

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4681034号
(P4681034)

(45) 発行日 平成23年5月11日(2011.5.11)

(24) 登録日 平成23年2月10日(2011.2.10)

(51) Int.Cl. F I
HO4L 12/56 (2006.01) HO4L 12/56 200Z
 HO4L 12/56 200F

請求項の数 13 外国語出願 (全 21 頁)

(21) 出願番号	特願2008-233450 (P2008-233450)	(73) 特許権者	392026693
(22) 出願日	平成20年9月11日(2008.9.11)		株式会社エヌ・ティ・ティ・ドコモ
(65) 公開番号	特開2009-71824 (P2009-71824A)		東京都千代田区永田町二丁目11番1号
(43) 公開日	平成21年4月2日(2009.4.2)	(74) 代理人	100099623
審査請求日	平成20年9月11日(2008.9.11)		弁理士 奥山 尚一
(31) 優先権主張番号	07116523.7	(74) 代理人	100096769
(32) 優先日	平成19年9月14日(2007.9.14)		弁理士 有原 幸一
(33) 優先権主張国	欧州特許庁 (EP)	(74) 代理人	100107319
			弁理士 松島 鉄男
		(74) 代理人	100114591
			弁理士 河村 英文
		(74) 代理人	100118407
			弁理士 吉田 尚美
		(74) 代理人	100125380
			弁理士 中村 綾子

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 クラスベースのネットワークにおける帯域幅設定方法および装置

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

所定のQoS(通信品質)パラメータを考慮して、各COS(クラスオブサービス)に対してある帯域幅を初期化段階において割り当てるステップであって、全帯域幅の一部をピーク閾値として各COSへ割り当てるサブステップと、割り当てられたピーク閾値の一部を当該COSの予約帯域幅として予約するサブステップとを含むステップと、

各COSにおける現在使用中の帯域幅を保持するステップであって、あるCOSの帯域幅に対する任意のリソースリクエストは、要求された帯域幅と現在使用中の帯域幅とを加えたものが前記予約帯域幅を超えない限りにおいて許可されるものである、ステップと、

あるCOSにおいてリソースリクエストが受信され、該COSが該リクエストを受け入れるために予約された十分な帯域幅を有しない場合には、影響を受ける該COSに対して、将来のリクエストのために少なくとも過剰予約量Bov(i)の過剰帯域幅が存在するような帯域幅がオーバプロビジョンされるように過剰予約量Bov(i)を計算するステップであって、ここで、前記帯域幅Bov(i)は、前記影響を受けるCOSへ割り当てられたピーク閾値に関して前記リソースリクエストが持つ有意度に基づいて計算されるものであり、該有意度は、前記影響を受けるCOSにおけるピーク閾値から使用帯域幅と要求された帯域幅とを差し引いて前記ピーク閾値で割った値に基づいて計算されるものである、ステップと

を含む、クラスベースのネットワークにおいて帯域幅をオーバプロビジョンすることにより帯域幅を設定する方法。

10

20

【請求項 2】

前記帯域幅 $Bov(i)$ は、前記影響を受ける COS において使用されている帯域幅へ前記リソースリクエストの前記ピーク閾値に関する前記有意度を掛けた値に基づいて計算されるものである、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】

追加される帯域幅 $Bov(i)$ は、

【数 1】

$$Bov(i) = \frac{Bu(i)}{Pth(i)} * (Pth(i) - Bu(i) - Brq(i))$$

10

に基づいて計算されるものであり、

ここで、 $Bov(i)$ はクラス i の過剰予約帯域幅であり、

$Bu(i)$ はクラス i が使用する帯域幅であり、

$Brq(i)$ はクラス i が要求する帯域幅であり、

$Brv(i)$ はクラス i に対して予約された帯域幅であり、

$Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値であり、

過剰予約は $Bov(i) > 0$ のときに成功となるものである、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 4】

新たな過剰予約の計算が失敗した場合には、過剰予約が失敗した、影響を受ける COS のピーク帯域幅を、その他の 1 つ以上のクラスオブサービスの未だ利用可能な帯域幅の割当を用いて再調整するステップを更に含む請求項 1 ~ 3 のいずれか一項に記載の方法。

20

【請求項 5】

前記その他のクラスオブサービスのそれぞれについて、その他のクラスのピーク閾値から削減できる、未だ利用可能な帯域幅の一部の値を計算するステップであって、未だ利用可能な帯域幅は、そのクラスの予約帯域幅またはコミットされた帯域幅のいずれかをそのクラスのピーク閾値から差し引いた値に基づいて計算されるものである、ステップと、

前記その他のクラスのピーク帯域幅から、計算された未だ利用可能な帯域幅の一部の値を削減するステップと、

前記その他のクラスオブサービスの帯域幅の削減量を、過剰予約が失敗したクラスオブサービスへ加えるステップと

30

を更に含む請求項 4 に記載の方法。

【請求項 6】

前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、予約帯域幅の実際の使用程度を考慮する帯域幅インデックスに基づいて計算されるものであり、それにより、使用程度が大きくなるほど調整のために使用できる該一部の値は小さくなるものであり、及び/または、

前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、予約帯域幅またはコミットされた帯域幅がピーク閾値にどの程度近いかを考慮する閾値インデックスに基づいて計算されるものであり、それにより、ピーク閾値に近いほど調整のために使用できる該一部の値は小さくなるものである、

40

請求項 5 に記載の方法。

【請求項 7】

前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、予約帯域幅と使用帯域幅との差分を該予約帯域幅で割ることにより計算される帯域幅インデックスに基づいて計算されるものである、請求項 5 または 6 に記載の方法。

【請求項 8】

前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、ピーク閾値と予約帯域幅またはコミットされた帯域幅のいずれかとの差分をそのピーク閾値で割ることによって計算される閾値インデックスに基づいて計算されるものである、請求項 5 ~ 7 のいずれか一項に記載の方法。

50

【請求項 9】

前記一部の値は、前記帯域幅インデックスと前記閾値インデックスとの組み合わせに基づいて計算されるものである、請求項 5 ~ 8 のいずれか一項に記載の方法。

【請求項 10】

クラス (i) に対する再調整量 $Pth(i)$ は、

【数 2】

$$B_Idx(j) = \left(\frac{Brv(j) - Bu(j)}{Brv(j)} \right) \quad 10$$

$$Pth_Idx(j) = \left(\frac{Pth(j) - Bref(j)}{Pth(j)} \right)$$

$$Brl_Pth(j) = \left(\frac{B_Idx(j) + Pth_Idx(j)}{2} \right) * (Pth(j) - Bref(j))$$

$$Pth(i) \leftarrow \sum Brl_Pth(j) \quad 20$$

に基づいて計算されるものであり、

ここで、 $B_Idx(i)$ はクラス i の帯域幅インデックスであり、

$Pth_Idx(i)$ はクラス i のピーク閾値インデックスであり、

$Brl_Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値からリリースされる帯域幅であり、

$Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値であり、

$Brv(i)$ はクラス i に対して予約された帯域幅であり、

$Bu(i)$ はクラス i が使用する帯域幅であり、

$Bref(i)$ はクラス i の帯域幅リファレンス (クラス i の予約帯域幅またはコミットされた帯域幅) である、請求項 4 ~ 9 のいずれか一項に記載の方法。

【請求項 11】

所定の QoS (通信品質) パラメータを考慮して、各 CoS (クラスオブサービス) に対してある帯域幅を初期化段階において割り当てるモジュールであって、前記割り当ては、全帯域幅の一部をピーク閾値として各 CoS へ割り当てることと、割り当てられたピーク閾値の一部を当該 CoS の予約帯域幅として予約することを含むものである、モジュールと、

各 CoS における現在使用中の帯域幅を保持するモジュールであって、ある CoS の帯域幅に対する任意のリソースリクエストは、要求された帯域幅と現在使用中の帯域幅とを加えたものが前記予約帯域幅を超えない限りにおいて許可されるものである、モジュールと、

ある CoS においてリソースリクエストが受信され、該 CoS が該リクエストを受け入れるために予約された十分な帯域幅を有しない場合には、影響を受ける該 CoS に対して、将来のリクエストのために少なくとも過剰予約量 $Bov(i)$ の過剰帯域幅が存在するような帯域幅がオーバプロビジョンされるように過剰予約量 $Bov(i)$ を計算するモジュールであって、ここで、前記帯域幅 $Bov(i)$ は、前記影響を受ける CoS へ割り当てられたピーク閾値に関して前記リソースリクエストが持つ有意度に基づいて計算されるものであり、該有意度は、前記影響を受ける CoS におけるピーク閾値から使用帯域幅と要求された帯域幅とを差し引いて前記ピーク閾値で割った値に基づいて計算されるもので

