

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3866963号
(P3866963)

(45) 発行日 平成19年1月10日(2007. 1. 10)

(24) 登録日 平成18年10月13日(2006. 10. 13)

(51) Int. Cl.

F I

HO4L 12/56 (2006.01)
 HO4L 12/28 (2006.01)
 HO4Q 7/22 (2006.01)
 HO4Q 7/24 (2006.01)
 HO4Q 7/26 (2006.01)

HO4L 12/56 200Z
 HO4L 12/28 300Z
 HO4Q 7/04 A

請求項の数 8 (全 20 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願2001-355982 (P2001-355982)
 (22) 出願日 平成13年11月21日(2001.11.21)
 (65) 公開番号 特開2002-204257 (P2002-204257A)
 (43) 公開日 平成14年7月19日(2002.7.19)
 審査請求日 平成16年11月19日(2004.11.19)
 (31) 優先権主張番号 00310343.9
 (32) 優先日 平成12年11月22日(2000.11.22)
 (33) 優先権主張国 欧州特許庁(EP)

(73) 特許権者 596092698
 ルーセント テクノロジーズ インコーポ
 レーテッド
 アメリカ合衆国, 07974-0636
 ニュージャージー, マレイ ヒル, マウン
 テン アヴェニュー 600
 (74) 代理人 100064447
 弁理士 岡部 正夫
 (74) 代理人 100085176
 弁理士 加藤 伸晃
 (74) 代理人 100106703
 弁理士 産形 和央
 (74) 代理人 100096943
 弁理士 臼井 伸一

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 CDMAシステムにおいてクオリティオブサービスを調整するために複数のデータフローをスケ
 ジューリングする方法とシステム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

CDMA移動体通信システムにおいてクオリティオブサービスを調整するために複数の
 データフローをスケジューリングする方法であって、

(A) プロトコルデータユニット(PDU)を含む、各データフローのクオリティオブ
 サービス要件を受領するステップ、

(B) 通信チャネル上でデータを伝送するために、サービスされるべきプロトコルデー
 タユニット(PDU)の優先順位を決定するステップ、

(C) 前記決定された優先順位でもって、物理層(PHY層)に送信すべきトランスポ
 ートブロックセット(TBS)をダイナミックに創設することにより、割り当てられた無
 線資源の制約に基づいて、プロトコルデータユニット(PDU)をサービスするステップ
 を有し、さらに、

(D) 異なるプロトコルレイヤ上で、それぞれ動作する2個のスケジューラをリンクす
 るステップ

からなり、

送信すべき来入データフローの各プロトコルデータユニット(PDU)は、下部レイヤ
 のスケジューラ(MACスケジューラ)によりサービスされるべき優先リスト内に、あら
 かじめ規定されたクオリティオブサービスの要件に関連する上部のレイヤ上のスケジュー
 ラ(PDUスケジューラ)によりスケジューリングされ、

メディアアクセス制御は、下部レイヤのスケジューラ(MACスケジューラ)により行

10

20

われ、

優先リスト内のプロトコルデータユニット（PDU）上でダイナミックに動作させることにより、データ伝送のシステム効率を最適化することを特徴とする方法。

【請求項 2】

前記（C）ステップは、帯域幅制約、タイミング制約、パワー制約のいずれか、あるいはすべてに基づいて、スケジューリングインターバル内で周期的に実行されることを特徴とする請求項 1 記載の方法。

【請求項 3】

（E）ユーザ装置に対して必要とされる送信パワーを調整するステップをさらに有することを特徴とする請求項 1 記載の方法。

10

【請求項 4】

トランシーバ装置を有する C D M A 移動体通信システムであって、
前記トランシーバシステムは、

（A）所定のデータフローのクオリティオブサービスの要件に関し、複数のデータフローのプロトコルデータユニット（PDU）の優先順位を与える手段、

（B）割り当てられた無線資源制約に関連して優先順位のつけられたプロトコルデータユニット（PDU）をダイナミックにスケジューリングする手段
を有し、さらに、

異なるプロトコルレイヤ上でそれぞれ動作する、少なくとも 2 個の上部層と下部層で動作するスケジューラからなり、

20

前記上部層で動作するスケジューラ（PDUスケジューラ）は、下部層のスケジューラ（MACスケジューラ）によりサービスされるべき優先リスト内に、送信すべき来入データフローの各プロトコルデータユニット（PDU）をスケジューリングし、

前記下部層で動作するスケジューラ（MACスケジューラ）は、メディアアクセス制御を実行し、

優先リスト内のプロトコルデータユニット（PDU）上で、ダイナミックに動作することによりデータ伝送のシステム効率を最適化するシステム。

【請求項 5】

ユーザ装置に対し必要とされる送信パワーを調整する手段をさらに有することを特徴とする請求項 4 記載のシステム。

30

【請求項 6】

再送信なしのスループットを監視する手段をさらに有し、

前記割り当てられた送信パワー（ P_{ps} ）に基づいて、仮想帯域幅と前記スループットを比較し、割り当てられた送信パワー（ P_{ps} ）によりあらかじめ定義されたりミット内に、送信パワー（ P_{limit} ）を調整することを特徴とする請求項 4 記載のシステム。

【請求項 7】

ユーザ装置に対し、最小データ伝送レート（ R_{Bmin} ）及び／または最大データ伝送レート（ R_{Bmax} ）を確保する手段をさらに有することを特徴とする請求項 4 記載のシステム。

40

【請求項 8】

ロジカル - リンク - 制御 - レイヤ上と、メディア - アクセス - 制御 - レイヤで、それぞれ動作する 2 個のリンクされたスケジューラを有することを特徴とする請求項 4 記載のシステム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、パケット伝送スケジューリング方法と、パケット伝送スケジューリングシステムと、特に、汎用移動通信システム（Universal Mobile Telecommunication systems：U

50

MTS)のパケット伝送スケジューリング方法と、UMTSパケット伝送スケジューリング機能を具備するシステムに関する。

【0002】

【従来の技術】

本発明は、データフローの効率的なスケジューリングを提案し、特に、基地局(base transceiver station: BTS)と、移動局すなわちユーザ装置(user equipment: UE)との間のデータの転送、すなわち基地局と移動局との間のUMTSダウンリンク共有チャネル(Downlink Shared Channel: DSCH)用の汎用移動通信システム(Universal Mobile Telecommunication systems: UMTS)で発生する問題を解決するものである。

【0003】

基地局トランシーバにおいて、無線アクセスネットワークは、ある時間内で、どれだけの量のパケット伝送が、いつ、誰に対し行われたかの情報を有している。そのため、中央制御装置がダウンリンクデータ伝送用に用いられる。

【0004】

しかし、パケット交換ネットワークにおいては、多重化のタスクは、パケットの並び替えのタスクとそれらを共有リンクを介して連続的に送信するタスクとなる。この並び替え(順番付)のプロセスは、スケジューリングと称する。パケット交換の利点は多重化に基づいており、あるデータフローは、一時的に非活性状態のデータフローから未使用の資源を利用する為利点がある。回路交換サービスと比較して、このパケット交換サービスの不利な点は、システムにおける予測可能性がないことである。

