

論文

UMTSにおける移動ネットワーク通信と QoS 制御

川上 博[†] 中野 敬介^{††} 仙石 正和^{††}

Moving Network Support and QoS Control for UMTS Networks

Hiroshi KAWAKAMI[†], Keisuke NAKANO^{††}, and Masakazu SENGOKU^{††}

あらまし 第3世代移動通信システムである UMTS は、無線リンク速度が高速化され、様々なサービスの提供が期待されている。無線リンク速度が高くなると、一つの無線ベアラを一つの移動端末が占有する通信形態から、複数の端末が、一つの移動ノードを介して無線ベアラを共有する通信形態が増加することが考えられる。UMTS では PDP context を用いてパケット通信を管理し、PDP context ごとに設定されるベアラ単位で QoS を制御する仕組みが確立されている。しかしながら一つのベアラ上で多数のユーザが、様々な QoS 条件とともに異なる相手と通信する形態は考慮されていない。本論文では UMTS ネットワークにおいて、複数端末からのパケット通信を QoS 制御された一つの無線ベアラ上に統合することを提案する。無線ベアラを統合することで、ハンドオーバー処理負荷を軽減させ、また、提案する QoS 制御はトランスポート遅延の削減にも有効であることを示す。

キーワード 移動ネットワーク, QoS, UMTS, PDP context

1. ま え が き

2001年にサービスが開始された第3世代移動通信システムである Universal Mobile Telecommunication System (UMTS) は、第2世代システムに比べ無線アクセス速度はより高速化され、速度や品質の限界から困難であったアプリケーションサービスを提供することが可能となった。常に携帯している小型端末からのインターネット接続は、従来のパーソナルコンピュータからのインターネット通信にはない、様々なサービスを実現する可能性をもっている。

無線アクセスが高速になると、一つの移動端末を介して一人が一つの通信を行う形態から、代表の移動ノードを介して、複数のユーザが様々な通信を行う移動ネットワークサービスの実現が期待される。つまり移動ノードに接続する複数の利用者がネットワークを形成し、このネットワークを単位として移動する、移動ネットワークサービスの提供が可能となる。

移動ネットワークは、列車内の乗客がもつコンピュー

タが構成するネットワークや、自動車内のコンピュータや多数の電子機器が構成するネットワーク、Personal Area Network [1] など様々な形態が考えられる。また、ユビキタス環境 [2] 下では、非常に多くの小型通信端末の移動管理を行うことが想定される。すべての端末がモビリティ機能や外部ネットワークとの無線インタフェースを有することは、端末の小型化、バッテリー消費の節約を妨げる可能性がある。移動ネットワークは、代表移動ノードのモビリティ機能を利用することで、移動機能をもたない端末に移動中のコネクティビティを提供することができる。

更に、ネットワークに対するモビリティをサポートすることは、アクセスネットワークにとって個々の端末単位で移動管理を行うことに比べて、移動管理のための信号量を抑制することができるという利点がある。

ネットワークモビリティは、Internet Protocol (IP) アーキテクチャにおいて数多くの研究がなされており、例えば Mobile IP 技術に基づく移動ネットワーク管理は、アクセスネットワークと移動ネットワークのインタフェースをもつモバイルルータに対して移動管理を行うことで、移動ネットワーク内の個々の端末の移動管理を隠蔽することができる [3]~[7]。

UMTS においても、移動ネットワークのサポートにより同様の効果が期待できる上、移動ネットワークに

[†] NTT ドコモネットワーク研究所, 横須賀市
Network Laboratories, NTT DoCoMo, 3-5 Hikarinooka,
Yokosuka-shi, 239-8536 Japan

^{††} 新潟大学工学部, 新潟市
Faculty of Engineering, Niigata University, 2-8050 Ikarashi,
Niigata-shi, 950-2181 Japan

対してセルラネットワークが有する広範なサービスエリアを提供し、高品質で連続的なモビリティを提供することができると考えられる。また、UMTS 端末が無線 LAN のインタフェースを移動ネットワーク内に提供すれば、簡易的にホットスポットを形成することもできると考えられる。

しかし、UMTS で使用するパケット通信システムである General Packet Radio Service (GPRS) では、通信に先立って Packet Data Protocol (PDP) context と呼ばれる情報セットを移動ノードや GPRS Support Node (GSN) に設定する。PDP context は QoS, 課金, 接続先選択の単位となる。UMTS では、移動ノードと Subscriber GSN (SGSN) の間に PDP context に基づくデータフロー (以下では簡単に PDP context) ごとに無線アクセスベアラを設定し、そのベアラごとに Quality of Service (QoS) 制御を行うというコンセプトに基づいている。これに従い、移動ネットワークに対して無線アクセスベアラが多数設定されると、そのトランスポートコネクションは移動のたびに再設定が必要となり、移動ノードやアクセスネットワークは、多数のハンドオーバー要求を同時に処理しなければならないという問題が生ずる。したがって、UMTS において移動ネットワークサービスを実現するためには、一つの無線アクセスベアラ上で複数の PDP context を収容する通信形態のサポートが必要となる。

そこで本論文では、複数の PDP context が要求する QoS を満たしつつ、これらを無線アクセスベアラに統合して設定することにより、UMTS で移動ネットワーク通信を実現することを目的とする。具体的には、UMTS において複数の端末からなるデータフローを一つの無線アクセスベアラで転送するための仕組みを示し、一つのベアラ上で異なる QoS を提供するための制御方法を提案する。ベアラ統合がネットワークパフォーマンスに与える効果を確認するために、シミュレーションを行い、更に提案する方式が QoS 条件に対しても有効であることをシミュレーション結果で確認する。

2. UMTS のトランスポート技術とハンドオーバー制御

2.1 UMTS におけるトランスポート技術

本論文では、図 1 に示す UMTS のパケット通信方式のノード構成を前提とする。GPRS では通信に先立っ

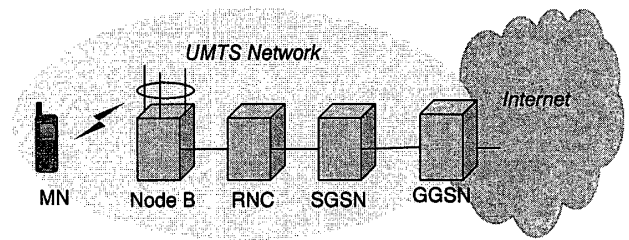


図 1 UMTS のパケット通信ノード構成
Fig.1 UMTS packet communication nodes.

