

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3762748号  
(P3762748)

(45) 発行日 平成18年4月5日(2006.4.5)

(24) 登録日 平成18年1月20日(2006.1.20)

(51) Int. Cl. F I  
H O 4 L 12/56 (2006.01) H O 4 L 12/56 1 O O Z

請求項の数 11 (全 32 頁)

<p>(21) 出願番号 特願2002-544926 (P2002-544926)                  (86) (22) 出願日 平成13年11月12日(2001.11.12)                  (65) 公表番号 特表2004-515120 (P2004-515120A)                  (43) 公表日 平成16年5月20日(2004.5.20)                  (86) 国際出願番号 PCT/IB2001/002078                  (87) 国際公開番号 W02002/043324                  (87) 国際公開日 平成14年5月30日(2002.5.30)                  審査請求日 平成15年6月9日(2003.6.9)                  (31) 優先権主張番号 00811104.9                  (32) 優先日 平成12年11月21日(2000.11.21)                  (33) 優先権主張国 欧州特許庁 (EP)</p>	<p>(73) 特許権者 390009531                  インターナショナル・ビジネス・マシー                  ズ・コーポレーション                  INTERNATIONAL BUSIN                  ESS MASCHINES CORPO                  RATION                  アメリカ合衆国10504 ニューヨーク                  州 アーモンク ニュー オーチャード                  ロード                  (74) 代理人 100086243                  弁理士 坂口 博                  (74) 代理人 100091568                  弁理士 市位 嘉宏                  (74) 代理人 100108501                  弁理士 上野 剛史</p>
---------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------	------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 データ・ネットワークでの経費

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する方法であって、前記グループ内のノードの間のパスに関する前記パス経費が、前記ネットワーク内で定義され、各パス経費が、制限的経費および加算的経費を含み、前記方法が、

a) 第1データ・セットに、前記ソース・ノードから前記宛先ノードのすべてへの直接パスに関する前記パス経費を記録することであって、各記録される経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられこと、

b) 前記第1データ・セットから最良のパス経費を選択することであって、前記最良のパス経費が、最良の制限的経費を含むパス経費として、あるいは、複数のパス経費が等しい制限的経費を有する場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定されること、

c) ステップb) で選択された前記最良のパス経費を第2データ・セットに記録することであって、前記記録される経費が、前記第2データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

d) ステップc) で前記第2データ・セットに記録された前記経費を前記第1データ・セットから除去すること、

e) 前記第1データ・セットに、ステップc) で記録された前記経費に対応する前記パスによって到達される前記宛先ノードから前記グループ内の他のすべてのノードへの直接パ

10

20

スに関する累積パス経費を記録することであって、各記録される累積パス経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達される前記ノードに関連付けられること、

f) 関連付けられた経費がステップ e) で第1データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、前記第1データ・セットおよび前記第2データ・セット内のそのノードに関連する前記経費を比較し、そのノードに到達する他のすべての経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードに到達する他のすべての経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達する経費のすべてを、前記第1データ・セットから除去すること、

g) ステップ f) の後で前記第1データ・セットに経費が残らなくなるまでステップ b) ないし f) を繰り返すこと

を含み、結果の第2データ・セットが、効率的な経費の集合を含む方法。

#### 【請求項2】

各制限的経費が、前記対応するパスの帯域幅を表す値を含み、前記最良の制限的経費が、最大の帯域幅を表す経費である、請求項1に記載の方法。

#### 【請求項3】

各加算的経費が、前記対応するパスに関連する伝送遅延を表す値を含み、前記最良の加算的経費が、最小の伝送遅延を表す経費である、請求項1または2に記載の方法。

#### 【請求項4】

前記パスの少なくとも1つが、複数のリンクおよび少なくとも1つの中間ノードを含む、前の請求項のいずれかに記載の方法。

#### 【請求項5】

データ処理システムのプロセッサにロードされた時に、請求項1ないし4のいずれか一項に記載の効率的なパス経費の集合を導出する方法をコンピュータに実行させるプログラム。

#### 【請求項6】

データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する装置であって、前記グループ内のノードの間のパスに関する前記パス経費が、前記ネットワーク内で定義され、各パス経費が、制限的経費および加算的経費を含み、前記装置が、前記パス経費の第1データ・セットおよび第2データ・セットを保管するメモリと、制御論理とを含み、前記制御論理が、

a) 前記第1データ・セットに、前記ソース・ノードから前記宛先ノードのすべてへの直接パスに関するパス経費を記録することであって、各記録される経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

b) 前記第1データ・セットから最良のパス経費を選択することであって、前記最良のパス経費が、最良の制限的経費を含むパス経費として、あるいは、複数のパス経費が等しい制限的経費を有する場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定されること、

c) ステップ b) で選択された前記最良のパス経費を前記第2データ・セットに記録することであって、前記記録される経費が、前記第2データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

d) ステップ c) で前記第2データ・セットに記録された前記経費を前記第1データ・セットから除去すること、

e) 前記第1データ・セットに、ステップ c) で記録された前記経費に対応する前記パスによって到達される前記宛先ノードから前記グループ内の他のすべてのノードへの直接パスに関する累積パス経費を記録することであって、各記録される累積パス経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達される前記ノードに関連付けられること、

10

20

30

40

50

f) 関連付けられた経費がステップ e) で第 1 データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、前記第 1 データ・セットおよび前記第 2 データ・セット内のノードに関連する前記経費を比較し、そのノードに到達する他のすべての経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードに到達する他のすべての経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達する経費のすべてを、前記第 1 データ・セットから除去すること、g) ステップ f) の後で前記第 1 データ・セットに経費が残らなくなるまでステップ b) ないし f) を繰り返すことを行うように構成され、結果の第 2 データ・セットが、効率的な経費の集合を含む装置。

10

**【請求項 7】**

各制限的経費が、前記対応するパスの帯域幅を表す値を含み、前記最良の制限的経費が、最大の帯域幅を表す経費である、請求項 6 に記載の装置。

**【請求項 8】**

各加算的経費が、前記対応するパスに関連する伝送遅延を表す値を含み、前記最良の加算的経費が、最小の伝送遅延を表す経費である、請求項 6 または 7 に記載の装置。

**【請求項 9】**

前記パスの少なくとも 1 つが、複数のリンクおよび少なくとも 1 つの中間ノードを含む、請求項 6 ないし 8 のいずれかに記載の装置。

**【請求項 10】**

それぞれがデータ通信ネットワークのパスに接続される複数のポートと、前記ポートに結合される、請求項 6 ないし 9 のいずれかに記載の効率的なパス経費の集合を導出する装置とを含むデータ・ネットワーキング装置。

20

**【請求項 11】**

複数のパスによって相互接続される複数のノードを含むデータ・ネットワークであって、前記ノードの少なくとも 1 つが、請求項 10 に記載のデータ・ネットワーキング装置を含む、データ・ネットワーク。

**【発明の詳細な説明】****【0001】****【発明の属する技術分野】**

本発明は、全般的にはデータ通信ネットワークでの経費に関し、具体的には、データ通信ネットワークのノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する装置、方法、およびコンピュータ・ネットワークに関する。

30

**【0002】****【従来の技術】**

インターネットなどの大規模ネットワークでのサービス品質 (QoS) のサポートは、異機種アプリケーションにとってますます重要になりつつある。QoS を保証するためには、エンド・ユーザを接続するパスが、所与の要件を満足しなければならない。したがって、ルーティング決定が、QoS 保証を提供する際の重要な考慮事項である。したがって、ルーティング・プロトコルは、ネットワーク内のさまざまなリンクによってサポートされるトラフィック特性を知っているべきである。

40

**【0003】**

QoS 拡張機能が、Open Shortest Path First (OSPF) プロトコルなどの周知のルーティング・プロトコルについて提案されてきた。そのような拡張機能の例が、アポストロポロス (Apostolopoulos) 他著、「Implementation and Performance Measurements of QoS Routing Extensions to OSPF」、Proceeding of IEEE INFOCOM'99, pp. 75-83, New York、1999 年 3 月に記載されている。OSPF プロトコルは、リンク状態ルーティング・プロトコルの例である。そのようなプロトコルが、大規模ネットワークで効率的に動作しないことが広く認められている。したがって、スケーラビリティに関して、OSPF ネットワークは、複数のルーティング区域に分割される。OSPF プロトコルは、モイ (

50

Moy) 著、「OSPFVersion 2」、Internet Engineering Task Force (IETF) Request for Comments (RFC)2328、1998年4月にさらに記載されている。

【0004】

当技術分野で周知のもう1つの類似するルーティング・プロトコルが、「PrivateNetwork to Network Interface Specification, Version 1.0」、the ATM Forum、1996年3月に記載のPrivateNetwork to Network Interface (PNNI) である。PNNIプロトコルによれば、ネットワークが、複数のクラスタに分割されて、ルーティング階層が形成される。

