

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3896201号
(P3896201)

(45) 発行日 平成19年3月22日(2007.3.22)

(24) 登録日 平成18年12月22日(2006.12.22)

(51) Int. Cl.		F I	
H04L 12/56	(2006.01)	H04L 12/56	100Z
H04Q 3/00	(2006.01)	H04Q 3/00	

請求項の数 13 (全 27 頁)

(21) 出願番号	特願平9-326767	(73) 特許権者	390023157
(22) 出願日	平成9年11月27日(1997.11.27)		ノーテル・ネットワークス・リミテッド
(65) 公開番号	特開平10-164098		カナダ国 オンタリオ州、エル6ティー
(43) 公開日	平成10年6月19日(1998.6.19)		5ピー6、ブランプトン ジーエムエス
審査請求日	平成16年8月31日(2004.8.31)		036/エヌオー/151、ディクシー・
(31) 優先権主張番号	9625019:6		ロード 8200、スイート100
(32) 優先日	平成8年11月29日(1996.11.29)	(74) 代理人	100070150
(33) 優先権主張国	英国(GB)		弁理士 伊東 忠彦
(31) 優先権主張番号	864789	(72) 発明者	マーク ベンタル
(32) 優先日	平成9年5月29日(1997.5.29)		イギリス国、グウェント エヌピー2 1
(33) 優先権主張国	米国(US)		エスエヌ、ブラックウッド、プリン・ダー
			ウ 29

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ネットワーク復旧ルートの最適化方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

複数の固定ノードと、ノードを相互連結するリンクとからなるネットワークの一部分の故障の後に、復旧されたルートが割り当てられ、ネットワークにセットアップされたルートを復旧する方法において、

上記の故障した部分の周りで復旧ルートを選択する段階と、

上記復旧ルートが使用する上記リンクの容量の少なくとも一部を上記復旧ルートに割り当てる段階と、

上記復旧ルートにより現在使用されるリンクの中の少なくとも一つを使用しないように、既にセットアップされた復旧ルートが最適化され得るか否かを判定する段階と、

判定の結果に従って上記復旧ルートを変更する段階と、

使用されなくなるリンク上の上記復旧ルートに割り当てられた容量を、他のルートをセットアップする際に使用するため利用する段階とからなり、

上記判定する段階は、

各ノード又はリンクに対し、上記の故障した部分からの距離を示す値を割り当てる段階と、

上記ルート及び実現可能な代替ルート上のノード又はリンクに割り当てられた値に基づいて、実現可能な代替ルートがセットアップされたルートよりも良いか否かを判定することにより、上記の故障した部分から上記復旧ルートを遠ざけるため実現可能な代替ルートを識別する段階とからなることを特徴とする方法。

10

20

【請求項 2】

上記判定する段階は、実現可能な代替ルートに関する情報を収集するためルート上のノードに質問する段階を含む請求項 1 記載の方法。

【請求項 3】

上記復旧ルートを変更する段階は、上記収集された情報に応じて上記ルート上のノードにより実行される請求項 1 又は 2 記載の方法。

【請求項 4】

上記ルートはセルに向けられた情報を伝達するためセットアップされる請求項 1 乃至 3 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 5】

上記ルートは、A T M ネットワーク内の仮想パスである請求項 1 乃至 4 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 6】

上記ルートはフレームリレー用の仮想回路である請求項 1 乃至 5 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 7】

選択側ノードを識別する段階を有し、

上記選択する段階は上記選択側ノードにより行われる請求項 1 乃至 6 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 8】

上記判定する段階は、ルートに沿ったノードの数を削減するためルートの一部が変更され得るか否かを識別する段階を含む請求項 1 乃至 7 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 9】

上記識別する段階は、ルート上のノードの間でより小さいホップ数を有するパスを識別するため上記復旧ルート上のノードの間でテストメッセージを送信する段階を含む請求項 1 乃至 8 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 10】

上記識別する段階は、上記復旧ルートがループを形成するよう同じノードを 2 回通過するか否かを識別する段階を含み、

上記変更する段階は、上記ループを除去する段階を含む請求項 1 乃至 9 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 11】

上記復旧ルートがループを形成するよう同じノードを 2 回通過するか否かを識別する段階と、

上記選択側ノードを含まないループを除去する段階と、

上記除去されたループの周りでメッセージを伝達する段階と、

上記選択側ノードが他のルートにセットアップするため放棄された容量を再利用できるように上記復旧パスに沿って上記選択側ノードにメッセージを伝達する段階とを更に有する請求項 7 記載、又は、請求項 7 に従属する請求項 8 乃至 10 のうちいずれか 1 項記載の方法。

【請求項 12】

請求項 1 乃至 11 のうちいずれか 1 項記載の方法に従って復旧されたルートを使用する情報送信方法。

【請求項 13】

復旧ルートをセットアップする手段と、

上記ノードを通過する既にセットアップされた復旧ルートが、上記復旧ルートにより現在使用されるリンクの中の少なくとも一つのリンクを使用しないように最適化され得るか否かを判定する手段と、

判定の結果に従って上記復旧ルートを変更する手段と、

使用されなくなるリンク上の上記復旧ルートに割り当てられた容量を、他のルートをセ

10

20

30

40

50

ットアップする際に使用するため利用する手段とからなり、

請求項 1 乃至 1 2 のうちいずれか 1 項に記載された方法で使用するため設けられているノードであって、

上記判定する手段は、

各ノード又はリンクに対し、上記の故障した部分からの距離を示す値を割り当てる手段と、

上記ルート及び実現可能な代替ルート上のノード又はリンクに割り当てられた値に基づいて、実現可能な代替ルートがセットアップされたルートよりも良いか否かを判定することにより、上記の故障した部分から上記復旧ルートを遠ざけるため実現可能な代替ルートを識別する手段とからなることを特徴とするノード。

10

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、情報をネットワーク中に伝達するためセットアップされたルートを最適化する方法、ネットワーク内でセットアップされたルートを復旧する方法、並びに、上記方法に使用するため設けられたノードに関する。

【0002】

【従来の技術】

網状ネットワークのようなネットワークにおいて、在るノードと別のノードとの間で情報を伝達する多数の実現可能なルートが存在する。最短ルートを検出し、又は、利用可能な容量を最大限に利用する多種類のルーティング（経路生成）アルゴリズムが知られている。ルーティング方法の一つの特定の場合又は応用は、故障が検出された後にネットワークを復旧することを目的とする。かかる故障はノード間のリンクの損失又はノードの損失の形態をとる。ネットワークを復旧する方法は、予め計画される方法、又は、適応的な方法に分類され得る。予め計画される方法は、ネットワークのトポロジーの知識を必要とする。適応的な方法は、実時間的に故障個所の周辺のトポロジーを検出する。適応的な方法はある程度ノードの処理能力を利用する。

20

【0003】

従来の方法は、ノードの分散処理又は遠隔処理手段による集中制御を必要とする。

従来、復旧方法を評価するため 3 種類の主要な特性が使用されている。まず第一に、故障したリンクの中で、代替ルートを用いて復旧されるリンクの容量のパーセンテージが測定される。第二に、代替ルートの長さが測定される（通常、短い方のルートが好まれる）。第三に、代替ルートを識別及び確定するため要する時間が評価される。

30

【0004】

明らかに、復旧方法の性能は代替ルート内にある予備容量に決定的に依存する。代替ルートに既に重い負荷がかけられ、予備容量が殆ど無いならば、より多くの同様の代替ルートが必要とされるが、それらの代替ルートの長さは長くなる傾向がある。

Grover WD : " Self Healing Networks - a distributed algorithm for k-shortest link - disjoint paths in a multigraph with applications in real time network restoration ", pages 76-106, PhD dissertation, University of Alberta, Autumn 1989 に記載された一つ公知のアルゴリズムには、ノードがネットワークのトポロジーに関する事前知識を持たない完全に分散された k - 最短パス処理シーケンスが開示されている。図 1 のステップ 5 0 乃至 5 5 に、かかる従来技術の処理が示される。図 2 には上記処理に関係したノードの配置が概略的な形式で示される。図 2 は比較的簡単な配置である。實際上、故障したリンクの周りにはより多数のノードが存在する可能性があり、多数のノードが各ルートに存在する。

40

【0005】

リンク故障が発生したとき、二つの保護ノードが故障したリンクのエンドポイントに割り当てられる。保護ノードは、保護ノード固有のノード識別番号を使用して、送信側 (sender) 6 3 及び選択側 (chooser) 6 4 に並ぶ。送信側は、故障した各チャネル毎に利用可能な

50

予備パスを探索するため、送信側から選択側に伝播するフラッディングインスタンス(flooding instance)を作成する。探索の伝播に関係し、タンデムノード65として知られるノードは、予備チャンネルをフラッディングインスタンスに割り当て、フラッディングインスタンスに使用されるホップ(hop)の個数を増加させる。選択側がフラッディングインスタンスを受信するとき、最短ノードを識別するためホップ数を読み取ることが可能である。最短ルートが容認され、タンデムノードにより割り当てられた容量は容認されたノード上に無い限り放棄される。同じ処理が故障したリンクを使用する各チャンネルに対し実行される。

【0006】

この基本アルゴリズムに基づいて種々の変形が提案され、その中には、コミネ他による“A Distributed Restoration Algorithm for a Multiple Link and Node Failures of Transport Networks”、1990年IEEE Globecomに関する学会予稿集、ページ459-463に記載されているように、多重候補選択側(multiple candidate choosers)の概念が含まれる。また、“Restoration Message Transfer Mechanism and Restoration Characteristics of Double Search Self Healing ATM Network”、IEEE 通信に関する選択エリア学会誌、第12巻、第1号、ページ149-157、1994年1月には、二重探索法(double search)が開示されている。

【0007】

しかし、かかる方法は、多数のチャンネルがある場合に非常に多数の探索インスタンスを生じる。カワムラ他による“Self Healing Techniques Utilising Virtual Path Concept for ATM Networks”、電子情報通信学会、第1分冊、第75巻、第4号、ページ86-92、1992年には、送信側と選択側との間で単一の探索インスタンスだけを使用することが知られている。しかし、この方法は、チャンネル毎にチャンネルのグループの容量に関する情報を取得する探索インスタンスを含む。また、多数のチャンネルがある場合に、フラッディングインスタンスは大きくなり、複雑化する。

【0008】

例えば、ATMシステム内の各仮想パス(VP)に対しチャンネル毎に各タンデムノードによって識別され及び割り当てられた予備容量に基づく上記の全ての方法において、最初の仮想パスは、最短ルートが容認されるまで、広範囲の代替ルートに対し予備容量を一時的に割り当てる。このような一時的な割り当ては、継続的な仮想パスを妨害し、又は、この場合の他には必要とされない長いルートを検出させてしまう。従って、かかる復旧方法の性能は、特に、重い負荷がかかり、予備容量の殆ど無い広域遠隔通信ネットワークのようなネットワークにおいて不足する。

