

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4981904号
(P4981904)

(45) 発行日 平成24年7月25日 (2012. 7. 25)

(24) 登録日 平成24年4月27日 (2012. 4. 27)

(51) Int. Cl.		F I			
HO4W 80/02	(2009. 01)	HO4Q	7/00	601	
HO4W 28/04	(2009. 01)	HO4Q	7/00	263	
HO4L 29/10	(2006. 01)	HO4L	13/00	309A	

請求項の数 6 (全 20 頁)

(21) 出願番号	特願2009-518986 (P2009-518986)	(73) 特許権者	598036300
(86) (22) 出願日	平成18年7月7日 (2006. 7. 7)		テレフオンアクチーボラゲット エル エム エリクソン (パブル)
(65) 公表番号	特表2009-543494 (P2009-543494A)		スウェーデン国 ストックホルム エスー 164 83
(43) 公表日	平成21年12月3日 (2009. 12. 3)	(74) 代理人	100095957
(86) 国際出願番号	PCT/IB2006/052301		弁理士 亀谷 美明
(87) 国際公開番号	W02008/007170	(74) 代理人	100096389
(87) 国際公開日	平成20年1月17日 (2008. 1. 17)		弁理士 金本 哲男
審査請求日	平成21年5月13日 (2009. 5. 13)	(74) 代理人	100101557
			弁理士 萩原 康司
		(72) 発明者	リンズコグ、ヤン
			スウェーデン国 エスー435 43 ピクスボ ローダヴェーゲン 54

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 媒体アクセス制御破棄通知

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

確認モード (AM) における RLC 及び MAC h s 信号送信のために適応される基地局組 (ノード B) のための方法であって、前記基地局組は少なくとも無線ネットワークコントローラ (RNC) からユーザエンティティ (UE) へプロトコルデータユニット (MAC d PDU) を送信し、

前記基地局組の送信エンティティの MAC レイヤを監視する (1) ステップと、

前記 MAC レイヤにおいて MAC 破棄が発生した (3) 場合、

プロトコルデータユニットの破棄を示す破棄通知メッセージを、前記基地局組における前記 MAC 送信エンティティから前記無線ネットワークコントローラ (RNC) の RLC レイヤへ送信する (7) ステップであって、前記破棄通知メッセージは、破棄されたデータの RLC シーケンス番号 (SN) を含む、送信する (7) ステップとを含み、さらに、

前記無線ネットワークコントローラの RLC レイヤから、前記破棄通知メッセージに含まれた RLC シーケンス番号のプロトコルデータユニット (PDU) を再送信するステップを含む、方法。

【請求項 2】

前記破棄通知 (7) メッセージは破棄されたデータの量の情報を含む、請求項 1 に記載の方法。

【請求項 3】

入力バッファにおけるデータの MAC 破棄が発生していないが (2)、前記確認モード

エンティティにおける前記MACレイヤにMAC破棄が発生し(3)、破棄された送信シーケンス番号より大きい送信シーケンス番号(TSN)のMAC hsに対して肯定確認応答が受信された(4)場合、又は前記入力バッファにペンディングMAC hs送信又はデータがある(5)場合、破棄通知メッセージを送信することを控える(6)、請求項1又は2に記載の方法。

【請求項4】

確認モード(AM)におけるRLC及びMAC hs信号送信のために適応される無線ネットワークコントローラ(RNC)のための方法であって、前記無線ネットワークコントローラ(RNC)は、少なくとも、プロトコルデータユニット(MAC dPDU)を、ユーザエンティティ(UE)へさらに送信する基地局組(ノードB)へ送信し、
前記基地局組におけるMAC送信エンティティから破棄通知メッセージを受信するとき

10

- A) データを送信することを続行することと、
 - B) 全部の未処理RLCプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - C) シーケンス番号が前記破棄通知メッセージにおいて提供されたプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - D) ポールビット設定あり又はなしの単一のRLCプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - E) RLCレイヤがMAC hs リセットオペレーションを呼び出すことと
- のうちの少なくとも1つを行う(8)ステップを含む方法。

20

【請求項5】

確認モード(AM)におけるRLC及びMAC hs信号送信のために適応される基地局組(ノードB)であって、前記基地局組は少なくとも無線ネットワークコントローラ(RNC)からユーザエンティティへプロトコルデータユニット(MAC dPDU)を送信し、前記基地局は、

- 前記基地局組(1)の送信エンティティのMACレイヤを監視(1)し、
- 前記MACレイヤにおいてMAC破棄が発生する場合(3)、
- プロトコルデータユニットの破棄を示す破棄通知メッセージを、前記基地局組のMAC送信エンティティから前記無線ネットワークコントローラ(RNC)のRLCレイヤへ送信し、
- 前記破棄通知メッセージは、破棄されたデータのRLCシーケンス番号(SN)を含み