【0005】

重要なことに、システム挙動の予測可能性は品質の重要な尺度の1つである。ある種のサービス、例えばインターネット通信サービス、あるいはファクシミリ伝送サービスは、より高度なクオリティオブサービス(Quality of Service: QoS)を必要としており、例えば純粋な音声データ伝送として、他のサービスよりもより高度な品質保証を必要としている。現在クオリティオブサービス(QoS)スケジューリングは、それぞれのデータフロー要件に従って、各フローに対する受領したサービス量とタイミングとのバランスを取ろうとしている。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】

本発明の目的は、特に、ダウンリンク共有チャネル上でのパケット伝送スケジューリングの方法とシステムを改善することである。本発明の方法とシステムはUMTSシステムにも用いることができる。

【0007】

【課題を解決するための手段】

本発明は、請求項1、5に記載した方法とシステムである。

即ち、請求項1のCDMAシステムにおいてクオリティオブサービスを調整するために複数のデータフローをスケジューリングする方法は、(A)プロトコルデータユニット(PDU)を含む、各データフローのクオリティオブサービス要件を受領するステップと、(B)通信チャネル上でデータを伝送するために、サービスされるべきプロトコルデータユニット(PDU)の優先順位を決定するステップと、(C)前記決定された優先順位でもって、物理層(PHY層)に送信すべきトランスポートブロックセット(TBS)をダイナミックに創設することにより、割り当てられた無線資源の制約に基づいて、プロトコルデータユニット(PDU)をサービスするステップとを有することを特徴とする。

請求項5のトランシーバ装置を有するCDMAシステムは、(A)所定のデータフローのクオリティオブサービスの要件に関し、複数のデータフローのプロトコルデータユニット(PDU)の優先順位を与える手段と、(B)割り当てられた無線資源制約に関連して優先順位のつけられたプロトコルデータユニット(PDU)をダイナミックにスケジューリングする手段とを有することを特徴とする。

【0008】

10

20

30

40

50

本発明は、C D M Aシステム内の複数のデータフローを処理するQ o Sスケジューリングを改善する。本発明の方法は、割り当てられた無線資源の制約から独立して、プロトコルデータユニット (protocol date units: P D U) をダイナミックにスケジューリングし、無線資源の利用の最適化を行うことにより、レート保存スケジューリングに起因した必要とされるデータレートを確保することにより行われる。

【 0 0 0 9 】

本発明のQ o Sスケジューリングは、ダウンリンク共有チャネル上のデータフローを処理するが、ダウンリンク方向の専用チャネル上の別々のユーザに対し、およびアップリンク方向における一人のユーザに対し、複数のデータフローをスケジューリングすることにも適用できる。

10

【 0 0 1 0 】

本発明の一実施例によれば、本発明は、新規な方法で互いにリンクされた2個のスケジューラを用いる。第1のスケジューラがある程度の予測可能な挙動を与え、第2のスケジューラが媒体アクセス制御 (Medium Access Control: M A C access) を与えて、帯域幅を保存しながらのセグメンテーション (細片化) と割り当ての方法を提供する。

【 0 0 1 1 】

これらの2つのスケジューラは、P D UスケジューラとM A Cスケジューラと称する。本発明のスケジューリングの基本的な考え方は、同時継続出願 (発明者: Stefan Gruhl 発明の名称 "Method of linking two schedulers of a multi-layer network comprising a transceiver having linking functionality for two schedulers") に開示されている

20

【 0 0 1 2 】

本出願においては、上記した特許出願のスケジューリング方法を、U M T S移動通信システムに適用する。特に、2個のスケジューラをいかにリンクするか、およびU M T Sに対するローカルアルゴリズムをいかにパラメータ化するかを、特に媒体アクセス制御 (M A C) スケジューラを対象に行う。

【 0 0 1 3 】

【発明の実施の形態】

本発明の説明するために、いくつかの要件と仮定を予め説明する。

【 0 0 1 4 】

30

「仮定と要件」

最大伝送パワー P_{max} のある量 $P_{ps} = P_{ps} \cdot P_{max}$ が、無線資源管理装置 (radio resource management unit: R R M) により、パケット交換無線ベアラに割り当てられる。スケジューラは、無線資源管理装置 (R R M) を起動することなく、 P_{ps} を自立的に用いることが出来る。

【 0 0 1 5 】

自動リピートリクエスト (automatic repeat request: A R Q) を適用すると、再送信の回数は通常のトラフィックよりもはるかに少なくなると仮定する。

【 0 0 1 6 】

ある品質要件を有するすべての伝送は、データフローで行われる (埋設される)。したがってデータフローは、ネットワーク内の同一のソース (発信元) から同一の宛先 (着信先) へのデータパケットのシーケンスとして定義され、そのデータフローの対し、ユーザはあるQ o S要件を有する。

40

【 0 0 1 7 】

各無線ベアラは、1つのデータフローに関係している。複数の無線ベアラが、一人のユーザに対し確立されているために、一人のユーザに関連する複数のデータフローもまた同時に存在する。以下の説明においては、すべてのデータフローは、別々に処理されるものとする。

【 0 0 1 8 】

本明細書においては、データフローの要素は、プロトコルデータユニット (Protocol Dat

50

e Units: PDU)として定義する。これらのPDUは、UMTSの観点からすると、通常レイヤ3の要素であるが、本発明はこれに限定されるものではない。

【0019】

プロトコルデータユニット(PDU)は、トランスポートブロック(transport blocks: TB)に細片化(segmented)され、このトランスポートブロックが、UMTS 3GPP標準内に規定されている自分自身のヘッダを受領する。この操作は、レイヤ2に関係している。通常必ずしも必要なことではないが、トランスポートブロックは一定のサイズを有する。任意の数のトランスポートブロックが、1つのトランスポートブロックセット(Transport Block Set: TBS)にまとめられる。また、1つのプロトコルデータユニット(PDU)のトランスポートブロックのみが一緒にされる。

10

【0020】

1個のTBSが、スケジューリングインターバル(通常10ミリ秒)内で、メディアアクセス制御レイヤにより、フローごとに物理層(physical layer: PHYレイヤ)にスケジューリングされる。ダウンリンク共有チャネルに対しては、ソフトハンドオーバー(soft handover: HO)は仮定されていない。そのためスケジューラは、自分自身のセルの端末装置にアドレスされたデータフローのみを処理する。

【0021】

どのようなモビリティに関連する手順、例えばハードハンドオーバーは独立に無線資源管理システム(Radio Resource Management system RRM)により処理される。データフローのビットエラーレート(Bit Error Rate: BER)は、無線ベアラに関連する静的QoS要件である。遅延の制約要件によっては、フォワードエラー修正(Forward Error Correction: FEC)すなわち受信信号エネルギー対雑音比(E_b/N_0)と、自動リピートリクエスト(ARQ)方法すなわち再送信の許可される回数との間にトレードオフが存在する。

20

【0022】

必要とされるビットエラーレートが、常にコアネットワークあるいは無線アクセスネットワークから受信できると仮定する。帯域幅を最適化するために、データフローのパッティングの帯域幅消費は、遅延に対するトレードオフとして最小にされる。このことは、フローのQoS制限と最新のフロー状態により示される。

【0023】

遅延を最適にするために、プロトコルデータユニット(PDU)の全部がPDUスケジューラにより一度に取り込まれる。ダウンリンク共有チャネルは時間的に同期している、すなわちすべてのデータフローは同一時点で送信を開始する。ダウンリンク共有チャネル上の断続的送信(discontinuous transmission: DTX)は、同一セルの他の専用チャネル(dedicated channels: DCH)上のユーザに対し、あるいは隣接するセルのすべてのユーザに対し、大きな変動の干渉を引き起こす。そのため、断続的送信(DTX)は、ダウンリンク共有チャネルで使用すべきではない。