【0009】

【発明が解決しようとする課題】

従来、隣接したリンク又はノード上で故障の100%の復旧を実現するため必要とされる予備容量の量を最小限に抑えるべく、ネットワーク構成又は設計段階において複雑な最大フローアルゴリズムを使用することが提案されている。これらによれば、最適な復旧にどれだけ近いかを調べるため復旧アルゴリズムの性能試験が行われる。現実のネットワークは屢々非常に重い負荷がかけられるので100%の復旧は不可能であるため、最適な復旧は非現実的である。従って、このような重く負荷がかけられたネットワークにより適したアルゴリズムが必要である。

【0010】

本発明は上記従来技術の問題点に鑑み、改良されたルートの復旧方法及び装置の提供を目的とする。

【0011】

【課題を解決するための手段】

本発明の第1の面によれば、複数の固定ノードと、ノードを相互連結するリンクとからなるネットワークの一部分の故障の後に、復旧されたルートが割り当てられ、ネットワークにセットアップされたルートを復旧する方法が提供され、上記方法は、

10

20

30

40

50

上記の故障した部分の周りで復旧ルートを選択する段階と、
上記復旧ルートが使用する上記リンクの容量の少なくとも一部を上記復旧ルートに割り当てる段階と、
上記復旧ルートにより現在使用されているリンクの中の少なくとも一つのリンクを使用しないように、既にセットアップされた復旧ルートが最適化され得るか否かを判定する段階と、
判定結果に従って上記復旧ルートを変更する段階と、
使用されなくなるリンク上の上記復旧ルートに割り当てられた容量を、他のルートのセットアップに使用するため利用する段階とからなる。

【0012】

10

改良された容量割当は、既にセットアップされた復旧されたルートが最適化されているか否かを調べるため検査されることにより得られる。

また、本発明の方法は、実現可能な代替ルートに関する情報を収集するためルート上のノードに質問する段階を有する点が有利である。実現可能な代替ルートに関する情報の収集とは、予め計画された好ましいルート、又は、ネットワークの構造についての集中的な知識を有する必要が無いので、最適化を適応的に実現すること可能であり、ネットワーク構造の変更を容易に考慮し得ることを意味する。

【0013】

上記最適化され得るか否かを判定する段階は、実現可能な代替ノードに関する情報を収集するためルート上のノードに質問する段階を含む点が有利である。ノードを収集された情報に反応させることは、最適化プロセスがノード全体に分散され得ること、並びに、集中制御が必要ではないことを意味する。かくして、集中制御器との間でメッセージを伝達する必要が無くなる。また、プロセスを分散させることによって、変化するネットワーク構造への適応がより簡単に行えるようになる。

20

【0014】

ルートはセルに向けられた情報を伝達するためセットアップされる方が有利である。

ルートはATMネットワーク内の仮想パスである方が有利である。

ルートはフレーム中継用の仮想回路である点が有利である。仮想パス又は仮想回路は、迅速に生成又は破壊させることが可能であるので、多数のルートが一時的に生成される。

【0015】

30

また、本発明の方法は、選択側ノードとして故障した部分の近傍にあるノードを識別する段階を更に有し、上記復旧ルートを選択する段階が上記選択側ノードにより行われる点が有利である。

復旧ルート選択のため局所的な選択側ノードを用いることにより、局部集中制御に対する利点の実現され、処理能力の条件が分散される。応答速度及び適応ネットワーク環境は改良される。

【0016】

上記最適化され得るか否かを判定する段階は、ネットワークの故障した部分の近傍にあるリンク又はノードの使用を回避するため実現可能な代替ルートを識別する段階からなる点が有利である。ネットワークの故障した部分の近傍にあるリンク又はノードの使用を回避することは、ネットワークの故障した部分の周囲の制限された予備容量を全体的により良く利用できるようにする。多数のルートがネットワークの故障した部分と交差する場合に、故障した部分の最も近くにあるリンクの予備容量の使用を最小限に抑えることは、代替ルートの妨害を最小限に抑えるため決定的である。

40

【0017】

上記代替ルートを識別する段階は、

故障した部分の近傍に各ノード又はリンクに、故障した部分からの距離を示す値を割り当てる段階と、

上記ルート及び実現可能な代替ルート上のノード又はリンクに割り当てられた値に基づいて、実現可能な代替ルートがセットアップされたルートよりも良いか否かを判定する段階

50

とからなる点が有利である。この評価は、故障した部分から離れた多数のノードをルートに与えるため調整される。

【0018】

上記最適化され得るか否かを判定する段階は、性能パラメータの中の一つを直接改良するため、ルートの一部がルートに沿ったノードの数を削減すべく変更され得るか否かを識別する段階からなる点が有利である。

上記変更され得るか否かを識別する段階は、ルート上のノードの間で最短パスを識別するため復旧ルート上のノードの間でテストメッセージを送信する段階を含む点が有利である。これにより、分散形最適化が容易に行えるようになる。

【0019】

上記変更され得るか否かを識別する段階は、上記復旧ルートがループを形成するため同じノードを2回通過するか否かを識別する段階を含み、

上記復旧ルートを変更する段階は、上記ルートを短縮するため上記ループを除去する段階を含む点が有利である。

本発明の方法は、復旧ルートがループを形成するため同じノードを2回通過するか否かを識別する段階と、

上記選択側ノードを含まないループを除去する段階と、

上記除去されたループの周りでメッセージを伝達する段階と、

上記選択側ノードが他のルートをセットアップするため放棄された容量を取り戻せるように上記復旧パスに沿って上記選択側ノードにメッセージを伝達する段階とからなり、

上記選択側に放棄された容量が通知されることを保証するため、選択側を含むループは最後にようやく除去される。選択側又は送信側を含むループが除去されたならば、最も混雑したエリアの容量は再利用可能になる。

【0020】

本発明の他の面によれば、複数の固定ノードからなるネットワークの一部分の故障の後に、ネットワークにセットアップされたルートを復旧する方法が提供され、上記方法は、

上記の故障した部分の周りで復旧ルートを選択する段階と、

ネットワークのノード全体に分散した処理手段を用いて、セットアップされた復旧ルートが短縮され得るか否かを判定する段階と、

上記判定の結果に従って、セットアップされた復旧ルートを短縮するため、復旧ルートを変更する段階とからなる。

【0021】

本発明の他の面によれば、複数の固定ノードからなるネットワークの一部分の故障の後に、ネットワーク全体に情報を伝達するため、ネットワークにセットアップされたルートを復旧する方法が提供され、上記方法は、

ルートを、故障した部分を回避する代替ルートに変更する段階と、

故障した部分の近傍にあるノードの使用を避けるため、上記代替ルートを最適化する段階とからなる。

【0022】

本発明の他の面によれば、請求項1に記載された方法に使用するため配置されたノードが提供され、上記ノードは、

復旧ルートをセットアップする手段と、

上記ノードを通過する既にセットアップされた復旧ルートが、上記復旧ルートにより現在使用されるリンクの中の少なくとも一つのリンクを使用しなくなるように最適化され得るか否かを判定する手段と、

判定の結果に従って復旧ルートを変更する手段と、

使用されなくなるリンク上で上記復旧ルートに割り当てられた容量を、他のルートのセットアップに使用するため利用する手段とからなる。

【0023】

上記の好ましい特徴は、当業者に明らかなように組み合わせられ、本発明の他の面と共に組

10

20

30

40

50

み合わされる。

【 0 0 2 4 】

【 発明の実施の形態 】

本発明をよりよく理解し、本発明が効果を生じる態様を示すため、以下添付図面を参照してその例に限定されることなく本発明を説明する。

図 3 は本発明の一実施例を概略的に示す図である。ステップ 1 0 0 において、ネットワークの故障部分の周りにある代替ルート中の各リンクの予備容量を判定するため、メッセージが代替ルートに沿って送信される。このようにして、代替ルートは、代替ルートの探索又は計算を予め計画したり、集中制御する必要性を回避するため、局所的な基準に基づいて確定される。図 2 を参照するに、エンドノード 6 1 からエンドノード 6 2 までの代替ルートは、送信側ノード 6 3、タンデムノード 6 5、選択側ノード 6 4 及びエンドノード 6 2 を経由する。

10

【 0 0 2 5 】

図 3 のステップ 1 0 1 において、実現可能な代替ルートの中の一つがリンクの予備容量に基づいて選択される。ステップ 1 0 2 において、通信は選択された代替ルートを用いて続けられる。

本発明の他の面は図 4 に概略的に示される。ステップ 1 1 0 において、ルートの故障が判定される。ステップ 1 1 1 において、代替ルートが決定される。ステップ 1 1 2 において、図 2 に示される如くを選択側ノード 6 4 が故障した部分の近傍で選択される。ステップ 1 1 3 において、実現可能な各ルート上の予備容量が判定される。

20

【 0 0 2 6 】

最後にステップ 1 1 4 において、一つ以上の代替ルートが選択され、選択された代替ルートへの予備容量の割当は選択側ノード 6 4 により制御される。図 1 に示された従来技術による方法と比較して、代替ルートへの予備容量の割当が選択側ノードによって局所的に集中して行われ、これにより、より効率的な割当が可能になり、タンデムノードによる一時的な割当によって生ずる障害が回避される。

【 0 0 2 7 】

・ネットワークのノードの説明

図 5 は、上記の方法で使用するノードを概略的に示す図である。好ましくは、各ノード 7 0 は、情報伝達をネットワークにより使用されるプロトコルに変換するネットワーク終端機器からなるエンドノード 6 1、6 2 の機能を実行し得るべきである。かかるエンドノードの機能は、使用されているネットワークプロトコルの形に適している実現手段が当業者により実施されるので、これ以上詳細に説明しない。図 5 に示されたノード 7 0 は、好ましくは、送信側ノード 6 3 と、選択側ノード 6 4 と、タンデムノード 6 5 の機能を実現し得る。これらの機能は、ノード 7 0 の素子 7 3 に示された復旧機能として簡単に説明される。リンクの間で情報を伝達を交換機能は素子 7 1 によって示される。交換機能 7 1 は、局所的に保持されたデータベース 7 4 を参照するルーティング機能 7 2 によって制御される。オーバーヘッド、管理及び保全の機能 (O A M) は素子 7 5 によって示される。

30

【 0 0 2 8 】

實際上、スイッチング機能 7 1 は、屢々、動作速度を最大限に発揮するため専用ハードウェアにより実施される。ルーティング機能、復旧機能及び O A M 機能は、単独の従来形のプロセッサで実行しても良く、若しくは、多数の従来形のプロセッサで実行しても良い。本発明は、S O N E T に基づく光学的階層転送ネットワークに適用してもよいが、特に、A T M ネットワーク又はフレーム中継ネットワークに適用した場合に有利である。A T M 又はフレーム中継形のネットワークはセル指向型である、フレーム中継形の場合に仮想回路と、仮想接続 (V C) と称される仮想パス (V P) 及び仮想パス V P の集合とがエンドノードの間にセットアップされているので、一定の通信又は通信の一部に対する全てのパケットは、同じルートに沿って伝播する。通信に電話が含まれる場合に、仮想パスは呼の始めにセットアップされ、呼の間に仮想パスに沿ってセルが両方向に伝達される。呼の終わりに仮想パスは放棄される。かくして、いつでもリンク上に多数の仮想パスが設定され