ある、モジュールと

を備える、クラスベースのネットワークにおいて帯域幅をオーバプロビジョンすることにより帯域幅を設定する装置。

【請求項 1 2】

請求項 1 ~ 1 0 のいずれか一項に記載の方法を実行する手段を更に備える請求項 1 1 に記載の装置。

【請求項 1 3】

請求項 1 ~ 1 0 のいずれか一項に記載の方法をコンピュータに実行させることを可能にするコンピュータプログラム。

【発明の詳細な説明】

10

【技術分野】

【0 0 0 1】

本発明は、クラスベースのネットワークにおいて帯域幅を設定 (configure) するための方法および装置に関する。

【背景技術】

【0 0 0 2】

次世代ネットワーク (NGN: Next Generation Network) は、ネットワーク内部またはネットワーク間においてサポートされる接続制御スキームに関係なく、複数のグループのユーザへ配信経路に沿ってコンテンツを同時配信することが可能な、例えば IPTV、ラジオ放送、ファイル配信およびプッシュメディア (push media) などの、リアルタイムの QoS (Quality of Service) アウェアなマルチユーザ通信サービスを提供することが想定されている。次世代アプリケーションを効率的に提供するため、配信経路には、セッションのライフタイム全体にわたって QoS レベルを確保するのに十分なリソース (例えば帯域幅) が効率的にオーバプロビジョン (過剰提供) されなければならない。この目的を達成するため、経路全体にわたりセッション継続を確保するための制御メカニズムの実装が必要となる。

20

【0 0 0 3】

QoS の観点からすれば、例えば DiffServ などのクラスベースのアプローチ (例えば非特許文献 1 参照) の方が per-flow アプローチ (フロー毎のアプローチ) に勝っている。なぜなら、それはパケットを限られた数の CoS に集約し、より少ない状態を記憶又は操作することによってシステムスケーラビリティを保ちながら多数のセッションの配信を可能にするからである。リソースプロビジョンの観点からすれば、動的ソリューションの方が静的ソリューションと比べてシステム効率を増大させる。その理由は、例えば、オンデマンドスキームはフレキシブルなリソース割当を実現し、それらが使われなくなるとすぐにそれらをリリースして浪費を最適化するからである。

30

【0 0 0 4】

必要なリソースは、所要量のリソースと制御オペレーション (予約、変更、リリースまたはリフレッシュ) を提供するデータ経路に沿ったエージェントをトリガするシグナリングプロトコルのサポートを通じて配信経路において設定 (configure) される。しかしながら、シグナリングイベントの数はリソースリクエストを受信した数に比例して増加するため、オンデマンドの QoS プロビジョニングは帯域幅消費の点でシステム性能を損なう可能性がある。例えば、新しいリクエストが受信されると常にリソース割当の信号がネットワークへ送られる。そしてさらにソフトステート (soft-state) ベースのソリューションは、ステートメンテナンスとシステムロバスト性の両方の管理を目的としてメッセージを定期的に交換する。

40

【0 0 0 5】

シグナリングオーバヘッドを最適化する代わりに QoS リソースのオーバプロビジョニングが行われる。これは、ネットワークに現在必要とされているものよりも多めに帯域幅をプロビジョンすることを意味する。これに関連して、アドミッション制御と組み合わせた帯域幅の過剰予約 (over-reservation) は、更なる状態操作のためのオンデマンドのシ

50

グナリング交換の必要のない、ローカルな決定を可能にする。しかしながら、このスキームはリソースの浪費とリソースの管理不良を両方もたらし、この結果、リソースコントロールメカニズムの効率と環境の性能が損なわれる。

【 0 0 0 6 】

過剰予約をサポートする全ての利用可能なソリューションは、オンデマンドで過剰予約量を計算し、2パス (two-pass) シグナリングスキームに基づいてリソースを配信経路に設定する。このように、過剰予約量を計算するための追加処理の点でシステム性能が損なわれる可能性がある。さらに、2パスシグナリングスキームは最初にネットワークリソースに関してデータ経路を探索し、次にリソースを設定することによってセッションの確立の遅れを増大させる可能性がある。

10

【 0 0 0 7 】

B G R P (Border Gateway Reservation Protocol) (例えば非特許文献2参照)は、ユニキャストトラフィック配信のためにプロビジョンされたシンクツリー (sink-trees) を生成する2段階 (two-phase) シグナリングスキームである。静的量子化 (Q) 過剰予約アプローチは結果的に帯域幅の管理を悪化させ、リソースの浪費をもたらす。

【 0 0 0 8 】

加えて、S I C A P (Shared-segment Inter-domain Control Aggregation Protocol) (例えば非特許文献3参照)は、共有セグメント (shared-segment) ツリーを生成するための、B G R P と同じようなシグナリングアプローチによるソリューションである。S I C A P によってサポートされる動的過剰予約スキームは、共有セグメント (shared-segment) ごとに単一のアグリゲーションを割り当てるものであり、複数のアグリゲーション (クラス) が異なる Q o S 要件で同じセグメントを共有するクラスベースのネットワークにあまりうまく適合しない。例えば、S I C A P はクラススタベーション (class starvation) を扱うことができない。

20

【 0 0 0 9 】

シンプルなコア D i f f S e r v コンセプトとの食い違いは S I C A P と B G R P の主な欠点である。この場合、アグリゲーション (aggregation) またはデアグリゲーション (deaggregation) を処理する複雑性はフォワーディングノードへ押しやられる。さらに、S I C A P と B G R P は、セッションの確立時間を増加させかねない2パス (two-pass) シグナリングスキームを使用する。

30

【 0 0 1 0 】

【非特許文献1】S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss, "An architecture for differentiated services", RFC 2475, IETF, December 1998

【非特許文献2】P. Pan, E. Hahne, and H. Schulzrinne, "BGRP: A Tree-Based Aggregation Protocol for Inter-domain Reservations", Journal of Communications and Networks, Vol. 2, No. 2, June 2000

【非特許文献3】R. Sofia, R. Guerin, and P. Veiga, "SICAP, a Shared-segment Inter-domain Control Aggregation Protocol", High Performance Switching and Routing, HPSR 2003, Turin, Italy, June 2003

【発明の開示】

40

【 0 0 1 1 】

一実施形態によれば、所定の Q o S (通信品質) パラメータを考慮して、各 C o S (クラスオブサービス) に対してある帯域幅を初期化段階において割り当てるステップであって、全帯域幅の一部をピーク閾値として各 C o S へ割り当てるサブステップと、割り当てられたピーク閾値の一部を当該 C o S の予約帯域幅として予約するサブステップとを含むステップと、

各 C o S における現在使用中の帯域幅を保持するステップであって、ある C o S の帯域幅に対する任意のリソースリクエストは、要求された帯域幅と現在使用中の帯域幅とを加えたものが前記予約帯域幅を超えない限りにおいて許可されるものである、ステップと、

ある C o S においてリソースリクエストが受信され、該 C o S が該リクエストを受け入

50

れるために予約された十分な帯域幅を有しない場合には、影響を受ける該C o Sに対して、将来のリクエストのために少なくとも過剰予約量B o v (i)の過剰帯域幅が存在するような帯域幅がオーバプロビジョンされるように過剰予約量B o v (i)を計算するステップであって、ここで、前記帯域幅B o v (i)は、前記影響を受けるC o Sへ割り当てられたピーク閾値に関して前記リソースリクエストが持つ有意度に基づいて計算されるものであり、該有意度は、前記影響を受けるC o Sにおけるピーク閾値から使用帯域幅と要求された帯域幅とを差し引いて前記ピーク閾値で割った値に基づいて計算されるものである、ステップと

を含む、クラスベースのネットワークにおいて帯域幅をオーバプロビジョンすることにより帯域幅を設定する方法が提供される。

10

【 0 0 1 2 】

初期化段階において前記帯域幅をプロビジョン（供給、提供）することによって、シグナリングの負担が節約される。ピーク帯域幅と予約帯域幅（reserved bandwidth）が最初に（例えばブートストラップまたは初期化段階において）プロビジョンされ、その後オペレーションを開始できる。予約リソースは十分かもしれないが、リソースリクエストが予約帯域幅によって満たされない場合には、帯域幅の過剰量B o v (i)をオーバリザーブ（過剰予約）する新たな予約量が計算される。この過剰量は静的（static）でなく、単に要求されたリソースに基づいているだけではなく、要求されたリソースがピーク閾値に対して持つ有意度（significance）に基づいている。この有意度はピーク閾値から使用帯域幅（used bandwidth）と要求帯域幅（requested bandwidth）とを差し引いてピーク閾値で割った値によって表される。このように、要求帯域幅と使用帯域幅との和がピーク閾値に近づくにつれ、有意度は小さくなる。それが近づくにつれて有意度は減少し、それに伴って過剰供給量B o v (i)も減少する結果となる。使用帯域幅と要求帯域幅の和がピーク閾値に達する場合、B o v (i)もゼロに達し、オーバプロビジョニング（過剰供給、過剰提供）は不可能となる。