30

【0024】

最新の3GPP標準によれば、ダウンリンク共有チャネルにおける異なるデータフローに対する物理的な多重化(即ちPHY MUX)は存在しない。その結果、ダウンリンク共有チャネル上のトランスポートフォーマットコンビネーションセット(transport format combination set: TFC S)は、1つのデータフローに対してはトランスポートフォーマットセット(transport format set: TFS)のみからなる。トランスポートフォーマットセットは、それぞれのデータフローのデータレート R_B に関連している。トランスポートフォーマットセットは、CDMA伝送システムの、そのデータレートをサポートする拡散係数(spreading factor: SF)に直接関連する。

40

【0025】

1つのスケジューリングインターバル内のトランスポートブロックサイズは、各プロトコルデータユニット(PDU)に対しては一定に維持される。したがって、トランスポートブロックの数のみがメディアアクセス制御(MAC)スケジューリングに対しカウントさ

50

れる必要がある。

【 0 0 2 6 】

「無線資源割り当て」(Radio Resource Allocation: R R A)

「ダウンリンク共有チャネルに対する無線資源割り当ての基本的説明」

その特性およびC D M A方法を用いる観点からすると、U M T S 移動通信システムにおける主な資源は、あるユーザに対し消費される送信パワーである。データフロー # 1 の送信パワー P_{tri} は次式で表される。

【 数 1 】

$$P_{tri} \approx \left(\frac{E_B}{N_0} \right)_i \cdot \frac{R_{Bi}}{W} \cdot \frac{I_{0i}}{h_i} = R_{Bi} \cdot C_i \quad 10$$

【 0 0 2 7 】

ここで $(E_B / N_0)_i$ は、データフロー # 1 に対する受信信号エネルギー対雑音比率である。 R_{Bi} は、データフロー # 1 で用いられている現在のデータレートである。 W は、チップレートであり、ある時点のチップレートはU M T S に対しては $W = 3.84$ メガチップ / 秒である。 I_{0i} は、ダウンリンクデータフローがアドレスされたユーザ装置 (U E) における干渉を表す。 h_i は、ユーザ装置U EとノードBとの間のパス喪失である。 20

【 0 0 2 8 】

C D M A システムの資源は、従来のスケジューリング方法、すなわち従来のスケジューラにより処理されるデータレートと、いくつかの他のパラメータに依存する係数 C (例えばパス喪失と干渉) に基づいている。

【 0 0 2 9 】

数 (1) から C_i は次式で与えられる。

【 数 2 】

$$C_i = \left(\frac{E_B}{N_0} \right)_i \cdot \frac{1}{W} \cdot \frac{I_{0i}}{h_i} \quad 30$$

【 0 0 3 0 】

C_i の値は、スケジューリングアルゴリズムの必須不可欠な部分である。それが使用される時間によっては、この値は2つの方法で計算できる。データフローの確立時点あるいは確立中では数 (2) が直接用いられる。ここで $(E_B / N_0)_i$ は、それぞれの無線ベアラのビットエラーレート (B E R) 要件から最初に決定され、 (I_{0i} / h_i) は、ユーザ装置 (U E) からネットワークへ信号が送られた測定値から得られる。

【 0 0 3 1 】

通信チャネルが無線ベアラとの間で確立された後は、ネットワーク内に利用可能な (I_{0i} / h_i) の通常の測定値は存在しない。したがって $(E_B / N_0)_i$ は、例えば環境が変動することにより最初の値とは異なる。数 (2) は、その後、すなわち通信チャネルが確立した後は用いるべきではない。この時点で数 (1) は、以下の式と共に用いられる。

【 数 3 】

$$C_i = P_{tri}^{prev} / R_{Bi}^{prev},$$

【 0 0 3 2 】

ここで前記の数(3)の分子は、データフロー#1の前の伝送パワーであり、分母は前のデータレートである。

【0033】

ダウンリンク共有チャネル上のすべての活性データフローの伝送パワー全体(数4の左辺で表される)は、パケット交換ユーザに対する割り当てられた伝送パワー P_{PS} により制限される。そのためすべての活性データフローの全体的伝送限界は次式で表される。

【数4】

$$\sum_{i \in active} P_{tri} = \sum_{i \in active} R_{Bi} \cdot C_i \leq P_{PS}.$$

10

【0034】

1つのチャネル伝送ユニットの機能(能力)に限界があるために、単一のデータフローの送信パワーには以下の制約(数5)の右辺で表される)が存在する。したがって数(4)に加えて、すべての活性データフローには以下の制約が存在する。

【数5】

$$P_{tri} = R_{Bi} \cdot C_i \leq P_{\max}^{single}, \quad \forall i \in active.$$

20

【0035】

「改善された無線資源割り当て(RRA)のタスクと機能」

図1は、新たな無線ベアラがスケジューリング機能に追加された時のコアネットワーク(CN)と、無線ネットワークコントローラ(RNC)と、ユーザ装置(UE)との間のメッセージフローを示す。

【0036】

基地局(BTS)は、UMTS移動通信システムの必須不可欠の一部であるが、ここには図示していない。以下のタスクと機能はスケジューリング機能あるいは動作が開始する前に、無線資源割り当て装置(RRA)により行わなければならない。

【0037】

30

「1. 無線ベアラ確立リクエスト」

このフェーズの間、新たな無線ベアラ確立がコアネットワークからリクエストされる。このリクエストは、関連データフローのクオリティオブサービス(QoS)要件、すなわち要求されたビットエラーレート(BER)要件と、送信すべきデータレート要件と遅延要件を含む、あるいはそれらを指定する。無線資源制御(RRC)接続が確立されない場合には、無線ネットワークコントローラ(RNC)と、ユーザ装置(UE)との間の無線資源制御(RRC)接続確立手順が実行され、これは図1のステップ1aとして示す。

【0038】

「2. アドミッション制御(Admission Control: AC)」

アドミッション制御の目的は、この新たなリクエストを認めるべきか否かを決定することである。アドミッション制御においては、要求されたクオリティオブサービス(QoS)と、現在のネットワーク負荷のようないくつかのパラメータが用いられる。リクエストを認めないという他の理由は、無線資源が利用できないことであり、これが次のステップでチェックされる。リクエストが否定されると、より低いクオリティオブサービス(QoS)とのネゴシエーション手順が行われる。

40

【0039】

「3. ダイナミックチャネル割り当て」

ダイナミックチャネル割り当て(Dynamic Channel Allocation: DCA)手順が、次の伝送パラメータをデータフローに非排他的に割り当てられる。すなわち伝送パラメータとは、伝送フォーマットセット(TFC)、無線リンク制御(RLC)情報、新たなチャネル

50

化符号、初期伝送パワー等である。トランスポートフォーマットセットとチャンネル化符号の割り当て方法は、「データレートの割り当て」の項に記載されている。スケジューラに対する伝送パワー P_{packet} の新たな量が DCA により割り当てられる。

【0040】

「4. 無線ベアラ設定 (セットアップ)」

この機能は、RNC と UE との間の同期化と無線ベアラの設定を行う。さらにまた BTS は、DCA により割り当てられたパラメータでもって初期化される (図示せず)。