【0005】

グローバルに正確なパス選択を提供するために、OSPF区域であれPNNIクラスタであれ、使用される各ルーティング・ドメインのトラバース特性を検討しなければならない。ハオ(Hao)他著、「On Scalable QoS Routing, Performance Evaluation of Topology Aggregation」、Proceedings of IEEE INFOCOM'2000, Tel Aviv, Israel、2000年3月、およびオーダ(Orda)他著、「QoS Routing: a Precomputation Perspective」、Proceeding of IEEE INFOCOM'99 pp.128-136, Tel Aviv, Israel、2000年3月の両方で、パス計算効率のかなりの利益を、ネットワークの階層編成を介して得られることが提案されている。

【0006】

イリアデス(Iliadis)他著、「Transition Matrix Generation for Complex Node Representation」、Proceedings of the IEEE ATM Workshop'99, pp489-500, Kochi, Japan、1999年5月に記載されているのが、ドメインの入口出口ノードの対ごとのパス経費を与える推移行列によってルーティング・ドメインのトラバース特性を表す方法である。推移行列の各項目は、入口出口ノードの対応する対のトラバース特性の最小限の表現である。トラバース特性は、制限的経費メトリックス、加算的経費メトリックス、またはその両方に関して記述することができる。1つのメトリックスだけに関して記述された推移特性を、1次元とみなすことができる。N個のメトリックスに関して記述された推移特性を、N次元とみなすことができる。パスの加算的メトリックスは、パス内のすべてのリンクのすべての加算的メトリックスの合計である。パスの制限的メトリックスは、パス内のすべてのリンクの制限的メトリックスの最小値である。加算的メトリックスの例に、遅延経費および管理経費が含まれる。制限的メトリックスの例に、帯域幅が含まれる。トラバース特性の最小限の表現を、当技術分野では、有効フロンティアと称する。有効フロンティアを計算する従来の技法を、簡単に説明する。これらの技法を、下記の2つの判断基準に従って分類することが可能である。

・計算結果：技法のなかには、ネットワーク内のある入口出口ノードから他のすべての入口出口ノードへの有効フロンティアを計算するものがある。技法のなかには、入口出口ノードのすべての対の間で有効フロンティアを計算するものもある。前者の範疇に属する技法を、すべての入口出口ノードに適用しなければならないことを諒解されたい。

・遅延関数：技法のなかには、固定遅延関数だけをサポートするものがある。技法のなかには、固定遅延および帯域幅依存遅延の両方に適用できるものもある。

【0007】

下記の3つの周知のアルゴリズムを使用して、最小限の表現を計算することができる。

・ボイヤ(Bauer)他著、「Efficient Frontier Formulation for Additive and Restrictive Metrics in Hierarchical Routing」、Proceedings of the IEEE ICC'00, pp. 1353-59, New Orleans、2000年6月に記載のマルチ-ダイクストラ(Multi-Dijkstra)アルゴリズム。

・コーメン(Cormen)他著、「Introduction to Algorithms」、the MIT Electrical Engineering and Computer Science Series, MIT Press, ISBN 0-262-031412-8、1989年、ベルマン(Bellman)著、「On a Routing Problem」、Quarterly of Applied Mathematics, Vol.16, No.1, pp.87-90、1958年、およびフォード(Ford Jr.)他著、「Flows in Networks」、Princeton University Press 1962年に記載のベルマン-フォード(Bel

10

20

30

40

50

Iman-Ford) アルゴリズム。

・フロイド (Floyd) 著、「Algorithm 97 (ShortestPath)」、Communications of the ACM, Vol.5, No.6、1965年に記載のフロイド - ウォーシャル (Floyd-Warshall) アルゴリズム。

【0008】

この3つのアルゴリズムのすべてが、一定遅延に適用可能である。しかし、ベルマン・フォード・アルゴリズムおよびフロイド - ウォーシャル・アルゴリズムだけが、帯域幅依存遅延を扱うことができる。また、マルチ - ダイクストラ・アルゴリズムおよびベルマン・フォード・アルゴリズムだけが、あるソースからすべてのノードへの有効フロンティア問題を解くことができる。マルチ - ダイクストラ・アルゴリズムおよびフロイド - ウォーシャル・アルゴリズムは、一般に、有効フロンティアの計算に関してベルマン・フォード・アルゴリズムより複雑さが少ない。したがって、これらのアルゴリズムの間での選択は、応用分野に基づかねばならない。たとえば、少数の入口出口頂点だけがあり、一定遅延だけが検討されるようになる場合には、マルチ - ダイクストラ・アルゴリズムが、フロイド - ウォーシャル・アルゴリズムより好ましい。

10

【0009】

【発明が解決しようとする課題】

一般に、ルーティング・ドメインのあるノードから他のすべてのノードへの有効フロンティアを計算する従来の技法は、計算的に複雑であり、応用分野に限られる。そのような有効フロンティアを計算するより単純な方法を提供することが望ましい。さらに、「あるソ

20

【0010】

【課題を解決するための手段】

本発明によれば、データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する方法であって、前記グループ内のノードの間のパスに関する前記パス経費が、前記ネットワーク内で定義され、各パス経費が、制限的経費および加算的経費を含み、前記方法が、

a) 第1データ・セットに、前記ソース・ノードから前記宛先ノードのすべてへの直接パスに関する前記パス経費を記録することであって、各記録される経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

30

b) 前記第1データ・セットから最良のパス経費を選択することであって、前記最良のパス経費が、最良の制限的経費を含むパス経費として、あるいは、複数のパス経費が等しい制限的経費を有する場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定されること、

c) ステップb) で選択された前記最良のパス経費を第2データ・セットに記録することであって、前記記録される経費が、前記第2データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

d) ステップc) で前記第2データ・セットに記録された前記経費を前記第1データ・セットから除去すること、

e) 前記第1データ・セットに、ステップc) で記録された前記経費に対応する前記パスによって到達される前記宛先ノードから前記グループ内の他のすべてのノードへの直接パスに関する累積パス経費を記録することであって、各記録される累積パス経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達される前記ノードに関連付けられること、

40

f) 関連付けられた経費がステップe) で第1データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、前記第1データ・セットおよび前記第2データ・セット内のそのノードに関連する前記経費を比較し、そのノードに到達する他のすべての経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードに到達する他のすべての経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達する経費のすべてを、前記第1データ・セットから除去するこ

50

と、

g) ステップ f) の後で前記第 1 データ・セットに経費が残らなくなるまでステップ b) ないし f) を繰り返すこと

を含み、結果の第 2 データ・セットが、効率的な経費の集合を含む方法が提供される。

【0011】

これによって、有利なことに、有効フロンティアを計算するはるかに単純で高速な方法が提供される。さらに、この方法によって、「あるソースからすべてのノードへ」問題を解くことが容易になる。さらに、この方法は、一定遅延および帯域幅依存遅延の両方に適用可能である。

【0012】

各制限的経費が、前記対応するパスの帯域幅を表す値を含むことが好ましく、前記最良の制限的経費が、最大の帯域幅を表す経費である。各加算的経費が、前記対応するパスに関連する伝送遅延を表す値を含むことが好ましく、前記最良の加算的経費が、最小の伝送遅延を表す経費である。前記パスの少なくとも 1 つが、複数のリンクおよび少なくとも 1 つの中間ノードを含むことができる。

【0013】

本発明は、データ処理システムのプロセッサにロードされた時に、前に説明した効率的なパス経費の集合を導出する方法を実行するように前記プロセッサを構成するコンピュータ・プログラム・コード手段を含むコンピュータ・プログラム要素にも拡張される。

【0014】

本発明を別の態様から見ると、データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する装置であって、前記グループ内のノードの間のパスに関する前記パス経費が、前記ネットワーク内で定義され、各パス経費が、制限的経費および加算的経費を含み、前記装置が、前記パス経費の第 1 データ・セットおよび第 2 データ・セットを保管するメモリと、制御論理とを含み、前記制御論理が、

a) 前記第 1 データ・セットに、前記ソース・ノードから前記宛先ノードのすべてへの直接パスに関するパス経費を記録することであって、各記録される経費が、前記第 1 データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

b) 前記第 1 データ・セットから最良のパス経費を選択することであって、前記最良のパス経費が、最良の制限的経費を含むパス経費として、あるいは、複数のパス経費が等しい制限的経費を有する場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定されること、

c) ステップ b) で選択された前記最良のパス経費を前記第 2 データ・セットに記録することであって、前記記録される経費が、前記第 2 データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

d) ステップ c) で前記第 2 データ・セットに記録された前記経費を前記第 1 データ・セットから除去すること、

e) 前記第 1 データ・セットに、ステップ c) で記録された前記経費に対応する前記パスによって到達される前記宛先ノードから前記グループ内の他のすべてのノードへの直接パスに関する累積パス経費を記録することであって、各記録される累積パス経費が、前記第 1 データ・セット内で、前記対応するパスによって到達される前記ノードに関連付けられること、

f) 関連付けられた経費がステップ e) で第 1 データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、前記第 1 データ・セットおよび前記第 2 データ・セット内のノードに関連する前記経費を比較し、そのノードに到達する他のすべての経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードに到達する他のすべての経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達する経費のすべてを、前記第 1 データ・セットから除去すること、

g) ステップ f) の後で前記第 1 データ・セットに経費が残らなくなるまでステップ b)

