dans la classe a, 5 est dans la classe c.

1 - Incréments

20 $a+1 = (1,1, 0)$.

On intersecte $a + 1$ avec $\text{dumb}(1,1) = (1,1, 1)$, ce qui donne $(1,1,0)$.

25 Donc le premier arc donne $(1,0, 0) \rightarrow (1,1, 0)$

Puis on fait $(1,1, 0) + 1$ intersecté avec $\text{dumb}(1,0) = (1,1,0)$, ce qui donne

30 $(1,1, 0) + 1 = (1,1,1)$ intersecté avec $(1,1, 0)$, soit $(1,1, 0)$.

Donc le deuxième arc donne $(1,1, 0) \rightarrow (1,1, 0)$

35 Puis on fait $(1,1, 0) + 1 = (1,1,1)$ intersecté avec $\text{dumb}(0,1) = (0,1,1)$ et arrivée, ce qui donne

$(1,1, 1)$ intersecté avec $(0, 1,1)$ intersecté avec $(0,0, 1)$, soit $(0,0, 1)$.

Donc le troisième arc donne $(1,1, 0) \rightarrow (0,0, 1)$.

5

En résumé, les incréments donnent le chemin

$(1,0, 0) \rightarrow (1,1, 0) \rightarrow (1,1, 0) \rightarrow (0,0, 1)$

10

2 - Décréments

$(0, 0,1) - 1 \{= (0,1,0)\}$ intersecté avec $(1,1, 0) = (0, 1,0)$.

15

Donc le dernier arc donne $(0, 1,0) \rightarrow (0,0,1)$

$(0, 1,0) - 1 = (1,1, 0)$ intersecté avec $(1,1, 0)$ donne $(1,1, 0)$.

20

Donc le deuxième arc donne $(1,1, 0) \rightarrow (0, 1,0)$

$(1,1, 0) - 1$ intersecté avec $(1,0, 0)$ donne $(1,0, 0)$.

Donc le premier arc donne $(1,0, 0) \rightarrow (1,1, 0)$

25

On a donc un ensemble de chemins de longueur 3 dans g_1 qui est :

$(1,0, 0) \rightarrow (1,1, 0) \rightarrow (0, 1,0) \rightarrow (0, 0, 1)$.

30

Dans G_0 :

1 - Incréments

35

$(0,1,0,0,0)+1 = (0,0,1, 0,0)$.

On intersecte $(0,1,0,0,0) + 1$ avec $\text{dumb}(1,1, 0) = (1,1, 1, 1, 0)$, ce qui donne $(0, 0,1,0, 0)$.

Donc le premier arc donne $(0, 1, 0, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 1, 0, 0)$.

5 Puis on fait $(0, 0, 1, 0, 0) + 1$ intersecté avec
 $\text{dumb}(1, 1, 0) = (1, 1, 1, 1, 0)$, ce qui donne

$(0, 0, 1, 0, 0) + 1 = (0, 0, 0, 1, 0)$ intersecté avec
 $(1, 1, 1, 1, 0)$, soit $(0, 0, 0, 1, 0)$.

10

Donc le deuxième arc donne $(0, 0, 1, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 1, 0)$

15 Puis on fait $(0, 0, 0, 1, 0) + 1 = (1, 0, 1, 0, 0)$
 intersecté avec $\text{dumb}(0, 0, 1) = (0, 0, 0, 0, 1)$ et arrivée, ce
 qui donne :

$(1, 0, 1, 0, 0)$ intersecté avec $(0, 0, 0, 0, 1)$
 intersecté avec $(0, 0, 0, 0, 1)$, soit $(0, 0, 0, 0, 1)$.

20

Donc le troisième arc donne $(0, 0, 0, 1, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 0, 1)$.

25 En résumé, les incréments donnent le chemin

$(0, 1, 0, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 1, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 1, 0) \rightarrow$
 $(0, 0, 0, 0, 1)$

2 - Décréments

30

$(0, 0, 0, 0, 1) - 1 \{= (0, 0, 0, 1, 0)\}$ intersecté avec
 $(0, 0, 0, 1, 0) = (0, 0, 0, 1, 0)$.