【0041】

「ダイナミックスケジューリングの開始」

確立と初期化が行われると、新たなデータフローがスケジューリング機能に追加される。このスケジューリング機能は、このデータフローに対しても行われる。図 1 には、無線ベアラをスケジューラに追加するメッセージが示されている。

10

【0042】

「データレートと TFS とチャンネル化符号の割り当て」

「データレートの割り当て」

各データフローに対するデータレートの割り当ては、スケジューラが達成することのできるシステム効率に大きな影響を及ぼす。データレートは、TFS とチャンネル化符号に関係する。最新の 3GPP 標準によれば、ダウンリンク共有チャンネル内の別々のデータフローに対する物理的多重化 (すなわち PHY MUX) は存在しない。

【0043】

20

その結果、ダウンリンク共有チャンネル上のトランスポートフォーマットコンビネーションセット (TFCS) は、1つのデータフローに対しトランスポートフォーマットセット (TFS) のみからなる。このトランスポートフォーマットセットは、それぞれのデータフローのデータレート R_B に関連している。トランスポートフォーマットセットは、CDMA 伝送システムにおいて、そのデータレートをサポートするのに用いられた拡散係数 (spreading factor: SF) に直接関係する。

【0044】

限界的なデータレートの荒い割り当て、あるいは予測に対しては以下のルールが適用される。最大データレート R_{Bmax} に対しては、トランスポートフォーマットセット (TFS) は、最大データレートの 2 倍から 4 倍に、すなわち $(2 \sim 4) \times R_{Bmax}$ にデータ

30

【0045】

第 1 の理由は、これらの最大トランスポートフォーマットセットは、アイドル状態にある他のデータフローからフローが利益を得る為に、要求よりも一時的に高いデータレートでフローにサービスするよう、MAC スケジューラから要求されることであるからである。これが適用されるのは、エアリンク上にキャパシティが残っている場合、およびこのフローが指定されたレートに先立って、パケットを PDURIST にすでに送っている場合である。

【0046】

第 2 の理由は、トランスポートブロックレベル上で時分割多重化スタイルの多重化が許されることである。

40

【0047】

MAC スケジューラのアルゴリズムは、帯域幅の効率化利用の方向に向けて開発されている。そのため、パディングを最小にするために、任意のサイズのトランスポートブロックを利用することが好ましい。このことは、利用可能なトランスポートフォーマットは、指定されたレートを一時的に超えることができることを意味する。

【0048】

データフロー間のフェアネス (公平さ) と、帯域幅およびクオリティオブサービス (BW (Bandwidth) - QoS) の保証は、別のスケジューラ例えば PDU スケジューラにより維持される。

50

【0049】

最小のデータレート R_{Bmin} に対しては、トランスポートフォーマットセットは、データレートが R_{Bmin} 以下となるよう割り当てなければならない。より小さなトランスポートフォーマットセットが利用可能となることにより、MACスケジューラは、パディングを最小にできる。これは新たな遅延を導入し平均伝送レートを下げるために、あるQoSフローにしか適用できない。このような割り当てとTFCの利用の最適化は別々に行われる。

【0050】

ダウンリンク共有チャネルは、時間的に同期している。すなわちすべてのデータフローは同一時点で送信を開始し、ダウンリンク共有チャネル上の不連続伝送(DTX)は、同一セルの他の専用チャネル(DCH)上のユーザ、あるいは隣接セルのすべてのユーザに対する干渉を大きく変動させるという仮定に適合するために、データでもってデータフレーム全部を充填するトランスポートフォーマットセットのみが許される。

10

【0051】

前述した最新の3GPP標準によれば、チャネル化符号の拡散係数は、 $SF = 2^k$ 、 $k = 2, 3, \dots$ のオーダにある。このことは $R_B = R'_B \cdot 2^n$ 、 $n = 0, 1, \dots$ のデータレートとなることを意味する。ただし R'_B は、ある拡散係数に対する基準データレートを表し、 R_{Bmin} となることがある。

【0052】

「トランスポートフォーマットセット(Transport Format Set: TFS)」
トランスポートフォーマットセットは、1つのデータフローに関連するトランスポートフォーマットの組(セット)として定義される。半静的部分(semi-static)(符号化、送信インターバル、レートマッチング)がビットエラーレートを決定する。それは無線資源管理により定義される。以下の議論においては、トランスポートブロックサイズとトランスポートブロックセットサイズからなる、ダイナミックな部分にのみ焦点をあてる。

20

【0053】

トランスポートフォーマットセットのダイナミックな部分は、RLCの細片化(セグメンテーション)の最適化に用いることができる。このダイナミックな部分を選択するためには、データレートの粒度(granularity)とトランスポートフォーマットセットのサイズの制限との間にトレードオフが存在する。一方では各データフローは、広範囲にわたるパディングを回避するデータレートにおいて、高い粒度を有するよう意図している。このことにより、トランスポートフォーマットセットサイズが大きくなる。

30

【0054】

他方では、トランスポートフォーマットセットを用いて、データレートを変更するための効率的、物理的、あるいはPHYシグナリングを可能としている。PHYシグナリング(例、TFCEI(トランスポートフォーマットコンビネーションインディケータ)符号化)の限界により、最大のトランスポートフォーマットセットサイズも制限される。それ故に、データフローの特性に関連する以下のトランスポートフォーマットセット割り当てルールが提案され、本発明により用いられる。

【0055】

「1. リアルタイム(Real Time: RT)サービス」
このサービスタイプは、提供されたデータを直ちに利用することを含む。そのため、高いデータレート方向への高い粒度が望ましい。そのためリアルタイムのサービスに対しては、より大きなトランスポートフォーマットセットを割り当てなければならない。

40

【0056】

「2. ノンリアルタイム(Non Real Time: NRT)遅延敏感サービス」
ある限られた自動リピートリクエスト(automatic repeat request: ARQ)をデータフローの保護に用いることができる。粒度は、純粋なRTサービスほどは高くないが、その理由は、あるデータはある限られた時間の間待機させる(待ち行列に入れることができる)からである。そのため、限られたトランスポートフォーマットセットが各サービスに割

50

り当てられる。自動リピートリクエストメカニズムの効率的な使用のためには、トランスポートブロックサイズは小さくしなければならない。

【 0 0 5 7 】

「 3 . N R T 非制約的遅延サービス 」

この種のサービスは、帯域幅の最適化に対し最良の候補である。原理的には、無制限の待機（待ち行列）が可能である。そのため多くの粒度は必要ではない。それ故に、きわめて限られたトランスポートフォーマットをこの種のサービスに割り当てることができる。粒度はパディングを回避するためのみ用いられる。

【 0 0 5 8 】

遅延の制約を超えて、さらに Q o S 要件とフローの仕様を考慮に入れることがよいことである。システムは、ある好ましい P D U サービスに適用され、例えばトランスポート制御プロトコル受領確認（transport control protocol acknowledgement : T C P - A C K）のそれに適用される。バルクデータ転送は、最大 P D U サイズの方向への選択をガードする。