20

【 0 0 1 3 】

一実施形態によれば、前記帯域幅B o v (i)は、前記影響を受けるC o Sにおいて使用されている帯域幅へ前記リソースリクエストの前記ピーク閾値に関する前記有意度を掛けた値に基づいて計算される。このようにして、帯域幅の使用量が考慮できる。一実施形態におけるB o v (i)は、使用帯域幅が増加するとB o v (i)も増加するように計算される。

30

【 0 0 1 4 】

一実施形態によれば、B o v (i)は使用帯域幅とリソースリクエストの有意度との積に基づいて計算される。ここで、有意度はピーク閾値から使用帯域幅と要求帯域幅とを差し引いた値をピーク閾値で割ることに基づいて計算される。

【 0 0 1 5 】

このようにして、過剰予約量B o v (i)は、利用可能な帯域幅、ピーク閾値、要求帯域幅および使用帯域幅とに基づいてフレキシブルに計算することができる。ただし、使用帯域幅の一部の値は、その一部の値が利用可能な帯域幅とピーク閾値との比に基づくものとなるように、オーバプロビジョニング（overprovisioning）に使用される。

40

【 0 0 1 6 】

一実施形態によれば、追加される帯域幅B o v (i)は、

【数 1】

$$Bov(i) = \frac{Bu(i)}{Pth(i)} * (Pth(i) - Bu(i) - Brq(i))$$

に基づいて計算されるものであり、

ここで、B o v (i)はクラスiの過剰予約帯域幅であり、

50

$Bu(i)$ はクラス i が使用する帯域幅であり、
 $Brq(i)$ はクラス i が要求する帯域幅であり、
 $Brv(i)$ はクラス i に対して予約された帯域幅であり、
 $Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値であり、
 過剰予約は $Bov(i) > 0$ のときに成功となる。

【0017】

一実施形態によれば、本方法は、新たな過剰予約の計算が失敗した場合には、過剰予約が失敗した、影響を受ける CoS のピーク帯域幅を、その他の1つ以上のクラスオブサービスの未だ利用可能な帯域幅の割当を用いて再調整するステップを更に含む。

【0018】

このようにして、オーバプロビジョニング (overprovisioning) は、リクエストが発信されたクラスのピーク閾値が禁止する場合でも実行することができる。リクエストに関係する CoS に対してまだ予約されていないフリーな帯域幅 (未だ利用可能な帯域幅) が存在する他のクラスの帯域幅を利用し、再分配することで、このクラスにおいてフリーな帯域幅が生成され、オーバプロビジョンが実行できる。未だ利用可能な帯域幅は、例えば、このクラスにおけるピーク閾値と予約帯域幅 (reserved bandwidth) との差分であるか、またはこのクラスにおけるピーク閾値とコミットされた帯域幅 (committed bandwidth) との差分とすることができる。

【0019】

一実施形態によれば、本方法は、前記その他のクラスオブサービスのそれぞれについて、その他のクラスのピーク閾値から削減できる、未だ利用可能な帯域幅の一部の値を計算するステップであって、未だ利用可能な帯域幅は、そのクラスの予約帯域幅またはコミットされた帯域幅のいずれかをそのクラスのピーク閾値から差し引いた値に基づいて計算されるものである、ステップと、

前記その他のクラスのピーク帯域幅から、計算された未だ利用可能な帯域幅の一部の値を削減するステップと、

前記その他のクラスオブサービスの帯域幅の削減量を、過剰予約が失敗したクラスオブサービスへ加えるステップと

を更に含む。

【0020】

これにより、リクエストが関係するクラスに対して、他のクラスの未使用の (予約されていない) 帯域幅の再分配が実行される。

【0021】

一実施形態によれば、前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、予約帯域幅と使用帯域幅との差分を該予約帯域幅で割ることにより計算される帯域幅インデックスに基づいて計算される。

【0022】

これにより、予約帯域幅の実際の使用程度が考慮される。予約帯域幅の使用程度が大きくなるほど、このインデックスは小さくなり、それに伴って、調整に利用できる部分が小さくなる。

【0023】

一実施形態によれば、前記ピーク帯域幅から削減される前記一部の値は、ピーク閾値と予約帯域幅またはコミットされた帯域幅のいずれかとの差分をそのピーク閾値で割ることによって計算される閾値インデックスに基づいて計算される。

【0024】

これにより、予約帯域幅またはコミットされた帯域幅がピーク閾値にどの程度近いかが考慮される。予約帯域幅またはコミットされた帯域幅がピーク閾値に近いほど、このインデックスは小さくなり、それに伴って、調整に利用できる部分が小さくなる。

【0025】

一実施形態によれば、前記一部の値は前記帯域幅インデックスと前記閾値インデックス

10

20

30

40

50

との組み合わせに基づいて計算される。

【0026】

一実施形態によれば、クラス(i)に対する再調整量 P t h (i) は、

【数2】

$$\begin{aligned} B_Idx(j) &= \left(\frac{Brv(j) - Bu(j)}{Brv(j)} \right) \\ Pth_Idx(j) &= \left(\frac{Pth(j) - Bref(j)}{Pth(j)} \right) \end{aligned} \quad 10$$

$$Brl_Pth(j) = \left(\frac{B_Idx(j) + Pth_Idx(j)}{2} \right) * (Pth(j) - Bref(j))$$

$$Pth(i) \leftarrow \sum Brl_Pth(j) \quad 20$$

に基づいて計算されるものであり、

ここで、B_I d x (i) はクラス i の帯域幅インデックスであり、

P t h _ I d x (i) はクラス i のピーク閾値インデックスであり、

B r l _ P t h (i) はクラス i のピーク閾値からリリースされる帯域幅であり、

P t h (i) はクラス i のピーク閾値であり、

B r v (i) はクラス i に対して予約された帯域幅であり、

B u (i) はクラス i が使用する帯域幅であり、

B r e f (i) はクラス i の帯域幅リファレンス (クラス i の予約帯域幅またはコミットされた帯域幅) である。

【0027】

一実施形態によれば、所定の Q o S (通信品質) パラメータを考慮して、各 C o S (クラスオブサービス) に対してある帯域幅を初期化段階において割り当てるモジュールであって、前記割り当ては、全帯域幅の一部をピーク閾値として各 C o S へ割り当てることと、割り当てられたピーク閾値の一部を当該 C o S の予約帯域幅として予約することを含むものである、モジュールと、

各 C o S における現在使用中の帯域幅を保持するモジュールであって、ある C o S の帯域幅に対する任意のリソースリクエストは、要求された帯域幅と現在使用中の帯域幅とを加えたものが前記予約帯域幅を超えない限りにおいて許可されるものである、モジュールと、

ある C o S においてリソースリクエストが受信され、該 C o S が該リクエストを受け入れるために予約された十分な帯域幅を有しない場合には、影響を受ける該 C o S に対して、将来のリクエストのために少なくとも過剰予約量 B o v (i) の過剰帯域幅が存在するような帯域幅がオーバプロビジョンされるように過剰予約量 B o v (i) を計算するモジュールであって、ここで、前記帯域幅 B o v (i) は、前記影響を受ける C o S へ割り当てられたピーク閾値に関して前記リソースリクエストが持つ有意度に基づいて計算されるものであり、該有意度は、前記影響を受ける C o S におけるピーク閾値から使用帯域幅と要求された帯域幅とを差し引いて前記ピーク閾値で割った値に基づいて計算されるものである、モジュールと

を備える、クラスベースのネットワークにおいて帯域幅をオーバプロビジョンすることにより帯域幅を設定する装置が提供される。

【 0 0 2 8 】

一実施形態によれば、本装置は、本発明の一実施形態に基づく方法を実行する手段を更に備える。

【 0 0 2 9 】

一実施形態によれば、本発明の一実施形態に基づく方法をコンピュータに実行させることを可能にするコンピュータプログラムが提供される。

【 発明を実施するための最良の形態 】

【 0 0 3 0 】

以下、本発明の実施形態について添付図面を参照して説明する。その前にまず以下の説明で用いられる用語について説明する。

【 0 0 3 1 】

- ・アクセスルータ： 受信者が属するアクセスネットワークにリンクしたルータ。
- ・A S (Autonomous Systems)： 自律システム。
- ・B R (Border Router)： 境界ルータ(入口または出口)。
- ・ダウンストリーム(downstream)： 入口ノードから出口ノードまたはアクセスノードへの方向。
- ・アップストリーム(upstream)： 出口ノードから入口ノードへの方向。
- ・ユニキャストルーティング情報ベース(Unicast Routing Information Base)(R I B)： ユニキャストトポロジテーブル(unicast topology table)。