35 Donc le dernier arc donne $(0, 0, 0, 1, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 0, 1)$

$(0, 0, 0, 1, 0) - 1 = (1, 0, 1, 0, 0)$ intersecté avec
 $(0, 0, 1, 0, 0)$ donne $(0, 0, 1, 0, 0)$.

Donc le deuxième arc donne $(0, 0, 1, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 1, 0)$

5 $(0, 0, 1, 0, 0) - 1$ intersecté avec $(0, 1, 0, 0, 0)$ donne $(0, 1, 0, 0, 0)$.

Donc le premier arc donne $(0, 1, 0, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 1, 0, 0)$

10

On a donc un ensemble de chemins de longueur 3 dans G_0 qui est :

15 $(0, 1, 0, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 1, 0, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 1, 0) \rightarrow (0, 0, 0, 0, 1)$.

Finalement, on trouve le chemin $2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 5$ et c'est le chemin le plus court.

20 Le calcul du chemin le plus court étant réalisé en utilisant des moyens de calcul comprenant des ressources mémoires et un processeur, il devient évident pour l'homme du métier, à la lecture des différentes étapes constituant l'exemple précédent, que le procédé selon l'invention possède
25 un effet technique évident : l'optimisation des ressources mémoires et de l'utilisation du processeur. Cette optimisation se traduit, pour de longs calculs, par des gains de temps et des gains financiers très significatifs. Elle peut également se traduire par des gains de place
30 intéressants pour les calculs sur des systèmes embarqués.

Certains domaines exigent de lourds calculs pour la recherche de plus courts chemins dans des graphes comme par exemple les télécommunications ou le trafic routier.
35 L'utilisation de machines informatiques implémentant le procédé selon l'invention permet d'optimiser les ressources nécessaires pour réaliser ces calculs.

Un autre domaine technique pour lequel le procédé de l'invention présente des résultats particulièrement efficaces est le domaine du trafic de véhicules. Ces véhicules peuvent être routiers, aériens, maritimes, éventuellement spatiaux
5 dans l'avenir.

Dans le cas du trafic routier, on considère que le réseau routier est modélisé sous la forme d'un graphe valué dans lequel :

- 10 - les carrefours (ou tout croisements de routes/ autoroutes / rues / voies de trafic routier ...) sont les sommets du graphe ;
- les tronçons de voie, qui ne rencontrent aucune autre voie, sont les arcs du graphe ;
- 15 - les valuations (ou coûts) des arcs sont représentatifs de paramètres liés au trafic ou à la topologie, par exemple la distance, le temps de parcours, le type de la voie...

Ensuite, le procédé de navigation ou d'évaluation du trafic routier comprend des étapes voisines des étapes du processus de routage.

Les modes de mise en œuvre du procédé de l'invention sont similaires pour le trafic aérien ou le trafic maritime.

25 Un autre domaine technique dans lequel l'invention trouve une excellente application est celui de la logistique. Dans ce domaine industriel, on ne route plus des appels ou des datagrammes, mais des colis, paquets physiques ou bien encore des lettres.

30 Le réseau de transport logistique est, de la même manière, modélisé par un graphe, dans lequel les sommets sont les équipements de routage de paquets ou de lettres et dans lequel les arêtes sont les éléments de liaison entre les différents équipements physiques.

35

La traduction automatique est un autre domaine dans lequel le procédé de l'invention rencontrera probablement un

grand succès, dans la mesure où il conduit à des optimisations d'importance encore inconnue à ce jour.

Pour l'analyse sémantique, les linguistes utilisent un arbre dit arbre de Porphyre.

5 Pour une phrase (ou bien pour tout un texte), chaque sommet correspond à un sens $S(i,n)$, qui est le i ème sens du n ème mot significatif. On a une distance sémantique $d(i,n, j, n+1)$ entre $S(i,n)$ et $S(j, n+1)$. On choisit un sommet fictif de départ, relié avec un coût nul à chacun des sens du
10 premier mot et un sommet fictif d'arrivée, relié avec un coût nul à chacun des sens du dernier mot. Ainsi, on cherchera à minimiser l'entropie sémantique de la phrase du texte en minimisant le coût du parcours entre le point de départ et le point d'arrivée.