【 0 0 5 9 】

「 D L チャンネル化符号 」

ダウンリンク（D L）チャンネル化符号の割り当てに対しては、符号ブランチ割り当て（Code Branch Allocation : C B A）の方法が用いられる。これは、特許出願（EP 99 301 81 0.0 出願日：10.03.99 発明者：Qiang Cao, Seau Lim, Jens Mueckenheim）に開示されている。C B A 方法は、符号間隔の短縮化の問題、特にダウンリンクに関連する問題を解決するためのものである。C B A 方法は送信用に用いることのできる各 S F に対する拡散符号からなるコードツリーとコードブランチ内のパスを規定する。

【 0 0 6 0 】

コードブランチは U E に送信される。1つの符号ブランチの排他的同時使用のみが許される符号ブランチの交差が存在する。データレートと拡散係数（S F）との間に一定の関係が存在するために（上記の記載を参照のこと）、符号ツリー内のパスの割り当てルールは、最新の 3 G P P 標準の観点から用いられる。最新の 3 G P P 標準によれば、ダウンリンク共有チャンネルには別々のデータフローに対しては物理的多重化（すなわち P H Y - M u X）は存在しない。

【 0 0 6 1 】

その結果ダウンリンク共有チャンネル上のトランスポートフォーマットコンビネーションセット（T F C S）は、1つのデータフローに対してはトランスポートフォーマットセット（T F S）のみから成り立つ。トランスポートフォーマットセットは、それぞれのデータフローのデータレート R_B に関連している。トランスポートフォーマットセットは、C D M A 送信システムの、そのデータレートをサポートするのに用いられた拡散係数（S F）に直接関連する。以下の割り当てルールが、本発明で用いられる。

【 0 0 6 2 】

1 . 最大要求データレート以下のデータレートに対しては、符号ツリーのノードは、常に交差点下に割り当てなければならない。これにより、パディング縮小手法が M A C スケジューラで用いられない場合には、すべてのデータフローに対し、データレート $R_{B_{max}}$ が保証される。厳密な B W - Q o S 要件を有するフローに対しては、依然としてパディング縮小が好ましい。C B A は、制約のないフローでのみ行われる。

【 0 0 6 3 】

2 . プロアクティブスケジューリング（proactive scheduling）に対し用いることのできる、 $R_{B_{max}}$ の 2 倍から 4 倍のより速いデータレートの T F C（例えばデータレート割り当てルール 1 0）に対しては、符号ツリー内の上記の交差点上にあるノードを用いることができる。ごく限られた数のデータフローのみが、このより大きなデータレートをを用いることが許されているために、チャンネル化符号内の利用におけるコンフリクト（衝突）を予定する必要はない。

【 0 0 6 4 】

10

20

30

40

50

次に、ダウンリンク共有チャネル上でのスケジューリングに対するチャネル化符号の割り当てに対するCBA方法を、例を挙げて説明する。図2は、UMTSダウンリンク共有チャネル上で用いられる、直交可変拡散係数符号を表す符号ツリーを示す。各ノードは、最初の番号により与えられた拡散係数で符号シーケンスを特徴づける。符号ツリー内の全ての符号は同時に用いることはできない。

【0065】

ノードは物理チャネル用に用いることができるが、これは、特定のノードからツリーのルートに至るパス上に他のノードが存在しない場合（すなわちより低いSFで）のみ、あるいは特定のノード下のサブツリー内のノードが別の物理チャネルにより使用されない場合（すなわちより高いSF）のみである。実施例においては、ノード4.1以下のサブツリーは、ダウンリンク共有チャネル使用用に、とっておかれると仮定されている。符号ブランチ用のノードを二人のユーザに割り当てることは、以下のようにして行われる。

10

【0066】

ノード8.1と8.2以下のノードは、同時に用いることができるために、これらのサブツリーは R_{Bmax} 以下のデータレートに対し割り当てられる。例えばユーザ#1は、ノード8.1と16.1をとることができる。ユーザ#2にはノード8.2と16.4が割り当てられる。

【0067】

プロアクティブなスケジューリングに対しては、ノード4.1はユーザ#1とユーザ#2の両方に割り当てられる。しかしこれらは同時に使用することはできない。そのためスケジューラは、ユーザ#1がノード4.1をとった時には、ユーザ#2は、その符号ブランチのどのノードにも送信しないようにしなければならない。そしてその逆も同様である。

20

【0068】

このため、ユーザ#1に対する符号ブランチは、(4.1); (8.1); (16.1)で、ユーザ#2に対する符号ブランチは、(4.1); (8.2); (16.4)である。(図2)

【0069】

「スケジューリング方法」

本発明は、2つのスケジューラを用い、これらのスケジューラは、新規な方法で互いにリンクされ、ある程度の予測可能な挙動を行い、同時にまた帯域幅保存細片化(bandwidth conserving segmentation)とスケジューリングを可能とする。これに関しては、前掲の特許出願(発明者: Stefan Gruhl 発明の名称: "Method of linking two schedulers of a multi-layer network and a network comprising a transceiver having linking functionality for two schedulers)を参照のこと。これらの2個のスケジューラは、PDUスケジューラとMACスケジューラと称する。

30

【0070】

PDUスケジューラは、レイヤ3からの入力データとプロトコルデータユニット(PDU)上で動作する。PDUスケジューラは、各フローのQoS要件を受領し、PDUがサービスを受領すべき順番を決定する。このサービスは、より低いレイヤプロトコル機能により分配され、主に2つのステップを含む。第1ステップは、レイヤ2プロトコル関連のものであり、PDUをトランスポートブロック(Transport Blocks: TB)と、自動リピートリクエスト(Automatic Repeat

40

Request: ARQ)に細片化することを含む。

【0071】

MACスケジューラは、このリストからのPDUをサービスして、リスト内の順番を反映し、かつCBA制約と、タイミング制約と、パワー制約とを考慮に入れながら行う。

【0072】

図3は、2個のスケジューラの基本アーキテクチャーを示す。MACスケジューラは、各フレーム時に、例えば10ミリ秒ベースで活性化している。PDUスケジューラは、アクティブフローに対しすなわち空でない(non-empty)PDUフロー - 待ち行列で動作する

50

。直列に結合されていないスケジューラからなるシステムは好ましくない挙動を示し、そのため両方のスケジューラが互いにリンクされている。

【0073】

中間プロトコル機能（図3の波型の丸）をリンク結合することにより、以下に示すある実行が許されるようになる為に、レイヤ2プロトコル機能は、無視可能な処理時間でもって機能の特徴でもってステイトレス（stateless）の操作として処理できることとする。レイヤ2の主な2つのタスクは、送信者に対してはトランスポートブロックに対する細片化プロセスとトランスポートブロックTBに対するARQステージである。

【0074】

細片化プロセスは、それが新たな要素の出力ベクトル内の1個の入力要素となる（通常シーケンス番号等に対する新たなヘッダでもって）ために、直感的にステイトレスの機能である。自動リピートリクエスト（ARQ）は、トランスポートブロックTBの入力と、同一TBの出力と、ARQのパラメータセットとを具備する関数として処理される。この出力以外にARQステージの他の非同期出力も存在する。

【0075】

（a）ARQウィンドウサイズに到達すると、前の送信が受信者により受領確認されるまで、出力は生成されない。このケースは、利用可能なウィンドウサイズにおけるテストが、ARQ動作を実行する前に常に行われる場合には無視される。

【0076】

（b）自動リピートリクエスト（ARQ）ステージが、再送信用にリクエストを受領したときには、ARQステージは入力なしに出力を生成する。

【0077】

再送信の回数は、通常のトラフィックよりもはるかに小さいと仮定されている。そのため、これを、ARQステージを介して主に走るトラフィックにかかわらず、それ自身のトラフィックを生成する別個のARQプロセスとして、比較的まれなケースとして扱う。