て移動ノード (MN) 及び GSN が、PDP context を設定することによって、ネットワークが通信状態の管理を行い、通信開始時には MN-SGSN 間で PDP context ごとに無線アクセスベアラを設定する。無線アクセスベアラは MN-RNC (Radio Network Controller) 間の無線ベアラと RNC-SGSN 間の Iu ベアラからなり、無線ベアラ上では、データパケットは UMTS で規定される無線プロトコル群 [8]~[10] に従い、Radio Link Control (RLC) レイヤにおいて、図 2 のようにフレーム化され転送される。

RLC は Transparent Mode (TM), Unacknowledge Mode (UM), Acknowledge Mode (AM) の三つのコネクションモードをもち、上位レイヤに適したサービスを提供するが、UM と AM は Service Data Unit (SDU) を分割及び連結する機能をもち、可変長のデータパケットを転送するのに適している。AM は再送機能をもつが、UM はもたない。移動ネットワーク通信では可変長の IP パケットを扱い、一つの RLC コネクションに複数のデータフローを多重することを実現するため、サービス条件に応じて UM あるいは AM, または両方を設定することを前提とする。ここで、TM は SDU を分割し、決められた送信間隔に従って下位レイヤに引き渡す (及びその逆) だけなので、可変長の IP パケット通信には適さない。これらのモードは、扱うアプリケーションのトラフィック特性や QoS 条件を考慮して選択する必要がある。

上記の無線フレームは、Transmission Time Interval (TTI) と呼ばれる送信間隔に従って転送される。生成された無線フレームは、Node B-RNC 間においてフレームプロトコル [11] に基づいて TTI ごとにまとめられ、ATM Adaptation Layer Type 2 (AAL2) コネクションあるいは IP トンネル上を転送される [12]~[15]。

RNC-SGSN 及び SGSN-GGSN (Gateway GSN)

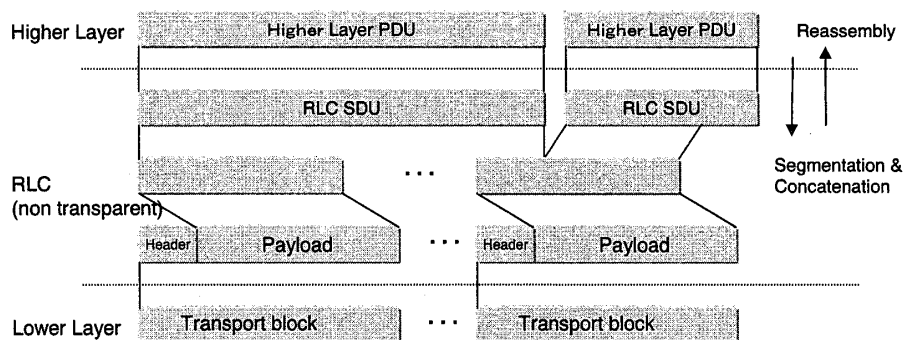


図2 RLCのフレーム構成
Fig.2 RLC framing structure.

間において、データパケットは、GPRS Tunneling Protocol (GTP) を用いた IP カプセルによってトンネリング転送される。SGSN-GGSN 間の GTP トンネルは、PDP context ごとに先が異なるため、PDP context ごとに設定することを前提とする。

また、サポートする QoS クラスは、UMTS で規定されている Conversational, Streaming, Interactive 及び Background [16] を想定している。

2.2 ハンドオーバー手法

UMTS の無線アクセス方式である W-CDMA (Wideband Code Division Multiple Access) では、ソフトハンドオーバー技術により、MN は同時に複数の Node B を介して通信を行う。ソフトハンドオーバー状態では、MN が通信中に他の RNC 配下のセルに移動すると、呼生起時に無線ベアラを設定した RNC (SRNC: Serving RNC) は、移動先の RNC を経由して在圏 Node B まで延長してコネクションを設定する。これにより通信中に SRNC における無線プロトコル管理及びソフトハンドオーバー管理情報を移動先に受け渡すことなく、アクセスルートの変更だけでハンドオーバーを実現することができる。

しかし、無線フレームを転送するための AAL2 コネクションや IP トンネルは、PDP context ごとに設定されるため、MN と SRNC の間に多数の PDP context が存在すれば、同数の AAL2 コネクションや IP トンネルが必要となる。移動ネットワークと SRNC の間には、当然多数の PDP context が存在する。よって、移動ネットワーク内の MN が Node B 間をまたがって移動するとき、Node B と SRNC 間の多数のトンネリングコネクションを同時に切り換える必要があり、SRNC におけるハンドオーバーの負荷が大きくなる。そのため、本論文では移動ネットワーク上の PDP

context を統合した無線アクセスベアラを設定することにより、ハンドオーバー信号を削減することを考える。

3. UMTS における移動ネットワークサポートと QoS 制御

3.1 UMTS における移動ネットワークサポート

図3は MN が複数の PDP context を設定する場合のトランスポートフローを示している。図3(a)は従来方式に基づいて PDP context ごとに無線アクセスベアラを設定する場合であり、図3(b)は PDP context を統合する提案方式である。以降では従来方式を SB (Separated Bearer) 方式と呼び、提案方式を IB (Integrated Bearer) 方式と呼ぶ。図3において、移動ネットワークは、UMTS ネットワークとのインタフェースをもつ MN と移動ネットワーク内のインタフェースだけをもつエンド端末 (TE) とで構成されている。TE は UMTS ネットワークにアクセスする場合、MN を介して通信する。一つの MN が、QoS や通信相手の異なる複数の通信をサポートするためには、複数の PDP context を設定する必要があるが、SB 方式では図3(a)のように PDP context ごとに独立した無線アクセスベアラを設定する。一方 IB 方式では、図3(b)のようにネットワークは MN から SGSN の間を一つの無線アクセスベアラで管理する。

現在の UMTS ネットワークは GTP ヘッダで PDP context を識別できるが、IB 方式では RNC-SGSN 間の GTP トンネルに複数の PDP context を収容するため、GTP より上位で PDP context を識別する必要がある。よって、ここでは SGSN はユーザパケットの IP アドレスにより PDP context を識別することを提案する。この IP アドレスは、GPRS では PDP アドレスと呼ばれ、固定的または PDP context 設定時に