15

Les procédés de traduction automatique connus nécessitent des moyens de calculs surdimensionnés et très coûteux. Le problème technique est de réaliser de tels traitements avec des moyens informatiques raisonnables tout
20 en conservant la qualité en termes de résultats de traduction, par une solution consistant à au moins réduire, et de préférence éliminer, les traitements non pertinents, et donc d'utiliser au mieux les ressources informatiques disponibles.

25

Les problèmes de flots sont également résolus de façon efficace au moyen de l'invention.

Un problème de flot est caractérisé par au moins une source et au moins un puits. On remarquera qu'il est toujours
30 possible de se ramener au cas d'une source unique et d'un puits unique dans un tel problème.

On rattache un flot à un graphe de la façon suivante : un arc est un medium de transport ayant une capacité (ou débit) maximum et donc un sommet est un point de concours
35 d'arcs entrants ou sortants.

Les lois classiques de la physique s'appliquent dans les problèmes de flots (lois des mailles et lois des nœuds).

Afin de résoudre ce type de problème, on utilise en général l'algorithme de Ford-Fulkerson, qui consiste à associer le problème de flot à un problème de routage dans un graphe (valué). Il consiste à chercher les chemins les plus courts en employant le minimum d'arêtes. On effectue des itérations jusqu'à ce que le graphe ne soit plus connexe entre la source et le puits, éventuellement en autorisant un parcours « à rebours » d'arcs. Lorsqu'on a trouvé un chemin, on enlève à tous les arcs qui le constituent sa capacité minimale.

En pratique, le problème de flot se rapporte à un problème de gestion d'un flux d'au moins une ressource physique, par exemple mais non nécessairement d'eau, d'électricité, de gaz naturel.

15

L'invention est décrite dans ce qui précède à titre d'exemple. Il est entendu que l'homme du métier est à même de réaliser différentes variantes de l'invention sans pour autant sortir du cadre du brevet.

REVENDICATIONS

1. Procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire,
- le procédé comportant une première étape d'établissement d'un graphe valué représentant le réseau de communication dans lequel chaque sommet est un équipement physique et chaque arête est un élément de liaison physique entre deux équipements,
 - le procédé de commutation et/ou de routage dans le réseau étant caractérisé en ce qu'il consiste à calculer le plus court chemin entre un équipement émetteur A et un équipement B au sein du réseau au moyen des sous-étapes suivantes :
 - une première sous étape préalable consistant à se ramener à des valuations entières non nulles dans le graphe représentatif du réseau et, éventuellement se ramener à des valuations toutes égales à 1, en intercalant des sommets entre tout couple de sommets reliés par une arête de valuation strictement supérieure à 1 ;
 - des sous-étapes supplémentaires consistant à
 - o effectuer une série d'incrémentations, une incrémentation consistant à trouver l'ensemble des sommets (équipements techniques) auxquels on peut arriver en partant d'un n-uplet de sommets donné ;
 - o effectuer une série de décrémentations, une décrémentations consistant à trouver l'ensemble des sommets à partir desquels on peut arriver à un n-uplet de sommets donné ;
 - o les incrémentations et les décrémentations pouvant se succéder dans n'importe quel ordre ;
 - o transformer les vecteurs d'incrément/décrément en chemins, ces chemins constituant l'ensemble E1 des

chemins les plus courts en termes de nombre d'arêtes ou empruntant un nombre donné d'arêtes N_a ;

○ sélectionner le n-uplet de chemins C de moindre coût parmi l'ensemble de chemins E_1 ;

5 ○ effectuer $N_b = N_a + 1$;

○ effectuer tant que ($N_b \leq v(C)$) les étapes suivantes de manière itérative :

{

10 • examiner parmi les chemins de nombre d'arêtes $N_a + 1$ ceux s'ils existent qui ont un coût strictement inférieur à $v(C)$ et sélectionner parmi ceux-ci ceux C' de coût minimal (s'il n'existe pas de tel chemin, alors $C' = C$)

15 • $C = C'$ et $N_b = N_b + 1$

}

○ les chemins les plus courts en termes de coût, c'est-à-dire les chemins minimisant le coût global de transit dans le réseau, étant constitués par le n-uplet C .

