Technical Survey

解説

インターネットにおける スケーラブルなアドミッション コントロール方式

間瀬 憲一

間瀬憲一 正員：フェロー 新潟大学工学部情報工学科

Scalable Admission Control Methods for the Internet. By Kenichi MASE, Fellow (Faculty of Engineering, Niigata University, Niigata-shi, 950-2181 Japan).

Abstract

インターネットの発展に伴い，QoS保証サービスのニーズが高まっている．従来のQoS保証のための枠組みであるIntServ/RSVPとDiffServのアプローチだけでは限界がある．特にスケーラブルなアドミッションコントロールの実現が重要である．このためのアプローチとして，IntServ over DiffServ，IntServ/RSVPの軽量化，エンドポイント方式等が提案されている．エンドポイント方式にはパッシブ方式とアクティブ方式がある．測定に基づくエンドツーエンドアドミッションコントロールはアクティブ方式に分類されるもので，有望なアプローチである．方式実現上のキーポイントとして，エンドポイントの構成と機能配分，プローブフローを用いたアドミッションコントロールのメカニズム等について解説する．

キーワード：アドミッションコントロール，インターネット，品質保証，スケーラブル

1. はじめに

インターネットは元来，ベストエフォートサービスを提供するものであり，サービス品質（QoS：Quality of Service）の保証を提供するものではなかった．近年，インターネット接続事業者（ISP）はバックボーンネットワークのQoSをサービスレベルアグリーメント（SLA）の形で公表することが一般的になっているが，これは個々のアプリケーションに対応してエンドツーエンドのQoSを保証するものではない．インターネットが広はんにかつ日常的に利用されるようになり，個々のリアルタイムアプリケーションをネットワークレベルでサポートするエンドツーエンドのQoS保証サービスのニーズが高まっている．アプリケーションレベルで送信・受信者間にデータのフロー（アプリケーションフロー）が生ずると，ネットワークレベルで対応するデータのフロー（IPフロー）が生じ，ネットワークのリソースを使用する．ネットワークの容量が有限である以上，ネットワークはQoS保証サービスを要求するIPフロー（以下では単にフローまたはデータフローと記述）を無制限に受け付けるわけにはいかない．アプリケーションからの新たなリソース割当の要求をネットワークの容量が足りないにもかかわらず受け付ければ，そのアプリケーションからの新フローのみならず，既存フローのQoSも許容レベルより低下することになる．そこで，そのような場合には，新たなフローの接続要求を破棄し，既存フローのQoSを保護することが必要になる．これはアドミッションコントロールと呼ばれる．アドミッションコントロールのメカニズムは電話網に代表される回線交換網では明白である．インターネット等のコネクションレスのパケット交換網では，その機能はやや複雑化するものの，同様に考えられる．すなわち，新フローに対して，必要なリソース（帯域等）を割り当て，既存フローも含めたすべてのフローに要求されるQoSを達成できる場合に，その新フローを受け付ける．そうでない場合には，新フローの受付を拒否する．

インターネットの技術標準化を行うIETFでは，QoS保証のための枠組みとして，IntServ/RSVP[1]とDiffServ[2]が検討されてきた．IntServ/RSVPでは，RSVPと呼ばれるシグナリングプロトコルを用いて，各ルータでフローに対してリソース予約を行う．フローは送信元，あて先のIPアドレスとポート番号及びプロトコルIDによって識別される．ルータはすべてのフローのリソース予約状態を保持する必要があり，大規模なネットワークでの利用には不向きとされる．すなわち，スケーラビリティ（規模拡張性）に難点がある．このため，規模が限定されるアクセスネットワークでの利用は可能であるが，ISP等のバックボーンネットワークでの利用は困難

