

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4436981号
(P4436981)

(45) 発行日 平成22年3月24日(2010.3.24)

(24) 登録日 平成22年1月8日(2010.1.8)

(51) Int.Cl.

F I

H O 4 L 12/56 (2006.01)

H O 4 L 12/56 3 O O A

H O 4 L 12/56 2 O O Z

請求項の数 21 (全 16 頁)

(21) 出願番号	特願2000-576568 (P2000-576568)	(73) 特許権者	398012616
(86) (22) 出願日	平成11年10月12日(1999.10.12)		ノキア コーポレイション
(65) 公表番号	特表2002-527989 (P2002-527989A)		フィンランド エフイーエンーO 2 1 5 O
(43) 公表日	平成14年8月27日(2002.8.27)		エスプー ケイララーデンティエ 4
(86) 国際出願番号	PCT/US1999/023762	(74) 代理人	100059959
(87) 国際公開番号	W02000/022764		弁理士 中村 稔
(87) 国際公開日	平成12年4月20日(2000.4.20)	(74) 代理人	100067013
審査請求日	平成18年10月11日(2006.10.11)		弁理士 大塚 文昭
(31) 優先権主張番号	09/170,276	(74) 代理人	100082005
(32) 優先日	平成10年10月13日(1998.10.13)		弁理士 熊倉 禎男
(33) 優先権主張国	米国 (US)	(74) 代理人	100065189
			弁理士 穴戸 嘉一
		(74) 代理人	100096194
			弁理士 竹内 英人

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ハイブリッド I P - A T M ネットワーク内で混雑状態を管理するための E C N ベースの方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

ハイブリッド I P - A T M ネットワーク内で混雑状態を管理する方法において、

A T M セルにおける A A L 5 パケットトレーラーを使用して、I P パケットにおける第 1 の A T M セルを識別するためのパケット境界を検出し、ここで、前記第 1 の A T M セルは、明確な混雑通知指示子を含む I P パケットのヘッダに対応しており、

I P パケットにおける前記第 1 の A T M セルが、混雑状態を指示するために明確な混雑通知を使用しているかどうか決定し、そして

混雑状態をソースノードへ指示するために、前記明確な混雑通知が可能な A T M セルに明確な混雑通知指示子をセットする、
ことを含むことを特徴とする方法。

【請求項 2】

パケットトレーラーを使用することは、A T M セルがパケットの終わりであるかどうか指示するためのフラグを監視することを含む請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】

次のセルがパケットの第 1 の A T M セルとして確認されるようにパケット終わりフラグをオフ状態にリセットし、そして A T M セルを送信することを更に含む請求項 2 に記載の方法。

【請求項 4】

次の A T M セルがパケットに対する第 1 の A T M セルであるかどうか決定することを含

む請求項 3 に記載の方法。

【請求項 5】

A T Mセルがパケットに対する第 1 の A T Mセルでないときに次の A T Mセルを送信することを含む請求項 4 に記載の方法。

【請求項 6】

A T Mの混雑状態が次の A T Mセルに関連しているかどうか決定することを更に含む請求項 4 に記載の方法。

【請求項 7】

混雑状態が次の A T Mセルに関連していないときに次の A T Mセルを送信することを含む請求項 6 に記載の方法。

【請求項 8】

A T Mセルを受信するための受信ポートと、
上記受信ポートに接続され、A T Mセルを処理のために記憶するバッファと、
上記バッファに接続され、A T Mセルの処理を制御するためのプロセッサと、
上記バッファに接続され、バッファの A T Mセルを送信するための送信ポートとを備え、

上記プロセッサは、ハイブリッド I P - A T Mネットワークにおける混雑状態の管理を行い、上記プロセッサは、受信した A T Mセルにおける A A L 5 パケットトレーラーを使用して、I P パケットにおける第 1 の A T Mセルを識別するためのパケット境界を検出し、ここで、前記第 1 の A T Mセルは、明確な混雑通知指示子を含む I P パケットのヘッダに対応しており、

I P パケットにおける前記第 1 の A T Mセルが、混雑状態を指示するために明確な混雑通知を使用しているかどうか決定し、そして

混雑状態をソースノードへ指示するために、前記明確な混雑通知が可能な A T Mセルに明確な混雑通知指示子をセットすることを特徴とする A T Mスイッチ。

【請求項 9】

パケットトレーラーの上記使用は、A T Mセルがパケットの終わりであるかどうか指示するためのフラグを監視することを含む請求項 8 に記載の A T Mスイッチ。

【請求項 10】

次のセルがパケットの第 1 の A T Mセルとして確認されるようにパケット終りフラグをオフ状態にリセットし、そして A T Mセルを送信することを更に含む請求項 9 に記載の方法。

【請求項 11】

次の A T Mセルがパケットに対する第 1 の A T Mセルであるかどうか決定することを含む請求項 10 に記載の方法。

【請求項 12】

A T Mセルがパケットに対する第 1 の A T Mセルでないときに次の A T Mセルを送信することを更に含む請求項 11 に記載の方法。

【請求項 13】

A T M混雑状態が次の A T Mセルに関連しているかどうか決定することを更に含む請求項 11 に記載の方法。

【請求項 14】

混雑状態が次の A T Mセルに関連していないときに次の A T Mセルを送信することを更に含む請求項 13 に記載の方法。

【請求項 15】

プロセッサベースの A T Mスイッチのプロセッサに次の方法を実行させるための命令を有するコンピュータ読み取り可能な媒体において、上記方法は、

A T Mセルにおける A A L 5 パケットトレーラーを使用して、I P パケットにおける第 1 の A T Mセルを識別するためのパケット境界を検出し、ここで、前記第 1 の A T Mセルは、明確な混雑通知指示子を含む I P パケットのヘッダに対応しており、

10

20

30

40

50

ＩＰパケットにおける前記第１のＡＴＭセルが、混雑状態を指示するために明確な混雑通知を使用しているかどうか決定し、そして

混雑状態をソースノードへ指示するために、前記明確な混雑通知が可能なＡＴＭセルに明確な混雑通知指示子をセットする、
ということを含むことを特徴とするコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項１６】

パケットトレーラーの上記使用は、ＡＴＭセルがパケットの終わりであるかどうか指示するためのフラグを監視することを含む請求項１５に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項１７】

次のセルがパケットの第１のＡＴＭセルとして確認されるようにパケット終りフラグをオフ状態にリセットし、そしてＡＴＭセルを送信することを更に含む請求項１６に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項１８】