20

2 - Procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire, selon la revendication 1, caractérisé en ce qu'il comporte en outre l'étape consistant à effectuer des raffinements successifs du chemin dit

25 « chemin trivial » de longueur N_b , ce chemin étant le chemin qui emprunte N_b fois l'unique arête du graphe G_1 , le graphe G_1 , obtenu à partir de G_0 en effectuant des épaississements successifs, ne comportant qu'un seul sommet et une seule arête.

35

3 - Procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de

transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire selon la revendication 1 ou 2, caractérisé en ce que la série d'incrémentations
5 s'effectue dans un épaississement du graphe initial jusqu'à ce que le sommet d'arrivée soit contenu dans l'ensemble obtenu à partir du sommet de départ, ce qui fournit un chemin de longueur Nb ;

et en ce qu'il comporte en outre les étapes suivantes :

10 • on intersecte les ensembles obtenus avec les décréments du sommet d'arrivée dans le même épaississement du graphe ;

• on raffine alors le chemin obtenu jusqu'à obtenir les plus courts chemins empruntant Nb arêtes dans le graphe
15 initial, s'il en existe ;

• s'il n'en n'existe pas, on pose $Nb = Nb + 1$, et on recherche les plus courts chemins empruntant Nb arcs dans un épaississement du graphe initial, qu'on tente de raffiner dans le graphe initial comme à l'étape précédente. On
20 recommence la présente étape tant qu'un plus court chemin n'a pas été trouvé.

4 - Procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité
25 d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire selon la revendication 1, 2 ou 3, caractérisé en ce qu'il comporte en outre une étape
30 de pré-calcul consistant à réaliser des épaississements successifs du graphe G0 jusqu'à l'obtention d'un graphe G1 ne comportant plus qu'un seul sommet et un seul arc, un épaississement du graphe G consistant à

• munir le graphe G d'une relation d'équivalence ;

35 • considérer que les classes d'équivalence sont les sommets du graphe épaissi G' ;

• étant donné deux sommets S1 et S2 du graphe épaissi G', il existe une arête entre S1 et S2 si, et seulement si,

il existe s_1 appartenant à S_1 et s_2 appartenant à S_2 tels que s_1 et s_2 sont reliés par une arête dans G ;

- la valuation de l'arête S_1 - S_2 de G' étant le minimum des valuations des arêtes s_1 - s_2 de G , avec s_1 appartenant à S_1 et s_2 appartenant à S_2 .

5 - Procédé de commutation et/ou de routage dans un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire selon la revendication 1, 2 ou 3, caractérisé en ce que

- la série d'incrémentations s'effectue jusqu'à ce que le sommet d'arrivée soit contenu dans l'ensemble obtenu à partir du sommet de départ, ce qui fournit un chemin de longueur N_b ;

- on intersecte les ensembles obtenus avec les décréments du sommet d'arrivée.

20

6 - Système de commutation et/ou de routage pour la mise en œuvre du procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes comprenant au moins un réseau de communication comportant une pluralité d'équipements techniques reliés entre eux par des moyens de transmission, mis en œuvre sur un équipement informatique comportant des moyens de calcul et notamment au moins un processeur et au moins une mémoire.