と考えられる．

一方，DiffServ では，ネットワークの境界ルータで SLA に基づいてパケットのクラス分けと対応するマーク付け（DSCP）を行い，ネットワーク内のルータ（コアルータ）では DSCP に基づいて，パケットの優先制御を行う．ルータはクラスを単位に集合化されたフロー（集合フロー）を扱うため，スケーラビリティが期待できる．複数の DiffServ 管理ドメインからなるネットワークでは，SLA に基づき，ドメイン間のリソース割当を行うことにより，契約帯域以内の集合フローに対してパケットレベルの QoS を保証する．しかし，個々のフローに対して QoS を保証するものではない．個々のフローに対して QoS を保証するには，アドミッションコントロールの機能が必要である．これを IntServ と同様なアプローチで行ったのでは，スケーラビリティの問題が解決されない．

このような背景からスケーラブルなアドミッションコントロール方式の必要性が認識されている．本文では，スケーラブルなアドミッションコントロールの実現を目指した幾つかのアプローチを分類し，それぞれの特徴を示す．また，エンドツーエンド測定に基づくアドミッションコントロール方式については，方式実現上の重要なポイントを解説する．

2. QoS の保証レベル

アドミッションコントロールを検討するにあたって，QoS の保証レベルを明確にしておく必要がある．フローに対する QoS の保証レベルとして，以下の分類が考えられる[3]．

（1） 保証サービス（Guaranteed service）

QoS の最悪値を保証するものである．ハード保証とも呼ばれる．フローのトラヒック特性に基づいて，最悪条件における全フローの振舞いを計算することにより，アドミッションコントロールを行う．フローのトラヒック特性がスムースな場合，妥当なネットワーク効率が得られるが，バースト的な場合，低効率となる．

（2） 確率サービス（Probabilistic service）

トラヒックの統計的な特性に基づき QoS が規定値より劣化する確率を一定値以下に抑えるものである．これにより，バースト的なトラヒック特性に対してもネットワーク効率の向上が期待できるが，正確なトラヒック特性，QoS 条件を得ることは一般に困難である．

（3） 予期サービス（Predictive service）

QoS 規定を定性的に与えるものである．個々のフローに関しては，定量的な QoS 保証を与えないが，例えば一定期間内では，ある程度の QoS を保証する．IntServ における Controlled Load Service は軽負荷のベストエフォートネットワークが提供するサービスに相当するものであり，予期サービスの一例といえる．

多くのアプリケーションでは短時間の QoS 劣化に対応することはある程度可能であり，必ずしも，厳密な QoS 保証を必要とするわけではない．予期サービスをターゲットとすることにより，アドミッションコントロールに求められる厳密さを緩和できる．その結果として，ネットワークの利用効率向上が達成されると考えられる．スケーラブルなアドミッションコントロールの実現にあたっては，通常，予期サービスの提供がターゲットとなる．

3. スケーラブル化へのアプローチ

アドミッションコントロールのスケーラブル化へのアプローチとしては，従来，IntServ の適用をアクセスネットワークに限定したり，リソース予約のためのシグナリングを軽量化するアプローチが検討されている．新たなアプローチとして，エンドポイント方式が提案されており，パッシブ方式とアクティブ方式に分類される（図 1）．

（1） IntServ over DiffServ

アクセスネットワークは IntServ，バックボーンネットワークは DiffServ をサポートする形態である[4]．IntServ からは DiffServ クラウドは IntServ アクセスネットワークをつなぐ仮想リンクにみえる（図 2）．DiffServ はバックボーンネットワークのリソースをアクセ

図 1 アドミッションコントロールのスケーラブル化へのアプローチ　従来 IntServ の適用をアクセスネットワークに限定したり，シグナリングを軽量化する方法が検討されている．新たなアプローチとしてエンドポイント方式が提案されている．