10

20

30

40

50

ないし f ) を繰り返すこと

を行うように構成され、結果の第 2 データ・セットが、効率的な経費の集合を含む装置が提供される。

【 0 0 1 5 】

本発明は、それぞれがデータ通信ネットワークのパスに接続される複数のポートと、前に説明した効率的なパス経費の集合を導出する装置とを含むデータ・ネットワーキング装置に拡張される。本発明は、さらに、複数のパスによって相互接続される複数のノードを含むデータ・ネットワークであって、前記ノードの少なくとも 1 つが、そのようなデータ・ネットワーキング装置を含む、データ・ネットワークに拡張される。

【 0 0 1 6 】

【 発明の実施の形態 】

先に進む前に、関係する用語および式を定義し、説明する。

【 0 0 1 7 】

表現「制限的経費」は、本明細書で、たとえば帯域幅など、リンクの次元または特性の関数として経費を記述するのに使用される。制限的経費 C は、たとえば、 $C = \text{最大値} - \text{帯域幅}$ 、または  $C = 1 / \text{帯域幅}$  として定義することができる。制限的経費の定義によれば、パスの最も弱いリンクによって、この経費が定義される。制限的経費の反対が、加算的経費である。加算的経費は、たとえばリンクの遅延に依存する。

【 0 0 1 8 】

単語「ノード」または「頂点」は、本明細書で、ルータ、スイッチ、ブリッジ、ブルータ、ハブ、および通信ネットワーク内で情報を送信または受信する任意の他のデータ・ネットワーキング装置に関する包括的な用語として使用される。

【 0 0 1 9 】

ネットワークを、有向グラフによってモデル化することができる。下記の規約を使用する。

- ・ネットワークのノードを、グラフの頂点と称する。
- ・2つのネットワーク・ノードの間のリンクを、グラフの2つの頂点の間の直接パスまたは辺と称する。

【 0 0 2 0 】

$G(V, E)$  が、所与の時点でのネットワークを表す有向グラフであるものとする。V は、頂点の集合であり、E は、有向辺の集合である。したがって、すべての  $v_i, v_j \in V$  について、 $v_i$  と  $v_j$  が接続される場合に、辺

【 数 1 】

$$v_i \xrightarrow{\varepsilon_{v_i, v_j}} v_j \in E$$

が存在する。頂点を、複数の平行の辺によって接続することができる。2つの頂点  $v_i$  および  $v_j$  を接続する辺の集合を、

【 数 2 】

$$E_{i, v, v_j}^{\Delta} = \{ \varepsilon_{v_i, v_j}^0, \varepsilon_{v_i, v_j}^1, \dots, \varepsilon_{v_i, v_j}^n \}$$

と表す。表記

【 数 3 】

10

20

30

40

$$\varepsilon_{v_i, v_j}$$

は、頂点  $v_i$  および  $v_j$  を接続する任意の辺を指す。

【0021】

$s$  および  $t$  が、グラフ  $G(V, E)$  の2つの頂点であるものとする。 $P_{s, t}$  が、 $s$  を  $t$  に接続するパスの集合

【数4】

$$s \xrightarrow{P_{s,t}} t$$

10

であるものとする。 $s$  から  $t$  へのパスが存在しない場合には、 $P_{s, t} = \emptyset$  である。長さ  $|P_{s, t}| = n$  のパス  $P_{s, t}$  は、 $n$  個の辺のシーケンス

【数5】

$$\{\varepsilon_{v_0, v_1}, \varepsilon_{v_1, v_2}, \dots, \varepsilon_{v_{n-1}, v_n}\}$$

20

であり、

$$v_0 = s$$

$$v_n = t$$

【数6】

$$\varepsilon_{v_i, v_{i+1}} \in E_{v_i, v_{i+1}} \quad \forall i \in [0, \dots, n-1]$$

30

である。

【0022】

頂点  $v$  は、 $v = v_i$  または  $v = v_{i+1}$  のいずれかの辺

【数7】

$$\varepsilon_{v_i, v_{i+1}} \in \rho$$

が存在する場合に、パスの一部であるといわれる。

【0023】

40

パスおよび辺に関するメトリックによって、ネットワーク内の使用可能なリソースに関する情報が提供される。使用可能な帯域幅および伝送遅延に関するメトリックを、これから定義する。しかし、本明細書で提示される観察が、本明細書で提供する定義にあてはまる任意の制限的メトリックまたは加算的メトリックに適用可能であることを諒解されたい。

【0024】

辺

【数8】

$$\varepsilon_{v_i, v_j} \in E$$

50

について、使用可能な帯域幅を、

【数 9】

$$B(\varepsilon_{v_i, v_j}) \in \mathbb{R}^+$$

によって表す。使用可能な帯域幅が制限的と言われるのは、パスの使用可能な帯域幅が、そのパスによってトラバースされる辺の使用可能な帯域幅の最小値になるからである。長さ  $n$  の  $s$  から  $t$  への可能なパス  $P_{s, t}$  について、使用可能な帯域幅は、次式になる。

10

【数 10】

$$B(\rho) = \min_{\varepsilon \in \rho} \{B(\varepsilon)\} \quad (1)$$

【0025】

辺の伝送遅延が、要求された帯域幅  $b$  の関数であると仮定する。したがって、辺  $E$  および要求された帯域幅  $b$  について、伝送遅延は、

【数 11】

20

$$D(\varepsilon, b) \in \mathbb{R}^+$$

によって与えられる。  $b > B(\rho)$  の場合には、  $D(\rho, b) = B(\rho)$  である。伝送遅延が加算的と言われるのは、パスの伝送遅延が、トラバースされる辺の伝送遅延の合計になるからである。長さ  $n$  の  $s$  から  $t$  への可能なパス  $P_{s, t}$  について、伝送遅延は、次式になる。

【数 12】

30

$$D(\rho\varepsilon, b) = \sum_{\varepsilon \in \rho} D(\varepsilon, b) \quad (2)$$

【0026】

辺  $E$  について、要求された帯域幅  $b > B(\rho)$  の場合に、  $D(\rho, b) = B(\rho)$  である。そうでない場合には、  $D(\rho, b)$  は有限である。

【0027】

以下で、入口出口頂点の対の 2 次元推移特性を定義する。推移特性の次元は、帯域幅および遅延である。その後、入口出口頂点の集合への拡張を検討する。

40

【0028】

ルーティング・ドメインを表す前述のグラフ  $G(V, E)$  を検討されたい。  $s, t \in V$  が、2つの入口出口頂点であるものとする。ルーティング決定を行うための当の  $s$  から  $t$  までのトラバース・メトリックスが、最大使用可能帯域幅  $B^{\max}$  および要求された帯域幅  $b$  に関する最大伝送遅延関数  $D^{\text{eff}}(b)$  である。この両方が、  $s$  を  $t$  に接続するパスの集合  $P_{s, t}$  に依存する。具体的に言うと、次式の通りである。

【数 13】

$$B_{s,t}^{\max} = \max_{\rho \in P_{s,t}} (B(\rho)) \tag{3}$$

$$D_{s,t}^{\text{eff}}(b) = \min_{\rho \in P_{s,t}} \{D(\rho, b)\} \tag{4}$$

【 0 0 2 9 】

使用可能帯域幅および伝送遅延の定義から、 $b = B^{\max}_{s,t}$  の場合に  $D^{\text{eff}}_{s,t}(b) < \infty$ 、 $b > B^{\max}_{s,t}$  の場合に  $D^{\text{eff}}_{s,t}(b) = \infty$  になる。したがって、 $D^{\text{eff}}_{s,t}$  が、すべての帯域幅について最小の移転を有するパスを表すので、 $D^{\text{eff}}_{s,t}$  は、入口出口対  $s, t$  のトラバース・メトリックスを記述するのに十分である。  $D^{\text{eff}}_{s,t}$  によって、 $s$  から  $t$  への使用可能帯域幅および伝送遅延に関する有効フロンティアも定義される。定義により、 $D^{\text{eff}}_{s,t}$  は、パスの集合  $P_{s,t}$  に依存する。しかし、 $P_{s,t}$  の部分集合だけが、有効フロンティアに寄与する。以下では、この集合を、 $s$  および  $t$  に関する有効パスまたは  $P^E_{s,t}$  と称する。

【 数 1 4 】

$$P^E_{s,t} = \{\rho \in P_{s,t} \mid \exists b : D(\rho, b) < \infty \wedge D(\rho, b) = D^{\text{eff}}_{s,t}(b)\} \tag{5}$$