30

前記無線ネットワークコントローラのRLCレイヤから、前記破棄通知メッセージに含まれたRLCシーケンス番号のプロトコルデータユニット(PDU)を受信する、基地局組(ノードB)。

【請求項6】

確認モード(AM)におけるRLC及びMAC hs信号送信のために適応される無線ネットワークコントローラ(RNC)であって、前記無線ネットワークコントローラ(RNC)は、少なくとも、プロトコルデータユニット(MAC dPDU)を、ユーザエンティティ(UE)へさらに送信する基地局組(ノードB)へ送信し、
前記基地局組におけるMAC送信エンティティから破棄通知メッセージを受信するとき

40

- A) データを送信することを続行することと、
 - B) 全部の未処理RLCプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - C) シーケンス番号が前記破棄通知メッセージにおいて提供されたプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - D) ポールビット設定あり又はなしの単一のRLCプロトコルデータユニットを再送信することと、
 - E) RLCレイヤがMAC hs リセットオペレーションを呼び出すことと
- のうちの少なくとも1つを行う(8)無線ネットワークコントローラ(RNC)。

50

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、ユーザエンティティ（UE：user entity）と無線基地局（Node B：ノードB）と無線ネットワークコントローラ（RNC：radio network controller）との間のパケットデータトラフィック及び信号送信に関する。本発明は、とりわけMAC hs（Medium Access Control High Speed：媒体アクセス制御高速）及びRLC（Radio Link Control Layer：無線リンク制御レイヤ）データ送信プロトコルを利用するHSPDA（High Speed Packet Data Access：高速パケットデータアクセス）トラフィックに関する。

10

【背景技術】

【0002】

HSPDAは、ダウンリンク資源のフレキシブルな割当てによって、UMTS基地局（ノードB）から複数のユーザエンティティへ高速ダウンリンクアクセスを提供する。

【0003】

先行技術文献の国際公開第2005/03418号パンフレットの図3において、ユーザエンティティ（例えば移動局）と、ノードB（基地局）と、RNC（パーツCRNC及びSRNCによって実施される）との間の通信に関するプロトコルレイヤが示されている。ユーザエンティティは、以下のレイヤに関する。すなわち、PHY（物理レイヤ）、MAC hs（HSPDA媒体アクセス制御レイヤ）、MAC_d（媒体アクセス制御装置）RLC（無線リンク制御レイヤ）。ノードBは、それぞれ、MAC hsレイヤを介してユーザエンティティと通信し、フレームプロトコルHS_DSCH_FPを介してRNCと通信する。

20

【0004】

HSPDA仕様書によれば、RLCは、プロトコルスタックにおけるMAC hsプロトコルの上で作動する。RLCレイヤは、TCP/IPのような上位通信レイヤへの接続をユーザエンティティとRNCとの両方において提供する。RLCプロトコルとMAC hsプロトコルとの両方は、誤って受信されたプロトコルデータユニットの送信を特徴とするARQ（Automatic Repeat Request：自動再送要求）プロトコルである。

30

【0005】

その名のとおり、3GPPにおいて導入される高速ダウンリンクパケットアクセス（HSDPA）技術は、実質的データ容量の効果をj提供する。技術仕様書3GPP TS 25.321は、機能的観点から、MAC（媒体アクセスコントロール）アーキテクチャと様々なエンティティとに関する。3GPP TS 25.211は、基本的に、オンエア送出チャネル上にMACレイヤからの情報がどのようにマッピングされるのかについて説明する。

【0006】

RNCとUEとの間のチャネルを排他的に定めるリリース99（GSM/EDGE）と比べて、HSPDAは、ユーザエンティティと、ノードBとも呼ばれる基地局組（Node B）との間で終了するHS_DSCH（High Speed Dedicated Shared Channel：高速専用共有チャネル）チャネルを導入する。HSPDA媒体アクセス制御（MAC hs）は、リンク適応（適応変調符号化、すなわち16QAM又はQPSK）による増加したパケットデータスループットと高速の物理レイヤ再送信組合せとを可能にする。ゆえに、WCDMAアクセス技術を組み込むことのほかに、ノードBは、ユーザエンティティとノードBとの間でスケジューリング及びハイブリッド自動再送要求（Hybrid Automatic Repeat Request：HARQ）再送信を実行する。上述のシステムの利点及び特徴は、例えばステファン・バルクヴァルらによる「WCDMA発展す 高速パケットデータサービス」、エリクソン