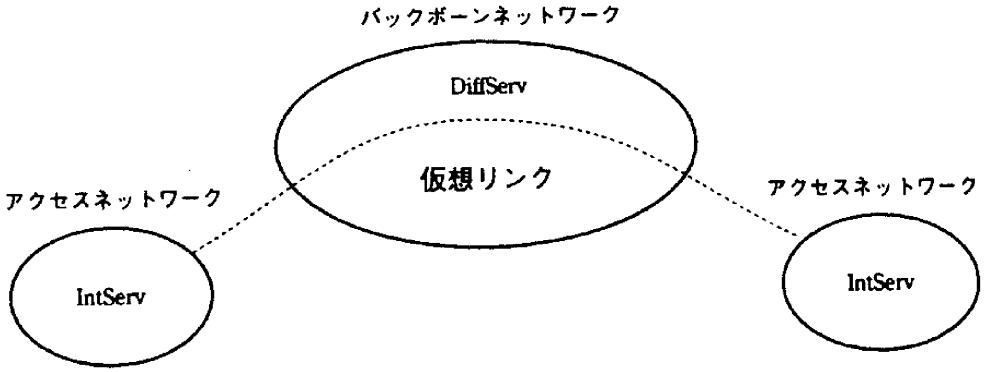

図2 IntServ over DiffServ の概念　IntServ の機能はアクセスネットワークのみでサポートされ，IntServ から DiffServ クラウドは仮想リンクに見える．

スネットワークに分配する．IntServ はそのリソースを細分し，リソース予約要求に応じて個々のフローに分配する．送信ホストが受信ホストと RSVP PATH メッセージ，RESV メッセージを交換するとき，これらは DiffServ バックボーンネットワークでは無視される．アクセスルータではポリシーサーバの指示によりアドミッションコントロールを行い，仮想リンクにおけるリソース予約が可能な場合には RESV メッセージを通過させる．

DiffServ バックボーンネットワークは一般に複数の DiffServ 管理ドメインから構成され，ドメイン間を通過する集合フローに対して，SLA に基づいて，ドメイン間のリソース割当が行われる．ドメイン間集合フローのトラヒック特性が変化する場合には動的な SLA 交渉とリソース割当が望ましく，帯域ブローカの適用が考えられるが，個々のデータフローに対応するものではない[5]．ドメイン間のリソース割当が集合フローのトラヒック特性を的確に反映していない場合には，アクセスネットワークにおける個々のフローに対するアドミッションコントロールと不整合が大きくなる可能性がある．

（2） IntServ/RSVP の軽量化

IntServ/RSVP では，フローが通過する送信・受信ホスト間のすべてのルータにおいて，個々のフローの状態を保持することが，スケーラビリティ問題の根源にある．そこで，サブネット間のリソース予約を集約したり，ルータが管理する状態を集約することにより，スケーラビリティを向上させることが考えられる[6],[7]．これにより多くのフローが同一のサービスクラスを共有するため，個々のフローのリソース予約における分離性が完全ではなくなることが欠点である．

IntServ/RSVP のアドミッションコントロールにはパラメータベースと測定ベースがある．パラメータに基づくアドミッションコントロール方式では，個々のフローのトラヒック特性を記述するため幾つかのパラメータが用いられる．各ルータで個々のフローのパラメータを保持する必要がある．これをもとに，トータルの所要レートを計算し，リンク容量に比較することにより，アドミッションコントロールを行う．この方式は保証サービス，確率サービスの実現をターゲットとする立場のものである．これに対して，測定に基づくアドミッションコントロール方式では，各リンクの実際の負荷を測定により求める[3],[8],[9]．この方式は予期サービスをターゲットとする立場からリンクの使用効率の向上を目的として提案されたものであり，各ルータで集合フローを測定するので，個々のフローのパラメータを管理する必要はない．

一方，確率サービスを実現する立場から，測定には依存せず，しかもルータでフローごとの状態保持を不要とするアプローチも提案されている[10]．この方式では，Dynamic Packet State (DPS) がキー技術である．各ルータで各出リンクの集合フローの予約レート（集計予約レート）を保持し，ローカルなアドミッションコントロール判断を行う．一般に，ルータでフローごとの状態を持たず，集計予約レートのみを保持し，新フローの追加，フローの終了時にそれらのレートを加算，減算することにより，集計予約レートを更新する方式はロバストではない[10]．DPS では，入り口ルータがパケットヘッダに情報を付加する．すなわち，フロー i の k 番目のパケットに，$k-1$ 番目のパケットの送出時刻から k 番目のパケットの送出時刻までの経過時間とフロー i のレートの積を入れる．これにより，各ルータでは集計予約レートを計算できる．これにより，ロバスト性を向上させている．