【 0 0 3 0 】

有効フロンティアは、一連の線分とみなすことができ、この線分のそれぞれが、下記のパスの送信遅延関数に対応する。

【 数 1 5 】

$$D^{\text{eff}}_{s,t}(b) = \left\{ \begin{array}{l} D(\rho_1, b) \forall b \in (b_0, b_1) \\ D(\rho_2, b) \forall b \in (b_1, b_2) \\ \vdots \\ D(\rho_n, b) \forall b \in (b_{n-1}, b_n) \\ \infty \forall b > b_n \end{array} \right\} \tag{6}$$

【 0 0 3 1 】

ここで、 $b_n = B^{\max}_{s,t}$ 、 $b_0 = 0$ 、であり、 $i \in [1, n]$  に関して、 $\rho_i$  が、次式によって与えられる。

【 数 1 6 】

$$\rho_i \in P^E_{s,t} \quad \text{したがって} \quad D(\rho_i, b) = D^{\text{eff}}_{s,t}(b) \forall b \in [b_{i-1}, b_i] \tag{7}$$

【 0 0 3 2 】

式 (7) を満足する複数のパスが存在する可能性があるという点で、 $\rho_i$  が一意でない場合があることに留意されたい。また、いくつかの形の遅延関数に関して、単一のパスが複数の線分に寄与することがありえる。たとえば、式 (6) で、いくつかの  $i, j$  について、 $\rho_i = \rho_j$  が可能である。

【 0 0 3 3 】

図 1 を参照すると、一定遅延パスに関する有効フロンティアの例が示されている。 $D(\rho, b)$  が  $b$  と独立であり、したがって、 $D(\rho, b) = D(\rho)$  と書くことができるパスがある。この例

では、 $P^E_{s,t}$  が、4つのパスからなる。これらのパスの伝送遅延 - 帯域幅特性は、有効フロンティア上の黒い点として示されている。これらの有効パスの使用可能帯域幅および伝送遅延によって、 $D^{eff}_{s,t}$  が完全に定義される。影付きの区域には、 $P^E_{s,t}$  の一部ではない、白い点として示された、非有効解も含まれる。一定遅延パスに関して、達成可能な最小遅延を、次式として定義することが可能である。

【数17】

$$D^{min}_{s,t} = \min_{\rho \in P^E_{s,t}} \{D(\rho)\} \tag{8}$$

10

【0034】

一般的な場合に、要求された帯域幅  $B^{max}_{s,t}$  について  $D^{min}_{s,t}$  を達成することが可能でない場合がある。これは、パス  $P^E_{s,t}$  の遅延  $D(\rho)$  がすべて同一の場合に限って可能である。たとえば、 $P^E_{s,t}$  に単一のパスだけが含まれる場合がそうである。したがって、すべてのネットワークについて、 $D^{eff}_{s,t}(B^{max}_{s,t}) = D^{min}_{s,t}$  の場合に、「単一パス解」が存在する。

【0035】

ここで、グラフに、 $R_0, \dots, R_{N-1}$   $V$  と呼ばれる、 $N$  個の入口出口頂点が含まれると仮定する。入口出口頂点の対  $R_i, R_j$  のそれぞれについて、有効フロンティア

20

【数18】

$$D^{eff}_{R_i,R_j}(b)$$

が存在する。すべての有効フロンティアの集合によって、ネットワークのトラバース・メトリックスが完全に定義される。入口出口頂点のすべての対の間のすべての有効フロンティアの代数表現は、推移行列と称する行列で与えられる。推移行列を、下記のように指定することができる。

【数19】

$$M = \begin{Bmatrix} - & D^{eff}_{R_0,R_1}(b) & \dots & D^{eff}_{R_0,R_{N-1}}(b) \\ D^{eff}_{R_1,R_0}(b) & - & \dots & D^{eff}_{R_1,R_{N-1}}(b) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ D^{eff}_{R_{N-1},R_0}(b) & D^{eff}_{R_{N-1},R_1}(b) & \dots & \wedge \end{Bmatrix} \tag{9}$$

30

【0036】

推移行列は、基礎となるルーティング・ドメインのトポロジの代数表現である。これは、帯域幅メトリックスおよび遅延メトリックスに関するトラバース特性が完全に保たれるという意味で、ルーティング・ドメインの正確な表現である。

40

【0037】

前に示したように、本発明が対処する問題は、推移行列の計算に関する。この問題には、特に、推移行列の各項目の計算が含まれる。図2を参照して、4つの出口入口頂点0、1、2、および3を含む例示的ネットワークを検討されたい。図3を参照すると、各項目は、入口出口頂点の各対の間の有効フロンティアである。

【0038】

本発明の好ましい実施形態では、さまざまな頂点に対応する有効フロンティアが、並列に、「降順」の形で反復的に決定される。「降順」とは、大きい帯域幅を有する有効フロン

50

ティアの点が最初に見つけれ、等しい帯域幅の点の間で、より小さい遅延を有する点が先に見つけれられることを意味する。以下で説明する y 軸に沿って遅延、x 軸に沿って帯域幅を有する有効フロンティアのグラフ表現を検討すると、この手法によって、有効フロンティアを右（より広い帯域幅）から左（より狭い帯域幅）へと効果的に掃引することができる。本発明による有効フロンティアを決定する処理の好ましい例を、すぐに詳細に説明する。しかし、その前に、いくつかの予備定義を示す。

【 0 0 3 9 】

予備定義

$G(V, E)$  が、所与の時点でのネットワークを表すグラフであるものとする。V は、頂点の集合であり、E は、有向辺の集合である。したがって、すべての  $v_i, v_j \in V$  について、 $v_i$  と  $v_j$  が接続される場合に、辺

【 数 2 0 】

$$v_i \xrightarrow{\varepsilon_{v_i, v_j}} v_j \in E$$

が存在する。頂点を、複数の平行の辺によって接続することができる。2つの頂点  $v_i$  および  $v_j$  を接続する辺の集合を、

【 数 2 1 】

$$E_{i, v, v_j}^{\Delta} = \{\varepsilon_{v_i, v_j}^0, \varepsilon_{v_i, v_j}^1, \dots, \varepsilon_{v_i, v_j}^n\}$$

と表す。表記

【 数 2 2 】

$$\varepsilon_{v_i, v_j}$$

は、頂点  $v_i$  および  $v_j$  を接続する任意の辺を指す。辺

【 数 2 3 】

$$\varepsilon_{v_i, v_j} \in E$$

について、帯域幅および遅延に関するメトリック（経費）は、

【 数 2 4 】

$$C(\varepsilon_{v_i, v_j}^{\Delta}) = (B(\varepsilon_{v_i, v_j}), D(\varepsilon_{v_i, v_j}))$$

によって表され、ここで、

【 数 2 5 】

$$B(\varepsilon_{v_i, v_j})$$

および

【 数 2 6 】

10

20

30

40

50

$$D(\varepsilon_{v_i, v_j})$$

は、それぞれ辺に関連する使用可能帯域幅および遅延を表す。これらのメトリックは、非負の実数であると仮定する。言い換えると、

【数 2 7】

$$B(\varepsilon_{v_i, v_j}) \in \mathbb{R}^+$$

10

であり、

【数 2 8】

$$D(\varepsilon_{v_i, v_j}) \in \mathbb{R}^+$$

である。

【0040】

2つの経費  $C_i = (B_i, D_i)$  および  $C_j = (B_j, D_j)$  は、下記のように比較される。

20

・経費  $C_i$  は、 $B_i = B_j$  かつ  $D_i = D_j$  である場合に限って、 $C_j$  と等しい ( $C_i = C_j$ )。そうでない場合には、経費  $C_i$  は、 $C_j$  と等しくない ( $C_i \neq C_j$ )。

・ $B_i < B_j$ 、かつ  $D_i < D_j$ 、かつ ( $C_i < C_j$ ) の場合に限って、経費  $C_i$  は、 $C_j$  よりよい、または、同等であるが、経費  $C_j$  は、経費  $C_i$  より悪い。

・経費  $C_k$  は、 $B_k = \min(B_i, B_j)$  かつ  $D_k = D_i + D_j$  である場合に限って、経費  $C_i$  および  $C_j$  を拡大する ( $C_k = \text{ext}(C_i, C_j)$ )。

【0041】

処理

$v_0$  が、有効フロンティアがそこから計算されるソース頂点であるものとする。 $r_i$ 、 $i = 1, \dots, N-1$  が、 $v_0$  から  $v_i$  に到達する経費のリストであるものとする。 $f_i$ 、 $i = 1, \dots, N-1$  が、頂点  $v_i$  に関連する有効フロンティアであるものとする。