【 0 0 3 2 】

本発明の実施形態は、セッション確立をスピードアップするための1パスシグナリングスキームに基づいて動作するクラスベースのネットワークにおいてQoSリソースを効率的にオーバプロビジョンするためのソリューションであるA S A C (Advanced QoS Resource Allocation)メカニズムを提供する。A S A Cメカニズムは、ネットワーク性能をコンプライズしないようにするため、初期化段階(例えばシステムブートストラップ)において各C o S (クラスオブサービス)にQoSリソースを割り当てる(dimension)。さらに、セッション確立のためにネットワークにオンデマンドで信号を送ることなくセッションリクエストごとにローカルな決定が行われる。クラスごとの(per-class)過剰予約分は、オンデマンドで、すなわち予約量がセッションQoS要件を満足するのに十分でないときに再計算される。A S A CメカニズムはC o S間で帯域幅を配分することによってQoSの浪費のギャップを埋める。この際、影響を受けるC o Sには残りのクラスが使用していないリソースが割り当てし直される(re-dimension)。

【 0 0 3 3 】

上記の機能を効率的に実行するためのサポートとして、実施の一形態によれば、A S A Cメカニズムは、動的過剰予約スキーム、新規のネットワークリソース管理モデルおよびシングルパスシグナリングプロトコルを実装する。

【 0 0 3 4 】

A S A Cメカニズムは、C o Sごとに余剰帯域幅(surplus bandwidth)を確保することから成るクラス毎の(per-class)過剰予約を実行することによって、QoSリソースをオーバプロビジョンする。最初に、初期化段階において、A S A CメカニズムはQoSリソースを事前に初期化し、この際、ネットワーク管理者によって定められるかまたは外部メカニズム(例えばS L Sコントローラ)から取得される所定のQoSパラメータを考慮に入れてシステムブートストラップにおいて各C o Sへ帯域幅を割り当てる。C o Sがリクエストに応えるために予約された十分なリソースを持っていないときは常に、A S A Cメカニズムは影響を受けるC o Sが将来のリクエストのためにプロビジョンされるように新たな過剰予約量を計算する。過剰予約に起因するリソースの浪費を避けるため、実施の一形態によれば、A S A Cメカニズムは、残りのC o Sの、現在使用されていない帯域幅の過剰予約された割当分の和を用いて影響を受けるC o S (affected CoS)を再調整するリソース管理スキームにより強化される。どれだけの帯域幅が各C o Sから取り除かれるかを選ぶタスクが、将来のリクエストを受け入れるためにC o Sの容量をコンプライ

10

20

30

40

50

ズすることなく計算される。

【 0 0 3 5 】

A S A Cメカニズムは、アドミッション制御とQ o Sを組み合わせることによりシグナリングオーバーヘッドを著しく最適化する。この際、オンデマンドのリクエストシグナリングは実行されない。C o SごとにQ o Sリソースを初期化するタスクは、ネットワーク性能の最適化を目的として、セッションリクエストを必要とすることなくシステムブストラップなどの初期化段階において実行される。リソース管理スキームは、C o Sがオンデマンドで再調整されることでブロッキングの可能性を低減する。加えて、実施の一形態によるメカニズムは次のような手順を含む。

- ・セッションの送信者は、セッションオブジェクトと呼ばれる、各フローのQ o S要件、優先度およびレートを定める。

10

- ・各受信者は、送信者からセッションオブジェクトを任意のオフライン手段またはオンライン手段により取得する。

- ・各受信者は、セッションオブジェクトをセッション確立時間に接続されたネットワーク内のエージェントへ送信する。

- ・ネットワークエージェントにおけるプロトコルまたはメカニズムは、セッションオブジェクトを用いてセッション経路（送信者から受信者へ）に沿った各ドメインにおけるセッションのフローごとにリソースの割当を要求する。

- ・ネットワークは、ネットワーク内の出口ルータを検索するためのドメイン間ルーティングプロトコル（例えばB G P）をサポートする。

20

- ・ルータは、IP Routing Alert Option（例えば非特許文献「R F C 2 1 1 3」参照）を認識しなければならない。

【 0 0 3 6 】

A S A C機能は、エッジルータとコアルータに位置するエージェントによってサポートされる。以後、それぞれA S A C E d g eエージェント（A S A C - E）、A S A C C o r eエージェント（A S A C - C）と呼ぶ。A S A C - Eエージェントは、セッションのアドミッションをコントロールするためにステートフル（statefull）であり、ネットワーク全体にわたるQ o Sリソースのオーバプロビジョニングとマネジメントをコントロールするオペレーションを開始する。A S A C - Eエージェントは、例えば、他のA S A Cエージェントと相互作用し、外部のプロトコルまたはメカニズムとそれぞれ通信するための内部及び外部のインタフェースを実装する。これとは対照的に、実施の一形態によれば、A S A C - Cエージェントは低減されたステート（クラスごとまたは入口）であり、信号伝達を受けたときに所要リソースを設定するために内部インタフェースをサポートするのみである。したがって、複雑なリソース制御をエッジノードに行わせて、コアノードをシンプルにすることにより、システムスケーラビリティが実現する。

30

【 0 0 3 7 】

デフォルト設定により、A S A CメカニズムはQ o Sリソースをオーバプロビジョンするために分散方式で動作する。しかしながら、環境がサポートするQ o Sアプローチに基づいて、集中方式で動作することも可能である。図1は、異種の（heterogeneous）シナリオにおけるA S A Cエージェントの配置例を示している。ドメインAは分散方式でリソースをコントロールする。この場合、A S A C - Eエージェントはネットワークエージェントとともにエッジノードに置かれており、A S A C - Cエージェントはコアノードにある。しかしながら、ドメインBは集中メカニズムを用いてリソースをコントロールする。この場合、リソースコントローラ（例えば帯域幅ブローカ（Bandwidth Broker））とA S A C - Eエージェントは同じノード内に置かれる。

40

【 0 0 3 8 】

集中方式または分散方式とは別に、A S A Cメカニズムはエンド・ツー・エンド（end-to-end）またはエッジ・ツー・エッジ（edge-to-edge）で動作することもできる。前者の場合、入口ルータにおいてA S A Cをトリガするとともにドメイン間とドメイン内部のセッション接続をコントロールするセッションコントロールメカニズムが提供される。

50

【 0 0 3 9 】

A S A Cによってサポートされる機能を実現するため、実施の一形態によれば、次のようなインタフェースが提供される。

・アプリケーションインタフェース：セッションオブジェクトを運ぶリクエストを受信し、その実行結果をフィードバックするために、A S A Cを外部のメカニズムまたはプロトコルにさらす(expose)ために使用される。例えば、外部のセッションシグナリングプロトコルはこのインタフェースを使用してドメイン内のフローのためのリソースを要求することができるのに対して、A S A Cメカニズムもそのリクエストが正常に実行されたことを確認するためにそれを利用する。加えて、A S A Cメカニズムは、新たなユーザがセッションに興味を持っている場合あるいはユーザが別のドメインに移動したことに起因して、進行中のセッションフローのリソースを割り当てし直すための指示を受信することができる。

・QoS制御インタフェース：M I B (Management Information Base)とインタラクションすることによりQoS機能について情報を取得するために使用される。例えば、A S A Cメカニズムは、D i f f S e r vのポリシーまたはC o Sごとに予約(リザーブ)された帯域幅量についての情報を検索することができる。加えて、A S A Cメカニズムは、このインタフェースを使用して、各クラスの(per-class)帯域幅を確保すること、例えばパケットスケジューラを適切に設定することによって、QoSリソースをオーバプロビジョンする。リソースの再設定も、例えば進行中のフローを別のC o Sにマッピングするためにマーカを再設定すること、または適切に実行された予約により、A S A Cメカニズムによってサポートされる。中央リソースコントローラを持つクラスタにおいて、A S A Cメカニズムはこのインタフェースを使用して中央コントローラをトリガする。さらに、A S A Cメカニズムは、ネットワークプロビジョニングまたは例えばリソース情報のクエリのためにS L Sコントローラと相互作用することができる。

・通信・経路制御インタフェース：A S A Cエージェントのオペレーションのサポートとして制御情報を運ぶメッセージを交換するために使用される。さらに、A S A Cメカニズムは、このインタフェースを使用して利用可能なユニキャストルーティングプロトコル(例えばO S P F)と相互作用して、R I B (Routing Information Base)において更なる処理のための外部インタフェース(outgoing interface)を検索する。加えて、ネットワークインタフェースがダウンするかどうかは下位プロトコルによって示されるので、A S A Cメカニズムは、例えばO S F Pとの相互作用を通じて、リルーティングイベントを検出する(例えば非特許文献「J. Moy, "OSPF Version 2", The Internet Engineering Task Force - IETF, RFC2328, Apr 1998」参照)。

【 0 0 4 0 】

図2は、A S A Cエージェントによってサポートされるインタフェースを示している。A S A Cエージェント間で制御情報を搬送する交換メッセージは、通信インタフェースを通じて実装される。

【 0 0 4 1 】

以下、実施の一形態によるA S A Cメカニズムによって使用されるメッセージについて説明する。

【 0 0 4 2 】

R e s e r v e (リザーブ)：このメッセージは、A S A Cエージェントへ必要な機能を知り、オペレーションを実行するためのサポートとしてQoS状態の量を含む。A S A Cエージェントは、リソースの予約、変更、リリースおよびリフレッシュをサポートする。メッセージ固有フラグは、A S A Cエージェントの振る舞いをコントロールするものであり、例えばオペレーションを実行してはならない時間を通知する。