このように，これらの方式では，ルータにおいてフローごとの状態を保持する必要がなく，スケーラビリティの向上が図られている．しかし，フローごとのシグナリング，ルータでの測定処理，アドミッションコントロール等が必要であることは変らず，このアプローチによるスケーラビリティ向上には限界がある．

（3） エンドポイント方式

ネットワークの内部状態を推定するための機能をエンドポイントに持たせ，アドミッションコントロールを行う形態である．エンドポイントをホストとする場合と，バックボーンネットワークへのアクセスルータとする場合が考えられる．ネットワークは基本的にDiffServネットワークと考える．したがって，コアルータではリソース予約を行うためのシグナリングプロトコルを使用しない．（1）とは異なり，ネットワークの内部状態を推定する手段を用いることにより，より的確なアドミッションコントロールが可能になる．その手段により，プローブフローを用いないパッシブ方式とデータフローごとに，プローブフローを用いるアクティブ方式に分類される．

（i） パッシブ方式

エンドポイントでパケットを観測することにより，網の内部状態を推定し，アドミッションコントロールを行う方式である．具体的なイメージを以下に示す．

① サービスエンベロープ方式[11],[12]

バックボーンネットワークの出口ルータでパケットを観測し，サービスエンベロープを推定する．サービスエンベロープを計算するためには，出口ルータはパケットの退去時刻に加え，そのパケットがネットワークの入り口ルータに到着した時刻が必要である．入り口，出口ルータの時計が同期している場合は，入り口ルータでパケットにタイムスタンプすればよい．同期していない場合は，各ルータでキュー時間を計算し，これをヘッダ内のキュー時間累積値に加算する．アプリケーションはリソース予約メッセージ（トラヒック仕様とQoS要件を含む）を生成する．予約メッセージは出口ルータに転送され，そこで，サービスエンベロープに基づいて，アドミッションコントロールが行われる．

② 外部通知方式

網のふくそう情報をエンドポイントへ通知することにより，エンドポイントにおけるアドミッションコントロールをサポートする方式である．ルータでリンクのふくそう状態により，パケットにマーキングを行い，エンドポイントへ通知する方式が考えられる[13],[14]．エンドポイント間に十分なフローのトラヒックがない場合にはエンドポイントに網情報が的確に伝わらない．そこで，プローブフローを加えることが考えられる．これは，データフローの不足を補う補助的なものでデータフローごとに生成されるものではなく，その取扱いはデータフローと区別されないので，以下に述べるアクティブ方式とは区別する．別のアプローチとして，ルータでTCP SYNまたはSYN/ACKを識別し，ふくそう時にTCPコネクションの確立要求をブロックすることにより，アドミッションコントロールを行う方式が提案されている[15]．

パッシブ方式は網にデータフローごとにプローブパケットを加える必要がないのがメリットである．また，以下に述べるアクティブ方式と比べて，より長時間のスケールでネットワークの定常的な状況を把握しやすい．一方，入り口，出口ルータの機能が複雑化するとともに測定のための処理量が大きい．これを軽減するにはサンプル測定が考えられるが，ネットワークの内部状態の推定精度は低下する．入り口・出口ルータ間での測定にはアクセスネットワークとバックボーンネットワーク間のリンクの状態は反映しないので，エンドポイント間のQoSとは直接対応しない．バックボーンが複数のDiffServドメインからなる場合には，入り口・出口ルータの測定に関して，ISP間の協調が必要になる．

（ii） アクティブ方式

エンドポイント間に，アドミッションを要求する新フローと同等のレートでプローブフローを加え，そのQoS（パケット損失率，遅延ジッタ等）を観測することにより，ネットワークの内部状態を推定し，アドミッションコントロールを行う方式である（図3）．プローブパケットには，プローブの時間長，レート，フローのID等を含めることができる[17]．この方式はエンドツーエンド測定に基づくアドミッションコントロール（EMBAC：End-to-end Measurement Based Admission Control）と呼ばれる．近年，種々の方式が提案されている[5],[16]–[27]．その概要を4.に述べる．