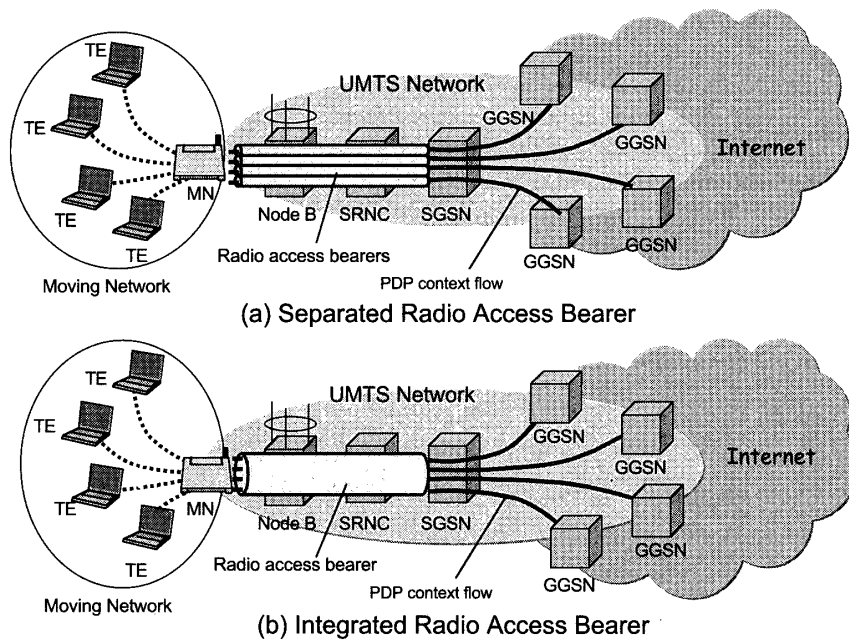


図 3 複数 PDP context の転送方式
Fig. 3 Transport schemes for multiple PDP contexts.

ダイナミックに MN に割り当てるアドレスである。

MN が無線アクセスベアラを新たに設定する場合、PDP context が要求する QoS を満たす最低限の無線アクセスベアラを設定する場合と、MN が設定可能な最大の容量をもつ無線アクセスベアラを設定することが考えられる。最低限の設定は、MN の消費電力を小さくすることができるが、新たに PDP context が追加されるとき品質を保つためにより広帯域な無線アクセスベアラを再設定の必要性が高くなり、接続時間の増加と通信中データフローの品質劣化を引き起こす可能性がある。したがって通信品質の観点からは、MN がもつ最大能力の無線ベアラを設定することが望ましい。大容量のベアラ上で使用されないフレームは送信されず、空きリソースとして他の MN が使用することができる。

また、PDP context 追加時にそれが Conversational や Streaming クラスのように低遅延条件を要求するものであれば、受付制御を行うことで品質を保証する。品質保証型の通信が無線アクセスベアラ容量を超える場合は、設定要求を拒否し、通信品質を確保することが必要である。

図 4 に受付制御を考慮した PDP context の設定フローを示す。MN に新たなパケット通信要求が発生すると、SGSN に対して PDP context 設定要求を送信する。SGSN では MN が無線アクセスベアラを設定

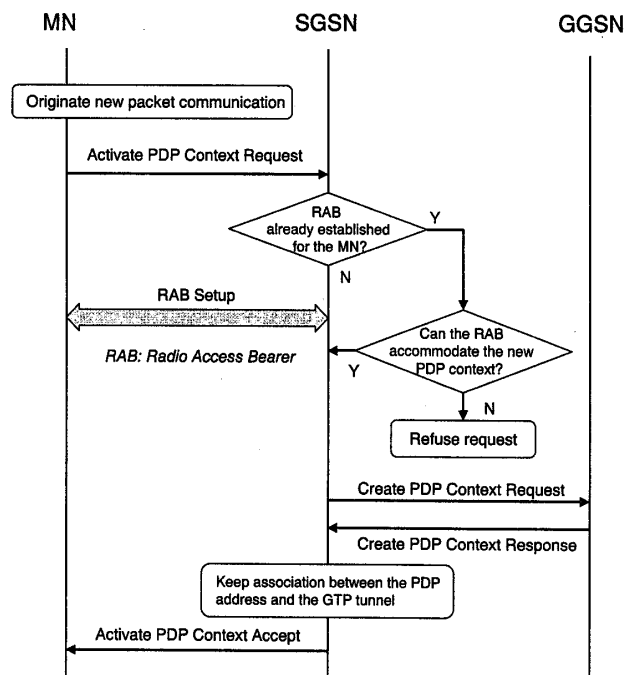


図 4 PDP context 設定シーケンス
Fig. 4 PDP context setup sequence.

していないければ、無線アクセスベアラ設定を行う。既に無線アクセスベアラを設定していれば、新たにベアラを設定することなく、その無線アクセスベアラを使用する。

このとき、SGSN は受付制御を行うことで品質管理

を行う。つまり、PDP context 設定要求に含まれる QoS 情報が一定品質を要求し、SGSN が既設の無線アクセスベアラに追加すると品質を保てないと判断した場合は、接続要求を拒否する。拒否されなければ、SGSN は GGSN との間で GTP トンネルを設定し、PDP アドレスと GGSN 側の GTP トンネルとの対応を保持する。これにより PDP context が多重される RNC-SGSN 間の GTP トンネルと、PDP context ごとに設定される SGSN-GGSN 間の GTP トンネルを対応づける。以上により無線アクセスベアラ既設時の PDP context の追加及び削除は、無線アクセスベアラ設定を省略して行うことができ、接続遅延の削減による品質向上が期待できる。

3.2 単一无線アクセスベアラ上の QoS 制御実現方法

SB 方式では QoS 条件によって PDP context 及び RLC コネクションが設定される。しかし、IB 方式では RLC コネクションに異なる QoS 条件をもつ PDP context を多重する。このとき、無線ベアラ上を転送される RLC-PDU に多重されるパケットは、たとえ異なる QoS 条件をもっている、多重化された後、下位レイヤではそれらは同一の品質条件で転送されてしまう。よって、AAL2 コネクションや IP トンネルでのアプリケーションに応じた QoS 制御は難しいため、RLC-PDU に IP パケットを多重する段階で Differentiated Services (Diffserv) [17], [18] に基づく QoS 制御を行うことを提案する。