Figure 1

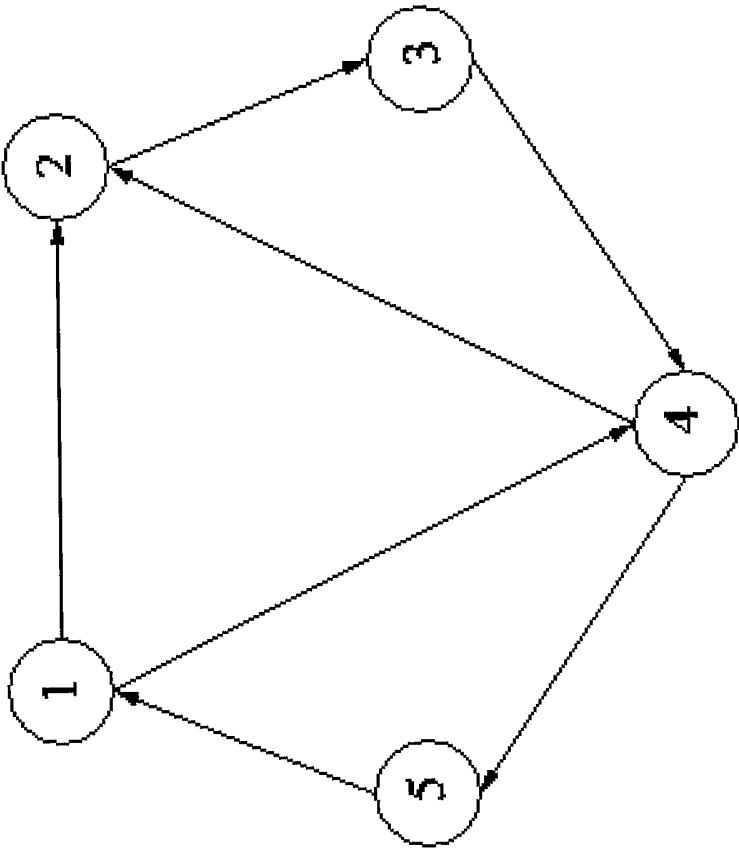


Figure 2

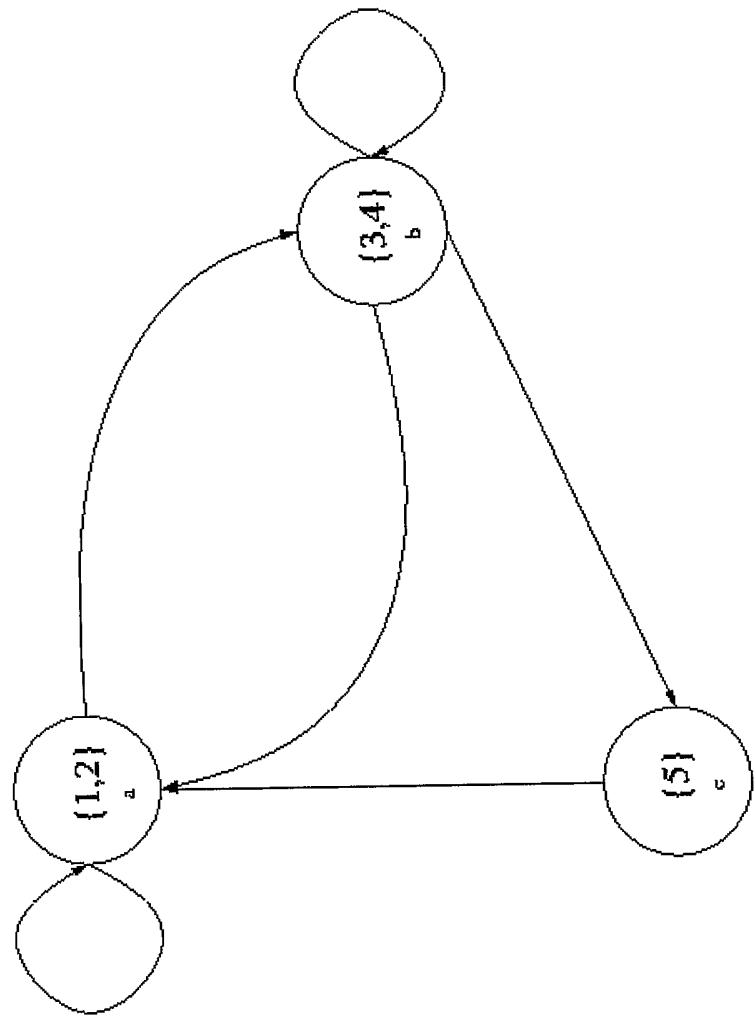


Figure 3