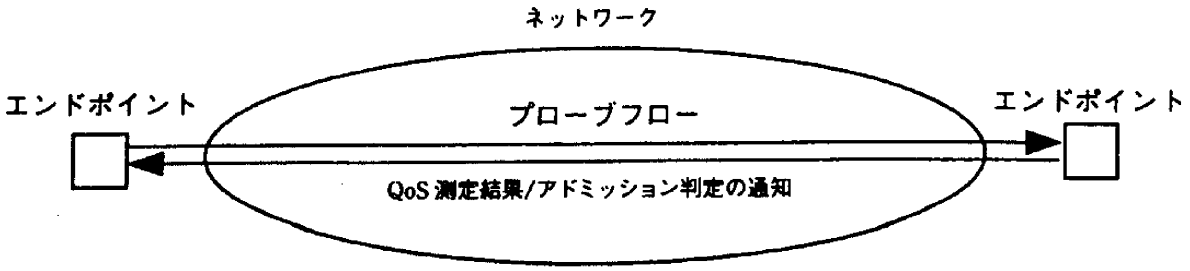

図3 エンドポイント方式におけるアクティブ方式の原理 エンドポイント間にプローブフローを加え，プローブフローのQoS測定結果に基づいてアドミッションコントロールを行う．

4. エンドツーエンド測定に基づくアドミッション方式

（1） ホストとアクセスルータの機能配分

ホストを収容するアクセスネットワークとアクセスネットワーク相互を接続するバックボーンネットワークからなるネットワークモデルを考える．このモデルにおいてエンドポイントとなるホストとアクセスルータの機能配分に関して，以下の方式が考えられる．

① ホスト方式

送信ホストから受信ホストへプローブフローを送出し，アドミッションコントロールをホストが行う．

② アクセスルータ方式

ホストからの要求に基づき，送信アクセスルータから受信アクセスルータへプローブフローを送出し，アクセスルータがアドミッションコントロールを行う．

③ 連携方式

ホストとアクセスルータが機能分担する[17],[18]．例えば，ホストからの要求に基づき，アクセスルータがプローブフローの送出を許可し，ホスト間でプローブフローを送受する．アドミッションコントロールはアクセスルータが行う．

アドミッションコントロールにより受け付けられたアプリケーションはデータフローの送出において，接続要求時に申告したトラヒック特性を遵守することが必要である．ホスト方式はユーザやアプリケーションが信頼でき，上記の条件が維持される環境において，有効な方式である．アドミッションコントロールの機能をOSに組み込むことも考えられる[8]．そうでない場合にはアクセスネットワークのどこかで，アドミッションコントロールを行い，受け付けられたデータフローを識別し，ポリシング，シェーピングを行う必要がある[17]．これを行わないと，DiffServバックボーンネットワークの入り口ルータで，SLAに基づいて違反パケットの破棄等が行われ，個々のデータフローのQoSを維持することができない．アクセスルータ方式，連携方式では，アクセスルータにそのような機能を持たせている．アクセスルータ方式では，アクセスルータで多数の要求フローに対するプローブフローを生成する必要がある．連携方式ではプローブフローの送受はホスト間で行われるので，そのような問題は生じない．

（2） プローブメカニズム

アプリケーションがQoS保証サービスを要求したとき，オンデマンドでプローブフローを送出する方法が一般的である．プローブフローの時間長は1，2秒が想定されるが，その分だけ，データフローの転送遅延が増加することになる．一方，この時間を短くすると，プローブフローに対するQoS測定の精度が減少する．そこで，プローブフローのQoS測定精度が許す範囲で，できるだけ，プローブ時間を短くすることが必要になる．更に，複数の新フローの転送要求がほぼ同時刻に多数生ずると，プローブフロー同士がぶつかり，プローブフローのQoSが低下する結果，新フローの受付が困難になる現象がある．これを改善するため，プローブフローに対するキュー長制限[19]，プローブパケットのキュー内滞在時間制限[26]，Slow-start Probing，Early Reject等の提案がある[20]．

一方，オンデマンドのプローブフロー送出によるデータフロー転送遅延の増加を避ける観点から，エンドポイント間に常時プローブフローを流すコンスタントプローブ方式が提案されている[21]．定常的にプローブフローが運ばれるため，ネットワーク効率が低下する問題があるが，安定したQoS測定値が得られる可能性がある．