RLC の終端点である MN 及び RNC では、RLC フレーム多重時にユーザ IP パケットの Differentiated Services Code Point (DSCP) に基づいて優先制御やスケジューリング制御を行うことで IP パケットの要求に従った品質管理を行う。

提案に従った多重構成を図 5 に示す。RLC では処理タイミングになると RLC-PDU にパケットを多重

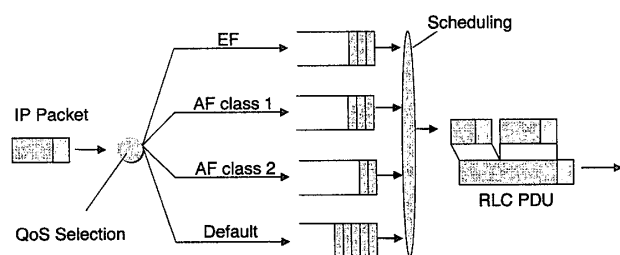


図 5 Diffserv 制御に基づいた RLC 多重構成
Fig. 5 Diffserv-based RLC framing.

するが、このとき Diffserv クラスに従った QoS 制御を行う。このときパケット多重タイミングは、PDU の送信タイミングに基づいて決定する。RLC コネクションに対して送信間隔と PDU 長は一定であるので、パケット多重処理は受信パケットのトラヒック量に依存せず一定間隔で行われる。RLC-PDU にすべての到着パケットを搭載できなければ、残りのパケットは次の送信タイミングまでバッファリングされる。RLC-PDU の一部にデータが存在し、それ以上搭載するパケットが存在しなければ残りの領域はパディングされる。送るべきデータがない場合、RLC-PDU は送信されない。生成された RLC-PDU は MAC プロトコル処理が行われ、TTI ごとにトランスポートブロックセットが下位レイヤに引き渡される。RNC ではトランスポートブロックセットはフレームプロトコルでフレーミングされた後、トンネリング IP にカプセル化され転送される。ATM トランスポートを用いている場合は IP トンネリングの代わりに AAL2 コネクション上を転送される。アプリケーションレイヤで要求される QoS に基づいた制御は RLC 多重時に行われるので、RLC レイヤ以下での QoS 制御は低遅延、低損失条件で行われるべきである。例えばトンネリングレイヤで Diffserv を用いる場合、カプセル化された無線フレームは Expedited Forwarding (EF) や Assured Forwarding (AF) で扱われるべきである。無線ベアラのピーク速度は一定であるので、Integrated services [19] を利用してリソース予約型の転送を行うことも有効である。複数の PDP context をまとめて無線ベアラを設定することは、制御信号トラヒックの削減とともに、無線ベアラごとに用意しなければならないハードウェアリソースの節約にもなる。Iu ベアラ上はユーザ IP パケット単位の転送になるので、トンネリング IP パケットに DSCP をマッピングすることで Diffserv による QoS 制御が可能である。SB 方式と IB 方式における、無線ベアラサービス上の QoS クラスマッピング例を図 6 に示す。

なお、設定される無線ベアラ速度は、一般にネットワークの回線速度に比べて非常に低速であるので、リアルタイムサービスのデータを低遅延で送信するためのスケジューリング制御は重要である。スケジューリング方式は、QoS クラス単位のキューイングを想定しているので、Priority Queuing (PQ) や Class-based Queuing (CBQ) [20] の適用が考えられる。CBQ の適用は、クラスごとに保証帯域を設定することができ

論文/UMTSにおける移動ネットワーク通信と QoS 制御

るので、あらかじめ MN が各 QoS クラスに対して一定の帯域を提供するサービス形態において有効である。しかし、設定帯域と実際のトラフィックに偏りがあると、空きリソースがある状態で品質保証型通信の受付が拒否させる可能性がある。このようなケースを防ぐためには、PDP context の受付状況によって、クラスごとの設定帯域を動的に割り当て直す仕組みが必要である。リアルタイム系通信の品質を常に優先に考えるサービス提供条件であれば、PQ の適用が適しているといえる。

3.3 ノード間同期管理における遅延問題の改善

また、SB 方式では、ノード間同期管理に関して以下のような問題がある。RAN ではソフトハンドオーバを提供するために、Node B と SRNC との間はフレームプロトコルヘッダのシーケンス番号を用いて同期管理を行っている [11]。Node B と RNC の間では、無線ベアラ設定時にフレーム番号に従った処理時刻が決定されるため、フレームは設定時刻までに受信側に到着していなければならない。

あらかじめ大きな遅延が予測できれば、シーケンス番号処理時刻を調整することができるが、小さい遅延で到着した場合でも、そのフレームは処理時刻までバッファリングされなければならない。処理時刻に遅れたフレームは損失となり、一定回数続くと同期はずれとみなされ再同期確立を行う。そのため RAN におけるトンネリングレイヤでの大きな遅延は、同期はず

れを引き起こす可能性や受信部での定常的な遅延を起こす要因となる。SB 方式では、トンネリングレイヤで低優先度のパケットに大きな遅延揺らぎを発生させる可能性があり、同期制御管理に伴って定常的な遅延を生じさせるおそれがある。

IB 方式では、RLC より上位レイヤで QoS 制御を行うため、アプリケーションレイヤの QoS 条件を満たしながらトンネリングレイヤでは低遅延で転送できるので、ノード間同期における遅延問題の改善にも寄与できると考えられる。

4. ネットワークパフォーマンスの評価

無線ベアラの PDP context 多重により、無線ベアラ設定数が削減でき、MN 及び RNC における処理負荷の軽減が期待できる。SB 及び IB 方式におけるハンドオーバ遅延、RNC に要求される処理能力、無線ベアラの同時接続数を比較するためにシミュレーションを行った。

シミュレーションは、一つの RNC 配下のセルで呼を平均生起間隔 T_0 秒でポアソン生起させ、生起時及びセル境界をまたがった時点で決定されるハンドオーバ間隔に従って平均 T_h 秒の指数分布保留時間ハンドオーバを繰り返す。ハンドオーバモデルは以下のとおりである。