30

【数 2 9】

$\mathcal{R}$

および

【数 3 0】

$\mathcal{S}$

40

が、それぞれ対応するリストを含むデータ・セットである、すなわち、

【数 3 1】

$$\mathcal{R} = \{r_1, \dots, r_{N-1}\}$$

かつ

【数 3 2】

50

$$\mathfrak{F} = \{f_1, \dots, f_{N-1}\}$$

であるものとする。これらのデータ・セットは、たとえばテーブルとして配置することができる。

【 0 0 4 2 】

先に進む前に、下記の追加定義を与える。

$i$  は、反復カウンタである。

$v_{m(i)}$  は、 $i$  回目の反復のタグを付けられたベクトルである。

10

$E_{v_j}$  は、頂点  $v_j$  から外に出る辺の集合である。

$r_j$  は、頂点  $v_0$  から頂点  $v_j$  に到達する経費のリストである。

$f_j$  は、頂点  $v_j$  に対応する有効フロンティアを含むリストである。

【 0 0 4 3 】

以下は、一連の規則 ) 1 から 3 ) の形でのこの処理の擬似コード表現である。

【 0 0 4 4 】

初期化 :

$$i = 1$$

$$m(1) = 0$$

$$f_0 = ( \quad , 0 )$$

20

【数 3 3】

$$\mathfrak{R} = \Phi$$

【数 3 4】

$$\mathfrak{F} = \Phi$$

【 0 0 4 5 】

30

ステップの  $i$  回目の反復 :

1 ) 集合

【数 3 5】

$$E_{v_{m(i)}}$$

に含まれる辺

【数 3 6】

$$\varepsilon_{v_{m(i)}, v_j}$$

40

のそれぞれについて、 $d_0$

a )  $f_{m(i)}$  リストの最後の項目および経費

【数 3 7】

$$C(\varepsilon_{v_{m(i)}, v_j})$$

50

に基づいて、拡大されたパス

【数 3 8】

$$V_0 \rightarrow V_i \xrightarrow{\varepsilon_{v_{m(i)}, v_j}} V_j$$

の経費  $C_j = (B_j, D_j)$  を計算する、すなわち、

【数 3 9】

$$C_j = \text{ext}(f_{m(i)}, C(\varepsilon_{v_{m(i)}, v_j}))$$

10

b) if  $C_j$  が、リスト  $f_i$  のすべての項目と同一またはそれより悪い then  $C_j$  を破棄する。

c) else if  $C_j$  が、リスト  $r_j$  のすべての項目と同一またはそれより悪い then  $C_j$  を破棄する。

else do

d) 帯域幅および遅延（帯域幅項目が等しい場合に）に従ってリストをソートされた状態に保つことによって、リスト  $r_j$  に  $C_j$  を入力する。

e) リスト  $r_j$  内で  $C_j$  より悪いすべての項目を破棄する。

20

done

2) if

【数 4 0】

⌘

データ・セットが空である then 停止。

3) else do

a) たとえばリスト  $r_k$  に含まれる、

30

【数 4 1】

⌘

データ・セットの最良の項目を選択する。最良の項目は、最大の帯域幅を有する項目とみなすことができ、複数の項目がある場合には、最低の遅延を有する項目とみなすことができる。残りの同一値の項目は、たとえばホップ・カウントなどの別の判断基準に従って、または任意に優劣を決めることができる。

b) リスト  $r_k$  から項目を除去し、リスト  $f_k$  に置く

40

c) カウンタを増分する： $i = i + 1$

d)  $m(i) = k$  をセットする（その結果、 $v_{m(i)} = v_k$  になる）

done

ステップに戻る

【0046】

例

図 4 を参照して、例の 4 ノード・ネットワークの頂点 0 から残りの頂点 1、2、および 3 への有効フロンティアを判定する、本発明を実施する方法の例を説明する。本発明が、4 個より多数または 4 個より少数のノードを有するネットワークに同等に適用可能であることを諒解されたい。

50

【 0 0 4 7 】

ステップ 1

図 5 を参照すると、この方法は、頂点 0 から開始され、頂点 0 からの外向きのすべての辺を検討する。3 つの辺によって、それぞれ頂点 1、2、および 3 への接続性がもたらされる。頂点 0 に関連する現在の経費はない。したがって、頂点 1、2、および 3 への対応する辺の経費が、上の規則 1 d ) に従って、

【 数 4 2 】

 $\mathcal{R}$ 

10

データ・セットに挿入される。

【 数 4 3 】

$$\mathcal{R} = \left\{ \begin{array}{ccc} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & 8,10 & 9,5 \end{array} \right\}$$

【 0 0 4 8 】

【 数 4 4 】

20

 $\mathcal{R}$ 

データ・セットで、帯域幅に関する最良の経費は、頂点 3 である：9 , 5。この経費は、規則 3 b ) に従って、

【 数 4 5 】

 $\mathcal{R}$ 

30

データ・セットから、頂点 3 の有効フロンティアに移動される。

【 数 4 6 】

$$\mathcal{R} = \left\{ \begin{array}{ccc} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & 8,0 & - \end{array} \right\} \quad \mathcal{F} = \left\{ \begin{array}{ccc} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \end{array} \right\}$$

【 0 0 4 9 】

この処理は、9 , 5 の関連する経費を有する頂点 3 に移動する。

40

【 0 0 5 0 】

ステップ 2 :

図 6 を参照すると、頂点 3 は、頂点 1 および 2 への 2 つの辺を有する。

【 数 4 7 】

 $\mathcal{F}$ 

データ・セットにセットされた頂点 3 に関連する経費 ( 9 , 5 ) によって拡大されたこの辺の経費が、図 6 に示されている。これらの経費は、

【 数 4 8 】

50

### 3

データ・セットに頂点 1 および 2 の項目がまだないので、  
【数 4 9】

### R

データ・セットに入力される。  
【数 5 0】

$$R = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & 8,10 & - \\ 6,9 & 7,6 & - \end{Bmatrix}$$

10

【0051】  
最も広い帯域幅値が、頂点 2 に対応する：8, 10。この値は、  
【数 5 1】

20

### R

データ・セットから、頂点 2 の有効フロンティアに移動される。  
【数 5 2】

$$R = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \\ 6,9 & 7,6 & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{F} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,1 & - \end{Bmatrix}$$

30

【0052】  
この処理は、8, 10 の関連する経費を有する頂点 2 に移動する。

【0053】  
ステップ 3 :

図 7 を参照すると、頂点 2 は、頂点 1 および 3 への 2 つの辺を有する。  
【数 5 3】

### 3

40

データ・セットにセットされた頂点 2 に関連する経費 (8, 10) によって拡大されたこれらの辺の経費が、図 7 に示されている。頂点 1 に到達する経費は、(6, 12) と等しく、これは、 $r_1$  リストの経費 (6, 9) より悪い。したがって、規則 1 c) に従って、これを破棄する。頂点 3 に到達する経費は、(1, 11) と等しく、これは、 $f_3$  リストの経費 (9, 5) より悪い。したがって、規則 1 b) に従って、これを破棄する。最も広い帯域幅値は、頂点 2 に対応する：7, 6)。

【数 5 4】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \\ 6,9 & 7,6 & - \end{Bmatrix}$$

【 0 0 5 4 】

この値が、

【 数 5 5 】

$\mathfrak{R}$

10

データ・セットから、頂点 2 の有効フロンティアに移動される。

【 数 5 6 】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \\ 6,9 & - & - \\ - & - & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{F} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \end{Bmatrix}$$

20

【 0 0 5 5 】

この方法は、7, 6 の関連する費用を有する頂点 2 に進む。

【 0 0 5 6 】

ステップ 4 :

図 8 を参照すると、頂点 2 は、頂点 1 および 3 への 2 つの辺を有する。

【 数 5 7 】

$\mathfrak{F}$

30

データ・セットにセットされた頂点 2 に関連する費用 (7, 6) によって拡大されたこれらの辺の経費が、図 8 に示されている。頂点 1 に到達する経費は、(6, 8) と等しく、これは、 $r_1$  のすべての項目よりよい。したがって、規則 1 d) に従って、これが

【 数 5 8 】

$\mathfrak{R}$

40

データ・セットに入力される。しかし、項目 (6, 9) は、(6, 8) より悪い。したがって、規則 1 e) に従って、これが破棄される。頂点 3 に到達する経費は、(1, 7) と等しく、これは、 $f_3$  リストの経費 (9, 5) より悪い。したがって、規則 1 b) に従って、これが破棄される。

【 数 5 9 】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \\ 6,8 & - & - \end{Bmatrix}$$

【 0 0 5 7 】

最も広い帯域幅値は、頂点 1 に対応する： 6 , 8 。この値が、  
【数 6 0】

$$\mathfrak{R}$$

10

データ・セットから頂点 1 の有効フロンティアに移動される。  
【数 6 1】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{F} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \end{Bmatrix}$$