40

50

る。

【 0 0 2 9 】

図 5 の ノード 7 0 の スイッチング 機能 7 1 は、 ノード に 到達 した 各 A T M セル から 仮想 パス 識別 子 を 読み 取る。 交換 機能 7 1 は、 ルーティング 機能 7 2 を 介 して、 データ ベース 7 4 に 保持 され た ルーティング テーブル を 参照 する。 ルーティング テーブル は、 どの リンク が 適切 な 仮想 パス に よって 使用 され ている か を 示 し、 リンク 上 で パケット を 先 に 送 る。

【 0 0 3 0 】

以下、図 6 を 参照 して ルーティング 機能 を 説明 する。 入来 する セル に 対 し、 ステップ 8 1 に おいて、 セル の 行き 先 を 判定 する 必要 が ある。 セル 内 の V P I (仮想 パス 標 識)、 又は、 セル の 行き 先 若 し く は 目的 の 他 の 標 識 に 従 っ て、 ルーティング 機能 は セル を 復旧 プロセ
10
ス に 伝達 する (ステップ 8 2)。 或 い は、 ルーティング 機能 は 上 記 の ルーティング テーブル に 従 っ て 他 の リンク に セル を 伝達 する (ステップ 8 3)。 セル が 復元 され た パス に 属 する と き、 セル は バッファ され る (ステップ 8 4)。 他 方、 セル が ノード 上 で 実行 中 の アプリケーション に よって 使用 され る と き、 或 い は、 O A M 機能 に よって 使用 され る と き、 セル は ノード 内 で 伝達 され る (ステップ 8 5)。

【 0 0 3 1 】

送出 され る セル は、 ステップ 9 0 に おいて ルーティング テーブル から の 行き 先 ノード を 判定 する こと に よ り ルーティング 機能 に よ り 処理 して も 良い。 ルーティング テーブル の 内容 に 従 っ て、 セル は、 一定 リンク 上 の 前 向 き 伝達 の た め 交換 機能 9 1 の 適 当 な 部分 に 伝達 され る。
20

以下、図 7 を 参照 して 図 5 に 示 され た データ ベース 7 4 を 説明 する。 パス ルーティング テーブル 1 2 0 は 確 定 され た 仮想 パス を 記憶 する た め 設け ら れ て いる。 全 て の 行き 先 に 対 し ルーティング テーブル 1 2 0 が 使用 され る。 ルーティング 機能 は ノード の 通常 の 動作 に おいて 上 記 テーブル を 利用 する。

【 0 0 3 2 】

二 つ の 他 の データ ベース 1 2 2 及 び 1 2 3 は、 特 に、 復旧 の 目的 の た め 設け ら れ、 ノード が 選 択 側 と して 作 動 する と き 復旧 機能 に よって 使用 され る。 最 初 に、 代替 パス データ ベース 1 2 2 が 保持 され、 各 代替 パス に 対 する エントリ は 送信 側 に よって 送出 され た 探索 メッセージ に よ り 検 出 され る。 各 エントリ は、 ルート 上 の ノード の 数 に 関 して、 所 定 の 代替 パス に 対 し 少 なく と も 一 つ の ホップ 回路 を 含む。 更 に、 故障 した 部分 から の ノード の 距離 の 標 識 が 記録 され る。 実 現 可 能 な 各 代替 ルート に 対 する こ の “ スコア ” は、 図 1 8 を 参照 して 詳細 に 説明 され る。
30

【 0 0 3 3 】

実 現 可 能 な 代替 ルート の 他 の パラメータ は、 故障 した 部分 の 周 り で 最 適 な 代替 ルート を 選 択 する 際 に 選 択 側 を 補助 する た め 記録 及 び 記憶 され る。

図 8 は 復旧 機能 7 3 の 概略 図 である。 典型的 に、 O A M 機能 は ノード の 周 り の リンク の 状態 を 監視 し、 リンク が 故障 した か 否 か を 判定 する。 復旧 機能 は 次 に ステップ 1 3 0 に おいて、 O A M 機能 から アラーム 標 識 を 受信 する。 故障 した リンク 又 は 故障 した 部分 の 両 側 に ある ノード は、 アラーム を 発生 し、 復旧 を 開始 する。 故障 した 部分 の 両 側 の ノード は “ 保護 (custodial) ノード ” と 称 され る。 各 ノード は パス ルーティング テーブル 1 2 0 を 保持
40
する の で、 保護 ノード は 故障 した リンク を 使用 する 仮想 パス を 知 り 得 る。

【 0 0 3 4 】

次 の ステップ は、 図 8 の ステップ 1 3 1 に 示 され る よう に、 保護 ノード の ペア の 中 で、 送信 側 に なる べき 方 と 選 択 側 に なる べき 方 と を 決定 する。 各 保護 ノード が も う 一 方 の 保護 ノード の ノード I D を 知 っ て いる 場合、 送信 側 / 選 択 側 の 選 定 は ノード I D を 参照 して 行 う こと が 可 能 である。 例 え ば、 ノード I D の 大 き い 方 を 選 択 側 と して も よ い。 こ の 点 に 関 して、 代替 ルート は 検 出 され て い な い の で、 決定 は 独立 に 行 わ れ る べき である。 残り の 使用 中 リンク 上 の 予 備 容量 が 少 ない 方 の ノード を 選 択 側 ノード と して 選 定 する こと に よ り 利 点 が 得 ら れ る。 そ の 理 由 は、 復旧 の 最 悪 の 妨害 が 送信 側 又 は 選 択 側 に 対 する 最 終 的 な ホップ に なる 可 能 性 が ある た め である。 選 択 側 は、 以下 に 図 1 4 及 び 1 5 を 参照 して 説明 する よ
50

うに候補選択側を使用することにより迂回させ得るので、全体として、送信側の周りの妨害が送信側及び選択側の適切な選択により削減される場合、よりよい復旧性能が達成される。

【0035】

図8のステップ132、133及び134に示される如く、次のステップは、適宜送信側若しくは選択側の機能、又は、候補選択側又はタンデムノードの機能を実行することである。

・選択側ノード機能の説明

図9を参照するに、選択側ノードの基本機能が概略的に示されている。選択側ノードは、ステップ140において、送信側からタンデムノードを介して探索メッセージの大量の流れを受信する。メッセージのフラッディングインスタンスは送信側と選択側との間で全ての予備容量を探し出すが、従来の方法とは違って特定のパスに容量を割り当てることがない。ステップ141において、選択側ノードは、少なくとも各ルートのホップ数と、各リンクのルート上の予備容量と、選択側が故障したリンクによって影響された各仮想パスに対し最も適当な代替ルートを選定する際に補助する他のパラメータとを含む実現可能な代替ルートのデータベースを構築する。影響を受けた仮想パスを復旧するため、選択側は最初の完全なパスが到達すると直ぐに容量を割り当て始める。割当は使用される特定の割当アルゴリズムに依存する。予備容量の使用の効率の点で異なる結果を生ずる種々のタイプの割当アルゴリズムが考えられる。簡単なF C F S（先に来た方が先にサービスを受ける）形のアルゴリズムは、容量が送信側からのフラッドメッセージの受信によって識別されると直ぐに、単にランダムな形式で仮想パスを予備容量に割り当てる。

【0036】

選択側は、図9のステップ142において、送信側にメッセージを返すことにより、各パスに対し十分な容量を伴う最短ルートをパス毎に容認する。代替ルートのデータベースは、ステップ143において、他の仮想パスのため利用可能な減少した予備容量を反映させるため補正され得る。選択側は、ステップ144に示される如く、復旧された全ての仮想パス、或いは、残りの全ての仮想パスが代替ルート上の予備容量の不足により妨害されるまで、影響を受けた仮想パスのリストの中を繰り返す。

【0037】

ステップ145において、選択側ノードは復旧プロセスのため確保されたままの予備容量を放棄するように全てのノードに通知する。これは、当然、全ての影響を受けた仮想パスが復旧された後に一回だけ行われる。

リンク内の故障の期間中にセットアップされるべき新しい仮想パスは、故障した部分を超えるため新たに経路を決められる。これは、通常、フラッドメッセージにより識別された代替ルーチンを使用する復旧プロセスの一部としてではなく、故障した部分の近傍にあり、かつ、おそらく広い領域に亘るノードのルーティングテーブルを変更することにより行われる。

【0038】

他の実現可能な割当又は配置アルゴリズムは、ループ除去を伴うF C F S、並びに、ループ除去及び遅延を伴うF C F Sを含む。ループ除去は、図19乃至22を参照して詳述される。簡単に言うと、容量の割当の前（若しくは後）に、メッセージは、パス自体が交差する交差ポイントを識別するためパスに沿って送信される。これは、パスが三つの部分、即ち、故障した部分の前後の仮想パスの元の区画と、故障した部分の周りで二つの破損区画を連結する第3のバイパス部分とから構成される場合に複雑である。ループ除去メッセージは、交差ポイントのループを迂回し、次に、ループ内の各リンクの容量を放棄するため迂回されてループの周りを伝搬する。最後に、ループ除去メッセージは、容量が他の仮想パスに再割り当てされるように放棄されたことを選択側に通知するため、選択側に戻る。

【0039】

ループ除去の効果を高めるため、遅延が含まれるならば、現在のホップ数よりも少ないホ

10

20

30

40

50

ップ数を備えた他の復旧パスは所定の時間間隔に亘り阻止される。現在の最短パスのホップ数は、現在の復旧パスよりも長い復旧されたパスから全てのループが除去されたとき、減少される。遅延が全てのループ除去メッセージが戻されるのに充分であるならば、割当アルゴリズムは最短のループの無い復旧パスを継続することが許される。ループ除去プロセスのための最大遅延は評価することが可能であり、ループ除去インスタンスの場合に与えられた正確なタイムアウト値は作用しなくなる。これにより、メッセージが変造又は失われた場合にフェールセーフ動作が提供される。

【 0 0 4 0 】

・ タンデム ノード 動作 の 説明

図 10 を参照するに、タンデム ノード は、ステップ 1 4 9 において送信側からフラッドメッセージを受信するまで、故障した部分は分からない。ステップ 1 5 0 において、メッセージは予めタンデム ノード の中を伝搬していたならば無視される。各 ノード によって全ての出力リンクに伝達されたフラッドメッセージの本質として、ある種のメッセージがループ内を移動し、同じタンデム ノード に戻る。かかるメッセージが放棄され得るように、各メッセージは通過したノードを記録する。或いは、ノードが受け渡しをしたフラッドメッセージを記憶してもよい。

10

【 0 0 4 1 】

ステップ 1 5 1 において、タンデム ノード は、リンクの予備容量に関する情報をメッセージに追加する。ステップ 1 5 2 において、メッセージのホップ数は一つずつ増加される。ステップ 1 5 3 に示される如く、あるポイントで、タンデム ノード はこの復旧プロセスのため全ての 予備容量を確保する。各フラッドメッセージは、ネットワークの同一エリアに多数の故障がある場合に、関係している復旧プロセスの標識を有する。予備容量は、以下に説明する如く復旧プロセスの間で共有される。ノードは、同じ復旧プロセスに属する他のメッセージが同じ予備容量の値と共に転送されることを保証するため、復旧プロセス用の予備容量の量を記録する。