半径 r の円からなるセルを定速直進する移動体がセルに進入するモデルを考える (図 7)。

このとき移動体がセル内を通過するときの距離 D は、

$$D = 2\sqrt{(r^2 - x^2)} \quad 0 \leq x < r \tag{1}$$

である。

移動体の速度を V とすると、セル滞在時間 T_D は、

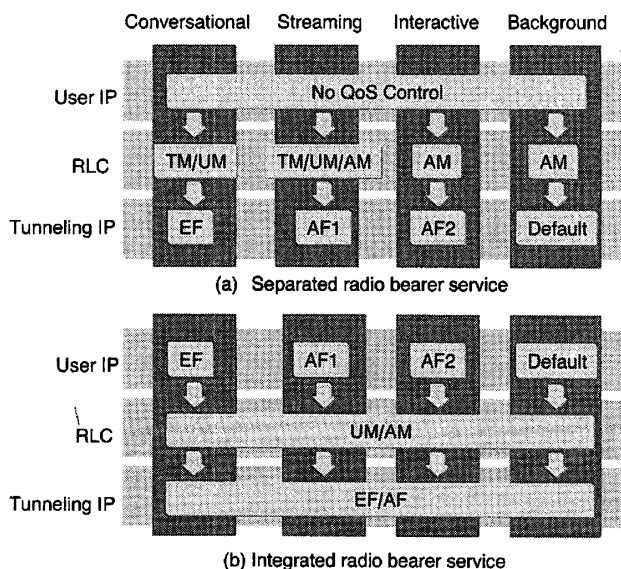


図 6 SB 方式と IB 方式の QoS マッピング例
Fig. 6 Example of QoS mapping for radio bearer services.

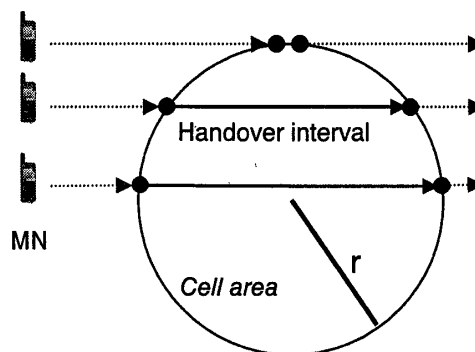


図 7 ハンドオーバーモデル
Fig. 7 Handover model.

表 1 シミュレーション条件
Table 1 Simulation conditions.

Parameters	Value
Moving network ration [%]	1.0
Number of PDP contexts of a moving network (N)	5, 10, 20
Mean holding time (T_h) [s]	100-1600
Mean velocity of the MN (V) [km/h]	20
Cell radius (r) [m]	500

$$T_D = \frac{D}{V} = \frac{2\sqrt{(r^2 - x^2)}}{V} \quad (2)$$

である。このセル滞在時間 T_D をハンドオーバー間隔とする。このとき、セル内通過距離の平均 \bar{D} は、

$$\bar{D} = \frac{4 \int_0^r \sqrt{(r^2 - x^2)} dx}{2r} = \frac{\pi r}{2} \quad (3)$$

であるので、セルの平均滞在時間 $\overline{T_D}$ は、

$$\overline{T_D} = \frac{\bar{D}}{V} = \frac{\pi r}{2V} \quad (4)$$

となる。ソフトハンドオーバー状態では、無線プロトコルの終端点である SRNC は変化しないので、あるセルで生じた呼は終了までの間、同一の RNC との間でハンドオーバー制御を行うことになる。したがって、一つの RNC でのハンドオーバー信号処理負荷は、RNC 配下のセルで生じた個々の呼のハンドオーバー特性を考慮することによりモデル化可能である。

シミュレーション条件を表 1 に示す。 $r = 500$ m とし、各移動体の速度は平均 20 km/h の指数分布に基づき、式 (2) に従ってハンドオーバー間隔を決定する。このとき x は 0 から r の間でランダム値をとる。生起呼が移動ネットワークの MN からであれば、IB 方式の場合一つの、SB 方式の場合 PDP context の数 (N) だけ、無線ベアラを設定する。生起呼が移動ネットワークではなく、単独の MN であれば $N = 1$ である。生起呼に対する移動ネットワークの割合は 1% とした。RNC では処理能力 (C : 1 秒間に設定可能なコネクション設定数) に基づいてトランスポートコネクション設定処理を行う。データの観測は最初の呼が発生して十分に時間が経過した後から 10 分間とした。シミュレーションツールには、OPNET8.0 を使用し、図 8~11 は 20 回の試行による平均値を示している。

RNC の処理能力を超えたハンドオーバー要求があると、受け付けたハンドオーバー要求の処理に待合せが生ずる。図 8 に SB 方式と IB 方式の、ハンドオーバー要求に対する RNC における平均待合せ遅延と 95%信頼

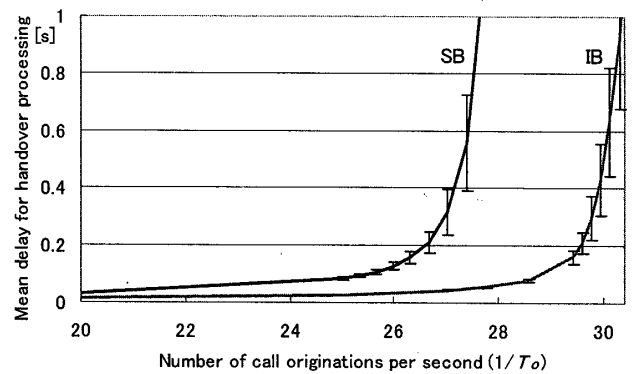


図 8 ハンドオーバー遅延 ($N = 10, T_h = 400, C = 100$)
Fig. 8 Handover delay ($N = 10, T_h = 400, C = 100$).

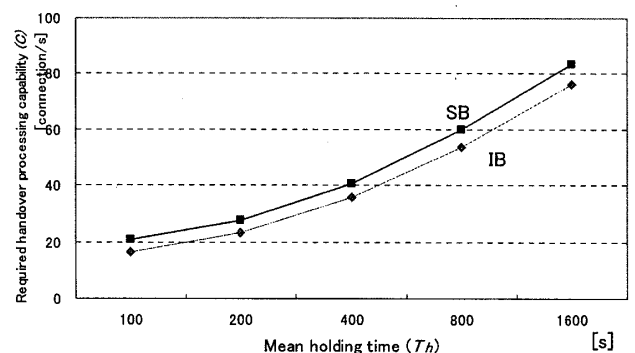


図 9 保留時間とハンドオーバー処理能力 ($N = 10, T_o = 0.1$)
Fig. 9 Required handover processing capability for holding time ($N = 10, T_o = 0.1$).