20

【 0 0 5 8 】

この方法は、6 , 8 の関連する経費を有する頂点 1 に進む。

【 0 0 5 9 】

ステップ 5

図 9 を参照すると、頂点 1 は、頂点 2 および 3 への 2 つの辺を有する。頂点 2 に到達する経費は、( 2 , 9 ) と等しく、これは、 $f_2$  リストの経費 ( 7 , 6 ) より悪い。したがって、規則 1 b ) に従って、これが破棄される。頂点 3 に到達する経費は、( 3 , 1 1 ) と等しく、これは、 $f_3$  リストの経費 ( 9 , 5 ) より悪い。したがって、規則 1 b ) に従って、これが破棄される。

30

【数 6 2】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ 4,1 & - & - \end{Bmatrix}$$

【 0 0 6 0 】

最も広い帯域幅値は、頂点 1 に対応する。この値が、  
【数 6 3】

$$\mathfrak{R}$$

40

データ・セットから頂点 1 の有効フロンティアに移動される。  
【数 6 4】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{J} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \end{Bmatrix}$$

10

【 0 0 6 1 】

この処理は、4, 1の関連する経費を有する頂点1に進む。

【 0 0 6 2 】

ステップ6:

図10を参照すると、頂点1は、頂点2および3への2つの辺を有する。頂点2に到達する経費は、(2, 2)と等しく、これは、 $f_2$ のすべての項目よりよい。したがって、これが、規則1d)に従って、

【数65】

$$\mathfrak{R}$$

20

データ・セットに入力される。頂点3に到達する経費は、(3, 4)と等しく、これは、 $f_3$ のすべての項目よりよい。したがって、これが、規則1d)に従って、

【数66】

$$\mathfrak{R}$$

データ・セットに入力される。

30

【数67】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & 2,2 & 3,4 \end{Bmatrix}$$

【 0 0 6 3 】

最も広い帯域幅値は、頂点3に対応する：3, 4。この値が、

【数68】

40

$$\mathfrak{R}$$

データ・セットから有効フロンティアに移動される。

【数69】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & 2,2 & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{S} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \\ - & - & 3,4 \end{Bmatrix}$$

10

【 0 0 6 4 】

この方法は、3, 4の関連する経費を有する頂点3に進む。

【 0 0 6 5 】

ステップ7:

図11を参照すると、頂点3は、頂点1および2への2つの辺を有する。頂点1に到達する経費は、(3, 8)と等しく、これは、 $f_1$ リストの経費(4, 1)より悪い。したがって、規則1b)に従って、これが破棄される。しかし、頂点2に到達する経費は、(3, 5)と等しく、これは、 $f_2$ または $r_2$ のすべての項目よりよい。したがって、規則1d)に従って、これが

20

【 数 7 0 】

$\mathfrak{R}$

データ・セットに入力される。

【 数 7 1 】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & 2,2 & - \\ - & 3,5 & - \end{Bmatrix}$$

30

【 0 0 6 6 】

最も広い帯域幅値は、頂点2に対応する：3, 5。この値が、

【 数 7 2 】

$\mathfrak{R}$

40

データ・セットから頂点2の有効フロンティアに移動される。

【 数 7 3 】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & 2,2 & - \\ - & - & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{S} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \\ - & - & 3,4 \\ - & 3,5 & - \end{Bmatrix}$$

10

【0067】

この方法は、3, 5の関連する経費を有する頂点2に進む。

【0068】

ステップ8:

図12を参照すると、頂点2は、頂点1および2への2つの辺を有する。頂点1に到達する経費は、(3, 7)と等しく、これは、 $f_1$  リストの経費(4, 1)より悪い。したがって、規則1b)に従って、これが破棄される。頂点3に到達する経費は、(1, 6)と等しく、これは、 $f_3$  リストの経費(3, 4)より悪い。したがって、規則1b)に従って、これが破棄される。

20

【数74】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & 2,2 & - \end{Bmatrix}$$

【0069】

最も広い帯域幅値は、頂点2に対応する：2, 2。この値が、

30

【数75】

$\mathfrak{R}$

データ・セットから頂点2の有効フロンティアに移動される。

【数76】

$$\mathfrak{R} = \left\{ \begin{array}{ccc} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \end{array} \right\} \quad \mathfrak{F} = \left\{ \begin{array}{ccc} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \\ - & - & 3,4 \\ - & 3,5 & - \\ - & 2,2 & - \end{array} \right\}$$

10

【0070】

この方法は、2, 2の関連する経費を有する頂点2に進む。

【0071】

ステップ9:

図13を参照すると、頂点2は、頂点1および3への2つの辺を有する。頂点1に到達する経費は、(2, 4)であり、これは、 $f_1$  リストの経費(4, 1)より悪い。したがって、規則1b)に従って、これが破棄される。しかし、頂点3に到達する経費は、(1, 3)と等しく、これは、 $f_3$  リストのすべての項目よりよい。したがって、これが、規則1d)に従って、

20

【数77】

$\mathfrak{R}$

データ・セットに入力される。

30

【数78】

$$\mathfrak{R} = \left\{ \begin{array}{ccc} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & 1,3 \end{array} \right\}$$

【0072】

最も広い帯域幅値は、頂点3に対応する：1, 3。この値が、

【数79】

40

$\mathfrak{R}$

データ・セットから頂点3の有効フロンティアに移動される。

【数80】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \\ - & - & - \end{Bmatrix} \quad \mathfrak{F} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ - & - & 9,5 \\ - & 8,10 & - \\ - & 7,6 & - \\ 6,8 & - & - \\ 4,1 & - & - \\ - & - & 3,4 \\ - & 3,5 & - \\ - & 2,2 & - \\ - & - & 1,3 \end{Bmatrix}$$

10

【0073】

この方法は、1, 3の関連する経費を有する頂点3に進む。

【0074】

ステップ10:

図14を参照すると、頂点3は、2つの頂点1および2への辺を有する。頂点1に到達する経費は、(1, 7)と等しく、これは、 $f_1$  リストの経費(4, 1)より悪い。したがって、規則1b)に従って、これが破棄される。頂点2に到達する経費は、(1, 4)と等しく、これは、 $f_2$  リストの経費(2, 2)より悪い。その結果、規則1b)に従って、これが破棄される。

20

【数81】

$$\mathfrak{R} = \begin{Bmatrix} r_1 & r_2 & r_3 \\ - & - & - \end{Bmatrix}$$

30

【0075】

【数82】

$\mathfrak{R}$

データ・セットに項目が残っていないので、この処理は、規則2)に従って終了する。

【0076】

最終結果:

頂点0から頂点1, 2, および3への有効フロンティアは、次の通りである:

40

【数83】

$$\mathfrak{F} = \begin{Bmatrix} f_1 & f_2 & f_3 \\ 6,8 & 8,10 & 9,5 \\ 4,1 & 7,6 & 3,4 \\ - & 3,5 & 1,3 \\ - & 2,2 & - \end{Bmatrix}$$

50

## 【0077】

図15から17に、それぞれ頂点0から頂点1、2、および3への有効フロンティアをグラフとして示す。

## 【0078】

図18を参照すると、本発明の好ましい実施形態では、コンピュータ・プログラム・コードを含むコンピュータ・プログラム要素であって、コンピュータ・プログラム・コードが、データ処理システムのプロセッサにロードされた時に、データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループに関する効率的なパス経費の集合を導出する方法を実行するようにプロセッサを構成し、グループ内のノードの間のパスのパス経費が、ネットワーク内で定義され、各パス経費が、使用可能な帯域幅を表す値などの制限的経費と、伝送遅延を表す値などの加算的経費とを含む、コンピュータ・プログラム要素が提供される。

10

## 【0079】

この方法には、ステップ10で、データ処理システムのメモリ内の第1データ・セットに、ソース・ノードから宛先ノードのすべてへの直接パスのパス経費を記録することが含まれる。各記録された経費は、第1データ・セット内で、対応するパスによって到達されるノードに関連付けられる。

## 【0080】

ステップ20で、最良のパス経費を、第1データ・セットから選択する。最良のパス経費は、最良の制限的経費を含むパス経費として、または、複数のパス経費に等しい制限的経費が含まれる場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定される。たとえば、制限的経費が、帯域幅を表す値である場合に、最良の制限的経費は、最大の帯域幅を表す経費である。同様に、加算的経費が、伝送遅延を表す値である場合に、最良の加算的経費は、最小の伝送遅延を表す経費である。

20

## 【0081】

ステップ30で、ステップ20で選択された最良のパス経費が、データ処理システムのメモリ内の第2データ・セットに記録される。記録された経費は、第2データ・セット内で、対応するパスによって到達されるノードと関連付けられる。

## 【0082】

ステップ40で、ステップ30で第2データ・セットに記録された経費を、第1データ・セットから除去する。除去には、削除、フラグ立て、またはさらなる考慮からその経費を排除するなんらかの他の処置を含めることができる。