次のＡＴＭセルがパケットに対する第１のＡＴＭセルであるかどうか決定することを含む請求項１７に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項１９】

ＡＴＭセルがパケットに対する第１のＡＴＭセルでないときに次のＡＴＭセルを送信することを更に含む請求項１８に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項２０】

ＡＴＭ混雑状態が次のＡＴＭセルに関連しているかどうか決定することを更に含む請求項１８に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【請求項２１】

混雑状態が次のＡＴＭセルに関連していないときに次のＡＴＭセルを送信することを更に含む請求項２０に記載のコンピュータ読み取り可能な媒体。

【発明の詳細な説明】

【０００１】

【技術分野】

本発明は、一般に、ハイブリッド式のインターネットプロトコル - 非同期転送モード（ＩＰ - ＡＴＭ）ネットワークに係り、より詳細には、ＩＰの明確な混雑通知（ＥＣＮ）をＡＴＭの混雑制御に結び付ける方法及び装置に係る。

【０００２】

【背景技術】

今日、会社のコンピュータネットワークは、その流通的システムとなってきた。会社は、デスクトップワークステーション、サーバー及びホストを、ローカルエリアネットワーク（ＬＡＮ）コミュニティへと結合している。これらローカルエリアネットワークは、他のローカルエリアネットワークに接続されると共に、ワイドエリアネットワーク（ＷＡＮ）にも接続される。必要なときに、ネットワーク内のどこに配置されているかに関わりなく、システムの対を通信させて毎日のオペレーションを行わねばならない必要性が生じている。

【０００３】

ネットワーク計算の初期の年代中には、所有のネットワークプロトコルが標準的なものであった。しかしながら、国際規格化団体（ＩＳＯ）により導入されたオープンシステムズ・インターコネクション・レファレンス・モデルが開発されると、一般にネットワークのシステム間でエンドユーザアプリケーションを非常に良好に機能させることのできるインターワーキングの度合いが著しく進むことになった。それらの実施は、著しい数のコンピュータ売主、ハードウェアコンポーネントの売主及び独立したソフトウェア会社のボランティアにより入手可能となった規格書をベースとするものである。

【０００４】

過去１０年間に、ＬＡＮは著しく普及した。これにより、いかに混雑状態を少なくしそし

10

20

30

40

50

てスループットを最適化するかという、ネットワーク管理者によって解決しなければならない問題が多発している。初期の解決策は、ローカルエリアネットワークを、少人数にサービスする多数の小さなネットワークに単に分割するだけであった。これらの小さなネットワークセグメントは、ブリッジで接続されて、単一のローカルエリアネットワークを形成し、トラフィックは各セグメントに局所的に分割されていた。

【 0 0 0 5 】

新たなネットワーク形式及びワイドエリアネットワークの発達によりルーターの必要性が生じた。例えば、インターネットは、しばしばルーターとも称されるゲートウェイにより接続された1組のネットワークである。ルーターは、ブロードキャストドメインに対する更なる制御性を与え、ブロードキャストトラフィックを制限し、そしてセキュリティを向上させるために、フィルタ及びファイアウォール機能を追加した。ルーターは、埋め込まれたインテリジェンスによりネットワークを通る最良の経路を選択することができる。又、このインテリジェンスの追加は、ルーターが、可能なときに、行先への冗長な経路も構築できるようにした。しかし、埋め込まれたインテリジェンスに基づく最良経路選択能力により複雑さが増すために、ルーターのポートコストが増大すると共に、実質的な待ち時間オーバーヘッドを生じさせた。分散型クライアント/サーバーデータトラフィックより成る共用媒体ネットワークは、ユーザ人口を拡大したが、益々複雑なアプリケーションは、帯域巾ボトルネックを新たに生み出した。このような混雑状態は、予想し得ないネットワーク応答時間、遅延に敏感なアプリケーションをサポートできないこと、及びネットワークの欠陥率が高いことを生じている。

【 0 0 0 6 】

インターネットプロトコル (I P) は、インターネットを横切ってデータをルート指定するネットワーク層プロトコルである。インターネットプロトコルは、異なる売主により製造されたホスト及びルーターの使用を受け入れ、益々増加する様々なネットワーク形式を包含し、サーバーを中断せずにネットワークを成長できるようにし、そして上位層のセッション及びメッセージ指向のサービスをサポートするように設計されている。I P ネットワーク層は、ローカルエリアネットワークの「アイランド」を一体化できるようにする。送信制御プロトコル (T C P) は、インターネットの成功と共に世界中の最も重要なデータ通信プロトコルの1つとしての地位を得ているT C P / I P プロトコルファミリーの一部である。T C P は、T C P / I P プロトコルを使用する装置間に信頼性のあるデータ接続を与える。T C P は、データをデータグラムと称されるデータパケットにパックしそしてネットワークを横切って送信するのに使用されるI P の最上部で動作する。

【 0 0 0 7 】

しかしながら、I P は、流れ制御又は再送信メカニズムを含んでいない。このため、T C P は、通常、その最上部で使用される。特に、T C P は、失われたデータパケットを検出するために確認を使用する。T C P / I P ネットワークは、今日、おそらく全てのネットワークの中で最も重要であり、多数の(物理的)ネットワークの最上部で動作する。その下のネットワークは、ネットワーク及びトラフィックの状態に関する幾つかの情報を与え、これは、混雑に関するフィードバックを与えるのに使用できる。

非同期転送モード (A T M) は、遺産的データトラフィック、ほとんどの場合I P を、そのネットワークインフラストラクチャーを経て搬送できるので、成功裡なそしてポピュラーなネットワーク技術となっている。A T M は、接続指向であり、即ち2人の当事者が互いにデータを送信する前にそれらの間に接続を確立する必要がある。接続が設定されると、それらの間の全データが接続経路に沿って送信される。これに対し、I P は、無接続であって、接続が必要とされず、各I P パケットは、ルーターによりホップ・バイ・ホップのベースで独立して送給される。A T M ネットワークを経てI P トラフィックを搬送する必要があるときには、2つの選択肢がある。即ち、2人の当事者間に需要に応じて新たな接続が確立されるか、或いは予め構成された接続(1つ又は複数)を経てデータが送給される。第1の解決策では、転送されるべきデータの量が少ないときに、接続に沿って設定及び分断するのにかかる高いコストが妥当でない。他方、第2の解決策では、予め構成さ