20

【 0 0 4 2 】

ステップ 1 5 2 において、フラッドメッセージは、ホップ数が所定の閾値よりも大きくない限り、全ての他のリンク上のタンデム ノード により放送される。このホップ数に対する制限は、ネットワークを閉塞させないようにフラッドメッセージの範囲を制限する。ホップ数の制限は所望の代替ルートの長さに従って選定し得る。

30

【 0 0 4 3 】

ステップ 1 5 5 において、タンデム ノード は選択側からの容認を待ち、容認後に限り、仮想パスによる要求に応じてある程度の予備容量を仮想パスに割り当てる。

たとえ、割り当てられるべき容量が無くても、タンデム ノード はその旨を記録し、放送されるフラッドメッセージ上で伝達するので、選択側 ノード 内のデータベースは予備容量の不足を反映させる。

【 0 0 4 4 】

・ 送信側 ノード 動作 の 説明

図 1 1 を参照するに、送信側 ノード の機能が概略的に示されている。ステップ 1 6 0 において、仮想パスが隣接ノードまでセットアップされる。仮想パスのルート内の故障はステップ 1 6 1 において検出される。ステップ 1 6 2 において、送信側は、全ての隣接したノードを介して、選択側 ノード への代替ルートを検出し、上記代替ルートのリンク上の予備容量情報を選択側 ノード に伝達するため、メッセージを送出する。ステップ 1 6 3 において、ルート容認が選択側から受信されたときに限り、送信側は、ルーティングテーブルを変更することにより、選択されたルートに沿った仮想パスの新ルートを決める。送信側内のルーティングテーブルは、次の仮想パスが故障した部分から遠くでセットアップされることを保証するため変更される。選択側と同様に、送信側は、次の仮想パスが故障した部分を回避することを保証するため、故障したリンクによって先に提供された行き先に対するルーティングテーブルを変更するように他のノードに警告する。

40

【 0 0 4 5 】

50

・多重リンク故障

多重リンク故障は、全ての予備容量が一つの復旧インスタンスに割り当てられている可能性があるため、このアルゴリズムにおける複雑な問題である。一つのプロセスしか存在しないならば、全ての容量は当然一つのプロセスに割り当てられるべきである。しかし、プロセスが同時に行われるか、別々の時に行われるかは無関係に、デッドロックは回避されるべきである。

【 0 0 4 6 】

利用可能な予備容量の量は、二つ以上のリンクが故障したとき全ての復旧アルゴリズムを制限する。他の復旧インスタンスが実行中であると検出された場合に、復旧インスタンスが特定の時間後に再試行するメカニズムが存在することが望ましい。これにより、プロセスが終了したとき別の探索が行われる可能性はあるが、アルゴリズムが初期の復旧探索を試みることを阻止しない。

10

【 0 0 4 7 】

二つのアルゴリズムが同時にスタートするならば、両方のアルゴリズムが故障の間で分割された容量を備えた復旧を撤回、若しくは、実行するメカニズムが存在する必要がある、又は、一方のプロセスが他方のプロセスを終了させるため実行をやめる必要がある。第1の方法は、二つのアルゴリズムが設定された予備容量の画分を一方のアルゴリズムに割り当てるためタンデムノードを制限する別個のフラッド探索インスタンスを生成することを可能にさせる。第2のアルゴリズムは遅延された復旧インスタンスのための復旧時間を増加する。

20

【 0 0 4 8 】

・ノード故障

ノード故障を処理する第1の段階は、隣接したノードが、リンク故障ではなくノード故障であると判定することであり、これについては、フジイ及びヨシカイによる“Restoration Message Transfer Mechanism and Restoration Characteristics of Double-Search Self-Healing ATM Network”, IEEE Journal Select. Areas Commun., Vol 12, no. 1, pp. 149-157, Jan 1994 に詳述されている。ノードは、ノードの故障であると認識した後、どの仮想パスが各“エンド ホップ”ノードに向けられているかを判定するため十分な情報を含むことが好ましい。以下の説明で用語「セカンド」は、後方又は前方にホップ2個分離れたノードを表わす。全てのノードが一つの送信側/選択側相互のインスタンスを有するように保護ノードの間に幾つかの送信側/選択側インスタンスを生成することが有利である。これは以下の説明の通り実現される。ここで、故障したノードはサスペクトノードと称される。

30

【 0 0 4 9 】

保護ノードがサスペクトノードは動作不能であると識別したとき、保護ノードは、他の保護ノード、即ち、ノードのセカンドホップテーブルエントリ内の他の全てのノードと共にそれ自体に命令する。各ノードは、「保護ノード系列リスト」内でノードIDに関して相対的な位置を占める。この系列化は、最大のIDを有する保護ノードが最初のノードで、最小のIDを有する保護ノードが最後のノードになるように行われる。例えば、図12に示される如く、保護ノード系列リストがC、D、H、Lであるならば、各保護ノードは系列リスト内の下位にある他の保護ノードに対し送信側状態を有する。同様に、各ノードは系列リスト内の上位にある他の保護ノードに対し選択側状態を有する。例えば、以下の表1は、送信側/選択側状態を説明する表である。

40

【 0 0 5 0 】

【表1】

表 1：送信側／選択側状態

ノード	送信側状態	選択側状態
C	D, H, L	なし
D	H, L	C
H	L	C, D
L	なし	C, D, H

10

【 0 0 5 1 】

かくして、全送信側状態は上記表の中の各選択側状態に対しフラッド探索インスタンスを作成する。探索インスタンスの間に、各タンデムノードは、送信側／選択側ペアの数に関して容量の画分を確保する。この情報は探索メッセージ内に保持することが可能であり、以下の式

【 0 0 5 2 】

【 数 1 】

$$\sum_{\chi=1}^{N-1} (N - \chi) = \frac{1}{2} N \cdot (N - 1) \dots \dots \dots (1)$$

20

【 0 0 5 3 】

に一致し、式中、Nは保護ノードの数である。容量を容認し及びループ除去を実行するプロセスは上記のプロセスと同じである。図 1 3 には、保護ノードが、夫々の送信側／選択側ペアに対し種々の復旧プロセスの間に選択側及び送信側としての機能を行うべきことが説明されている。

・ 候補選択側

30

選択側ノード 6 4 の周りのボトルネックを避けるため、選択側ノードの幾つかの機能は、図 1 4 に示される如く、候補選択側 1 8 0 に委ねられる。選択された代替パスは選択側ノードを迂回する。選択された代替パスの動作は図 1 5 を参照して説明する。ステップ 1 8 1 において、候補選択側は、タンデムノードを介して送信側からフラッドメッセージを受信する。上記メッセージは 1 次選択側 6 4 に伝達され、故障部分の周りで迂回されたパスの候補選択側終端を示す。

【 0 0 5 4 】

ステップ 1 8 3 において、候補選択側は、送信側に戻るパスを復旧させる容認を選択側から受信する。ステップ 1 8 4 において、候補選択側は、送信側に戻る 1 次選択側の要求を容認し、復旧迂回パスと元の故障パスとを接続する。最後に容認信号が選択側に送られ、1 次選択側と候補選択側との間の古いパスが破棄され、他の復旧パスのため利用可能にされる。

40

【 0 0 5 5 】

候補選択側によって回避されたボトルネックはカットセットに関して説明することが可能である。

カットセットとは、除去されたときにグラフを二つに分割するリンクの集合である。復旧プロセスに対し、ループ除去がネットワークに実現されていないならば、最小の容量で送信側及び選択側を分離するカットセットは制限因子（最小カットセット）である。最小カットセットは、おそらく、1 ホップの範囲内で最小のカットセット容量を備えた保護ノードの周辺に存在する。いずれかの保護ノードが 1 次選択側であり得るならば、最小カット

50

セットは、おそらく、最小カットセット容量を備えたノードを候補選択側が割り当てられ得る1次選択側として選択することにより増加される。復旧中に、1次選択側は、復旧に関係した全ての情報のデータベースを保持する。候補選択側の概念は、送信側が各候補選択側と1次選択側との間に単一のフラッディングインスタンスを作成する点で従来の方法とは異なる。候補選択側の概念を実現するため、送信側は、全てのセコンドホップノードのノード識別を必要とする。全ての探索インスタンスに対し、タンデムノードは、選択側（候補又は1次）に同じ予備容量を通知する。候補選択側がそれ自体のためのメッセージを受信したとき、受信された情報を1次選択側に通知する。データベースから、1次選択側は、候補選択側を通過する故障した仮想パスと、その復旧のため利用可能な予備容量の量を識別する。1次選択側は全ての復旧プロセスを候補選択側に通知する。完了後、あらゆるループ除去プロセスを開始し、あらゆる放棄された容量を1次選択側に通知するのは候補選択側の機能である。

10

【0056】

選択側が最も少ない数の隣接ノード有するように選択されたならば、候補選択側の概念は最も確率の高い最小カットセットの除去に役立つ。原則として、同じ概念が送信側に対して適用され得る。

・最適化の考察

図16は最適化により復旧能力が改善され得る態様を説明する図である。ステップ190において復旧ルートを選択した後、ステップ191で、できるだけ早く既存の仮想パスを復旧するため容量が割り当てられる。ステップ192において、ルートが最適化され得るか否かが判定される。ルートが最適化され得る場合、ルートは変更され、未使用の容量がステップ194において放棄される。

20

【0057】

上記の如く、容量が割り当てられる前に、適当な割当アルゴリズムの選択によりある種の最適化が行われる。以下に説明する最適化の技術は、割当の前後のいずれでも最適化するため適用され得る。

図17はルートを最適化するための3通りの選択肢を示す図である。故障部分からの距離は評価され、各ルートに対する相対的なスコアが判定される（ステップ200）。これは図18を参照して説明する。非ループパスのパス長短縮ステップ（ステップ201）が使用される。これは図23を参照して説明する。ループ除去ステップ（ステップ202）は

30

【0058】

・故障部分からの距離の評価

このスコアシステムの考え方は、故障の最近傍にある最も混雑したリンクから復旧パスを遠ざけることである。かかる技術は、復旧される容量を増大させるがより長いパスを利用する可能性がある。この技術を用いて検出されたパスは、既に存在しているが、それ自身が復旧プロセスにアピールすることがないので「サイレントパス」と称される。

【0059】

図18は、サイレントパスと、現在の復旧されたパスとの差を示す図である。サイレントパスを評価するため、サイレントパスには故障リンクからの距離に対するスコアが与えられる。最適パスは、スコア、並びに、他のパラメータに基づいて選定可能である。

40

・距離スコア判定

最初の仕事は、ノードに故障したリンクからの距離を通知し、スコアを割り当てることである。これは、送信側と選択側との間の2パス放送により実現される。故障が検出されたとき、保護ノードは、単一メッセージを他の保護ノードに放送する。メッセージがネットワーク中に伝播するとき、ホップ数が維持される。受信された最小ホップ数に依存して、メッセージは中間ノードに故障したリンクからの距離を与える。ノードは、メッセージが受信された最小ホップ数よりも大きいホップ数を有するときメッセージを終了させ得るので、この探索が直ぐに破棄されることは明らかである。