プローブフローのレートはアプリケーションが要求するデータレートと同等に選ぶ方式が多い．CBRであればピークレート，VBRであれば等価帯域のような実効レートが考えられる．QoSパラメータとして，プローブフローのパケット損失率[17],[22]，スループット[18]，遅延ジッタ[5],[23],[24]等が用いられる．遅延ジッタを用いる場合，QoS測定精度を改善するため，プローブレートをアプリケーションの申告レートより多めに設定することが提案されている[5],[19],[23]．VoIPを対象として，プローブフローのレートをデータレートとは独立に設定する方式が提案されている[26]．この方式では，一定個数のプローブパケットが一定間隔で送出され，そのすべてがあて先ノードに到着したとき，データフローが受付となるものであり，プローブレートよりプローブパケット数が重要なパラメータになることが指摘されている．

（3） スケジューリングとアドミッションコントロールしきい値

ネットワーク内で同一のリンクをQoS保証サービスとベストエフォートサービスが共用する形態を考える．この場合，各リンクにおいて，QoS保証サービスが利用できるリンク容量の上限を規定する．リンクの残り容量及び，QoS保証サービスが未利用の容量はベストエフォートサービスが利用できる[17]．この場合，QoS保証サービスセッションからのデータフロー，プローブフロー，ベストエフォートフローの3種類のフローがリンクを流れる．ベストエフォートサービスに割り振られたリンク容量をQoS保証サービスが侵害しないよう，リンク容量の使用に関してはプローブフローもデータフローと同等に扱われる必要がある．データフローとプローブフローは，ベストエフォートフローに対して優先的にパケットスケジューリングされる．プローブフロー

の優先度に関して，以下の2方式が考えられる．

① データフローと同一にする方法[22]

プローブフローに対するQoS測定値がデータフローの測定値と同程度と考えられるので，アドミッションコントロールのためのしきい値の設定が容易である．プローブフロー送出後，新フローの受付が許可された時点で，そのプローブフローをデータフローと置き換えることにより，リソースを確保する．新フローの要求が増えるとプローブフローが増えることにより，既存データフローのQoSが劣化する問題がある．

② データフローより低くする方法[5],[17],[19],[21],[23],[25],[26]

既存データフローのQoSにプローブフローが大きく影響することは避けられる．プローブフローの優先度がデータフローより低いため，プローブフローのバッファサイズやプローブパケットのキュー内滞在時間を制限することにより，出リンクのふくそう状態をプローブパケットの損失率に直接反映させることができる．プローブフローのQoSはデータフローのQoSより，劣化するため，アドミッションコントロールのしきい値設定が難しいという問題がある[22]．これを解決するため，データフローの目標値をターゲットとし，アドミッションコントロールしきい値をフィードバック制御により求める方法が最近提案されている[21]．

（4） ルータの役割

EMBACにおいては，バックボーンネットワークはDiffServが想定されており，ルータはアドミッションコントロールに直接かかわらないのが原則である．しかし，アドミッションコントロールの性能向上の観点から，スケーラビィリティを損ねない範囲でルータにアドミッションコントロールの補助機能を持たせる試みもある．ルータで出リンクの使用状況，バッファの利用率等を測定し，ふくそう時にはプローブパケットの破棄[27]または，マーキング，優先クラス変更[18]等を行う．これにより，ルータが検出したリンクのふくそう状態をエンドポイントに通知することができる．DiffServのAssured Forwardingの枠組みにおいて，既存データフローとプローブフローを一つのクラスとして扱い，データフローとプローブフローに異なる破棄レベルを与える方法が提案されている[16]．これは，各ルータでデータフローの測定を行い，ふくそう時にはプローブパケットを廃棄する処理を行うものであり，プローブパケットをセッション当り1パケットとすることができる．