40

50

レビュー (Ericsson review) 2号、2003年、において説明されている。

【0007】

HSPDA送信は、2msの送信時間(3タイムスロット)を使用する。

【0008】

ダウンリンク側に提供されるのは、いくつかの共通データチャンネル1と、HSPDA送信を使用するユーザエンティティごとに信号無線ベアラ専用ダウンリンク物理チャンネル(DPCH R99)2とであり、制御信号送信のための共通高速共有制御チャンネル(HSSCCH)3と、HSPDAデータをフレキシブルに割り当てられる複数の高速物理ダウンリンク共有チャンネル(HSPDSCCH)共通ユーザデータチャンネル4~5である。

10

【0009】

アップリンク側に提供されるのは、とりわけチャンネル品質情報CQI、HSPDA自動要求信号送信を提供する高速専用物理コントロールチャンネル(HSPDCCCH)6と、制御情報及びデータを含む各HSPDAユーザに関連するアップリンク専用チャンネル7とである。

【0010】

HSDPA(High Speed Downlink Packet Access: 高速ダウンリンクパケットアクセス)は、ノードBからユーザエンティティ(UE)へダウンリンク上の高速送信を容易にする。HSPDAのもとで、ノードBは、入来ダウンリンクエンドユーザデータをバッファし、内部スケジューリングエンティティを活用して、スケジューリングルーチンにしたがって、バッファしたデータをどの特定のチャンネルでいつ送信するかを判定する。スケジューリング決定に向けるために、ノードBはUEエンティティからチャンネル品質推定を連続的に受信する。ノードBもUE受信能力についての認識を有する。

20

【0011】

ノードBは、UEへMAC_hSPDU(Media Access Control High Speed Protocol Data Unit: 媒体アクセス制御高速プロトコルデータユニット)を最高毎秒500回のペースで送信可能である。2ms送信機会(TTI送信時間)ごとに、ノードBは、バッファされたデータ量と、チャンネル品質推定と、UE能力と、許諾された使用可能ダウンリンク符号量とに依存して、MAC_hSPDUサイズを変更可能である。1つのUEから最大4つのUEに対するMAC_hSPDUデータは、スケジュールされたUEの間で、符号分割(WCDMA)を活用して、2ms送信機会ごとにスケジュール可能である。

30

【0012】

UEは、HSSCCH(High Speed Shared Control Channel: 高速共有制御チャンネル)を復号し、成功CRCチェックサムの上で、UEはHSPDSCCH(High Speed Physical Data Shared Channel: 高速物理データ共有チャンネル)の復号を続行する。HSSCCHとHSPDSCCHとの結果に依存して、UEは受信フィードバックをピアノードBへ返信する。

40

【0013】

受信フィードバックは、ノードB送信機によって解読され、ノードB送信機は、UEに対してあり得る受信失敗を示す否定フィードバック又はフィードバック欠如(DTX)の上で、データ送信する。

【0014】

仕様書3GPP25.321チャプタ11.6.1及び11.6.2によれば、活用されるのは、HSPDANチャンネルストップアンドウェイト(SAW)ARQが活用され、1~8個のHARQプロセッサがユーザエンティティごとに同時に存在可能であるということが示される。ダウンリンクHSDPCCCHチャンネルとHSPDSCCH上のア

50

アップリンクACK/NACK送信との間のタイミング関係は固定であり、つまり、送信とユーザエンティティからの関連期待ACK/NACKとの間に常に7.5~9.5TTIスロットがあるように、ACK、NACKメッセージは送信されるものである。これにより、第1の送信に対する応答がない場合にデータをいつ再送信するかノードBが簡単に判定可能になる。

【0015】

<基地局及びユーザエンティティ>

図12及び13において、基地局組(ノードB)及びユーザエンティティ(UE)の図をそれぞれ示す。

【0016】

基地局組、ノードBは、MAChs制御メッセージハンドラと、スケジューラと、個々のユーザエンティティUE1~UEnに関するデータストリームのセグメントを格納する複数の入力バッファと、いくつかのUEへの同時送信を処理する複数のHARQ処理に対応して、つまり各ユーザエンティティに対しても、それぞれのHARQ処理からデータを転送するレイヤ1処理手段を備える。基地局は、CQIデコーダと、ユーザエンティティ(UE)フィードバックでコードと、レイヤ1受信機をさらに備える。