区間を示す。ここでは $N = 10, T_h = 400, C = 100$ である。SB 方式は、移動ネットワークのハンドオーバーに伴い、同時に多数のハンドオーバー要求が生ずるので待合せ確率が高くなる。一方 IB 方式では、ハンドオーバー要求は移動ネットワーク内の PDP context 数に依存しないので待合せ確率は低く、遅延を抑制することができる。大きすぎる待合せは、ハンドオーバー処理信号を転送する再送プロトコルのタイムアウトや、ハンドオーバー遅延に伴う通信中無線リンクの品質劣化を引き起こすため、一定時間に抑制する必要がある。

ハンドオーバー要求信号の RNC での待合せ許容時間を 1 秒としたとき、ハンドオーバー要求の損失率 1% を満たす RNC の処理能力を図 9 及び図 10 に示す。図 9 は、 $N = 10, T_o = 0.1$ とし、保留時間を変化させたものである。保留時間が長くなるほど、ハンドオーバー回数は多くなり、高い処理能力が要求される。IB 方式は SB 方式に比べて 10% から 20% 程度の処理能力の削減が可能である。保留時間が短いほど削減率は大きい

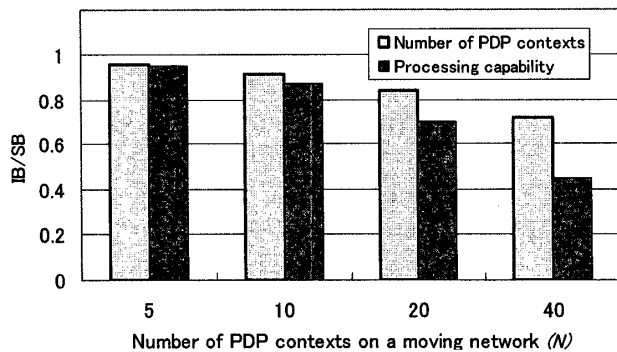


図 10 PDP context 数に対するハンドオーバー処理能力の減少効果 ($T_h = 400$, $T_o = 0.1$)

Fig. 10 Effect of handover processing capability for PDP context number ($T_h = 400$, $T_o = 0.1$).

といえるが、これは処理能力が低いほど、ハンドオーバーの同時性の影響が大きいためであると考えられる。これは保留時間を一定にし、移動速度を変化させた場合も同じ傾向が得られた。すなわち SB 方式では、小規模な RNC ほど移動ネットワークの通信が処理能力に与える影響が大きいことを示す。図 10 は $T_h = 400$, $T_o = 0.1$ とし、 N を変化させたものである。PDP context 数と無線ベアラ設定能力について、SB 方式に対する IB 方式の比率を示している。 N が 10 以下では無線ベアラ数の比と処理能力の比の差は大きくないが、10 を超えると移動ネットワークのハンドオーバーの同時性が SB 方式に対して大きな処理能力を要求し、IB 方式における PDP context の統合効果が大きくなる。移動ネットワークの収容 PDP context 数が 40 になると、IB 方式は、SB 方式に対して、72%程度の PDP context を扱うことになり、更に処理能力は 45%程度で済むことが分かる。

図 11 は無線ベアラのために用意される接続数と呼量の関係を示したものである。呼損率は 1%とし、 $N = 20$ としている。比較のためにアラン B 式の算出結果を示した。IB 方式は同条件のアラン B 式とほぼ一致しており、シミュレーションモデルの妥当性が確認できる。SB 方式は移動ネットワークの呼発生とともに多数の無線アクセスベアラ設定が必要であるため、IB 方式に比べ設定可能な呼量は減少する。最大同時接続数の削減は、無線ベアラごとに必要なハードウェアリソースを削減することができ、ネットワーク構築コストを低下させることができる。

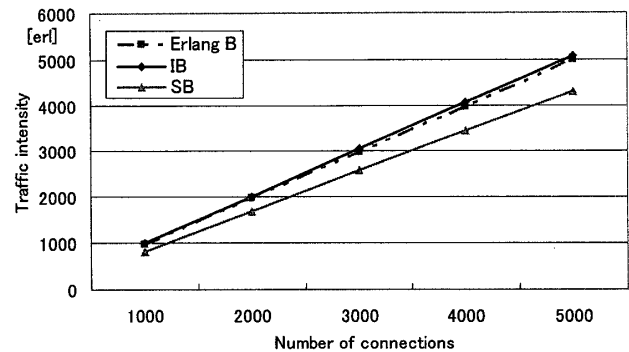


図 11 無線ベアラ接続数に対する呼量 (呼損率: 0.01, $N = 20$, $T_h = 400$)

Fig. 11 Traffic intensity vs. connection number for radio bearers (Blocking probability: 0.01, $N = 20$, $T_h = 400$).

表 2 トラフィック条件
Table 2 Traffic assumptions.

Parameters	Condition
Streaming data	Service rate: 100 kbit/s Frame interval: 20 ms
Burst data	IP packet length: 500 bytes Burst size (n): 2, 5 packets
RLC-PDU size	480 bytes (for 384 kbit/s) 160 bytes (for 128 kbit/s)
TTI	10 ms
Input stream bit rate	100 Mbit/s
Output stream bit rate	1.6 Mbit/s

5. RLC 上の QoS 制御の効果

SB 方式で、データフローごとにそれぞれ RLC コネクションを設定し、コネクションに応じた QoS 制御を行う場合と、IB 方式で、RLC-PDU を生成する段階で QoS 制御を行う場合では、QoS 条件が異なる可能性がある。2 方式間の QoS 制御方法の性能を比較するためシミュレーションを行った。トラフィックモデルとシミュレーションモデルを表 2、図 12 にそれぞれ示す。

トラフィックは低遅延条件で転送されるストリーミングデータとベストエフォートトラフィックとして転送されるバーストデータをモデル化した。ストリーミングデータは、100 kbit/s のサービス速度を想定し、インターリーブ長 (フレーム長) は 20 ms とした。フレームごとに RTP (Real-time Transport Protocol)/UDP (User Datagram Protocol)/IPv4 のヘッダ (合計 40 バイト) を付与して受信キューに入力する (したがって RLC-SDU 速度は 116 kbit/s となる)。バーストデータは 500 バイトの IP パケットが、平均 n 個パー