【 0 0 4 3 】

R e s p o n s e (レスポンス)：要求されたオペレーションが実行されたことを確認し、特定の制御情報(例えば、リソースが設定された経路とその機能)を知らせるために使用される。ノードが、インタフェースがダウンしていることをルーティングプロトコ

10

20

30

40

50

ルによって通知されたときは常に、このメッセージはリルーティングイベントが検出されたことを示す固有フラグがローカルに保存された全ての入口ノードへ送信される。リフレッシュの結果として、Responseメッセージは、各データ経路のボトルネックエージェントのネットワーク機能についての情報を運ぶ。

【0044】

実施の一形態によればASACメカニズムは次のような利点を提供する。

- ・帯域幅を自動的に制御し、コンスタントな人の介入を最小化する。
- ・マルチキャストアウェアネットワークにおけるマルチキャスト通信を強化する。
- ・セッション確立時間を削減する。
- ・シグナリングオーバーヘッドを大きく削減する。

10

【0045】

本発明の更なる実施形態について詳しく説明する。

【0046】

ASACメカニズムは、予約、変更、リリースまたはリフレッシュを実行することによって、ネットワーク内におけるQoSリソースを制御する。決定を行うための複雑な処理は境界ルータに押しつけられ、そのオペレーションはリクエストごとの(per-request)シグナリングなく実行される。一方、コアノードは簡単なリソース制御を実行し、そのオペレーションはシグナリングイベントによりトリガされる。QoSリソースはASACメカニズムが必要を検出したときに自立性のあるやり方で設定され、従ってコンスタントな外部(つまり人間の)介入を必要としないことで、リソース制御におけるシステムの独立性が増す。

20

【0047】

オペレーションを実行するためのサポートを提供するために、各ASAC-Eエージェントは、アクティブセッション、フローおよび配信経路のリストを格納する。各アクティブセッションエントリは関連するフローのリストを含み、各フローエントリは、そのCoS、ビットレート(コミット/ピーク)、送信元アドレス、宛先アドレス、出口アドレス、アクセスアドレスおよび配信経路を保持する。配信経路のリストは、各配信経路を構成するノードの集合を格納する。ここで、数字インデックスキーが各エントリに割り当てられる。さらに、各経路エントリには、対応するボトルネックリンクの容量、サポートされるCoSおよびQoS特性(例えば閾値と予約帯域幅)が含まれる。ASACメカニズムはローカル外部(outgoing)インタフェースごとに予約状態を格納し、それは利用可能なCoSのリストと、それらの対応する帯域幅予約量および関連するリクエストである入口ルータのIPアドレスを運ぶ。ASAC-Cエージェントが低減した状態を有する場合、それらはクラスリソース予約に関係する状態を保持するだけである。

30

【0048】

次に、ネットワークをオーバプロビジョンする際にASACメカニズムが実行する機能について説明する。必要なオペレーションを明確にするために、シンプルな環境の完全な初期化について述べる。

【0049】

1. QoS初期化

QoSリソースは、環境の利用度が低いことから初期化段階(つまりシステムブートスラップ)においてASACメカニズムにより事前に初期化される。こうして、ASACメカニズムは、所要のシグナリング交換に起因する帯域幅消費と所要の状態操作に起因するオペレーションの処理の点でネットワーク性能をコンプロマイズすることなくQoSリソースを初期化する。実施の一形態によるQoS初期化において展開されるオペレーションは、シングルパスで(つまり同時に)実行される。その初期化は、利用可能な配信経路を発見し、それらの経路の最小リソース能力を検索し、そして経路ごとに全てのサポートされるCoSをオーバプロビジョンすることから成る。

40

【0050】

ASACメカニズムは、ネットワーク管理者によって提供されるかまたは外部コントロ

50

ーラ（例えばSLSコントローラ）から取得される所定のQoS初期化パラメータに基づいて、リソースを初期化する。ここで、実施の一形態によれば、2つの予約閾値が各CoSに割り当てられる。ピーク閾値Pthは、あるCoSが最初に占有することができる最大帯域幅を（ローカルリンクのパーセンテージの観点で）意味するものであり、コミットされた閾値Cthは、そのCoSに保証された最小帯域幅を意味する。加えて、初期化において各CoSに対して予約されるPthのシェアである初期化インデックス（Idx）（例えば1/2、1/4など）が指定される。これは、初期化後、各CoSはそのクラスにおいて予約することが可能な最大帯域幅であるピーク閾値帯域幅を持ち、各クラスはそのクラスにおける最初に予約された量の帯域幅である「予約」帯域幅を持つということの意味する。

10

【0051】

QoS初期化パラメータに基づいて、各入口ルータ上のASACメカニズムは、全てのインタフェースにおいて各CoSに関連するPthのIdxシェアを予約して、リンク容量、サポートされるCoSおよびそれらのリソース能力を運ぶ、初期化を示すフラグ（I）を有するRESERVEメッセージをブロードキャストする。さらに、外部インタフェースのIPアドレスは、配信経路に展開されるノードのリストを作成するためにメッセージに含まれる。RESERVE（I）を受信すると、各ノードは同じ方法でCoSを初期化し、ローカルQoS能力をメッセージによって運ばれた情報と比較する。ローカル能力が劣っている場合、元のメッセージで運ばれた情報は更新される。その後、ローカルIPが配信経路リストに追加され、RESERVE（I）メッセージを受信したインタフェース以外の全てのインタフェースにおいてメッセージがブロードキャストされる。このタスクは、到来インタフェースのIPアドレスがメッセージによって運ばれた配信経路リストに記載されているかどうかをチェックすることにより実行される。メッセージが出口ルータに到達すると、ASACメカニズムがエンド・ツー・エンドで動作する場合には出口ノードはQoSリソースを同じ方法で初期化する。その他の場合（エッジ・ツー・エッジで動作する場合）、ドメイン間リンクにおけるリソースは別々にコントロールされるので、リソース初期化は行われない。その後、配信経路リスト、リソース能力およびオペレーションの成功を確認するコードを運ぶRESPONSEメッセージが作成され、RESERVE（I）の送信元（つまり入口ノード）に向けて送信される。RESPONSEメッセージを受信されると、その入口ノードは経路リストとQoS情報を更新する。

20

30

【0052】

図3は、一般的な環境においてQoSリソースを初期化するためのオペレーションを示している。最初に、入口ノードI1およびI2にあるASAC-Eエージェントは、QoS初期化パラメータに基づいて各ローカル外部インタフェースにCoSをプロビジョンする。その後、ASAC-Eは、リンク容量、全てのサポートされるCoSおよびそれらのリソース能力、配信経路リストを運ぶRESERVE（I）を作成し、それをブロードキャストする。各ASAC-Cエージェントはメッセージを受信すると、同じようにQoSリソースをプロビジョンし、配信経路リストを更新し、適用可能な場合にはCoSリソース能力を更新し、そのメッセージをダウンストリームに伝達する。RESPONSEメッセージを受信した後、I1とI2は経路情報とそのリソース能力を適宜更新する。図3に提供されたシナリオにおいて、I1とI2によって発見された配信経路をそれぞれの経路テーブルに示す。ただし、簡単のため、テーブルにはリソース能力は示されていない。

40

【0053】

2. 過剰予約メカニズム (Over-reservation Mechanism)

過剰予約メカニズムは、主な目的として、選択されたCoSの過負荷予約を更新するために帯域幅の余剰割当分 (surplus share) を計算する必要がある。式(1)に示されている関数は、将来のリクエストに備えて選択されたCoSを過剰予約 (オーバリザーブ) するべく、要求された帯域幅に追加するための帯域幅量を計算するものである。選択された配信経路 (リソースリクエストで指示された入口ノードから出口ノードへ向かう経路) の利用可能なQoS能力の情報に基づいて、そのボトルネックリンクに関して、ASAC

50

は次のように機能する。実施の一形態による関数は、C o S が使用している帯域幅とその P t h との間の利用率 (utilisation ratio) に対して、利用可能な帯域幅量 (リクエストによって要求される帯域幅も考慮する) を掛けることによって過剰予約帯域幅を計算する。B o v (i) > 0 なら成功であり、その他の場合には、そのクラスはその閾値を超えた過負荷状態にあることがわかる。

【数 3】

$$Bov(i) = \frac{\overbrace{Bu(i)}^{\text{利用率}}}{Pth(i)} * \overbrace{(Pth(i) - Bu(i) - Brq(i))}^{\text{利用可能な帯域幅}}, Bov(i) \geq 0 \quad (1) \quad 10$$