【0078】

（c）再送信の最大数を超え、ARQがPDU送信を成功しなかったと見なした場合には、より上のレイヤにシグナリングしなければならない別の非同期信号が存在する。

【0079】

2個のスケジューラをこのようにリンクする技術思想は、MACスケジューラをプロトコルデータユニット（PDU）リスト内のPDU上で動作させ、そしてその間このリストをPDUスケジューラによりダイナミックに変更させることである。したがって、PDUアクセスの全部は、オンディマンドでプロトコルの動作が行えるように参照しながら行うことである。これは、共有素子であるPDUリストの固定（locking）により行うことができる。

【0080】

正確なリンク方法とその詳細は、前掲の特許出願（発明者：Stefan Gruhl発明の名称： "Method of linking two schedulers of a multi-layer network and a network comprising a transceiver having linking functionality for two schedulers" の主題である。

【0081】

PDUスケジューラ

PDUスケジューラは、来入データからPDEを取り出す。各データフローは、PDEフロー待行列と称する自分自身のFIFO待行列内に順番に待機させられる。それらは、そのQoS要件に関して、MACスケジューラ用の1つの共通リスト内にスケジューリングされる。このリストはPDUリストと称する。このリストは待行列ではない。その理由は、MAC制約によりFIFO方式でこの待行列にサービスできないからである。

【0082】

PDUスケジューラは、必要とされるデータレートでデータにサービスすることが出来なければならない。この為、どのようなレート保存スケジューリングポリシーも適用可能で

10

20

30

40

50

ある。これに関しては、Hui Zhang 著の " Service Disciplines for guaranteed Performance Service in Packet-Switching Network " Proceedings of the IEEE, Vol 83, No.10 October 1995, e.g. Weighted Fair Queing (WF2Q) あるいは Virtual Clock Queing (VCQ) を参照のこと。

【 0 0 8 3 】

このスケジューラのスケジューリング素子は以下のルールに基づいて取り入れられる。通常、PDUは、十分大きく1つのユニットとしてスケジューリングされる。この場合、1つのスケジューリング素子は1個のPDUに等しい。

【 0 0 8 4 】

MACレイヤ上で数個のPDUに同時にサービスすることが可能な場合、1つのフローからMACスケジューリング用に利用可能な数個のPDUを有するのが好ましい。このことが特に当てはまるのは、PDUがあるMACスケジューリング間隔 $T_{schedule}$ (通常10ミリ秒である) 内で必要とされる最小データレート R_{Bmin} でサービスするには小さすぎることになる場合である。即ち以下の式の場合である。

【 数 6 】

$$PDU_{len} / R_{Bmin} \leq T_{schedule}$$

【 0 0 8 5 】

一緒にされたフローからの数個のPDUを1つのコンテナに入れ込んで、それがスケジューリング素子になることにより、この問題を解決できる。そのため、スケジューリング素子は、(通常は)1個のあるいは数個のPDUから構成される1個のコンテナとして定義することができる。本明細書においては、1個のスケジューリング素子は、PDUとして定義され、PDUスケジューラという用語が便宜上用いられている。

【 0 0 8 6 】

J. Cobb, M. Gouda and A-El-Nahas, 著の " Flow timestamps, " Annual Joint Conference of Information Sciences, 1995, に開示されているように、PDUのタイムスタンプのかわりに、フロータイムスタンプでもって動作するのが合理的である。そのようにする場合、本発明のPDUスケジューラが活性状態になる時は、フローからのPDUが十分にサービスされ、そのためPDUリストから除かれたとき、あるいは以前に非活性状態にあったフローが、PDUの到着により空のPDUフロー待ち行列内に再度活性化されたときである。本発明のPDUリスト内の素子の数を活性状態のフローの数に制限することにより利点がある。

【 0 0 8 7 】

「MACスケジューラ」

「MACスケジューラの主な機能」

MACスケジューラは、PDUスケジューラからのPDUにサービスする。PDUスケジューラのリスト内の順番は、PDUスケジューラが処理すべきPDUを望んでいる優先順位となる。MACスケジューラは、3つの制約に従いながらこれを達成しようとする。

【 0 0 8 8 】

フローのTFC割り当てと、符号ツリー内の符号の利用可能性に起因する帯域幅の制約(CBAと称する)。

「遅延制約」

数個のタイミングインターバルにわたって拡散した後続のTBS送信のどの程度数が、サービスされたPDUのタイミング要件にしたがうために許容可能であるかの決定を引き出す。

【 0 0 8 9 】

「ARQ制約」

ARQサービスを受領するTBの送信は、ARQウィンドウサイズに到達するまで可能で

10

20

30

40

50

ある。さらなる送信は、A R Q ステージが受信機から受領確認を受領した後のみ可能である。

【 0 0 9 0 】

「パワー制約」

1 個の移動局への送信パワーと、セル内の全体パワーの両方が制限される。これらの問題の R R M 規則を回避するために、スケジューラはこのことを考慮に入れなければならない。

【 0 0 9 1 】

本発明は、P D U スケジューラによりすでに適用されたように、フローの Q o S 要件に対する考慮を払うことなく、数個の M A C スケジューリングアルゴリズムが上記の制約にしたがうことが出来るようなフレームワークからなる。

10

【 0 0 9 2 】

以下の説明においては、アルゴリズムは、これらの制約に適合するよう利用される。ある種の改善を次に示す。

【 0 0 9 3 】

M A C スケジューリングの基本的なメカニズムを図 4 に示す。要点は次の通りである。

【 0 0 9 4 】

1 . P D U リストのフロントに待機ポインタ (queuing pointer) を設定する。すなわちポインタ = 0 を設定し全消費パワー $P_{c u r r e n t} = 0$ にリセットする。

【 0 0 9 5 】

20

2 . P D U リストから次の P D U を取り出し、スケジューリングに対する T B から、それを次の以下に述べる制約と同様に考慮する。

P D U サイズ / セグメントサイズ T B の最大 # 1

A R Q 制約 T B の最大 # 2

T F C 制約 T B の最大 # 3

最大単一送信パワー $P_{m a x}$ (シングル) : $R_{B i} (m a x) =$

$P_{m a x}$ (シングル) / C_i (数 (5) を参照)、ここで C_i は

数 (2) または数 (3) により与えられる。

T B の最大 # 4

全パワー制限 $P_{l i m i t}$ は、仮想的に利用可能なデータレートを計算する。

30

$R_{B i} (\text{利用可能}) = (P_{l i m i t} - P_{c u r r e n t}) / C_i$ (数 (4) を参照)

T B の最大 # 5

フォーマル : $\# T B_{m a x} = \min (T B \text{ の最大 \# 1 から } T B \text{ の最大 \# 5 })$

【 0 0 9 6 】

3 . T B S 創設に際し、容量を最適化する決定を行う。ステップ 2 の制約から得られるよりも、より小さな T B S をスケジューリングすることが好ましい。最適化が必要とされない場合には、ステップ 2 の T B の最大 # を選択し、これが新たな可変 # $T B_{s c h e d u l l e}$ となる。