・距離スコア値

50

各リンクに割り当てられたスコアは、故障したリンクから遠い方にあるリンクのセット数が短い方のパス上で近い方にあるリンクの代わりに選択されるように設計される。例えば、リンクのセット数の最大値が3であるならば、パスは1ずつ大きいスコアを伴うリンクよりも1ずつ小さいスコアを備えた3本のリンクを含み得る。

【0060】

リンクのスコアを判定するため、ポイントのスコアが絶対的、即ち、零である所定の距離が必要である。本例では、故障から4ホップ以上離れたリンクは零のスコアを有する場合を想定する。従って、リンクのセット数が3であるならば、スコアは以下の通りである。

・故障したリンクから4ホップ離れたリンクのスコアは2である。

・故障したリンクから3ホップ離れたリンクのスコアは、

$$3 \times (4 \text{ ホップ離れたリンクのスコア}) + 1 = 7$$

である。

・故障したリンクから2ホップ離れたリンクのスコアは、

$$3 \times (3 \text{ ホップ離れたリンクのスコア}) + 1 = 22$$

である。

・故障したリンクから1ホップ離れたリンク、即ち、送信側又は選択側に接続されたリンクのスコアは、

$$3 \times (2 \text{ ホップ離れたリンクのスコア}) + 1 = 67$$

である。

【0061】

・距離スコアを用いるパスの最適化

スコアが最小化されたとき、パスは、長さが制御されているとしても、最短ルートの故障の周りで遠い方のルートを選択する。これは、ここで提案されている復旧アルゴリズムの場合、以下の2通りのスキームのいずれか、又は、両方のスキームの組合せを用いて実現される。

【0062】

スキーム1：

選択側は最小スコアを有する復旧ルートを選択し得る。これは、通常、候補選択側を経由するルートがより小さいスコアを負うので、そのルートが最初に充足されることを保証する。

スキーム2：

最適化アルゴリズムは、選択側により、又は、パスが確定されたときにパス上で行われ得る。確定されたパスを用いるこの方法は、破棄された容量が選択側に直ぐに割り当てられないことを意味する。選択側又は候補選択側によって始動された最適化は、選択側に情報を与える能力がある。

【0063】

スキーム2を実現するため使用される最適化アルゴリズムは、最適化されたパスに割り当てようとする容量を選択側に通知しなければならない。最適化アルゴリズムは、復旧されたパスのエンドポイントの間で探索方法を用いることによりサイレントパスを判定し得る。このポイントが見つけた後、ここに提案された復旧アルゴリズム

・選択側からのサイレントパスのための容量の要求

・サイレントパスの確定

・復旧パス上の冗長な容量の放棄

・成功/失敗及び放棄された容量を開示するため選択側に容認を返答

との互換性を保証するため、設定された規則が必要とされる。

【0064】

図18を参照するに、アルゴリズムは最短パスを最小に割り当てるスキームを実現するので、初期復旧ルーチンが選定される。リンク上の容量は、他のパスに割り当てても良く、或いは、故障したリンク、特に、送信側及び1次選択側から更に離れたリンクに移しても良いことが分かる。本スコアシステムは、故障したリンクから離れているサイレントパス

10

20

30

40

50

が各リンクに与えられたスコアを最小化することにより見つけれ得ることを示している。

【 0 0 6 5 】

サイレントパスの確定は、全体的な割当アルゴリズムに使用された制御スキームに依存する。スキーム 2 について説明した技術は、ここに提案された復旧アルゴリズムに適している。他の復旧方法との互換性を保証するためには変更を加える必要がある。

・ ループ除去

元のパス及び送信側から（ 1 次又は候補）選択側へのパスは、夫々、ループを含まない。両方を連結することは、ループを発生させる可能性がある。図 19 の（ A ）、（ B ）及び（ C ）は、単純なループ形成が行われる場合を説明する図である。特に、高いネットワーク負荷で動作するとき、並びに、遅延応答性トラヒックを伝搬するとき、ループに含まれる全ての容量を放棄し、損傷したパスの復旧を補助するため新たに割り当てられることを可能にさせることが望ましい。

【 0 0 6 6 】

本復旧アルゴリズムのためのループ除去アルゴリズムの実装は、 1 次選択側をデータベース保持側である場合を想定する必要がある。ループ除去アルゴリズムは、一つの解に収斂し、候補 / 1 次選択側に情報を与える必要がある。ループ除去を分散形式で実現することは、選択側で必要とされる処理能力を低下させ、フェールセーフ解の設計を補助する。このアルゴリズムは、仮想パス V P に関して説明されるが、仮想接続 V C ループ除去も実現可能である。

【 0 0 6 7 】

図 20 を参照するに、 A 、 B 及び R が、夫々、 e_s から s 、 e_c から c 、 s から c までのパス上の全てのノードの巡回であるように復旧されたパスが示されている。但し、 s 及び c は、送信側ノード及び選択側ノードであり、 e_s 及び e_c は、夫々、送信側及び選択側の元のパスのエンドポイントである。元のパスはループを含まないので、パス A 及び B は共通したノードを持たない。ノード

【 0 0 6 8 】

【数 2】

$$A \oplus R \oplus B$$

【 0 0 6 9 】

の巡回により形成された復旧されたパス内には、ループが存在する可能性がある。ここで、

【 0 0 7 0 】

【数 3】

$$\oplus$$

【 0 0 7 1 】

は、並置(juxtaposition)を表わす。グラフ理論から得られる基本的な結果は、巡回

【 0 0 7 2 】

【数 4】

$$A \oplus R \oplus B$$

【 0 0 7 3 】

はループのないパスを含むということである。このパスを

【 0 0 7 4 】

【数 5】

$A' \oplus R' \oplus B'$

【0075】

と表わし、但し、 A' は終端を e_s 及び s' とした A の 2 次巡回、 R' は終端を e_c 及び c とした R の 2 次巡回、 B' は終端を s' 及び c' とした B の 2 次巡回である。解が得られるような s' 及び c' を見つけることがアルゴリズムの役割である。

このアルゴリズムは、フェールセーフ的に、即ち、ループが除去される前に迂回され、選択側データベースは予備容量が実際に放棄された後に限り更新すればよいように、ノード s' 及び c' でパスを変更する必要がある。二つの実現可能な独立な交差しが存在し得ないので、復旧されたパス内には最大で二つのリンクが別々のループ、即ち、一方が s' を含み、他方が c' を含む二つのループが存在することが分かる。

10

【0076】

このアルゴリズムは、復旧パスが割り当てられたとき選択側によって始動される。上記理論によれば、復旧パスの区画と元のパスの区画との間の交差を判定しなければならないことが分かる。これを実現するため、送信側/選択側と、対応した夫々のエンドポイント e_s / e_c との間のパスは、セット A 、 B 及び R を示すためマークが付けられている。三つのパスの区画は、各ノードのルーティングテーブル内のパスタイプフィールドを用いてマークが付けられている。このプロセスを実行するため単一メッセージ M が使用され、メッセージ M は幾つかのフィールド、即ち、インデックス値、パスタイプ、ループ放棄通知 (rel)、 s' 検出 (S')、 c' 検出 (C') 及び放棄された容量のテーブルが含まれる。

20

【0077】

パスタイプ = B 、 S' 及び C' を含み、 rel がクリアされた単一のインデックス付きメッセージ M は、選択側から仮想パス VP に沿ってエンドポイント e_c まで送信され、パス内の各ノードは、仮想パス VP に対するインデックス値及びパスタイプ値を記録する。セット B のノードの識別を示すメッセージがエンドポイント e_c から選択側に返される。次に、セット A 及び R に属するノードの識別が処理される。選択側は、パスタイプ = R を含むメッセージ M を、復旧パスを介して送信側に送り、各ノードは送信側に達するまでにインデックス及びパスタイプを記録する。このプロセスは、パスタイプ = A を用いて、送信側とエンドポイント e_s との間で繰り返される。 A 、 B 及び R が識別された後、 s' 及び c' に対する有効なノードを検出し、仮想パス VP が交差して接続される必要がある。エンドポイント e_s は S' ビットがセットされたメッセージ M を返送し、 A 内の各ノードは R に同じインデックスが記録されたか否か、即ち、同じ値でインデックスされたパスタイプ R の仮想パス VP かどうかを検査する。かかる記録が存在するならば、パスの交差が存在し、 C' ビットがセットされたメッセージ M が選択側の向きに従って復旧パス上に送出される。このポイントから、同じ値でインデックスされたパスタイプ B の仮想パス VP の最初の出現は、 R と B との間の交差ノード、即ち、 c' を示し、次に、ノードは M を受信した後、同じ値でインデックスされたパスタイプ B の仮想パス VP か否かを検査する。このようなパスが検出されたとき、 c' が検出され、パスタイプ B とパスタイプ R の仮想パス VP の間に接続が作成され得る。ノードは c' 状態を記録し、 s' を配置するため送信側に、 S' がセットされ C' がクリアされたメッセージ M を返す。 s' は、同じ値でインデックスされたパスタイプ A を配置するための最初のノードであり (このノードは c' と同じノードである点に注意する必要がある)、 A と R の間に交点、即ち、 s' を配置する。パスタイプ R の仮想パスとパスタイプ A の仮想パスは、

30

40

【0078】

【数6】

$$A' \oplus R' \oplus B'$$

【 0 0 7 9 】

である巡回 A' 、即ち、ループのないパスを完成させるため s' で接続する。

s' 及び c' が識別され、パスが短縮され、ループを破棄することが可能である。選択側は破棄されたループを通知されるべきであり、 s' の周りのループが最初に破棄される。これは、 rel ビットが設定された M を復旧ルート上で送信側に向けて伝達するだけで実現される。各ノードは、入来する仮想パス VP を放棄し、情報、即ち、メッセージ M のテーブルを記録する。 s' は上記プロセスを終了させ、メッセージ M がループを終了させたとき rel ビットをクリアし、メッセージ M をノード c' に向けて送る。 c' において、メッセージ M' が作成され、 rel ビットがセットされたメッセージ M 及び M' は、夫々、パスタイプ R 及び B と共に、選択側に向けて伝播する。放棄された容量は記録され、両方のメッセージが選択側で終了する。選択側はメッセージ M 及び M' からのデータをデータベースに格納し得る。

10

【 0 0 8 0 】

ループは、パスがループの無い形式に変更されるまで削除されないので、アルゴリズムは、メッセージ M 又は M' のいずれかが失われた場合でも安全側に作動する。選択側は、全てのループが削除されたときに、放棄された容量が通知されるだけであり、容量の2重の割当が無い旨を保証する。本方法は、送信側又は選択側を含むループを探索し、故障部分の近傍の最も混雑したエリアで容量の再利用を容易にさせることが明らかである。

20

【 0 0 8 1 】

図 2 1 及び図 2 2 は、プロセスの原理的なステップを要約した図である。ステップ 1 3 0 において、選択側はループ除去を開始し、メッセージを選択側に接続された元のパスエンドノードに送信する。パスタイプ B の区画を配置するためメッセージが選択側に返送される。次に、メッセージがパスタイプ R の区画を配置するため選択側から復旧パスを介して送信側に送られる。3 番目のセグメントタイプ A は、送信側から元のパスを介して依然として送信側に接続されているエンドノードに送信されたメッセージにより識別される。