10

20

30

40

50

れた経路は、最適な経路でないことがあり、そして転送されるデータの量によって圧倒されることがある。

【 0 0 0 8 】

更に、A T Mネットワークにおいては、サービスクオリティ (Q o S) が重要なコンセプトとなる。Q o S は、接続の帯域巾及び遅延要求のようなパラメータを含む。このような要求は、接続を確立するのに使用されるシグナリングメッセージに含まれる。しかしながら、現在の I P (I P v 4) は、このようなコンセプトを有しておらず、各パケットは、ルーターにより最良成果ベースで送給される。A T MネットワークのQ o S 保証の利点を取り入れるために、I P プロトコルは、その情報を含むように変更される必要がある。

今日のインターネットにおける混雑制御は、益々重要な問題になりつつある。ワールドワイドウェブ (W W W) のようなアプリケーションの爆発的な成長は、現在の技術をその限界まで押しやり、明らかに、より高速な転送及び改善された混雑制御メカニズムが必要とされている。その結果、多くの装置売主及びサービスプロバイダーは、発生する複雑なリソース管理問題に対して十分な解決策を与えるためにA T M技術に転換している。同時に、I P ネットワークそれ自体の中でサービスの提供を改善するために多大な努力を払っている。これは、I P v 6 プロトコル仕様、即ちI P 次世代仕様と、インターネットエンジニアリングタスクフォース (I E T F) における一体化及び区別化サービスモデルとの出現により明確に明らかである。その結果、A T Mネットワークに対し、出現しつつある次世代I P サービスのオペレーションを向上させるために、A T M技術の進歩型特徴に最も投資し得るようなインターワーキング機構を設計するのが効果的である。

【 0 0 0 9 】

現在のI P ネットワークは、過負荷のデータソースに対して明確な低速化もできないし、又、混雑状態を指示することもできない。例えば、偏在的なT C P プロトコルは、ネットワークの混雑状態を検出するためにパケットドロップの形態の含蓄的な混雑指示に依存し、即ち時間切れによるか、或いは複写確認パケット (A C K) の受信によるものである。一方、U D P プロトコルは、このような大まかな指示方法にも欠けるものである。最近、インターネットコミュニティは、次世代のインターネットサービスのための更に進歩した高速混雑制御メカニズムの使用を提案している。I E T F から生じるこのような重要な提案は、区別化サービス、即ちD i f f S e r v 規格である。非常に高いレベルにおいては、この解決策は、パケットを多数のドロッププライオリティの1つに属すると表示するためのパケット分類 (入口における) に依存する。次いで、ネットワークルーターは、これら表示に基づいて、過負荷時間中にパケットを選択的に処理し、即ちバッファし、ドロップし、等々を行う。これらの表示は、D S バイトと称されるI P v 6 ヘッダに指定されるサービス形式 (T O S) バイトの5 ビットフィールドにより識別される。更に、このバイトの2つのビット、即ちC U (現在未使用) ビットは、将来指定するためにとってある。より詳細には、これらは、明確な混雑通知 (E C N) 機構での実験用である。E C N は、ネットワーク仲介のフィードバックをI P v 6 プロトコルに直接合体するように試みる。A T M 及びフレーム中継仕様においても同様の戦略を既に使用することができる。

【 0 0 1 0 】

例えば、サリー・フロイド及びK . K . ラマクリシュナ氏は、「明確な混雑通知 (E C N) をI P v 6 及びT C P に追加するための提案 (A Proposal To Add Explicit Congestion Notification (ECN) to IPv6 and TCP) 」と題するインターネットドラフトを提出しており、これは、2つのC U ビットを使用して混雑指示を与えることを提案するもので、一方のビットは、E C N 能力装置を識別するのに使用され、そして他方のビットは、混雑を実際に指示するのに使用される。全般的に、E C N - T C P での結果は、特に、端 - 端パケット遅延については、従来の実施に勝る改善された性能を示している。混雑状態をより効果的に指示することにより、待ち行列レベルをほぼ適度な動作レベルに維持することができ、これにより、バッファ遅延を減少することができる。

【 0 0 1 1 】

上述した提案は、T C P に向けられたものであるが、将来のプロトコルに対する更に一般

10

20

30

40

50

的なアプリケーションも必要とされる。例えば、付加的なインターネット制御メッセージプロトコル（ＩＣＭＰ）ベースの拡張を伴う同様の１ビットＩＰ ＥＣＮ解決策も提案されている。しかしながら、ＥＣＮの目的でＩＰｖ６ヘッダにはまだビットが指定されていない。

従って、ＩＰ ＥＣＮをＡＴＭ混雑制御に結合するための方法及び装置が要望されていることが明らかである。

又、ＩＰ ＥＣＮを、最低限の実施の複雑さでＡＴＭ装置へと拡張するための方法及び装置も要望されることが明らかである。

更に、ＡＴＭ層でのパケットの再構成を必要とせずにＡＴＭに対しＩＰデータトラフィックの性能を改善するための方法及び装置も要望されることが明らかである。

10

【００１２】

【発明の開示】

以上に述べた公知技術の制約を克服すると共に、本明細書を読んで理解したときに明らかとなる他の制約も克服するために、本発明は、ＩＰ ＥＣＮをＡＴＭ混雑制御に結合するための方法及び装置を開示する。

本発明は、ＩＰ - ＥＣＮを、最低限の実施の複雑さでＡＴＭ装置へと拡張することにより上記問題を解消する。従って、ＡＴＭ層でのパケット再構成を必要とせずに、ＡＴＭに対するＩＰデータトラフィックの性能が改善される。

本発明の原理に基づく方法は、ＡＴＭセルにおけるＡＡＬ５パケットトレーラーを使用して、ＩＰパケットにおける第１セルを識別するためのパケット境界を検出し、ＡＴＭセルが混雑状態を指示するための明確な混雑通知を使用可能かどうか決定し、そして可能なＡＴＭセルにおける明確な混雑通知指示子をソースノードへの混雑指示へとセットするという段階を含む。

20

【００１３】

本発明の原理に基づくシステムの他の実施形態は、別の或いは任意の付加的な特徴を含む。本発明の１つのこのような特徴として、上記パケットトレーラーの使用は、ＡＴＭセルがパケットの終わりであるかどうか指示するためのフラグを監視する段階を更に含む。

本発明の別の特徴として、上記方法は、次のセルがパケットの第１セルとして確認されるようにパケット終わりフラグをオフ状態にリセットし、そしてＡＴＭセルを送信するという段階を更に含む。