ここで、

- ・ B o v (i) : クラス i の過剰予約帯域幅 (over-reservation bandwidth)。
- ・ B u (i) : クラス i が使用中の帯域幅。
- ・ B r q (i) : クラス i が要求する帯域幅。
- ・ B r v (i) : クラス i に予約 (リザーブ) された帯域幅。
- ・ P t h (i) : クラス i のピーク閾値。

【0054】

複数の出口ノードと、結果的にブランチノードとから構成されるマルチキャストツリーの場合、ツリーの入口ルータとリクエストのセッションオブジェクトにおいて指示された出口ルータとを関連付ける経路が最初に選択されなければならない。A S A C は入口ルータに格納された経路状態に基づいて処理するための配信経路を選択することができる。この場合、マルチキャストツリーは入口から出口への配信経路の集合として格納される。

【0055】

C o S が過剰予約できない場合 (B o v (i) = 0)、A S A C はクラスに既に割り当てられた Q o S リソースの再調整を試みる。これは、影響を受けるクラスの P t h を残りのクラスの帯域幅の未使用であって過剰予約された割当分 (シェア) を用いてプロビジョンすることにより行われる。式 (2) に示されている関数は、選択された配信経路におけるボトルネックリンクの Q o S 能力の情報を考慮して、C o S に対して予約された帯域幅と使用中の帯域幅との比率から成る帯域幅インデックスを計算する。関数 (3) は、ピーク閾値と、クラスの予約帯域幅またはコミットされた閾値 (C t h) である帯域幅リファレンスとの比率から成る閾値インデックスを計算する。

【0056】

予約された帯域幅は、それが C t h を超える場合に帯域幅リファレンスへ割り当てられる。その他の場合には C t h が帯域幅リファレンスへ割り当てられる。このようにして、少なくともクラスのコミットメントは保証されるので、A S A C はスタベーション (枯渇) と Q o S バイオレーションの両方を避けることができる。さらに、この閾値ベースのスキームにより、A S A C は、将来の接続要求がこのリクエストに対してあまりにも多くのネットワーク容量が予約されたことで利用できない帯域幅によりブロックされる可能性があるという過剰予約に起因する共通の問題 (例えば非特許文献「K. Lu, G. Xiao, and I. Chlamtac, "Analysis of blocking probability for distributed lightpath establishment in WDM optical networks", IEEE/ACM Trans, Netw. 13, 1, Feb, 2005, 187-197」参照) を、C o S の再調整を実行することによって解消することができる。

【0057】

影響を受ける C o S に追加される各 C o S の帯域幅の割当量 (シェア) は、帯域幅インデックスとピーク閾値インデックスの平均値に対して、ピーク閾値から帯域幅リファレンスを差し引いて得られる帯域幅量を掛けることから成る関数 (4) によって与えられる。最後に、関数 (5) は、影響を受けるクラスを再調整するための帯域幅量を与える。C o S の間でリソースを再調整するための手順は次のようになる。影響を受ける i 以外のロー

10

20

30

40

50

カルにサポートされた各 $C o S_j$ ($j \in c = \{1, \dots, n\}$, $j \neq i$) について、A S A C は最初に関数 (2) を計算し、次に関数 (3) を計算する。その後、A S A C は関数 (4) を計算して、影響を受ける $C o S$ の $P t h$ の現在値に関数 (5) の結果を加える。

【数 4】

$$B_Idx(j) = \left(\frac{Brv(j) - Bu(j)}{Brv(j)} \right) \quad (2)$$

$$Pth_Idx(j) = \left(\frac{Pth(j) - Bref(j)}{Pth(j)} \right) \quad (3)$$

$$Brl_Pth(j) = \left(\frac{B_Idx(j) + Pth_Idx(j)}{2} \right) * (Pth(j) - Bref(j)) \quad (4)$$

$$Pth(i) \leftarrow \sum Brl_Pth(j) \quad (5)$$

ここで、

$B_Idx(i)$ はクラス i の帯域幅インデックスであり、

$Pth_Idx(i)$ はクラス i のピーク閾値インデックスであり、

$Brl_Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値からリリースするための帯域幅であり、

$Pth(i)$ はクラス i のピーク閾値であり、

$Brv(i)$ はクラス i に対して予約された帯域幅であり、

$Bu(i)$ はクラス i が使用中の帯域幅であり、

$Bref(i)$ はクラス i の帯域幅リファレンス (クラス i の予約帯域幅またはコミットされた帯域幅) である。

【0058】

図 4 は、入口ルータにおいて A S A C メカニズムによって実行されるオペレーションの状態図を示している。セッションオブジェクト ($S o b j$) と宛先の出口ルータの IP アドレスを運ぶセッションリクエスト $R i$ を受信するときはいつでも、A S A C メカニズムはアドミッション制御 (admission control) を実行する (状態 1)。

ローカル情報に基づいて、選択された配信経路において利用可能な帯域幅がリクエスタフロー (requester flow) を受け入れるのに十分な場合には A S A C メカニズムは $R i$ を受理し、状態を更新してリクエスタアプリケーション (requester application) をトリガする (状態 2)。

その他の場合 (つまりフローを受け入れるのに十分なリソースを持たない場合) には、A S A C メカニズムは選択された $C o S$ に対して新たな過剰予約量 (over-reservation) を計算する (状態 3)。

$B o v > 0$ の場合、A S A C メカニズムは選択された $C o S$ の現在の予約量を $B o v + B r q$ に更新し、配信経路にリソースの更なる再設定のシグナルを送る。その他の場合、A S A C メカニズムは $C o S$ 間でリソースを再調整する。リソースの再調整が成功裏に終わった後、クラスの $P t h$ は更新され、A S A C メカニズムは再び $R i$ を処理する。すると過剰予約は成功する。リソースの再調整が失敗に終わった場合 ($R d j < 0$)、A S A C メカニズムは $R i$ を拒否してリクエスタアプリケーションをトリガする。

【0059】

A S A C メカニズムは、ソフトステート (soft-state) によって各入口ルータにおいて

リソース能力の情報を保持することにより、QoSバイオレーション状態（例えば、経路に沿ったあるリンクによってサポートされない過剰予約帯域幅を計算するとき）を避けることができる。それ故、実施の一形態によれば、ASACメカニズムは定期的にRESERVEメッセージを各配信経路に沿って送信し、予約をリフレッシュすることに加え、ボトルネックリンクのQoSリソース能力の情報（リンク容量と、サポートされる各CoSについてのピーク閾値及びコミットされた閾値と予約帯域幅）を収集する。

【0060】

次に、シンプルなシナリオにおいてQoSリソースをオーバプロビジョンし、かつ管理する際の実施の一形態によるASACの機能について説明する。1つの入口ルータと3つの出口ルータから成り、ASACメカニズムがエッジ・ツー・エッジで動作するように構成されたネットワークについて説明する。全てのセッションリクエストのフローはAFクラスにマッピングされ、簡単のためI-C1-E1（経路0）から成る同じ配信経路を共有する。

【0061】

図5は、QoSリソースが既に述べたように前もって初期化された環境を示している。クラスAF、EFおよびBEのPthはそれぞれ40%、30%および30%であるとし、同じクラスのCthはそれぞれ20%、15%および15%であるとする。テーブルa)は、ノードIにおけるASAC-エージェントによって保持される経路を知らせるものであり、インデックスキー（経路）、経路を構成するノードの集合（ノード）およびミニマムリンク（つまりボトルネックリンク）のリソース能力（resource capability）から構成されている。後者は、リンク容量（Min.Link（単位Mb/s））と、サポートされた各CoS（クラス/Pth（単位Mb））において使用中の帯域幅と予約された帯域幅（単位Mb）とから成る。テーブルb)~f)は、ネットワークリンクのリソース能力、すなわち各CoSに対する使用帯域幅（Mb）と予約帯域幅（Mb）を通知する。

【0062】

R0~Rn-1からのセッションリクエストが受信される限り、ASACメカニズムはネットワークリソースを割り当て、テーブルを適宜更新する（これらのイベントは図5には示されていない）。

【0063】

図6は、選択された経路がセッションリクエストを受け入れるのに十分なリソースを持たないときに、CoSに対して新たな過剰予約量を計算するためのオペレーションを示している。ビットレートが2Mbで宛先がE1であり、AFクラスにマッピングされる、フローFnによって構成されるセッションを考える。ASACメカニズムは、セッションリクエストRnを受信すると（イベントa）、経路0はAFに利用可能な1Mbを有し、経路1は利用可能なリソースを持っていないことから、経路0と経路1はセッションリクエストRnに応じるのに十分な利用可能なリソースを持っていないことがわかる。このため、ASACメカニズムはルータIにおいてAFクラスに対して新たな過剰予約量を計算する（イベントb）。本例の場合、Bov(AF)=3.5Mbである。その後、ASACメカニズムはルータIにおける経路情報を更新し（イベントc）、AF予約状態(Brv Bov + Brq)を11.5Mbに更新する（イベントd）。Rnは受理され、この新たな予約を更新するためにRESERVEメッセージがE1に向けて送信される（イベントe）。エージェントC1はRESERVEメッセージを受信した後、現在の予約状態を適宜更新する（イベントf）。シグナルを受け取った後、E1はオペレーションが正常に終わったことを確認するRESPONSEメッセージをルータIに向けて送信する（イベントg）。