【 0 0 8 2 】

ステップ 1 3 4 において、メッセージは、パスタイプ B の区画がパスタイプ R の区画と交差するまで、エンドノードから元のパスを経由して送出される。次に、送信側の周りの最初のループがステップ 1 3 5 で切断され得る。ステップ 1 3 6 において、2 番目のループが切断され得る。ステップ 1 3 7 において、ループの周辺にメッセージを送出し、放棄された容量を記録することにより、容量が2番目のループで放棄される。最後に、放棄された容量が再利用され得るように、ステップ 1 3 8 において、メッセージが送信側に送られる。選択側への二つのパスがあり、ループ状になっているので、メッセージは重複し、ループの半分毎に放棄された容量はメッセージにより記録され、選択側に送られる。

30

【 0 0 8 3 】

図 2 3 はループ除去を実行するメッセージの状態図である。以下の状態遷移表において、ループ除去メッセージを伝達するノードに対し、現在及び次の状態が示され、各遷移に対し、現在のノードにより受信されたメッセージフィールドが示され、現在のノードによって行われるべき動作が示されている。

40

【 0 0 8 4 】

【表 2】

表2：ループ除去メッセージを伝達するノードの状態遷移表

現在の状態	受信メッセージ フィールド	動作現在ノード	次の状態
スタート	rel = 1 又は S' = 1 又は C' = 1	Mを削除	スタート
スタート	パスタイプ = B S' = 0 C' = 0 rel = 0		B
スタート	パスタイプ = A S' = 0 C' = 0 rel = 0		A
スタート	パスタイプ = R S' = 0 C' = 0 rel = 0		R
B	パスタイプ = R S' = 0 C' = 0 rel = 0		BR
B	rel = 1	出現するVPを放棄	エンド
A	rel = 1	出現するVPを放棄	エンド
R	rel = 1	出現するVPを放棄	エンド
R	パスタイプ = A S' = 0 C' = 0 rel = 0		AR
C'	C' = 1 rel = 0	M' を作成 MとM'にrel = 1をセット Rを介してMを送信 Bを介してM'を送信	スタート
BR	C' = 1 rel = 0	セットC' = 1, S' = 1	C'
BR	rel = 1	出現するVPを放棄	エンド
AR	rel = 1	出現するVPを放棄	エンド
AR	R上に出現 S' = 1 rel = 0	セットrel = 1, S' = 0	S'
AR	A上に出現 S' = 1 rel = 0	セットC' = 1, S' = 0	AR

注：

特定の時間中に動作が生じない場合、全ての状態はスタートに戻る
他に指示がない限り、全ての状態は現在の方向にMを伝達する

【 0 0 8 5 】

・非ループパス長短縮

これは別の分散形最適化プロセスであり、他のプロセスと組み合わせて用いてもよい。

図24を参照するに、容量がパスを移すため利用可能であるならば、ループを含まない復旧されたリンクが重要なリンク上で不必要な容量を占有し得ることが分かる。現在までのところ、上記のパスを決定する唯一の方法は、長い時間を要し、非常に多くのデータ処理を必要とするグローバル復旧アルゴリズムを要求する。以下、復旧能力を改良するため高速復旧技術用に開発された局所制御形の最適化方法を説明する。

【 0 0 8 6 】

最適化プロセスは単一リンクを使用してパス内のあらゆる短縮を決定する。以下の基本的なプロセスの説明は簡単化された一例である。

アルゴリズムは、復旧されたパスにより占有された多数のリンクを置き換える単一リンクを検出することを試みるので簡単である。従って、単一リンクのエンドポイントは復旧されたパス上に存在する必要がある。単一リンクがパス上に無い場合に、最適化プロセスは、単一リンクにより分離されたパス上に既にノードがあるかどうかの簡単なテストになる。これは、単一メッセージを一方のエンドポイントから他方のエンドポイントに伝達することにより実現される。メッセージがパス上の各ノードを通過すると共に、リンクを固有のIDでマークする。次に、各ノードは、隣接したノード（パス上に在ることが分かっているノードを除く）の中に同じIDを含むノードが存在するかどうかをテストする。かかるノードが存在する場合、そのノードは同一パス上に存在する必要があり、先行する隣接したノードよりもエンドポイントに近づかなければならない。かくして、要求されたリンク上で十分な予備容量が利用可能であるならば、パスが短縮される。

10

【 0 0 8 7 】

【 実施例 】

・ 結語及び実装上の考察

本発明は、特に、ノードの複雑な予備容量割当を使用する非常に負荷の重いネットワークの復旧に適當である。従来のアルゴリズムは、約40%の予備容量を得るため、約60%の平均ネットワーク利用率を必要とする。その上、十分な予備容量を保証するため予め計画された容量割当が必要とされ、若しくは、100%の復旧は達成されない。しかし、現在使用されている殆どのネットワークは、コストを削減するため、略90%の負荷がかけている。本発明は、特に、約10%の予備容量しか存在しない場合に復旧性能を改良するため適用可能である。復旧は、分散技術と、ネットワーク構造の変化に対する動的適応性とを使用する。これは、ネットワーク計画の支援に使用され得る。

20

【 0 0 8 8 】

仮想パスを使用するATMネットワークで使用されるならば、予備容量は、仮想パスを最低保証容量レベルまで低下させることにより増加される。予備容量は、トラヒックの優先順位付け又は選択的除去により負荷を低減することによっても増加される。

仮想パスの容量は接続セッアップ中に定義される。ネットワーク中のパスが全体的に仮想パス全体に対して見つけれられないならば、仮想パスをより小さい仮想パスに分割しても構わない。この処理は、仮想接続（VC）スイッチにおいてのみ行われ、それ以外の場合に、仮想パスは全体として復旧される必要がある。これは、最適な結果を得るため利用され得るATMネットワークの一つの利点である。

30

【 0 0 8 9 】

復旧アルゴリズムを実現する場合に、ネットワーク内の全てのノードは、送信側、1次選択側、候補選択側又はタンデムノードの機能を実行し得る必要がある。ループ除去アルゴリズムは、上記機能と並行して処理される必要がある。1次選択側の機能は、復旧期間中に送信側から1次選択側及び各候補選択側への全てのパスのデータベースを統合、保持しなければならないので、プロセッサとメモリを殆ど含む。

40

【 0 0 9 0 】

平均的なメモリ利用率は、平均ネットワーク度数に依存し、以下の式

$$ND^{HC} \times (ND + 1) \quad (2)$$

但し、

ND = 平均ネットワーク度数

HC = 制限フラッド探索ホップ数

により計算され得る。

【 0 0 9 1 】

式(2)中の(ND + 1)は、候補選択側のためであり、単一の選択側の場合には削除する必要がある。候補選択側を使用することにより、エントリ数は増加するが、候補が使

50

用されないとき、著しく増加する制限ホップ数がより多くのエントリを必要とする。典型的に、ループ除去を伴う候補選択側方式のため6個のホップだけが必要とされる。そこで、平均度数4のネットワークにおいて、20,280個のエントリが必要とされる。候補選択側を用いない元のFCFSアルゴリズムの場合、最大で13ホップまで必要とされ、6,700万個のエントリが必要である。

【0092】

処理能力はソフトウェア設計に依存する程度が大きいので、処理能力を評価することはより困難である。処理能力を測定するため、32MBメモリを搭載したSun SPARC Station 10上でシミュレーションを行った。遅延及び候補選択側が追加されたループ除去アルゴリズムの場合に、プロセスは1秒未満の時間を要した。これには、復旧パスを決定する際のフラッディングプロセスと、ループ除去アルゴリズムのための分散処理とが含まれる。処理能力はメモリ利用効率に依存するだけではなく、ネットワークの予備容量及びその分散性にも依存する。かかるアルゴリズムを現在の交換機に実装するために著しい処理能力は必要ではないであろう。

10

【0093】

上記アルゴリズムは、ネットワーク内に種々の品質のレベルのサービスを許可する。これは、仮想パスに対し順序付けされたQoSの作成を意味するだけではなく、ネットワーク内の異なるリンクへの品質の割当を意味する。この場合、仮想パスルーティングは、仮想パスの長さ、リンクQoSと、サービスQoSパラメータとに基づく。優先順位の低いパスを除去し、優先順位の高いパスで置き換えるバンピングと称される技術を導入してもよい。