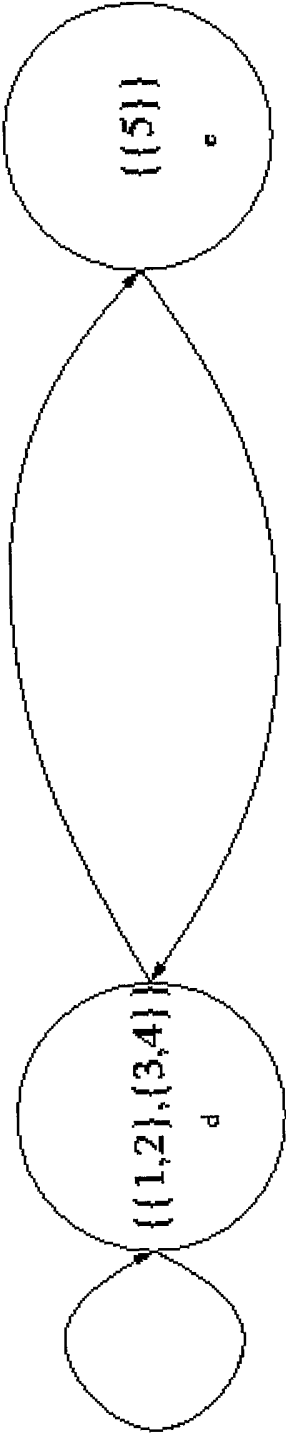


Figure 4

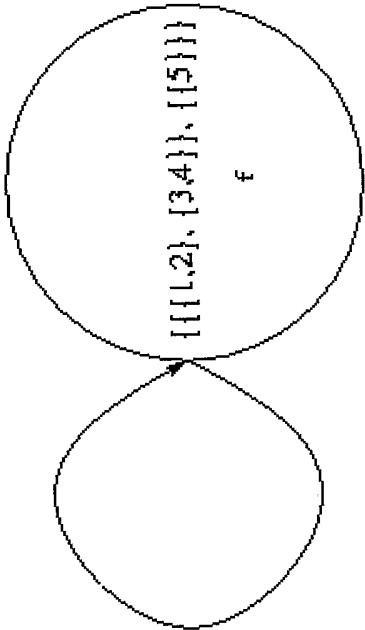
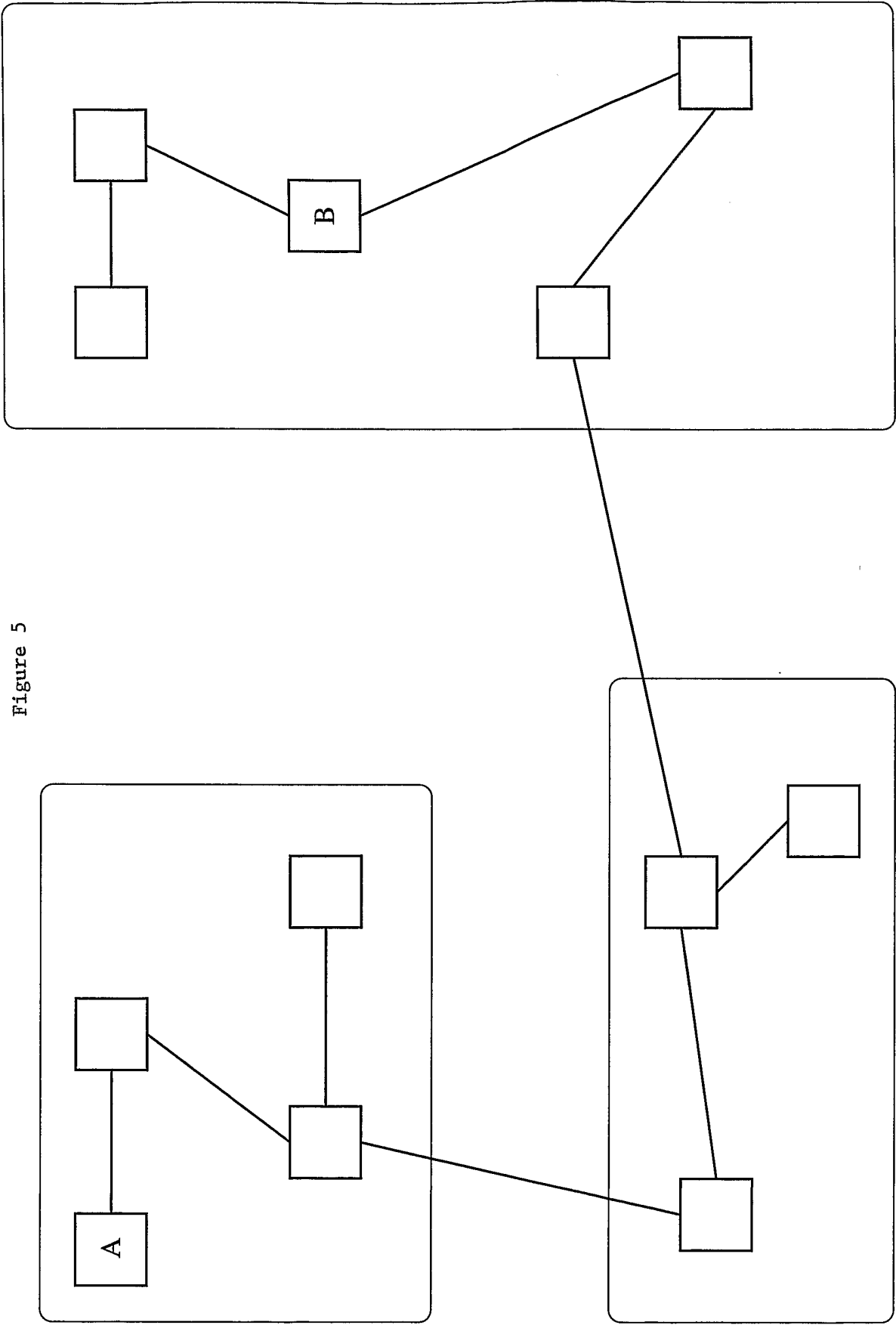