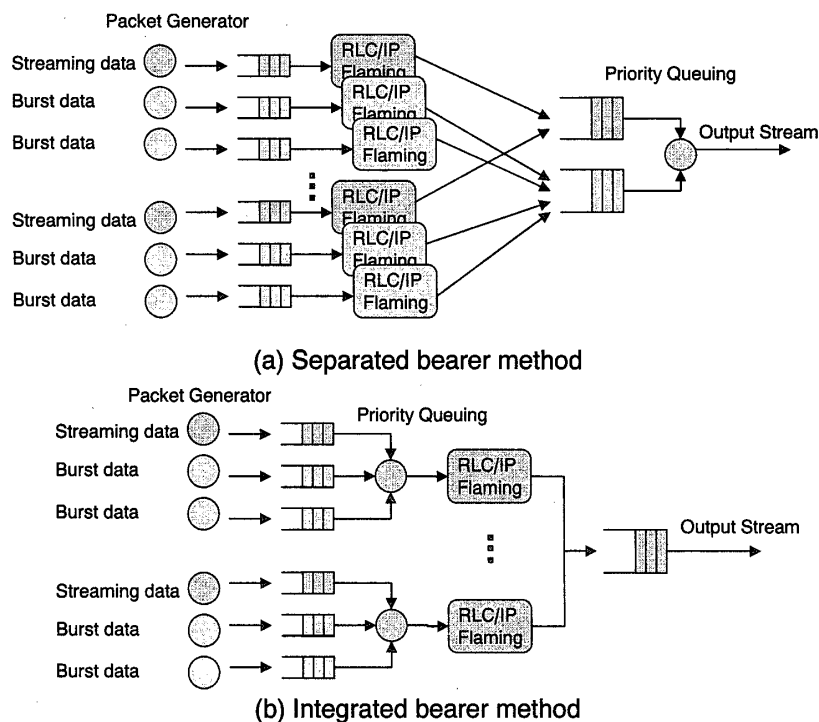


図 12 シミュレーションモデル
Fig. 12 Simulation models.

スト発生するものとする。アクティブ期間とアイドル期間はともに指数分布に従う。入力ピーク速度は 100 Mbit/s とした。RLC コネクションモードは AM とし、TTI は 10 ms である。一つの MN はストリーミングデータ 1 フローとバーストデータ 2 フローを発生させ、4 MN を一つの出力ストリームに収容する。

IB 方式では 384 kbit/s の RLC コネクションに 1 MN が扱う三つのデータフローを多重する。このときパケットヘッダの DSCP を参照し、ストリーミングデータはバーストデータに優先して多重される。SB 方式では、128 kbit/s の RLC コネクションでそれぞれのフローを転送する。RLC-PDU は UDP/IP でカプセル化して出力キューに入力される。MAC とフレームプロトコルのヘッダについては省略した。出力キューの動作は IB 方式では First In First Out であり、SB 方式はストリーミングデータを優先して送信する。出力ストリーミング速度は RLC コネクション速度にトンネリング UDP/IP ヘッダによる増分を考慮して 1.6 Mbit/s とした。

図 13 は 1 バーストデータフロー当りの入力速度に対する平均遅延時間を示している。遅延時間は RLC 多重待合せと出力キューでの待合せ時間の合計である。IB 方式、SB 方式ともにストリーミングデータは優先

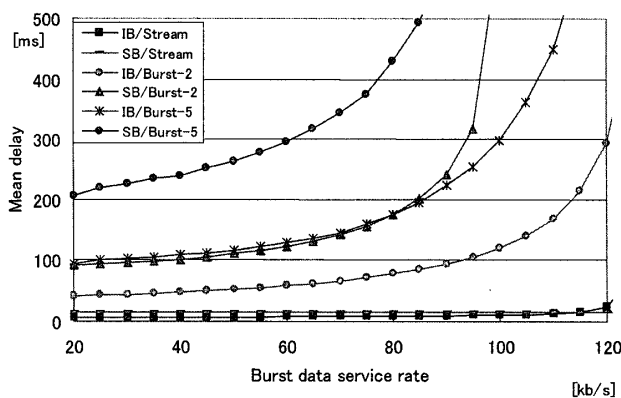


図 13 RLC 多重及び出力時の平均遅延
Fig. 13 Mean delay in RLC framing and output queues.

制御により低遅延で転送されている。バーストデータは、SB 方式に比べ IB 方式では低遅延で転送可能である。これは SB 方式がデータフローごとに 128 kbit/s の RLC コネクションを設定しているのに対し、IB 方式では 384 kbit/s のコネクション上でフロー間の多重効果が得られるためと考えられる。また RLC コネクションは低速のため、バースト性の高さは遅延に大きな影響を与える。

図 14 はバーストサイズ 2 のデータ速度と、出力

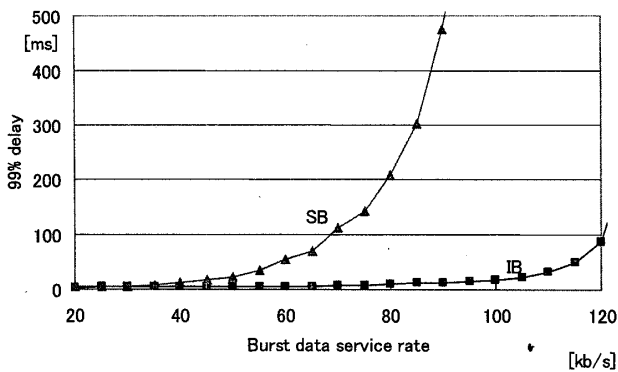


図 14 出力キューにおける遅延
Fig. 14 Delay in output queues.