【 0 0 9 7 】

4 . $\# T B_{s c h e d u l l e}$ T B を創設する。そのため、細片化と A R Q オンディマンドがそれに対し実行される。かくして創設された T B は、T B S に組み立てられる。創設された $\# T B_{s c h e d u l l e}$ に関する $R_{B i}$ (使用済) を設定する。

40

【 0 0 9 8 】

5 . T B S を取り出し、それらをステップ 8 で P H Y レイヤに分配するために、関連 T F と一緒に記憶する。

【 0 0 9 9 】

6 . $P_{n e w} = P_{c u r r e n t} + C_i \cdot R_{B i}$ (使用済) により、全セルパワーを計算する。この値をパワー制限 $P_{l i m i t}$ と比較する。

【 0 1 0 0 】

7 . 全パワーチェックが O K の場合、すなわち $P_{l i m i t} - P_{n e w} \geq P_{m i n} (P_{m$

50

i_n は T B のある # に対する最小伝送パワー) で、P D U リスト内にさらに P D U がある場合には、 P_{cell} を 1 個増やして、P D U リスト内の次の P D U にして、 $P_{current} = P_{new}$ に設定し、ステップ 2 に行く。

【0101】

8. 記憶されたすべての T B S とその関連 T F とを P H Y レイヤに分配する。

【0102】

「パワーリミット P_{limit} を処理する」

この項では、セルに対するパワーリミット P_{limit} を M A C スケジューリングにいか
に割り当てるかを説明する。スケジューラに対するパワーリミット P_{limit} は、次式
にしたがって選択される。

【数 7】

$$P_{limit} = \min \{ P_{PS}, P_{current}(t-1) + \Delta P_{inc} \}$$

【0103】

数 (7) の第 1 項は、スケジューラが R R M 割り当て P_{PS} よりも大きな資源を用いるこ
とを禁止している。第 2 項は、現在の送信パワー $P_{current}$ の増加が、あるリミッ
ト P_{inc} 以下になるよう保証している。この制約は、スケジューラにより処理されて
いない他の T r C H 上のすべてのユーザ (例えば D C H のユーザと隣接セルのユーザ) に
対する D L パワー制御は、ダウンリンク共有チャネル上の送信パワーの増加に従うために
、有効である。

【0104】

前の時点からのダウンリンク共有チャネル全送信パワー $P_{current}(t-1)$ は、
前の活性データフロー # i のすべての送信パワーの和で予測される。これは数 (8) で示
すとおりである。

【数 8】

$$P_{current}(t-1) = \sum_{i \in prev\ active} P_{tri}^{prev}$$

【0105】

数 (8) の右辺は (数 (3) でも用いられる) は、データフロー # i に関連した符号シー
ケンスの送信パワー (コード T x パワー) である。これは、あるスケジューリングイン
ターバルの期間 (最大 100 ミリ秒) で測定されるが、この期間は、R R M により使用され
る全送信パワー測定値 (最大 1 秒) よりもはるかに速い。

【0106】

数 (7) の基本的な制約定義は、以下に記述するように明らかになる。

割り当てられた無線資源を効率的に処理するために、M A C スケジューラは、再送信がな
い場合のスケジューラのスループット R_{actual} を監視する。これは次式で定義され
る。

【数 9】

$$R_{actual} = \sum_{i \in active} R_{Bi}$$

【0107】

仮想帯域幅は、M A C スケジューラにより割り当てることのできる利用可能な全体デー
タレート $R_{overall}$ により定義される。この仮想帯域幅は、スケジューラに対し割り

10

20

30

40

50

当てられた送信パワー P_{PS} に依存する。

【数 10】

$$R_{overall} = function(P_{PS}) \approx P_{PS} / C'$$

【0108】

C' の値は、すべてのデータフローからの定数 C_i からのものである。スループット R_{actual} は次に仮想帯域幅 $R_{overall}$ と比較される。この比較結果に基づいて、以下の動作を採る。

10

【0109】

$R_{actual} < R_{overall}$ の場合には、スケジューリングの問題が発生する。スケジューラは、必要とされるよりも少ないデータしか処理できない。この場合 RRM は、アクションを起こすよう通知されねばならない。これは利用可能なより大きな資源 P_{PS} をスケジューラに割り当ててを含む。そうでない場合には、フローに対するダイナミックな資源の再割り当てが行われる。これは、BW QoS の保証により以前はサービスされていたあるフローをドロップしたり停止したりすることを意味する。最後にこのフィードバックを用いて、将来のアドミッション制御 (Admission Control) 決定用に容量の予測を変更する。

【0110】

20

$R_{actual} = R_{overall}$ の場合には、スケジューラは制限内で効率よく働く。このような場合、数 (7) は、スケジューリングポリシーとして用いることができる。

【0111】

$R_{actual} > R_{overall}$ の場合には、スケジューラは余裕を持って作動する。このことは、スケジューラが実際に必要とされるよりもはるかに多くのデータをスケジューリング管理することができることを意味する。この場合スケジューラは、以下の方法でスループット R_{actual} の履歴に基づいて、自分自身で制限した挙動を有する。

【0112】

$R_{actual} > R_{overall}$ の場合には、数 (7) の以下の変形例を用いる。

【数 11】

30

$$P_{limit} = P_{current}(t-1) - \Delta P_{dec}$$

ここで P_{dec} は、送信パワーの減少を表す。

【0113】

$R_{actual} > R_{overall}$ の場合には、数 (7) をそのまま用いる。これにより、トラフィック整形の観点から、全トラフィックの等化を行うことができる。スケジューリングプロセスに割り当てられた資源が利用可能にできるようにしておくために、RRM は自分自身の限界については知らされていない。にもかかわらず、ダウンリンク共有チャネル上の電力消費の検知可能な、より低い変動が存在すると、これは近隣セルに対し利点があり、さらにまたこのセル内の DCH パワー制御変動に対しても利点がある。

40

【0114】

図 5 は、 P_{limit} を処理する例を示す。これはより多くのパワーが必要とされる場合、リミット P_{inc} を増加する例、および必要とされる Tx パワーが減った場合、リミット P_{dec} を減少する例を示す。

【0115】

「MAC スケジューリング決定の改善」

NRT サービスに対しては特に、PDU 全体を、1 つの MAC スケジューリングインターバルの間、スケジューリングされるべき 1 個の TBS 内に詰め込むよう常に試みる必要は

50

必ずしもない。数個のスケジューリングインターバルにわたって、伝送を時間的に拡散するのが好ましい。このため本発明は、主要な機能を分割するために、以下の改善処理を利用する。

【 0 1 1 6 】

0 :

各 P D U に対する N R T サービスに対しては、初期 P D U 伝送に対し許された、M A C スケジューリングインターバル $T_{schedule}$ の最大数 $N_{schedule}$ が決定される。「初期」とはこの値は潜在的な再伝送を含まないことを意味する。値 $N_{schedule}$ は、次式で決定される。

【 数 1 2 】

10

$$N_{schedule} = PDU_{len} / (R_{Bmin} \cdot T_{schedule})$$

【 0 1 1 7 】

ここでシステムは、他の制約（例えば、自動リポートリクエスト（A R Q）が適用される場合には、再送信の数は通常のトラフィックよりもはるかに小さいという仮定）に従うことはないとする。各 P D U に対しこの値が与えられると、M A C スケジューラは、パディングを減らすために、ある時点でより少ない T B をスケジュールすることができる。これが可能なのは、残りのデータは次のインターバルの間、より小さな T B S 内に入るから