30

本発明の更に別の特徴として、上記方法は、次のＡＴＭセルがパケットに対する第１のＡＴＭセルであるかどうか決定する段階を更に含む。

【００１４】

本発明の更に別の特徴として、上記方法は、ＡＴＭセルがパケットに対する第１のＡＴＭセルでないときに次のＡＴＭセルを送信する段階を更に含む。

本発明の更に別の特徴として、上記方法は、ＡＴＭの混雑状態が次のＡＴＭセルに関連しているかどうか決定する段階を更に更に含む。

本発明の更に別の特徴として、上記方法は、混雑状態が次のＡＴＭセルに関連していないときに次のＡＴＭセルを送信する段階を更に含む。

これら及び他の種々の効果、並びに本発明を特徴付ける新規な特徴は、特許請求に範囲に特に指摘する。しかしながら、本発明、その効果及びその使用により達成される目的は、本発明による装置を例示した添付図面を参照して以下に詳細に説明する。

40

【００１５】

【発明を実施するための最良の形態】

全図面にわたり対応する部分が同じ参照番号で示された図面を参照して以下に説明する。本発明の以下の説明では、本発明を実施する特定の実施形態を例示した添付図面を参照する。本発明の範囲から逸脱せずに、構造上の変更として他の実施形態も使用できることを理解されたい。

本発明は、ＩＰ - ＥＣＮをＡＴＭ混雑制御に結び付けるための方法及び装置を提供する。従って、ＩＰ - ＥＣＮは、ＡＴＭ層でのパケット再構成を必要とせずに、最小限の実施の

50

複雑さで A T M 装置へと拡張される。

【 0 0 1 6 】

図 1 は、A T M ネットワーク 1 0 0 のオープンシステムズ・インターコネクション (O S I) 物理層を示す。近代的なネットワークは、ビデオ 1 1 0、音声 1 1 2、データファイル 1 1 4 及び双方向データ 1 1 6 のような多数の形式のトラフィックを取り扱わねばならない。A T M 適応層 (A A L) 1 2 0 は、ユーザトラフィックをセルのフォーマットに適応させることによって上位層にサービスを提供する標準化プロトコルの集合体である。A A L 1 2 0 は、収斂サブ層 (C S) と、セグメント化及び再組み立て (S A R) サブ層 (図示せず) とに分割される。A T M 層 1 3 0 は、A T M セルを構成しそして処理する A T M プロトコルスタックモデル 1 0 0 の第 2 層である。又、A T M 層 1 3 0 の機能は、使用パラメータ制御 (U P C) と、サービスクオリティ (Q o S) クラスのサポートとを含む。最後に、物理層 1 4 0 は、A T M プロトコルレファレンスモデル 1 0 0 の最下層である。物理層 1 4 0 は、2 つのサブ層、即ち送信収斂 (T C) と、物理的媒体 (P M) (これも図示せず) とに細分化される。物理層 1 4 0 は、A T M 装置を相互接続する物理的インターフェイスを経て送信される A T M セルを与える。

10

【 0 0 1 7 】

図 2 は、A A L 2 0 0 のフォーマットを示す。A A L 2 0 0 は、データリンク層のサービス従属サブ層である。A T M が、異なるトラフィック特性及びシステム要件をもつ多数の種類のサービスをサポートするために、異なるクラスのアプリケーションを A T M 層に適応させることが必要となる。A A L 2 0 0 は、異なるアプリケーションからのデータを受け入れ、そしてそれを 4 8 バイトの A T M ペイロードセグメントの形態で A T M 層に与える。

20

図 2 に示すように、A A L は、収斂サブ層 (C S) 2 1 0 と、セグメント化及び再組み立て (S A R) サブ層 2 2 0 とで構成される。C S は、更に、サービス特有の収斂サブ層 (S S C S) 2 1 2 と、共通部分収斂サブ層 (C P C S) 2 1 4 とで構成される。S A R 2 2 0 は、上位層 P D U を 4 8 バイトのチャンクにセグメント化し、これらのチャンクは A T M 層に供給されて、5 3 バイトのセルを発生する。C P C S 2 1 4 は、パディング及び C R C チェックのようなサービスを提供する。C P C S 2 1 4 は、S S C S 2 1 2 から P D U を取り出し、必要に応じてパディングを行い、そして 8 バイトのトレーラーを追加して、得られる P D U の全長が 4 8 の倍数となるようにする。トレーラーは、指定された 2 バイトと、パケット長さの 2 バイトと、C R C の 4 バイトで構成される。S S C S 2 1 2 は、サービス従属であり、そして再送信をベースとする保証データ送信のようなサービスを提供することができる。

30

【 0 0 1 8 】

4 つの形式の A A L が、C C I T T (現在の I T U - T) によって最初に推奨された。それらの 2 つ (3 及び 4) は、現在、1 つ即ち A A L 3 / 4 に合体されている。簡単に述べると、4 つの A A L は、A A L 1、A A L 2、A A L 3 / 4 及び A A L 5 である。A A L 1 は、一定のビットレートを必要とし且つ特定のタイミング及び遅延要求を有する接続指向のサービスをサポートする。その一例は、D S 1 又は D S 3 搬送のような一定ビットレートサービスである。A A L 2 は、一定ビットレートを必要としない接続指向のサービスをサポートする。換言すれば、あるビデオ機構のような可変ビットレートアプリケーションである。A A L 3 / 4 は、無接続及び接続指向の両可変ビットレートサービスに意図されている。最初に 2 つの別々の適応層であった A A L 3 及び 4 は、その経歴的な理由で A A L 3 / 4 という名前の単一 A A L に合体される。

40

【 0 0 1 9 】

最後に、A A L 5 は、接続指向の可変ビットレートデータサービスをサポートする。図 3 は、A A L 5 C P C S - P D U 3 0 0 を示す。A A L 5 3 0 0 は、エラー回復を犠牲にして A A L 3 / 4 に匹敵されそして再送信において形成される実質的に傾いた A A L である。この妥協は、帯域巾オーバーヘッドを小さくし、処理要件を簡単にし、そして実施の複雑さを低減する。ある組織は、接続指向及び無接続の両方のサービスに使用するため