5. むすび

インターネットにおけるアドミッションコントロールの意義について述べ，従来のQoS保証のための枠組みであるIntServ/RSVP，DiffServとの関連を示した．これに基づき，スケーラブルなアドミッションコントロールの必要性を述べ，そのための幾つかのアプローチを整理した．その中の有望なアプローチの一つとして，エンドツーエンド測定に基づくアドミッションコントロールに着目し，方式実現上のキーポイントについて解説した．

スケーラブルなアドミッションコントロールは個々のアプリケーションのQoSを保証するために不可欠の技術であり，インターネット発展の基盤を与える技術として，今後の技術開発の進展と実用化が期待される．

文　献

（1） R. Braden, D. Clark, and S. Shenker, "Integrated services in the Internet architecture : an overview," RFC 1633, Internet Engineering Task Force, June 1994.

（2） M. Carlson, W. Weiss, S. Blake, Z. Wang, D. Black, and E. Davies, "An architecture for differentiated services," RFC 2475, Internet Engineering Task Force, Dec. 1998.

（3） S. Jamin, P.B. Danzig, S.J. Shenker, and L. Zhang, "A measurement-based admission control algorithm for integrated services packet networks," IEEE/ACM Trans. Netw., vol.5, no.1, Feb. 1997.

（4） Y. Bernet, R. Yavatkar, P. Ford, F. Baker, L. Zhang, M. Speer, and R. Braden, "Interoperation of RSVP/Intserv and Diffserv networks," IETF Internet Draft, draft-ietf-issll-diffserv-rsvp-01.txt, March 1999.

（5） F. Borgonovo, A. Capone, L. Fratta, and C. Petrioli, "VBR bandwidth-guaranteed services of Diffserv networks," in Proc. IWQOS, pp.3-5, 1999. draft-bianchi-blefari-admcontr-over-af-phb-00.txt, March 2000.

（6） R. Guerin, S. Blake, and S. Herzog, "Aggregating RSVP-based QoS requests," IETF Internet Draft, draft-guerin-aggreg-rsvp-00.txt, Nov. 1997.

（7） S. Berson and S. Vincent, "Aggregation of internet integrated services state," IETF Internet Draft, draft-berson-clasy-approach-01.ps, Nov. 1997.

（8） W. Almesberger, T. Ferrari, and J-Y. Le Boudec, "SRP : a scalable resource reservation protocol for the Internet," IEEE IWQOS' 98, Napa, May 1998.

（9） J. Qiu and E.W. Knightly, "Measurement-based admission control with aggregate traffic envelopes," IEEE/ACM Trans. Netw., vol.9, no.2, April 2001.

(10) I. Stoica and H. Zhang, "Providing guaranteed services without per flow management," ACM SIGCOMM99, Boston, Aug. 1999.

(11) C. Cetinkaya and E.W. Knightly, "Engress admission control," in Proc. of IEEE INFOCOM 2000, Tel Aviv, Israel, March 2000.

(12) C. Oottamakorn and D. Bushmitch, "A Diffserv measurement-based admission control utilizing effective envelopes and service curves," ICC 2001, 2001.

(13) R.J. Gibbens and F.P. Kelly, "Distributed connection acceptance control for a connectionless network," In Proc. of 16th ITC, 1999.

(14) F.P. Kelly, P.B. Key, and S. Zachary, "Distributed admission control," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.18, no.12, Dec. 2000.

(15) R. Mortier, I. Pratt, C. Clark, and S. Crosby, "Implicit admission control," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.18, no.12, Dec. 2000.