20

【 0 1 1 8 】

「発明の効果」

本発明は、前記の特定の実施例に限定されるものではない。当業者が理解できるように、レート保存法式に基づいてスケジューラは必要とされるデータレートを保証することができる。

【 0 1 1 9 】

遅延の問題はスケジューリングの原理では明確には解決されないが、それぞれのデータフローが必要とされるクオリティオブサービスと適合する場合には、スケジューラは、スケジューリングシステム内の輻輳に起因するさらなる遅延が存在しないことを保証できる。

30

【 0 1 2 0 】

好ましくは、ビットエラーレート（B E R）の要件は、適正なフォワードエラー修正（forward error correction: F E C）機能と、自動リポートリクエスト（A R Q）機能を介してさらに保証される。

【 0 1 2 1 】

改善されたスケジューラのもっとも好ましいアプリケーションは、ダウンリンク共有チャネルのデータフローの処理であり、ダウンリンク共有チャネルスケジューリングを上記で詳述した。しかし、Q o S スケジューリングの本発明の方法は、ダウンリンク共有チャネルに限定されるものではなく、ダウンリンク（D L）内の専用チャネル（D C H）上の様々なユーザおよびアップリンク（U L）の一人のユーザに対する複数のデータフローをスケジューリングすることにも適用可能である。

40

【 0 1 2 2 】

特許請求の範囲の発明の要件の後に括弧で記載した番号がある場合は、本発明の一実施例の対応関係を示すものであって、本発明の範囲を限定するものと解釈すべきではない。

【 図面の簡単な説明 】

【 図 1 】 無線ベアラあるいはユーザ装置（U E）をスケジューラに追加するメッセージフローを表す図。

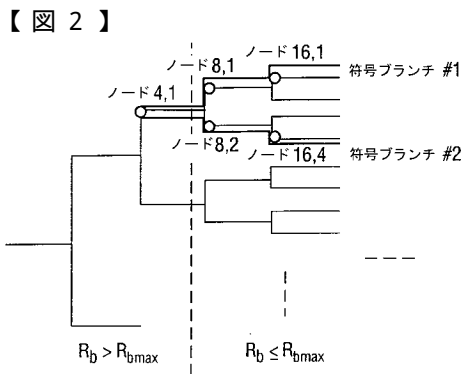
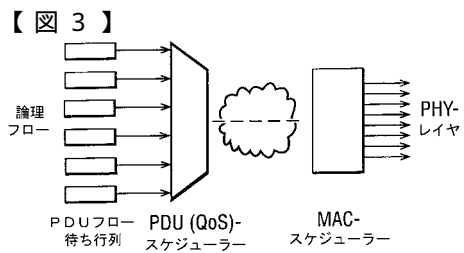
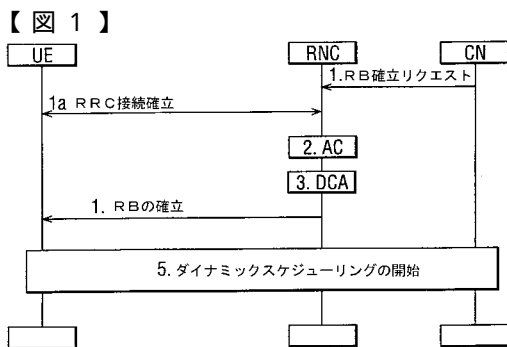
【 図 2 】 本発明の一実施例により符号ブランチ割り当て（code branch allocation: C B A）を用いた、チャネル化符号の割り当てを表す図。

【 図 3 】 クオリティオブサービス（Q o S）のスケジューリング方法の原理を表す図。

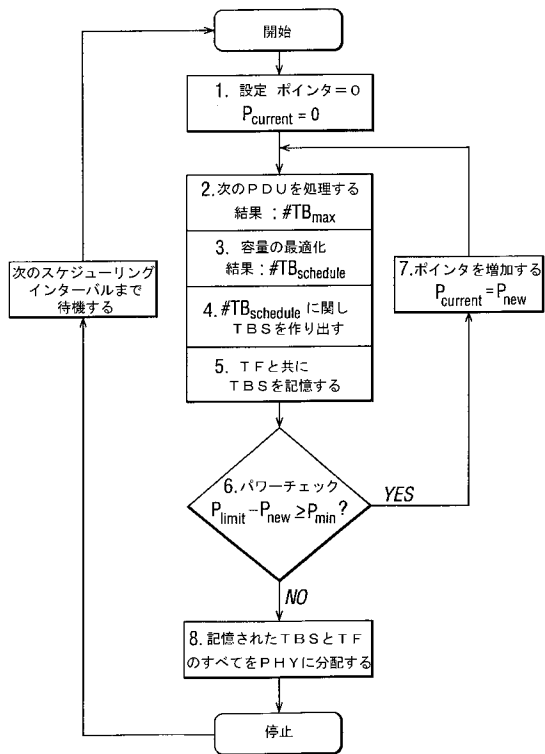
50

【図4】媒体アクセス制御(MAC)スケジューリングメカニズムを表す図。

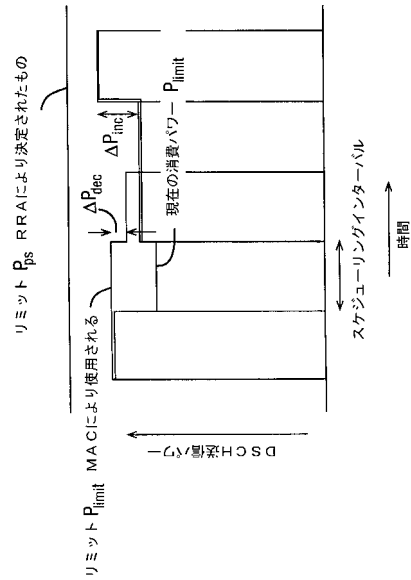
【図5】本発明の一実施例により改善された媒体アクセス制御MACスケジューラ内でのパワー制限をいかに処理するかを表すフローチャート図。



【 図 4 】



【 図 5 】



フロントページの続き

(51) Int.Cl. F I

H 0 4 Q 7/30 (2006.01)

(74)代理人 100091889

弁理士 藤野 育男

(74)代理人 100101498

弁理士 越智 隆夫

(74)代理人 100096688

弁理士 本宮 照久

(74)代理人 100102808

弁理士 高梨 憲通

(74)代理人 100104352

弁理士 朝日 伸光

(74)代理人 100107401

弁理士 高橋 誠一郎

(74)代理人 100106183

弁理士 吉澤 弘司

(74)代理人 100081053

弁理士 三俣 弘文

(72)発明者 チアン カオ

イギリス国、エスエヌ2 3エックスエル、ユーケー、スウィンドン、アビー メッズ、パクスター クローズ 33

(72)発明者 ステファン グルール

ドイツ国、ディー 90443 ニュルンベルグ、スクロッサッカーストル、24エー

(72)発明者 ヤンス ムエッケンヘイム

ドイツ国、ニュルンベルグ、フラタウスラッセ 57

審査官 清水 稔

(56)参考文献 国際公開第00/010357(WO, A1)

特開2000-115861(JP, A)

特開平11-266168(JP, A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04L 12/56

H04L 12/28

H04Q 7/22

H04Q 7/24

H04Q 7/26

H04Q 7/30