50

の A A L 5 を提案している。

図 3 に示すように、ペイロードフィールド 3 1 0 は、 $2^{16} - 1$ 個のオクテット (6 5 5 3 5 バイト) までのユーザ情報を含む。P A D フィールド 3 1 2 は、A T M セルに厳密にフィットするように C P C S - P D U を詰め込み、S A R サブ層により形成される最後の 4 8 オクテットのセルペイロードが、セルにおいて正しいと判断される C P C S - P D U トレーラーをもつようにされる。C P C S - U U (ユーザ対ユーザ指示) フィールド 3 1 4 は、C P C S ユーザ対ユーザ情報を透過的に転送するのに使用される。C P C S - U U フィールド 3 1 4 は、マルチプロトコル A T M カプセル化のもとでは何の機能ももたず、いかなる値にセットすることもできる。C P I (共通部分指示子) フィールド 3 1 6 は、C P C S - P D U トレーラーを 6 4 ビットに整列する。長さフィールド 3 1 8 は、ペイロードフィールドの長さをオクテットで指示する。長さフィールドの最大値は、6 5 5 3 5 オクテットである。D x D 0 とコード化される長さフィールドは、中止機能に使用される。C R C フィールド 3 2 0 は、C R C フィールド自体を除く全 C P C S - P D U を保護する。

【 0 0 2 0 】

混雑状態を指示するために、ネットワークノードが I P パケットヘッダのビットをセットするような明確な混雑通知 (E C N) が使用される。過去において、E C N は、パケットベース及び A T M セルベースの両ネットワークに対して使用されていた。これは、通常、混雑を確実に検出できるより進歩したルーターにより行われる。例えば、このような混雑検出機能は、生産ラインにおいて既に出現し始め、即ちランダム初期検出 (R E D) ルーターである。

最初の E C N 提案の 1 つは、T C P プロトコルの性能を改善することに向けられた。図 4 は、T C P / I P プロトコルスタック 4 0 0 を示す。上述したように、T C P 層 4 1 0 は、インターネットの成功に伴う世界で最も重要なデータ通信プロトコルの 1 つとしての地位を得た T C P / I P プロトコルファミリーの一部である。T C P 層 4 1 0 は、T C P / I P プロトコルを使用する装置間に確実なデータ接続を与える。T C P 層 4 1 0 は、データを、データグラムと称されるデータパケットにパックしそしてその下のネットワーク 4 3 0 を横切って送信するのに使用される I P 層 4 2 0 の最上部で動作する。

【 0 0 2 1 】

しかしながら、I P プロトコルは、流れ制御メカニズムも再送信メカニズムも含まない。このため、I P 層 4 2 0 の最上部には、通常、T C P 層 4 1 0 が使用される。これに対し、T C P プロトコルは、失われたデータパケットを検出するための確認を与える。I P プロトコルによれば、混雑したネットワークルーターは、通過する I P パケットのヘッダにおける E C N ビットをセットする。これらのビット設定は、その後、変更された E C N - T C P クライアントにより、即ち返送 A C K パケットにおいてソースに向かって反射されて戻される。T C P A C K パケット、即ち E C N ビットがセットされた I P を受信すると、T C P ソースは、送信レートをセットするためにそのウィンドウサイズを適当に減少する。図 5 は、パケット流 5 0 0 及び T C P スライドウィンドウ 5 1 0 を示す。T C P ソースの 1 つの主たる特徴は、スライドウィンドウ 5 1 0 を使用してバイトを決定し、ひいては、受信器から確認が受け取られる前に送信できる I P パケットを決定することである。これは、ソースの有効送信レートを調整できるようにする。

【 0 0 2 2 】

T C P ソースがスライドウィンドウ 5 1 0 のサイズを増加するときには、その平均送信レートも増加する。スライドウィンドウ 5 1 0 は、オクテット 1 2 - 1 9 の上にある。オクテット 1 1 までは送信されており、そしてスライドウィンドウ 5 1 0 は、それらを越えて移動している。スライドウィンドウ 5 1 0 内には、2 つのオクテットグループ 5 2 0、5 2 2 がある。第 1 オクテットグループ 5 2 0 は、オクテット 1 2 ないし 1 6 であり、これらは送信されている (5 3 0)。スライドウィンドウ 5 1 0 における第 2 オクテットグループ 5 2 2 は、オクテット 1 7 - 1 9 であり、これらはまだ送信されていない。この第 2 オクテットグループ 5 2 2 は、直ちに送信することができる (5 4 0)。最後に、オクテ

ット20及びそれ以降550は、送信できない(560)。オクテット12は、確認されねばならず、そしてスライドウィンドウは、オクテット20を送信できる前に前方にスライドされねばならない。従って、TCPは、失われたデータパケットの再送信を与えると共に、このTCPスライドウィンドウ510を使用して流れ制御を与える。スライドウィンドウ510は、実際には、受信器により送られるウィンドウ広告の混雑ウィンドウの最小である。

【0023】

図6は、本発明によりIPv6パケットをAAL5パケット600に変換するところを示す。IPv6パケット610は、データペイロード612、拡張ヘッダ614及びIPv6ヘッダ616を含む。IPv6ヘッダ610は、ATMセル流620に変換され、ここで、各ATMセル622-630は、ペイロード640及びAAL5パケットトレーラー650を含む。AAL5パケットトレーラー650は、IPv6パケット610の終わりを識別するのに使用される。

ATMネットワークを経てパケットデータを搬送するために、ATM適応層(AAL)機能は、IPパケット610をATMセル622-630に変換しそしてその逆にも変換することが必要となる。AAL5構成は、非リアルタイムパケットデータを搬送するように特定されるが、リアルタイムデータにも次第に使用されている。AAL5は、セグメント化されたIPパケット610の最後のATMセル626のトレーラー650にパケットデリミッタフラグを使用して、パケットの境界を指示する。

【0024】

ECN構成が使用される場合には、横断するIPパケットのIPv6ヘッダ、即ち層3指示においてビットがマークされる。IPパケットが、バックボーンにATMを伴うネットワークを横断する場合には、過負荷のIP ECN可能な流れに対してATM混雑状態(即ちセルレベル)を指示するための直接的な方法はない。1つの可能性は、混雑したATMスイッチにおいて完全なIPパケットを一時的に再組み立てしそしてそれらのECNビットをスロットルソースにセットすることである。しかしながら、明らかに、これは、パケット再構成に含まれる計算オーバーヘッドが過剰になるために実現不能である。更に、IPパケットは、多数のATMセルを含むので、付加的なバッファ要求も生じる。