20

【0094】

他の変形は、請求項に記載された範囲内で当業者にとって明らかである。

【図面の簡単な説明】

【図1】従来の復旧方法の説明図である。

【図2】ネットワークの構成図である。

【図3】本発明による復旧方法の説明図である。

【図4】本発明による復旧方法の説明図である。

【図5】図2のネットワークで使用されるノードの内部構造の構成図である。

【図6】図5のノードのルーティング機能の構成図である。

30

【図7】図5のノードのデータベースの構成図である。

【図8】図5のノードの復旧機能の説明図である。

【図9】本発明の方法における選択側ノードの動作の説明図である。

【図10】本発明の方法におけるタンデムノードの機能の説明図である。

【図11】本発明の方法における送信側ノードの機能の説明図である。

【図12】故障したノードを含むネットワークの説明図である。

【図13】図12の保護ノード“H”の構成図である。

【図14】候補選択側ノード及び1次選択側ノードを含むネットワークの説明図である。

【図15】候補選択側の幾つかの機能の説明図である。

【図16】本発明による最適化を伴う復旧方法の説明図である。

40

【図17】図16に示されたルートが最適化され得るかを判定する段階の詳細な説明図である。

【図18】故障した部分からの距離を評価を示すネットワークの説明図である。

【図19】ネットワーク内のノードと、ループ除去プロセスを説明する図である。

【図20】ノードのネットワークと、ループ除去メッセージが伝えられるパスを説明する図である。

【図21】ループ除去メッセージの動作の説明図である。

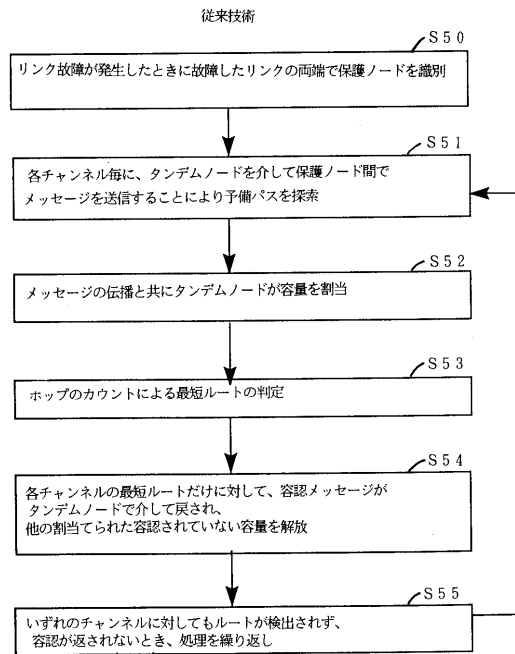
【図22】ループ除去メッセージの動作の説明図である。

【図23】ループ除去を実行するメッセージの状態図である。

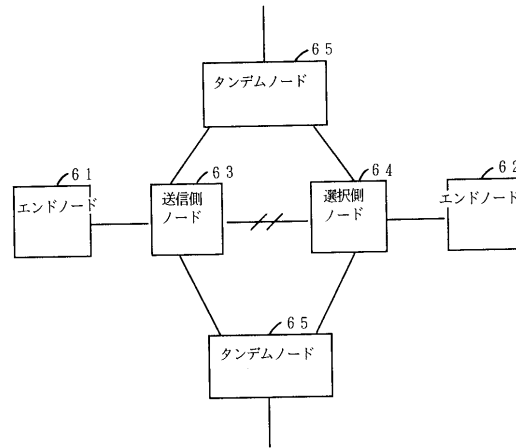
【図24】非ループパス長の短縮の説明図である。

50

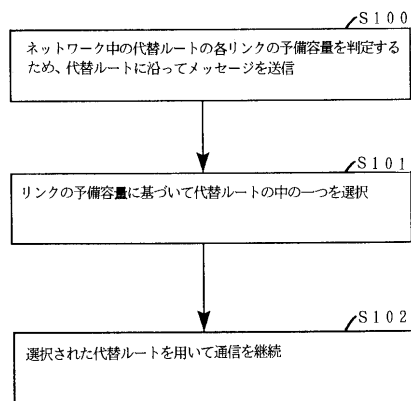
【図 1】



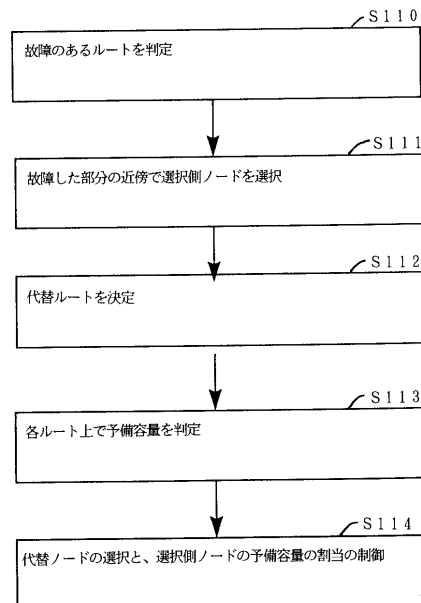
【図 2】



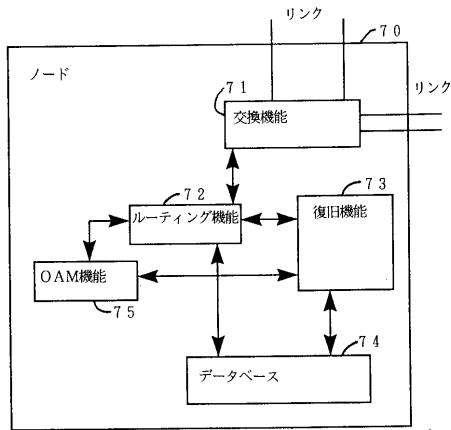
【図 3】



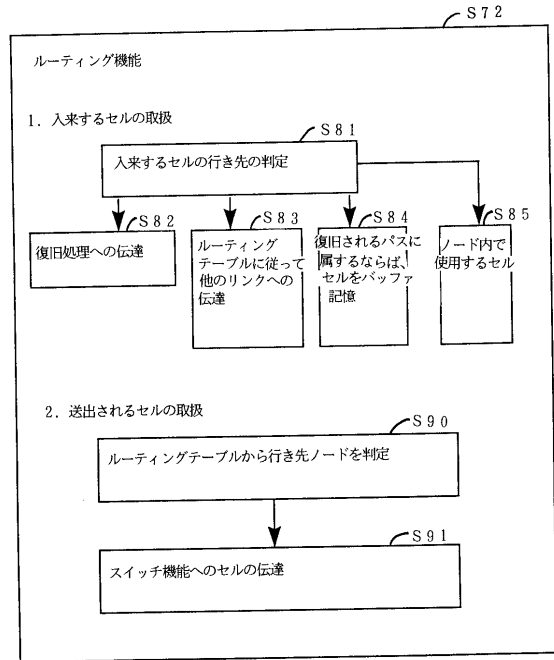
【図 4】



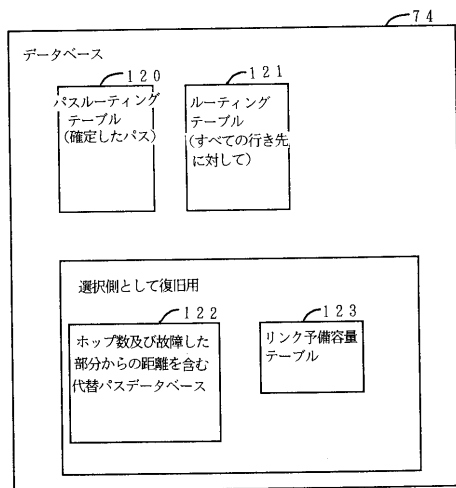
【図 5】



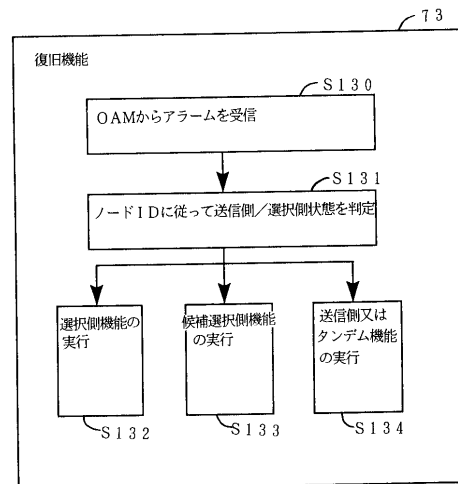
【図 6】