30

## 【0083】

ステップ50で、グループ内の他のノードへのステップ30で記録された経費に対応するパスによって到達される宛先ノードからの直接パスに関する累積パス経費を、第1データ・セットに記録する。記録される累積パス経費のそれぞれが、第1データ・セット内で、対応するパスによって到達されるノードに関連付けられる。

## 【0084】

ステップ60で、ステップ50で関連する経費が第1データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、第1データ・セット内および第2データ・セット内の、そのノードに関連する経費を比較する。そのノードへの到達に関する他のそのような経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードへの到達に関する他のそのような経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達するそのような経費のすべてが、第1データ・セットから除去される。

40

## 【0085】

ステップ70で、ステップ60で第1データ・セットに経費が残っていないまで、ステップ20から60を繰り返す。ステップ80で、結果の第2データ・セットに、効率的な経費の集合が含まれる。言い換えると、効率的な経費の集合に、ソース・ノードに関する有効フロンティアが含まれる。データ処理システムを、ルータ、スイッチ、ブリッジ、

50

ブルータ、ハブ、または、通信ネットワーク内で情報を送信または受信する他のデータ・ネットワーク装置とすることができることを諒解されたい。

【0086】

図19を参照すると、本発明のもう1つの実施形態で、データ通信ネットワーク170への接続のための入出力ポート110、入出力ポート110に結合されたプロセッサ120、およびプロセッサに結合されたメモリ130を含むデータ・ネットワーク装置100が提供される。メモリには、第1データ・セットのストレージに割り振られた空間140、第2データ・セットのストレージに割り振られた空間150、および制御論理プログラム・コード160が含まれる。動作中に、データ・ネットワーク装置は、データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノード・グループに関する効率的なパス経費の集合を導出する。データ処理装置は、データ通信ネットワークのソース・ノードを実施することができる。グループ内のノードの間のパスのパス経費は、ネットワーク内で定義され、各パス経費に、制限的経費および加算的費用が含まれる。動作時に、制御論理160は、

a) 前記第1データ・セット140に、前記ソース・ノードから前記宛先ノードのすべてへの直接パスに関するパス経費を記録することであって、各記録される経費が、前記第1データ・セット内で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること

b) 前記第1データ・セット140から最良のパス経費を選択することであって、前記最良のパス経費が、最良の制限的経費を含むパス経費として、あるいは、複数のパス経費が等しい制限的経費を有する場合に、最良の制限的経費および最良の加算的経費を有するパス経費として判定されること、

c) ステップb)で選択された前記最良のパス経費を第2データ・セット150に記録することであって、前記記録される経費が、前記第2データ・セット内150で、前記対応するパスによって到達されるノードに関連付けられること、

d) ステップc)で前記第2データ・セット150に記録された前記経費を前記第1データ・セット140から除去すること、

e) 前記第1データ・セット140に、ステップc)で記録された前記経費に対応する前記パスによって到達される前記宛先ノードから前記グループ内の他のすべてのノードへの直接パスに関する累積パス経費を記録することであって、各記録される累積パス経費が、前記対応するパスによって到達される前記ノードに関連付けられること、

f) 関連付けられた経費がステップe)で第1データ・セットに記録されたノードのそれぞれについて、前記第1データ・セット140および前記第2データ・セット150内のノードに関連する前記経費を比較し、そのノードに到達する他のすべての経費より悪い制限的経費およびより悪い加算的経費の両方を有するノードに到達するそのような経費のすべて、または、そのノードに到達する他のすべての経費と等しい制限的経費およびより悪い加算的経費を有するノードに到達する経費のすべてを、前記第1データ・セット140から除去すること、

g) ステップf)の後で前記第1データ・セットに経費が残らなくなるまでステップb)ないしf)を繰り返すことを実行するようにプロセッサを構成する。結果の第2データ・セットに、効率的な経費の集合が含まれる。図19に関して前に説明した本発明の実施形態では、制御論理160が、コンピュータ・プログラム・コードであるが、本発明の他の実施形態で、制御論理を少なくとも部分的にハードウェア論理回路で実施できることを諒解されたい。パスの少なくとも1つに、複数のリンクと少なくとも1つの中間ノードを含めることができることも諒解されたい。

【0087】

要約として、前に説明した本発明の好ましい実施形態では、効率的なパス経費の集合が、データ通信ネットワーク内のソース・ノードおよび複数の宛先ノードを含むノードのグループについて導出され、グループ内のノードの間のパスのパス経費は、ネットワーク内で定義され、各パス経費に、制限的経費および加算的経費が含まれ、まずより広い帯域幅の

10

20

30

40

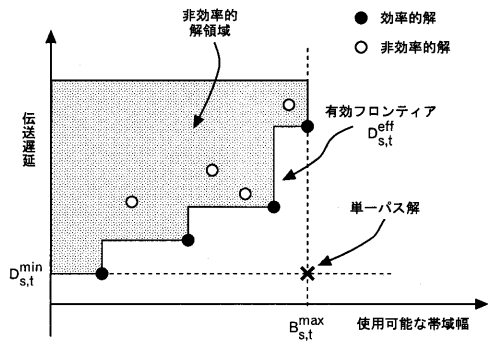
50

パスを繰り返し識別すること、等しい帯域幅を有する複数のパスに出会った時に、より少ない伝送遅延が関連付けられたパスを選択することが含まれる。

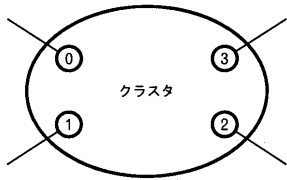
【図面の簡単な説明】

- 【図 1】 一定遅延パスに関する有効フロンティアの例を示すグラフである。
- 【図 2】 4つの入口出口ノードを有する例示的ネットワークの簡略化された図である。
- 【図 3】 クラスタ・ネットワークに対応する推移行列の説明図である。
- 【図 4】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 5】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 6】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 7】 ネットワークに対応する有向グラフである。 10
- 【図 8】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 9】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 10】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 11】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 12】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 13】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 14】 ネットワークに対応する有向グラフである。
- 【図 15】 ネットワークのノード 0 からノード 1 への有効フロンティアを示すグラフである。
- 【図 16】 ネットワークのノード 0 からノード 2 への有効フロンティアを示すグラフである。 20
- 【図 17】 ネットワークのノード 0 からノード 3 への有効フロンティアを示すグラフである。
- 【図 18】 本発明による効率的なパス経費の集合を導出する方法の例に対応する流れ図である。
- 【図 19】 本発明を実施するデータ・ネットワーク装置のブロック図である。