【0025】

図7は、本発明によるAAL5を用いたIPv6パケットカプセル化を示す。図7に示すように、AAL5 ATMセル700は、ATMセルペイロード702を含む。このATMセルペイロード702は、IPv6拡張ヘッダ又はデータペイロード712と、行先アドレス714と、ソースアドレス716と、ホップ限界718と、次のヘッダフィールド720と、ペイロード長さフィールド722と、流れラベルフィールド724と、トラフィッククラスフィールド726と、バージョン番号フィールド728とを含む。又、ATMセル702は、ATMセルヘッダ730も含む。

IPv6ヘッダ704は、行先アドレス714と、ソースアドレス716と、ホップ限界718と、次のヘッダフィールド720と、ペイロード長さフィールド722と、流れラベルフィールド724と、トラフィッククラスフィールド726と、バージョン番号フィールド728とで構成される。トラフィッククラスフィールド726は、長さがオクテットであり、現在未使用の2ビットフィールド740と、5ビットのホップ当りの振る舞いフィールド742と、単一指示子ビット744とを含む。

【0026】

図6及び7の両方を参照すれば、AAL5を経てIPv6パケット610を搬送するATM仮想接続(VC)において、ECNフラグのビットは、IPパケット610のヘッダ616にあり、それらは、ほとんどの場合に、その特定パケット610に対するAAL5セル流620の第1ATMセル622のペイロード640内に入り、即ち48バイトのセルペイロードが、40バイトの基本的IPv6ヘッダをカバーする。上述したように、AAL5は、セグメント化されたIPパケット610の最後のATMセル626のトレーラー650におけるパケットデリミッタフラグを使用して、パケット境界を指示する。従って

10

20

30

40

50

、明らかに、A A L 5 パケットデリミッタフラグがセットされたA T Mセル6 2 6に先行するセル6 2 8は、後続するI Pパケット6 6 0の第1セルとなる。このセル6 2 8は、E C Nビットを含み、従って、混雑の間に直接変更することができる。トラフィッククラスフィールド7 2 6における2ビットフィールド7 4 0は、E C Nに使用することができる。例えば、E C N可能なセルを指示するのに1つのビットがセットされ、そして混雑状態を指示するのに他のビットが使用される。

【 0 0 2 7 】

図8は、本発明によるハイブリッドI P - A T Mネットワーク8 0 0における混雑管理のためのE C Bベースの解決策を示すフローチャートである。まず、A T Mセルが送信されそして別のセルがセルバッファ8 1 0にある後に、送信のための次のA T Mセルが待ち行列から取り出される(8 1 2)。次いで、次のセルがA A L 5 (I P v 6) パケットの終わりを含むかどうかの判断がなされる(8 2 0)。次のセルがA A L 5 パケットの終わりである場合には(8 2 4)、I P v 6 パケットが終了したことを指示するフラグがオン状態にセットされ(8 3 0)、そして待ち行列から取り出されたA T Mセルが送信される(8 8 0)。

【 0 0 2 8 】

次のセルがA A L 5 パケットの終わりでない場合には(8 2 2)、次のセルが、A A L 5 デリミッタフラグがセットされた後の第1セルであるかどうかの判断がなされる(8 4 0)。A A L 5 フラグがセットされた後の第1セルでない場合には(8 2 4)、待ち行列から取り出されたA T Mセルが送信される(8 8 0)。A A L 5 フラグがセットされた後の第1セルである場合には(8 4 4)、フラグがオフ状態にリセットされ、次のパケットに対するフラグをクリアする(8 4 6)。

次いで、A T M混雑が存在するかどうかの判断がなされる(8 5 0)。これは、任意の適当な手段により行うことができる。A T M混雑が存在しない場合には(8 5 2)、待ち行列から取り出されたA T Mセルが送信される(8 8 0)。A T M混雑が存在する場合には(8 5 4)、プロトコル形式及びE C N能力がI P v 6 ヘッダにおいてチェックされる(8 6 0)。セルがI P v 6 パケットに対するものでないか又はE C N可能でない場合には(8 6 2)、待ち行列から取り出されたA T Mセルが送信される(8 8 0)。セルがI P v 6 パケットの対するものでありそしてE C N可能である場合には(8 6 4)、A T MペイロードのE C Nビットがセットされる(8 7 0)。次いで、待ち行列から取り出されたA T Mセルが送信される(8 8 0)。

【 0 0 2 9 】

図9は、本発明のハードウェア実施形態9 0 0のブロック図である。本発明によるA T Mスイッチは、プロセッサ9 1 0と、ランダムアクセスメモリ(R A M)又は他のメモリ構成を含むメモリ又はバッファ9 1 2とを備えている。プロセッサ9 1 0は、オペレーティングシステム(図示せず)の制御下で動作し、そして図9においてプロセッサ9 1 0を示すブロック内に「ボックス」9 3 0で示された1つ以上のコンピュータプログラムを実行するように構成される。一般に、コンピュータプログラム9 3 0は、実際には、コンピュータ読み取り可能な媒体又はキャリア9 4 0において実施される。コンピュータプログラム9 3 0は、コンピュータ読み取り可能な媒体又はキャリア9 4 0からメモリ9 1 2へロードされ、図6ないし8を参照して上述したようにプロセッサ9 1 0によって実行される。コンピュータプログラム9 3 0は、プロセッサ9 1 0により読み取られて実行されたときに、本発明の段階又は要素を実行するに必要な段階をプロセッサ9 1 0に実行させる命令を含む。A T Mセルは、ポート9 2 4を経て受信され、メモリ9 1 2にバッファされ、そしてプロセッサ9 1 0の制御のもとでポート9 4 2を経て送信され、プロセッサは、図6ないし8を参照して上述したように混雑管理を行う。それ故、当業者であれば、メモリ9 1 2は、プログラム9 3 0を実行しそしてA T Mセルをバッファする個別のメモリ装置でもよいし、或いは単一のメモリ装置でもよいことが明らかであろう。更に、例示的なシステム構成を図9に示したが、同様の機能を遂行する多数の異なる構成を本発明に基づいて使用できることが当業者に明らかであろう。