キューにおけるバーストデータフレームの 99 パーセント遅延との関係を示している。IB 方式に比べ SB 方式では出力キューで QoS 制御を行うため、トラフィックが大きくなるとバーストデータに大きな遅延が生じている。出力キューで発生する遅延揺らぎは、ノード間同期制御のため、受信部でのバッファリングを要求し、定常的な遅延が発生する。IB 方式では入力トラフィックに応じて RLC 多重時に遅延が発生するが、出力キューでの遅延揺らぎが少ないので、受信部のバッファサイズを小さくすることができ、定常的な遅延を抑制することができる。以上のように無線ベアラを統合することで、ハンドオーバー処理軽減に加え、通信品質の向上効果も期待できる。

6. むすび

一つの端末だけでなく多数の端末が一つの無線インタフェースを介して通信する移動ネットワーク通信の実現は、今後の移動通信に様々な利用形態を提供する可能性をもつ。UMTS は PDP context を用いてパケット通信の管理をしているので、通信の数だけ PDP context を設定する必要がある。多数の PDP context を設定するには、同じ数の無線アクセスベアラを設定する必要があるが、このとき MN は多くの無線アクセスベアラ設定能力が必要であり、ハンドオーバー時には同時に多くのトランスポート接続の切換を要求するという問題があった。本論文では単一の無線アクセスベアラに複数の PDP context を収容し、一つの RLC コネクション上で複数の QoS を扱うために、RLC-PDU 生成時に Diffserv ベースの QoS 制御を行う移動ネットワーク制御方式を提案した。提案方式の利点を確認するためにシミュレーションを行い、提案

方式は従来方式に比べハンドオーバー処理負荷を抑制することができることを示した。特に移動ネットワークが有する PDP context 数が増加すると、ハンドオーバーの同時性の影響が顕著になるため、提案方式はより高い割合で処理能力を軽減することができる。また提案方式は、無線ベアラの同時接続数を減少させることができることを示した。これはハードウェアリソースの儉約に効果が期待できる。RLC 上でのパケット要求に応じた QoS 制御は、より広帯域なベアラの利用とともに PDP context 間の統計多重効果を得ることができ、QoS 条件からも有利である。また、ベストエフォートトラフィックのトンネリングレイヤでの遅延削減は、アプリケーションレイヤが要求する QoS を満たしながら、ノード間同期制御によって生ずる遅延を抑制することが可能である。

文 献

- [1] T.M. Siep, I.C. Gifford, R.C. Braley, and R.F. Heile, "Paving the way for personal area network standards: An overview of the IEEE P802.15 working group for wireless personal area networks," IEEE Pers. Commun., vol.7, no.1, pp.37-43, Feb. 2000.
- [2] A. Dearle, "Toward ubiquitous environments for mobile users," IEEE Internet Comput., vol.2, no.1, pp.22-32, Jan./Feb. 1998.
- [3] M.S. Corson, J.P. Macker, and G.H. Cirincione, "Internet-based mobile ad hoc networking," IEEE Internet Comput., vol.3, no.4, pp.63-70, July/Aug. 1999.
- [4] J.H. Kim, K. Leung, K. K. Echols, D. Shell, and M. Denny, "Demonstration of static network mobile router for mobile platforms," MILCOM 2001, IEEE, vol.2, pp.746-750, 2001.
- [5] T. Ernst, "Network mobility support requirements," draft-ietf-nemo-requirements-00.txt, Feb. 2003.
- [6] C.E. Perkins, "Mobile IP," IEEE Commun. Mag., vol.40, no.5, pp.66-82, May 2002.
- [7] T.J. Kniveton, J.T. Malinen, V. Devarapalli, and C.E. Perkins, "Mobile router tunneling protocol," draft-kniveton-mobrtr-03.txt, Nov. 2002.
- [8] 3GPP, TS.25.321, "Medium access control (MAC) protocol specification," March 2002.
- [9] 3GPP, TS.25.322, "Radio link control (RLC) protocol specification," March 2002.
- [10] 3GPP, TS.25.323, "Packet data convergence protocol (PDCP) specification," March 2002.
- [11] 3GPP, TS.25.427, "UTRAN Iur and Iub interface user plane protocols for DCH data streams," March 2002.
- [12] H. Kawakami, F. Ishino, and H. Yumiba, "QoS management of AAL2 in IMT-2000 networks," IEICE Trans. Fundamentals, vol.E84-A, no.7, pp.1636-1643,

July 2001.

- [13] G. Eneroth, G. Fodor, G. Leijonhufvud, A. Rácz, and I. Szabó, "Applying ATM/AAL2 as a switching technology in third-generation mobile access networks," *IEEE Commun. Mag.*, vol.37, no.6, pp.112-123, June 1999.
- [14] G. Yile, Z. Antoniou, and S. Dixit, "IP transport in 3G radio access networks: An MPLS-based approach," *WCNC2002*, vol.1, pp.11-17, March 2002.
- [15] 3GPP, TR.25.933, "IP transport in UTRAN," March 2002.
- [16] 3GPP, TS.23.107, "Quality of service (QoS) concept and architecture," March 2002.
- [17] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss, "An architecture for differentiated services," *RFC2475*, IETF, Dec. 1998.
- [18] B.E. Carpenter and K. Nichols, "Differentiated services in the Internet," *Proc. IEEE*, vol.90, pp.1479-1494, Sept. 2002.
- [19] R. Braden, D. Clark, and S. Shenker, "Integrated services in the Internet architecture: An overview," *RFC1633*, IETF, June 1994.
- [20] S. Floyd and V. Jacobson, "Link-sharing and resource management models for packet networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol.3, no.4, pp.365-386, Aug. 1995.

(平成 15 年 5 月 9 日受付, 9 月 18 日再受付)



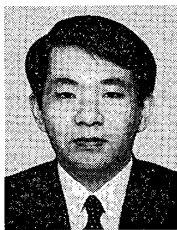
仙石 正和 (正員:フェロー)

昭 42 新潟大・工・電気卒。昭 47 北大大学院博士課程了。同年同大・工・電子助手, 新潟大・工・情報助教授を経て, 現在, 同教授。回路網理論, グラフ・ネットワーク理論, 情報伝送特に移動通信の研究に従事。工博。平 3, 7, 8, 9 年度本会論文賞, IEEE ICNNSP '95 最優秀論文賞受賞。著書「演習グラフ理論」(共著)等。IEEE Fellow, 情報処理学会各会員。



川上 博

平 4 新潟大・工・情報卒。平 6 同大大学院修士課程了。同年 NTT 移動通信網(株)(現 NTT ドコモ)入社。次世代移動通信におけるネットワーク基盤技術に関する研究に従事。現在, 新潟大大学院自然科学研究科博士後期課程在学中。



中野 敬介 (正員)

平元新潟大・工・情報卒。平 6 同大大学院博士課程了。現在, 新潟大助教授。この間, 平 11 イリノイ大アーバナ・シャンペーン校客員研究員。移動通信, ネットワークに関する研究に従事。工博。平 8 年度本会論文賞, IEEE ICNNSP '95 最優秀論文賞

受賞。