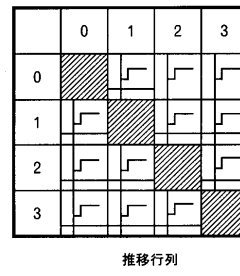
【 図 1 】



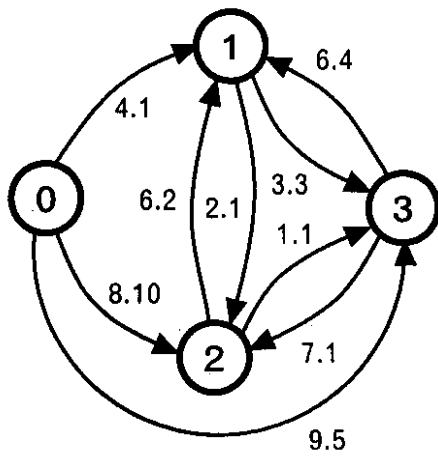
【 図 2 】



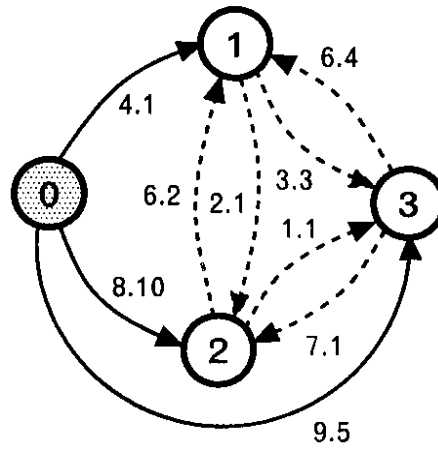
【 図 3 】



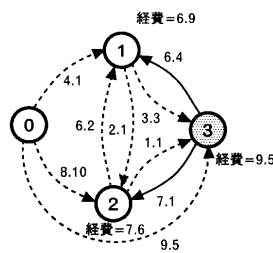
【 図 4 】



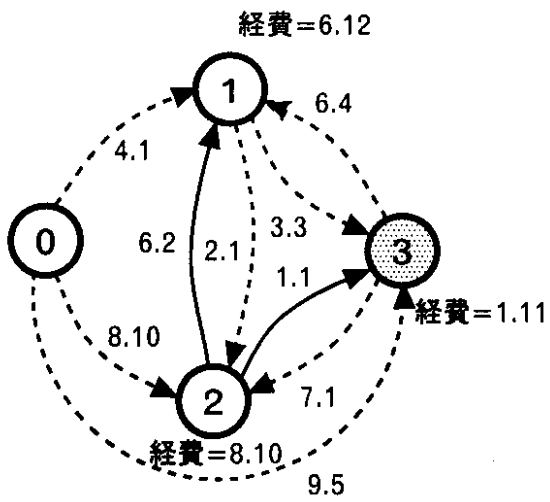
【 図 5 】



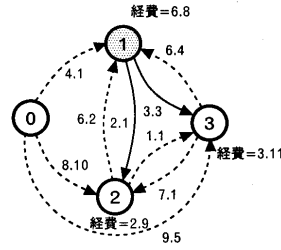
【 図 6 】



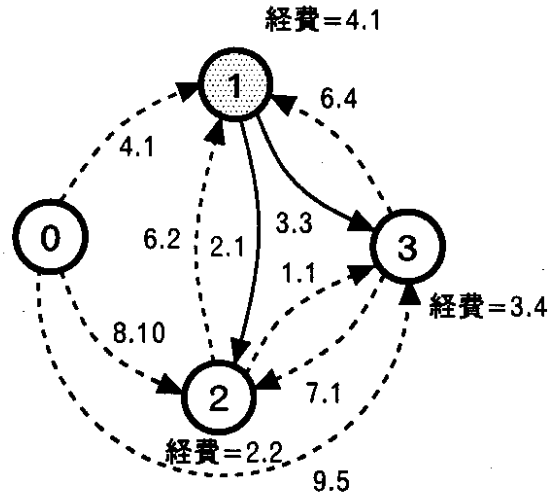
【 図 7 】



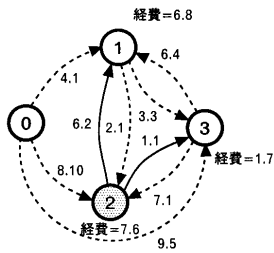
【 図 9 】



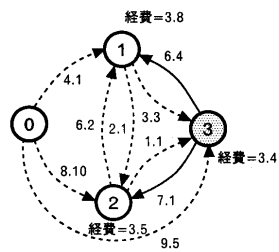
【 図 10 】



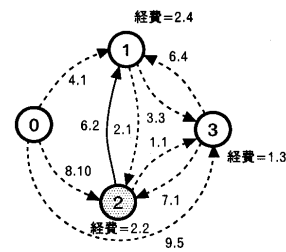
【 図 8 】



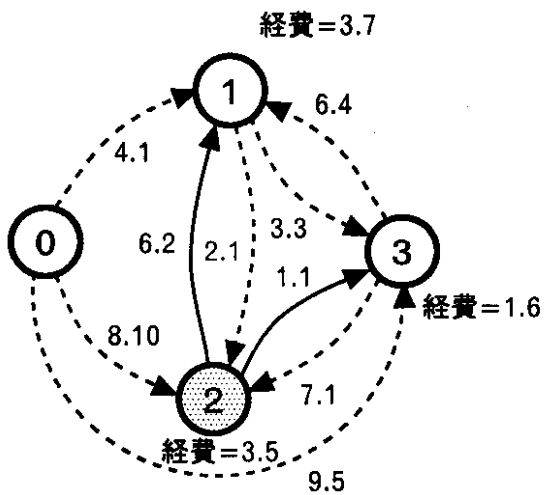
【 図 11 】



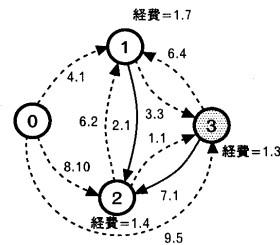
【 図 13 】



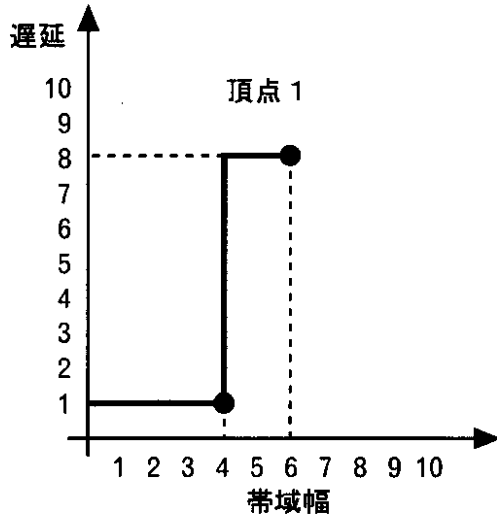
【 図 12 】



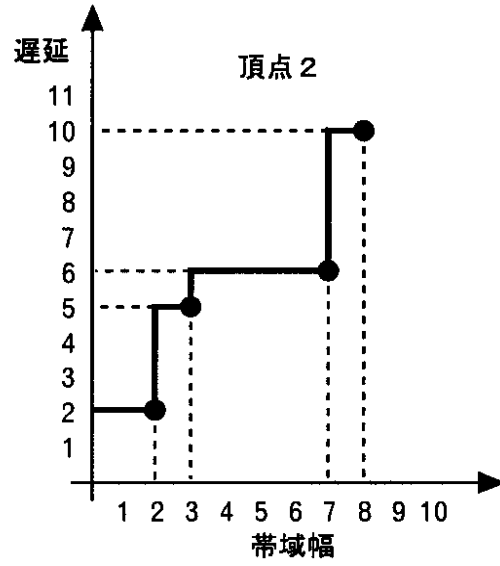
【 図 14 】



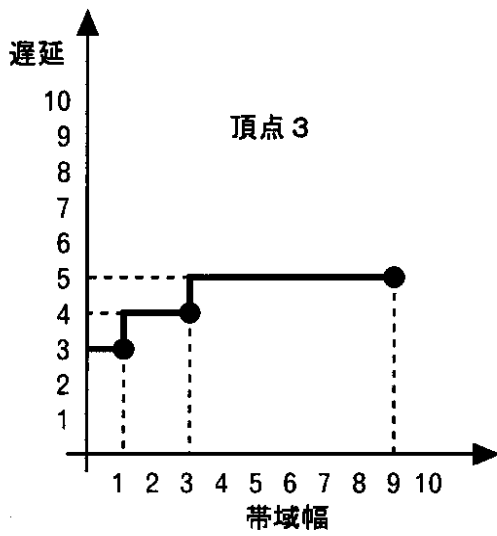
【 図 1 5 】



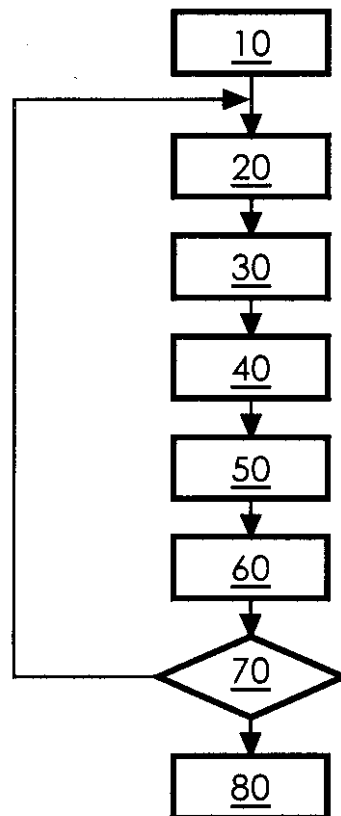
【 図 1 6 】



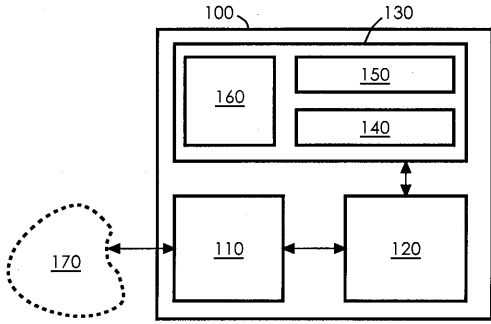
【 図 1 7 】



【 図 1 8 】



【 図 19 】



---

フロントページの続き

- (72)発明者 バウアー、ダニエル  
スイス シー エイチ - 8 9 0 3 ビルメンズドルフ リジラインシュトラーセ 4
- (72)発明者 ダイグル、ジョン  
アメリカ合衆国 3 8 6 7 3 ミシシッピ州テイラー ピー・オー・ボックス 5 7
- (72)発明者 イリアディス、イリアス  
スイス シー エイチ - 8 8 0 3 ルエシュリコン シュロス・ストラーセ 2 9
- (72)発明者 スコットン、パオロ  
スイス シーエイチ - 8 8 1 0 ホーゲン ゼンフェッテンシュトラーセ 3 7

審査官 清水 稔

- (56)参考文献 特開 2 0 0 0 - 1 9 6 6 5 0 ( J P , A )  
特開平 1 1 - 0 6 8 8 3 8 ( J P , A )  
特開平 1 0 - 1 6 1 9 9 4 ( J P , A )

- (58)調査した分野(Int.Cl. , DB名)  
H04L 12/56 100