【 0 0 3 0 】

従って、本発明によれば、パケット境界を追跡するために1ビットフラグ即ちAALパケットフラグが必要とされると共に、IPv6パケットにおけるプロトコルヘッダを照合するための簡単なロジックが必要とされる。AAL5パケットデリミッタフラグ及びECNビットの各位置は所定のパケットフォーマットにより固定されているので、各ビットにアクセスするための簡単なオフセットを計算することができる。更に、IPパケットヘッダがチェック和の計算に含まれず、又はIPv6セキュリティ特徴によりスクランブルされるので、他の特別な事柄は必要とされない。明らかに、このようなECNビットマーキングは、ATMノードがATMアクセスノードであるかATMバックボーン装置であるかに関わりなく、いかなる混雑状態のATMノードにおいても行うことができる。更に、この解決策は、いかなる基礎的なベアラ能力、即ちCBR、VBR、ABR、UBRでも機能し得る。

10

【 0 0 3 1 】

AAL5デリミッタフラグ検出能力は、多数の商業的に売り出されているATM装置において既に広く利用されている。特に、この機能は、良く知られたパケット破棄構成、即ち初期のそして部分的なパケット破棄を実施するために必要とされる。又、これらの構成は、AAL5パケットデリミッタを監視し、それらを用いて(切迫した)混雑中に完全なIPパケットを破棄し、それにより、パケット崩壊の有害な影響を低減する。それ故、パケット破棄及びECN混雑通知解決策は、ATMノードと共に使用することができる。

20

【 0 0 3 2 】

多レベル待ち行列の場合、スレッシュホールドを使用して、混雑の異なるレベルを通知することができる。中程度の混雑インターバル中には、本発明を用いてIPパケットのECNビットをセットすることができる。混雑が持続するか又は増加する場合には、パケット破棄を実行することができる。混雑指示子の選択は最終的に定義されていないが、進歩したIPv6型ルーターとの信頼性ある相互動作を確保するために、REDのような技術を使用することができる。これは、擬似的な通知を制限する助けとなる。基礎的なABR接続の特殊なケースについては、ECNビット指示を、明確レート(ER)制御メカニズムに接続することもできる。

【 0 0 3 3 】

しかしながら、パケット崩壊の影響は、ECN型構成に対して問題を課する。IPv6プロトコルは、ルート変更中のパケット崩壊の影響を緩和するためにパケットの「トンネル作用」を許す。これは、本質的に、カプセル化されたパケットのDSバイトが外部IPパケット(トンネルの入り口にある)のヘッダに接続されることを意味する。しかしながら、現在の規格は、DSバイトをトンネルの出口においてカプセル化されたパケットのヘッダにコピーすることを要求しておらず、従って、ECN情報が失われることがある。従って、最も外側のカプセル化層においてECNビットをセットするだけでは、パケット崩壊が生じる場合に過負荷のソースを絞ることが依然としてできない。しかし、この問題はいずれにせよATMに特有ではないので、IP規格それ自体をその解決策として補正することができる。更に、特に、大きなパケットサイズを取り扱うことのできる進歩型のIPv6ルーターが益々一般的になってきているので、パケットの崩壊はほとんど生じない。又、IPホストが、マルチプロトコルオーバーATM(MPOA)解決策により、ATMサブネットワークに直結され、即ち中間のIPサブネットワークを伴わずに接続される場合にも、パケット崩壊の問題は生じない。

30

40

【 0 0 3 4 】

要約すれば、IPネットワークを経てのエンドユーザ対エンドユーザの性能を改善するために、インターネットに対して新たなサービス定義が出現し始めている。このような例の1つは、混雑時間中にソースに直接通知するためにECN能力も含むであろう提案された差別化サービス規範である。同時に、ATM技術の進行中の展開は、「ATM上のIP(IP-over-ATM)」が次第に重大な問題になりつつあることを意味する。この一体化に伴う問題は、セルベースのATMスイッチが再構成オーバーヘッド等によりIPパケットの混雑

50

制御情報を変更するのが困難なことである。しかしながら、E C N - A T M指示の場合には、混雑情報が最小限であり、即ち1ビットであるから、直接的なA T Mレベル接続が可能となる。本発明によれば、E C N構成は、A T MネットワークがI PレベルのE C N通知構成に関与できるように定義される。この構成は、最小限の複雑さであり、そしてA A L 5パケットトレーラーを用いて、パケット境界を検出すると共に、進行するI P v 6パケットに適当なE C Nビットを配置する。必要とされる機能は、基礎的なA T Mペアラ移動度とは独立しており、A T Mアクセス装置及びバックボーンノード内で実施することができる。本発明によるE C N構成は、A T Mネットワークを経てのE C N可能なI Pトラフィックの性能を改善する。

好ましい実施形態の上記説明は、本発明を単に例示するものに過ぎず、本発明をこれに限定するものではない。上記教示に鑑み、多数の変更や修正が可能であるから、本発明は、特許請求の範囲のみによって限定されるものとする。