【0064】

図6において、ボトルネックリンクC1-E1に対して使用帯域幅は5で、予約帯域幅は6であることが分かる。このことは、予約帯域幅はリクエストをカバーするのに十分ではなく、それ故、予約帯域幅はこれに要求量2と計算された過剰量3.5とを加えて、予

10

20

30

40

50

約帯域幅が 11.5 という結果になるようにすることによって更新されることを意味する。予約帯域幅に対して要求量 (Brq) と計算された過剰量 (Bov) とを加えるこのアプローチは、過剰予約が実行されることを保証する実施の一形態による 1 つのアプローチである。

【0065】

更なる実施形態によれば、要求量 2 と計算された過剰量 3.5 とを、図 6 に示すように、既に予約済みの帯域幅にではなく、現在使用中の帯域幅に加えて、対応する結果量を新たな予約量として予約することも可能である。この結果、予約帯域幅は 11.5 の代わりに、 $5 + 2 + 3.5 = 10.5$ となるが、計算された過剰量 Bov は更なるリクエストについて利用可能であることが保証される。2 のリクエストが認められ、現在使用中の 5 に加えられたとしても過剰量 3.5 はまだ残るからである。

10

【0066】

計算された過剰量は同じようにして、要求量 2 と計算された過剰量 3.5 とを既に予約済みの帯域幅 10 に加える (この結果 15.5 が得られる) ことによって、あるいは (2 + 3.5) を現在使用中の帯域幅 5 に加える (結果的に得られる予約帯域幅は 10.5) ことによって、経路 I - C 1 の予約を変更するために使用することもできる。後者のケースでは、予約帯域幅の変更は、現在使用中の帯域幅と要求された帯域幅と計算された過剰量とを加えたものが、現在予約されている帯域幅より大きい場合に実行することができるに過ぎない。

【0067】

20

図 7 は、過剰予約の計算が失敗したときに ASAC が COS 間でリソースを再調整するように働くシナリオを示している。追加の 3 Mb のリソースを要求する Rn+y を受信した後 (イベント a)、ASAC は経路 0 に利用可能なリソースが存在しないこと、さらには Pth を超過するので過剰予約 (over-reservation) が失敗する ($Bov(AF) < 0$) ことを認識する (イベント b)。次に、ASAC はリソース再調整をし、クラスごとの (per-class) 値を取得する (イベント c)。続いて ASAC メカニズムは、AF の Pth に対して再調整計算の結果である総和 ($Br1_Pth$) を加え、残りのクラスの Pth を適宜減らす (イベント d)。

【0068】

図 7 に示された具体例に関しては、最初に式 (2) に基づいてクラス EF の帯域幅インデックスが計算される。その結果は $(4.5 - 0) / 4.5 = 1$ である。

30

【0069】

次に、クラス EF の閾値インデックスが計算される。コミットされた閾値は所与の例ではピーク閾値の 15%、つまり 60 の 15% = 9 である。これは予約帯域幅 4.5 よりも大きい。従って、式 (3) は $(18 - 9) / 18 = 0.5$ になる。

【0070】

式 (4) に基づいて、帯域幅インデックスと閾値インデックスの平均 (0.75 である) に対し、ピーク閾値と帯域幅リファレンスの差分が掛けられる。つまり式 (4) は $(1 + 0.5) / 2 * (18 - 9) = 6.75$ になる。これはクラス EF から推定され、クラス AF に加えることができる値である。

40

【0071】

クラス BF に対しても同様の計算が行われ、その結果、3.73 という量が得られる。式 (5) に基づいてクラス AF に加えられる結果の帯域幅は $6.75 + 3.73 = 10.48$ になる。

【0072】

経路 0 でサポートされる COS の間での再調整の後、ASAC は、図 8 に示すように Rn+y を処理する。Pth はいまや十分なリソースでプロビジョンされるので、過剰予約量の計算は成功する (イベント a)。その後、ASAC は I において予約状態を更新し (イベント b)、RESERVE メッセージを E1 に向けて送信する (イベント c)。信号が伝わると、C1 は予約を適宜更新し (イベント d)、RESERVE メッセージを E1

50

に向けて伝達する（イベント e）。続いて E 1 はオペレーションの成功を確認する RESPONSE メッセージを I に向けて送信する（イベント f）。

【0073】

実施の一形態によれば、新たな過剰予約は、計算された過剰予約量（ここでは 5 . 8）と要求量 t を加えたものを、現在の使用量に加えることによって実行することができる。あるいはそれは現在予約済みの量に加えられることがある。再調整後に新たな過剰予約の試みに十分な帯域幅が存在する場合には、新たな（過剰）予約は成功する。

【0074】

実施の一形態によれば、リソースの再調整値の計算は、考慮している経路のボトルネックコネクションにおけるパラメータに基づいて実行される。

10

【0075】

実施の一形態によれば、クラス間のリソースの再調整後に、もう一度、新たなパラメータに基づいて過剰予約の実行が試みられる。その新たなパラメータに基づいて成功する場合には、過剰予約が実行される。

【0076】

上記の実施形態は、ハードウェア、ソフトウェア、あるいはハードウェアとソフトウェアの組み合わせによって実施することができることは当業者であれば理解できよう。本発明の実施形態に関連して説明したモジュールおよび機能は、全体的または部分的に、本発明の実施形態に関連して説明した方法の通りに動作するように適切にプログラムされたマイクロプロセッサまたはコンピュータによって実現することができる。本発明の実施形態を実現する装置は、例えば、本発明の実施形態で説明した帯域幅設定を実行することが可能なように適切にプログラムされたネットワークにおけるノードその他の構成要素（例えばルータなど）を構成することができる。

20

【0077】

本発明の実施の一形態として、データキャリアに格納された、あるいは他の方法で記録媒体もしくは伝送リンクといった何らかの物理的手段によって具現化されたコンピュータプログラムであって、コンピュータが上記実施形態に従って動作することを可能にするコンピュータプログラムが提供される。

【0078】

本発明の実施形態は、例えばネットワークのノード若しくはネットワークの他のエンティティであって上記の帯域幅設定メカニズムに従って動作するようにプログラムされたものによって実現することができる。

30

【図面の簡単な説明】

【0079】

【図 1】本発明の実施形態を使用することができるシナリオを示す図である。

【図 2】本発明の実施の一形態によるノードによって使用されるインタフェースを示す図である。

【図 3】本発明の実施の一形態による初期化の説明図である。

【図 4】本発明の実施の一形態によるメカニズムの状態図である。

【図 5】本発明の実施の一形態による初期化リソースを示す図である。

40

【図 6】本発明の実施の一形態による過剰予約量の計算の説明図である。

【図 7】本発明の実施の一形態によるリソースの再調整の説明図である。

【図 8】本発明の実施の一形態により更新されたオーバプロビジョニングの説明図である。

【符号の説明】

【0080】

C 1 ~ C 4 コアノード

E 1 ~ E 3 出口ノード

I、I 1 及び I 2 入口ノード

【 図 1 】

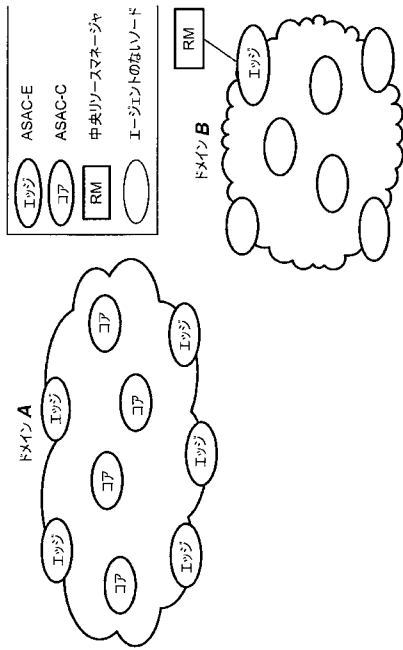


Fig. 1

【 図 2 】

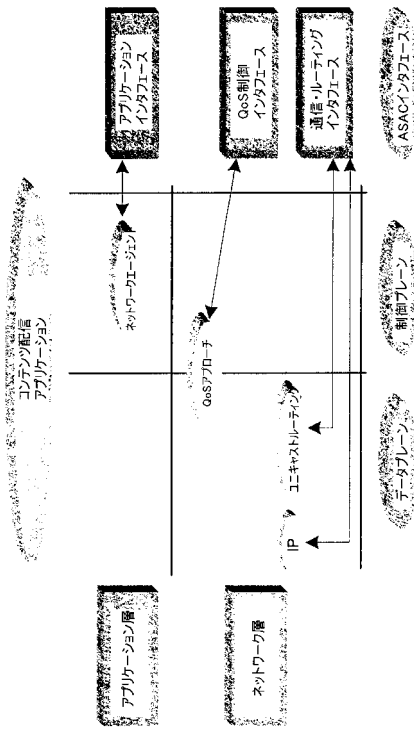


Fig. 2

【 図 3 】

11からのパス	12からのパス
ノード	ノード
0 C1, E1	0 C2, C1, E1
1 C1, E2	1 C2, C1, E2
2 C2, C1, E1	2 C2, C3, E2
3 C2, C1, E2	3 C4, C3, E2
4 C2, C3, E2	4 C4, C3, E3
5 C2, C3, E3	5 C4, E3