(16) G. Bianchi and N. Blefari-Melazzi, "Admission control

over assured forwarding PHBs : A way to provide service assuracy in a diffServ framework," Globecom 2001.
(17) V. Elek, G. Karlsson, and R. Ronngren, "Admission control based on end-to-end measurement," INFOCOM 2000, 2000.
(18) R.L. Hill and H.T. Kung, "A Diff-Serv enhanced admission control scheme," Globecom 2001.
(19) G. Bianchi, A. Capone, and C. Petrioli, "Throughput analysis of end-to-end measurement-based admission control in IP," INFOCOM 2000, 2000.
(20) G. Karlsson, "Providing quality for Internet video service," in Proc. CNIT/IEEE 10th int'l Tyrrhenian Workshop on Dig. Comm., pp.133-146, 1998.
(21) K. Mase and Y. Toyama, "End-to-end measurement based admission control for VoIP networks," ICC 2002, 2002.
(22) L. Breslau, E.Q. Knightly, S. Shenker, I. Stoica, and H. Zhang, "Endpoint admission control : architectural issues and performance," Proc. SIGCOMM 2000, pp. 57-69, 2000.
(23) F. Borgonovo, A. Capone, L. Fratta, M. Marchese, and C. Petrioli, "PCP : A bandwidth guaranteed transport services for IP networks," Proc. of ICC' 99, Vancouver, June 1999.
(24) G. Bianchi, F. Borgonovo, A. Capone, L. Fratta, and C. Petrioli, "PCP-DV : an end-to-end admission control mechanism for IP Telephony," International Workshop on Digital Communication (IWDC2001), pp.470-480, 2001.
(25) K. Mase, Y. Toyama, A.A. Bilhaj, and Y. Suda, "QoS management for VoIP networks with edge-to-edge admission control," Globecom 2001.
(26) G. Bianchi, A. Capone, and C. Petrioli, "Packet management techniques for measurement based end-to-end admission control in IP networks," KICS/IEEE Journal of Communications and Networks, July 2000.
(27) N. Blefari-Melazzi, M. Femminella, and F. Pugini, "Definition and performance evaluation of a distributed and stateless algorithm for QoS support in IP domain with heterogeneous traffic," SSGRP 2001, Aug. 2001.

岡瀬 憲一（正員：フェロー）
昭45早大・理工・電気通信卒．昭47同大学院修士課程了．同年電電公社（現NTT）武蔵野電気通信研究所入所．以来，通信網構成法，ダイナミックルーチング，ネットワーク設計法，通信品質，コンピュータネットワーク，移動通信ネットワーク等の研究に従事．昭53－54米国コロンビア大客員研究員．平11より新潟大・工・情報教授．工博．平5年度本会論文賞受賞．平9年度第13回電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞．著書「マルチメディアネットワークとコミュニケーション品質」など．

国際会議

International Conference on Communications (ICC'02，通信に関する国際会議)

主　催：IEEE Communications Society
日　時：2002年4月28日－5月2日（5日間）
会　場：マリオット・マーキス（ニューヨーク）
参加者：約2,000名
主要参加国：アメリカ，カナダ，EU，日本，中国，台湾，韓国，ほか30か国以上
セッション数及び論文数：パネル：11，チュートリアル：16，ワークショップ：3，シンポジウム：11（165セッション，655件）
展　示：16社
主たるトピックス：

例年，IEEE (ComSoc : Communications Society) 主催の通信関連国際会議としては最大規模のICC，GLOBECOM (Global Communications Conference) が，それぞれ6月，12月に開催される．本年は，主催であるComSocの創立50周年にあたり，記念セレモニーと併せて開催するため，時期を早めてニューヨークで開催された（記念事業の一つとして1953年以降ComSocのJournal/Magazineで発表された17,000件以上の論文を収録したDVDを配布）．この会議は，とにかく規模が大きく，通信関連の分野全般にわたる発表が行われる．今回の場合，1,568件の投稿論文から655件を採択（採択率：約4割），11のテーマ別シンポジウムに分かれてパラレルセッション形式で発表が行われた．最近の通信業界の状況を反映して，発表件数の多かった分野は，無線通信（変調方式，信号処理，ネットワーク），高速通信（光，高速スイッチ，プロトコル，QoS），通信理論，インターネットなど，の順であった．ニューヨーク開催ということで，昨年9月11日のテロの影響も懸念されたが，基幹通信系の需要回復遅れという状況にもかかわらず，会議自体は次世代通信関連の要素技術を中心に活発な討議が行われた．今後の開催予定は，ICC'03が2003年5月11～15日（アンカレッジ），ICC'04が2004年6月27日～7月1日（パリ），なお，GLOBECOM'02は2002年11月18～22日（台北），GLOBECOM'03は2003年12月1～5日（サンフランシスコ）となっている．

（執筆者　谷口智彦　正員　富士通研究所）