Figure 5



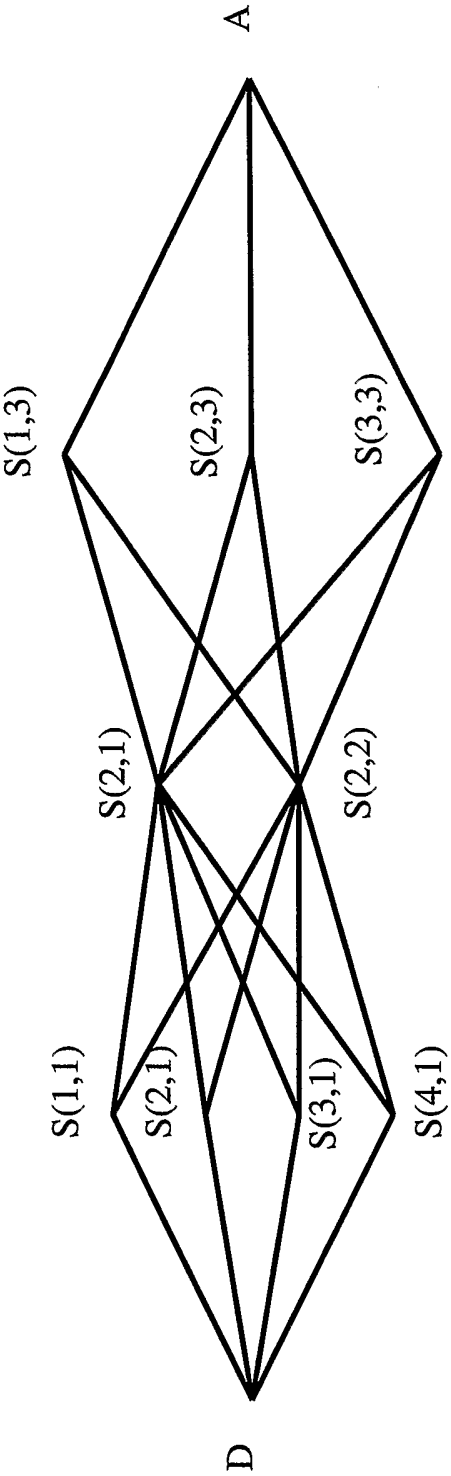


Figure 6