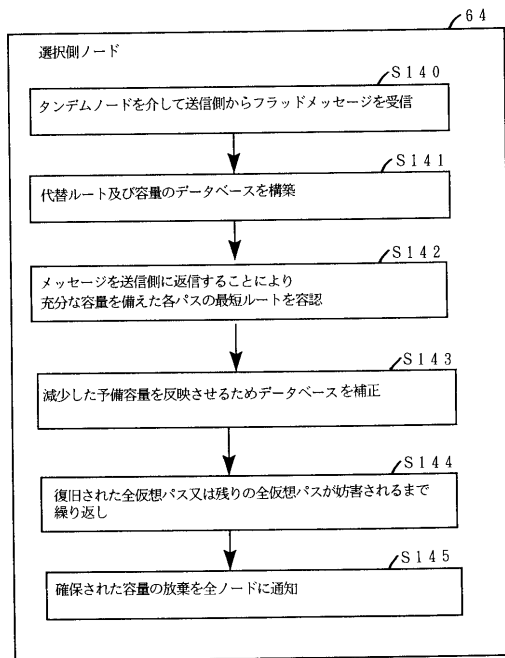
【図 7】



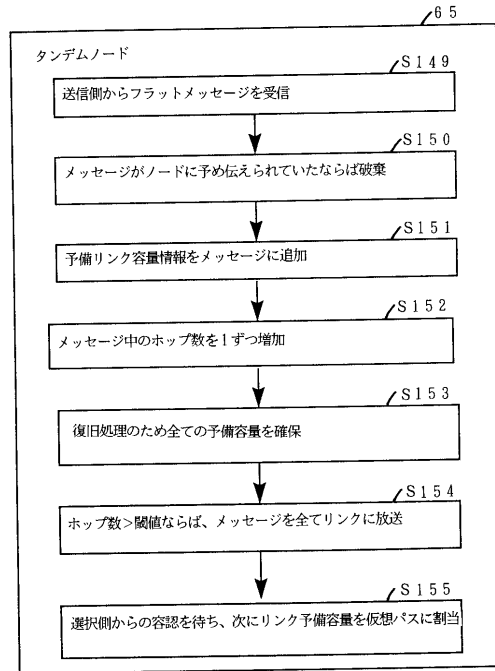
【図 8】



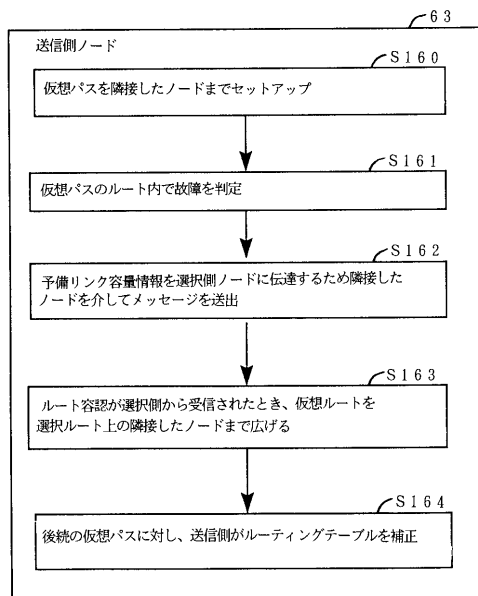
【図 9】



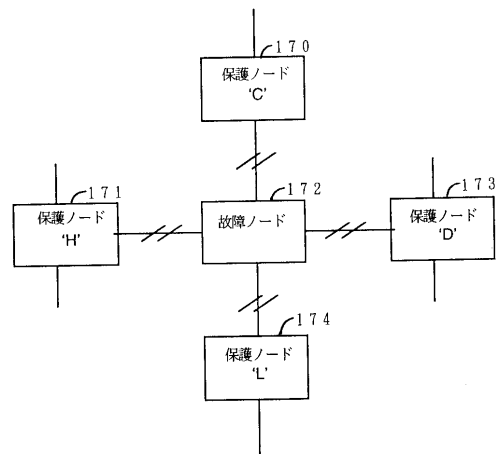
【図 10】



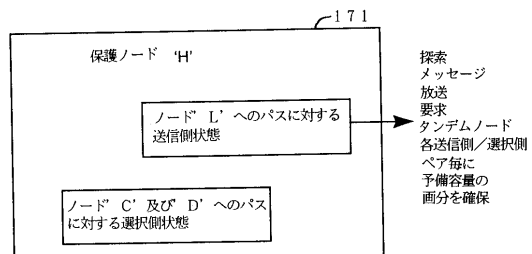
【図 11】



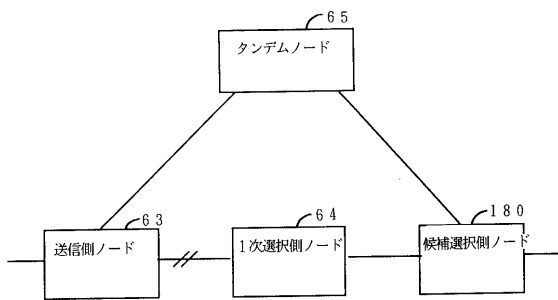
【図 12】



【図 13】

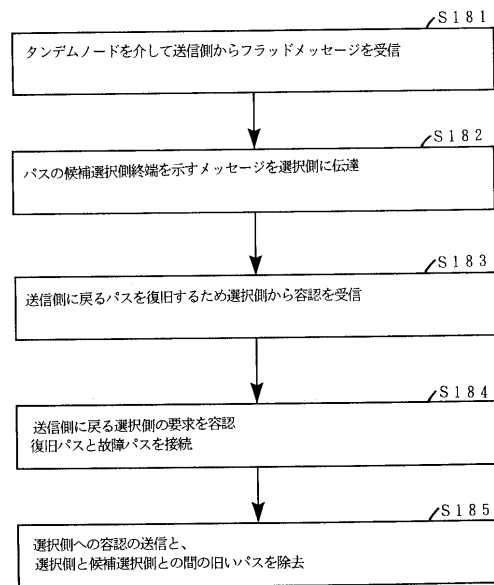


【図 14】

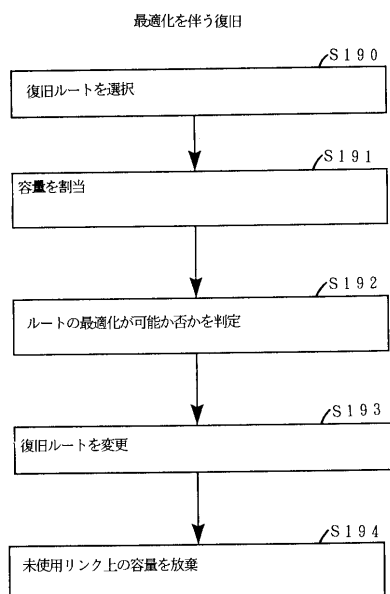


【図 15】

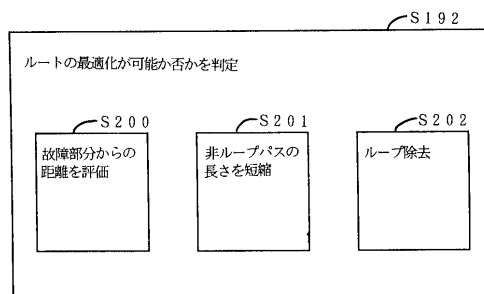
候補選択側（通常のタンデムノード機能を上回る特殊機能）



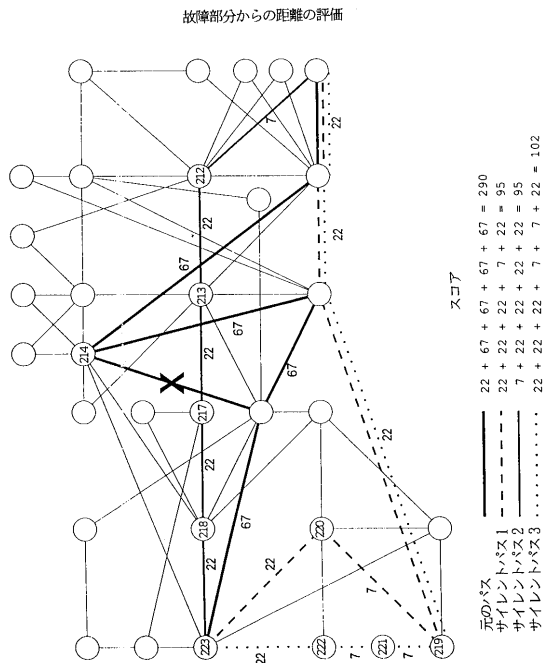
【図 16】



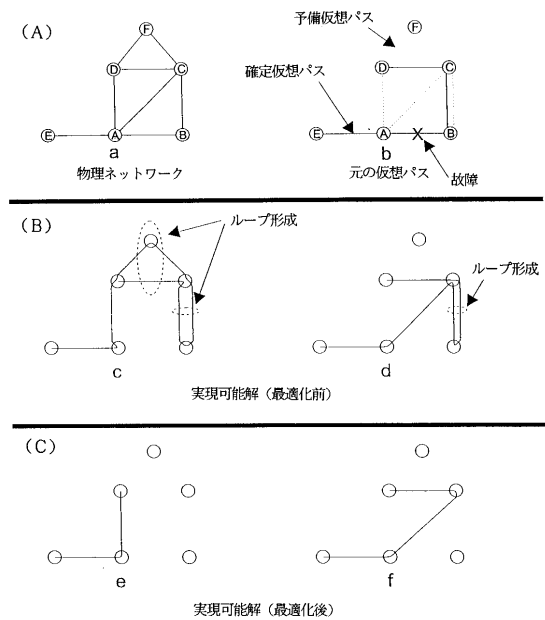
【図 17】



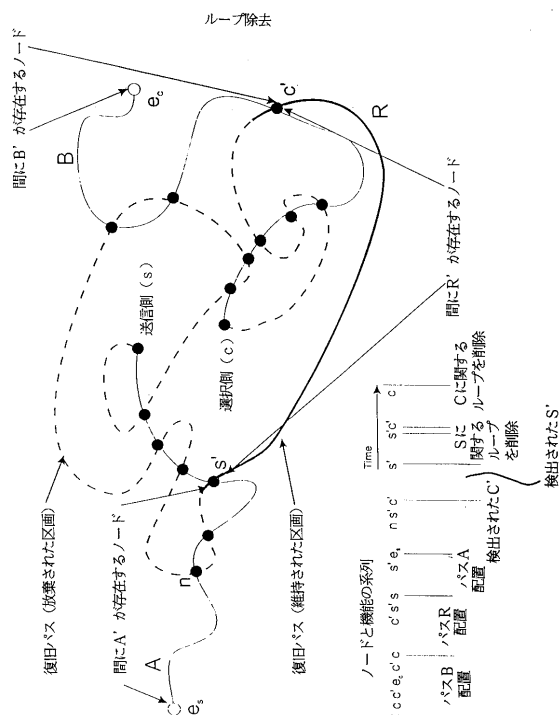
【図 18】



【図 19】



【図 20】



【図 21】

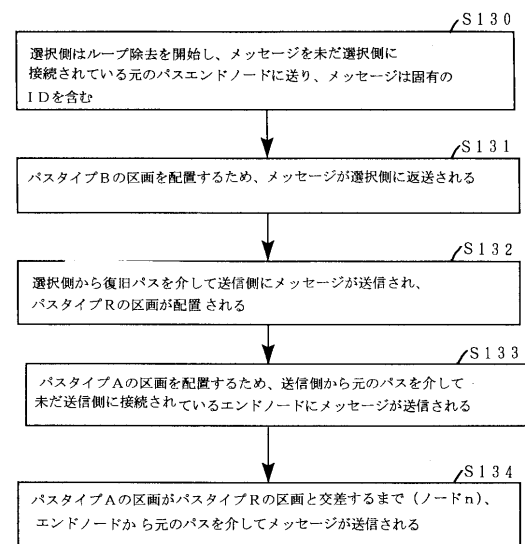
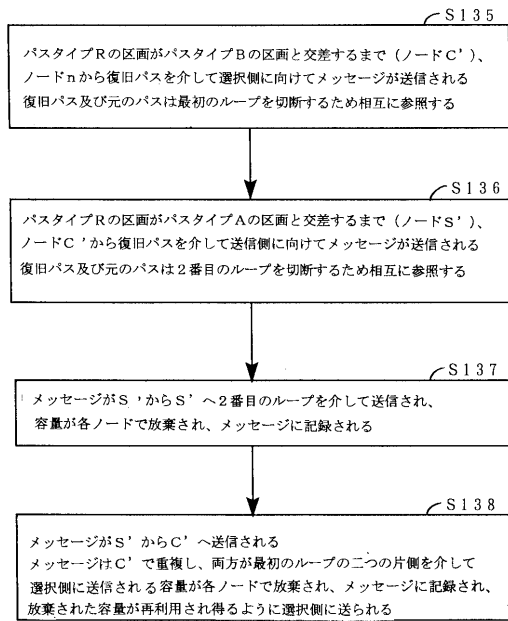
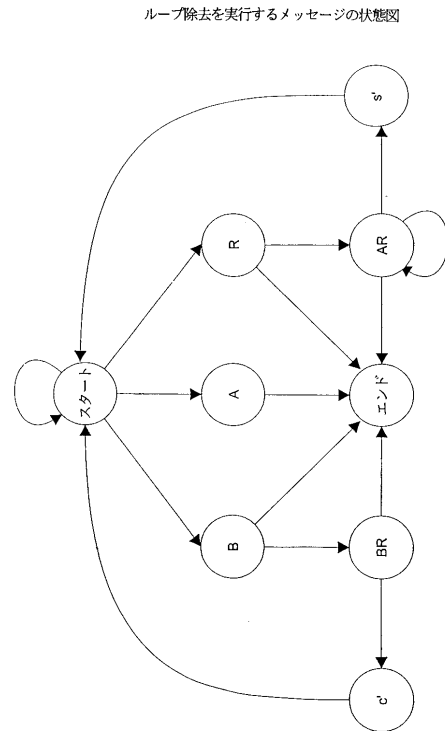


図22へ

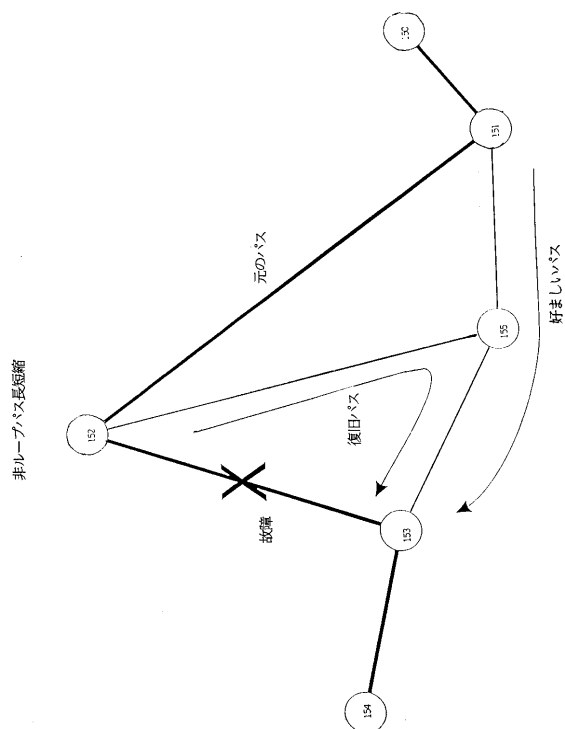
【図 2 2】



【図 2 3】



【図 2 4】



フロントページの続き

- (72)発明者 ブライアン チャールズ ハーグレイヴ タートン
イギリス国, ウェイルズ, サウス・GRAM シーエフ64 5ティーキュー, ペナース, サリ, ア
ーリントン・ロード 24
- (72)発明者 クリストファー ウィリアム ルイス ホップズ
イギリス国, ウェイルズ, グウェント エヌピー44 3エヌディー, クームブラーン, ウェスリ
・クローズ, プリン・トール(番地なし)

審査官 衣鳩 文彦

- (56)参考文献 特開平04 - 098920 (JP, A)
特開平07 - 235923 (JP, A)
特開平03 - 058542 (JP, A)
特開平03 - 117140 (JP, A)

- (58)調査した分野(Int.Cl., DB名)
H04L 12/56