10

【図面の簡単な説明】

【図1】 A T Mネットワークのオープンシステムズ・インターコネクション(O S I)物理層を示す図である。

【図2】 A A Lのフォーマットを示す図である。

【図3】 A A L 5 C P C S - P D Uを示す図である。

【図4】 T C P / I Pプロトコルスタックを示す図である。

【図5】 パケット流及びT C Pスライドウィンドウを示す図である。

【図6】 I P v 6パケットを本発明によりA A L 5パケットに変換するところを示す図である。

20

【図7】 本発明によりA A L 5を用いてI P v 6パケットをカプセル化するところを示す図である。

【図8】 本発明によるハイブリッドI P - A T Mネットワークにおいて混雑状態を管理するためのE C Nベースの解決策を示すフローチャートである。

【図9】 本発明のハードウェア実施を示すブロック図である。

【図 1】

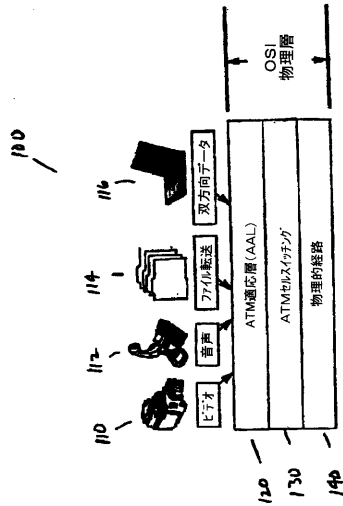


Fig. 1

【図 2】

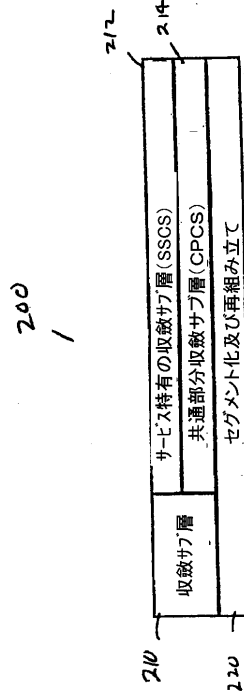


Fig. 2

【図 3】

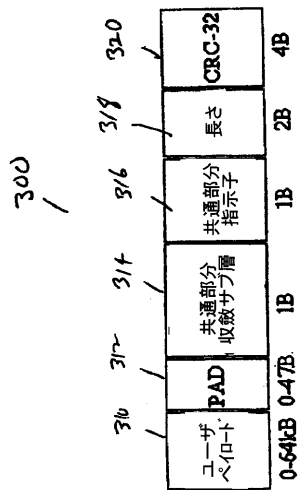


Fig. 3

【図 4】

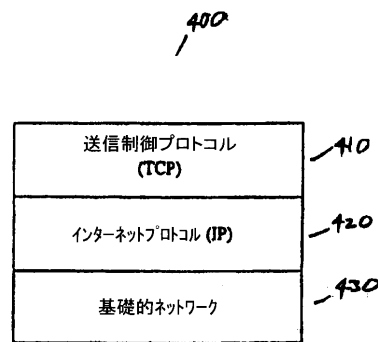


Fig. 4

【図5】

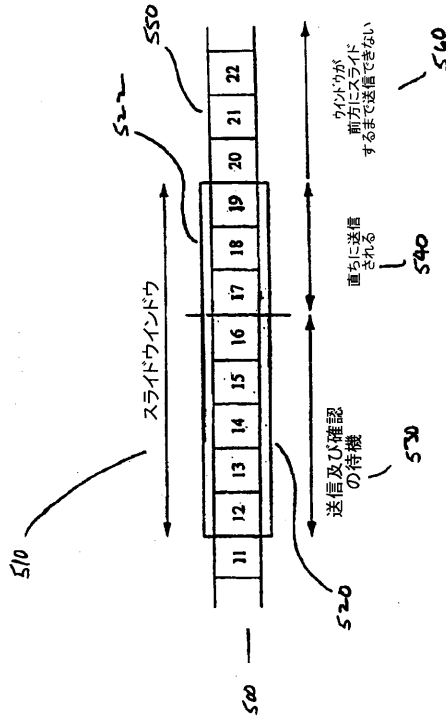
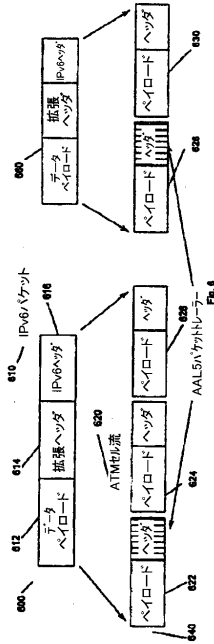
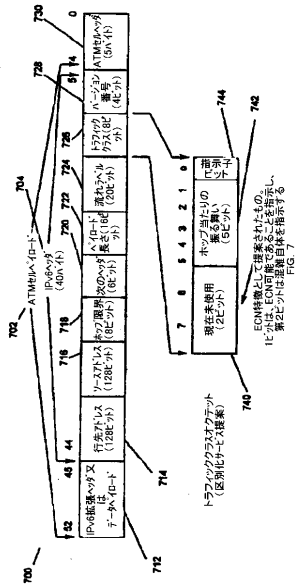


Fig. 5

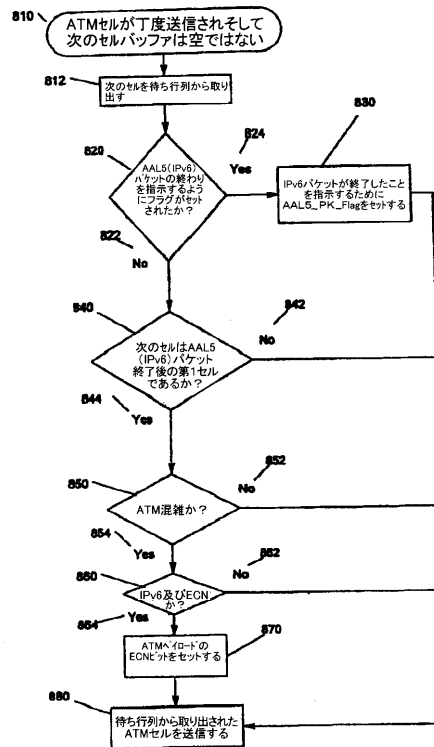
【図6】



【図7】



【図8】



【図 9】

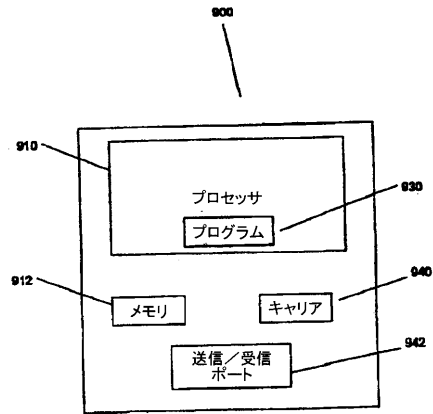


Fig. 9

フロントページの続き

(74)代理人 100074228

弁理士 今城 俊夫

(74)代理人 100084009

弁理士 小川 信夫

(74)代理人 100082821

弁理士 村社 厚夫

(74)代理人 100086771

弁理士 西島 孝喜

(74)代理人 100084663

弁理士 箱田 篤

(72)発明者 ディクシット スッドヒア

アメリカ合衆国 マサチューセッツ州 01803 パーリントン パーリントン ウッズ ドラ
イヴ 3 ノキア

(72)発明者 ガーニ ナジア

アメリカ合衆国 マサチューセッツ州 01803 パーリントン パーリントン ウッズ ドラ
イヴ 3 ノキア

審査官 玉木 宏治

(56)参考文献 国際公開第98/019428(WO, A1)

Nanyang Yin, Rate-based flow control and it's application in IP/ATM internetworks, Electronics Industries Forum of New England, 1997. Professional Program Proceedings, 1997年 5月, pp.295-301

Karlsson J.M, Throughput characteristics for ATM networks, Networks, 1995. Theme: 'Electrotechnology 2000: Communications and Networks'. in conjunction with the International Conference on Information Engineering., Proceedings of IEEE Singapore International Conference on Networks, 1995年 7月, pp.6-10

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04L 12/00-66