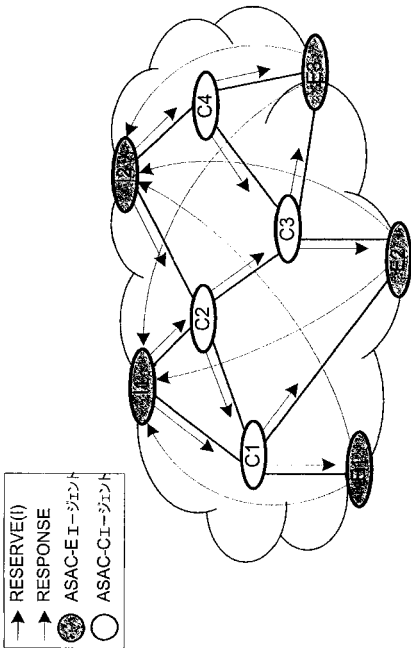


Fig. 3

【 図 4 】

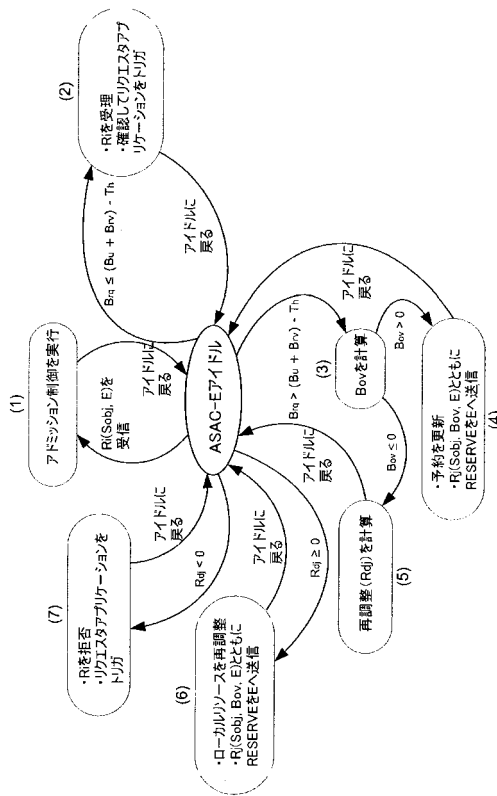


Fig. 4

【図5】

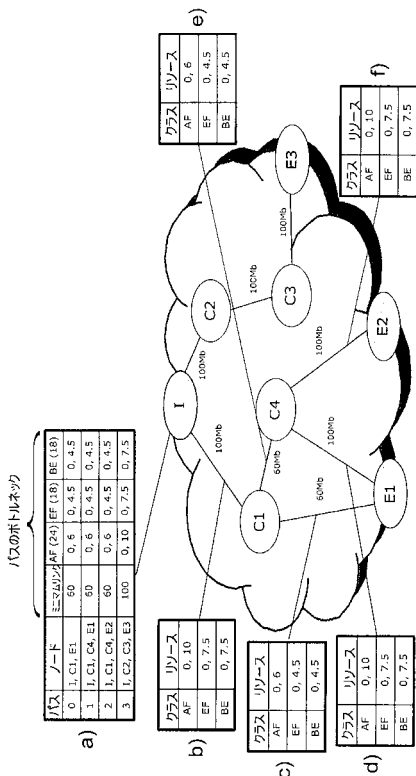


Fig. 5

【図6】

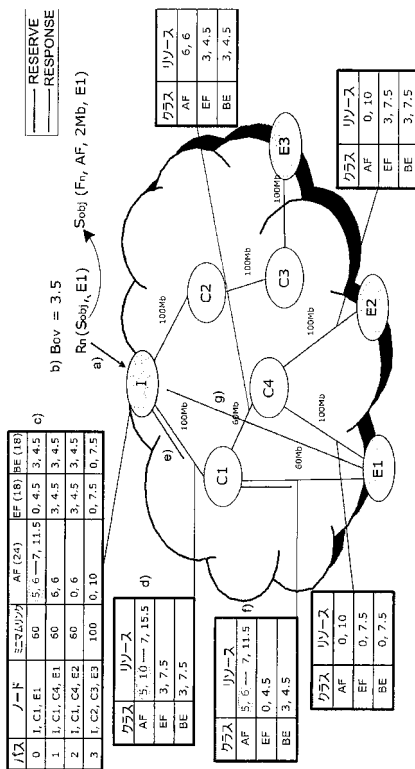


Fig. 6

【図7】

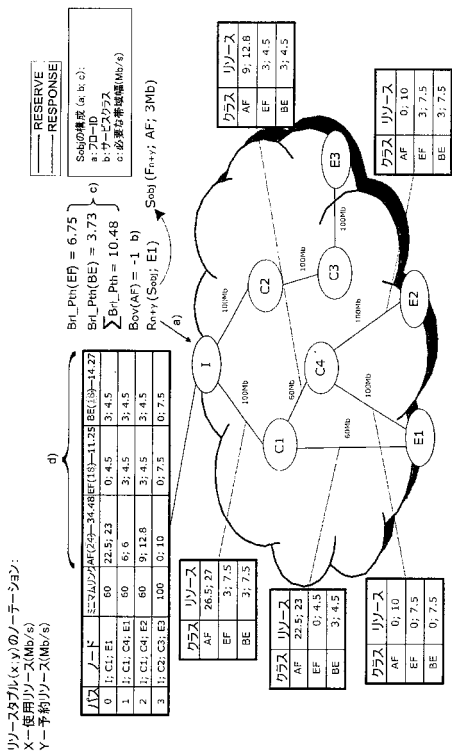


Fig. 7

【図8】

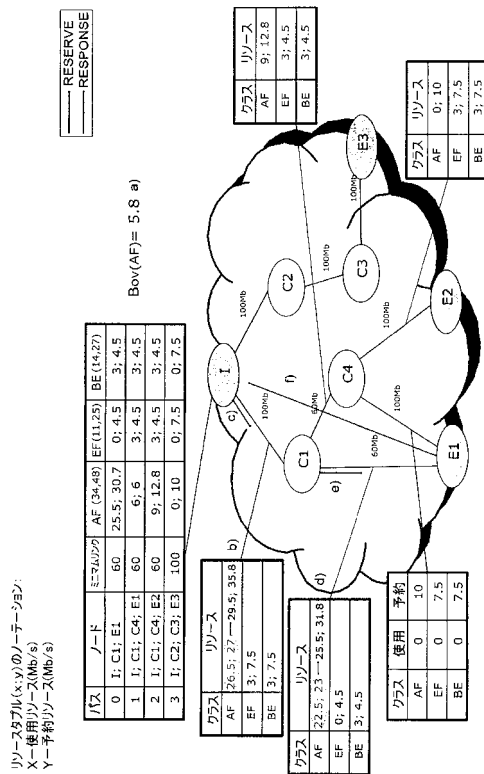


Fig. 8

フロントページの続き

- (74)代理人 100130960
弁理士 岡本 正之
- (74)代理人 100125036
弁理士 深川 英里
- (74)代理人 100142996
弁理士 森本 聡二
- (72)発明者 オーグスト・ネト
ポルトガル国, 3 0 3 0 - 0 4 9 コインブラ, 2 エスキナ, ルア・アドルフォ・ルーレイロ 3
5
- (72)発明者 マリリア・クラド
ポルトガル国, 3 0 4 0 - 6 8 8 コインブラ, カーヴァルハイス・デ・バイクソ, トラベシア・
ダ・ルア・ダ・トラウレイラ
- (72)発明者 エジムンド・モンテイロ
ポルトガル国, 3 0 4 0 - 6 8 8 コインブラ, カーヴァルハイス・デ・バイクソ, トラベシア・
ダ・ルア・ダ・トラウレイラ
- (72)発明者 パウロ・メンデス
ドイツ連邦共和国, 8 1 6 7 3 ミュンヘン, エルゼ ローゼンフェルト シュトラーセ 1 9

審査官 吉田 隆之

- (56)参考文献 特開平 1 1 - 2 5 2 0 9 6 (J P , A)
特開 2 0 0 6 - 2 1 7 2 3 4 (J P , A)

- (58)調査した分野(Int.Cl. , DB名)
H 0 4 L 1 2