【0017】

任意のユーザエンティティにおける各HARQ処理は、ノードBにおいて反映され、特定のユーザエンティティが受信する任意のデータストリームに対応する。上述のように、おそらく異なるQoS要求について、より多くのデータストリームが、ユーザエンティティ装置上で動作する1つのアプリケーション又は2以上の同時のアプリケーションに対応して、ユーザによって使用可能である。さらに、連続データが同一のユーザエンティティに対して送信可能であり、連続送信異なるHARQ処理に属する。

【0018】

さらに、ノードBは、対応のHARQ処理組専用の少なくとも1つの特別な入力バッファ待ち行列を備える。

【0019】

図13において、本発明によるユーザエンティティ(MAC)構成を示し、これは、ダウンリンクHDPDSCHチャネルを復号するHSDSCH復号手段と、J個のHARQ処理からなる構成、N個の再配列及び分解待ち行列と、RLC(Radio Link Control:無線リンク制御)レイヤ手段とを含むものである。さらに提供されるのは、UE(ユーザエンティティ)フィードバック処理手段と、HSDPCHチャネル上でフィードバックを処理するレイヤ1処理とである。

【0020】

再配列待ち行列配分機能は、待ち行列IDに基づいて、MAChsPDUを正しい再配列バッファへルーティングする。再配列エンティティは、受信TSN(transmit sequence number:送信シーケンス番号)にしたがって受信MAChsPDUを再配列する。上昇するTSN(MAChs送信シーケンス番号)を有するMAChsPDUが分解機能へ配信される。3GPP TS 25.321 11.6.2において説明されるものと同じの回避処理がMAChsPDUに欠損する場合に誤った条件からリカバリするために、再配列リリースタイマ及びウィンドウベースのストール回避が使用されるであろう。待ち行列IDごとに1つの配列エンティティがUEにおいて構成される。分解エンティティは、MAChsPDUの分解に対する責任がある。MAChdヘッダが削除されると、MACdPDUは抽出され、いかなるパディングビットも削除される。次にMACdPDUはより高位の(RLC)レイヤへ配信される。これらの特徴は3GPP TP 25.321 11.6.2.3に記載されている。

【0021】

<RLCレイヤ>

3GPPにおけるRLCレイヤは3つのモードで作動可能であり、3つのモードとは、透過(transparent)モードと、未確認(unacknowledged)モ

10

20

30

40

50

ードと、確認モード (AM: acknowledged mode) とであり、以下で焦点を当てることとする。

【0022】

AMモードにおいて、受信側が発見する誤受信PDU(プロトコルデータユニット)は、ARQ(自動再送要求)プロトコルによって送信側が再送信するようにもたらされる。

【0023】

AM RLCは送信側と受信側とからなり、AM RLCエンティティの送信側はRLC PDUを送信し、AM RLCの受信側はRLC PDUを受信する。

【0024】

AM RLCエンティティがUE(user equipment: ユーザイクイップメント)及びRNC(radio network control: 無線ネットワークコントロール)にそれぞれ存在する。送信側は、RLC SDU(service data unit: サービスデータユニット)を固定長のPDUへセグメント化及び/又は連結させる。受信側は、受信PDUのRLC SDUへの再組立てを行い、これらを高位データレイヤへ送信する。同様に、SDUは、RLCレイヤより上のレイヤから受信される。AMモードにおいて、RLCレイヤは連番でSDUを配信する責任がある。

【0025】

上述の文書、国際公開第2005/034418号パンフレットの図4において、確認モード(AM)UE(基地局)/UTRAN(無線アクセスノード/基地局(ノードB))エンティティの実施形態が示されている。

【0026】

立て続けの配信を容易にするために、各RLC PDUにはシーケンス番号0~4095が与えられ、それにより、4096を法としたシーケンス番号について昇順に、送信機はPDUを送信する。シーケンス番号を用いて、受信機は、欠損PDUを検出可能である。欠損PDUを検出した際には、受信機がSTATUSメッセージを送信するようにしてもよい。STATUS報告は、ピアRLCエンティティが受信する個々のRLC PDUの正又は負の確認応答を含む場合がある。送信機は、PDUヘッダにおいてポールフラグ(Poll Flag)を設定することにより受信機からSTATUSメッセージを要求することも可能である。送信機がポールフラグに設定する条件はとりわけ以下である。

バッファにおける最終PDU

入力バッファにPDUがただ1つだけ存在する場合。

ポールタイマ満了

timer_pollが満了する場合、つまり、送信機がSTATUSを先に要求し、応答が受信されることを再保障するためにtimer_pollを開始した場合。

ウィンドウベースで

STATUSが受信側に受信を確認するまでに送信可能な「未処理データ(outstanding data)」の量について、送信機が制限される。「未処理データ」とは、最も先に確認されたPDUに関するものである。

【0027】

RLCレイヤの機能について上述した説明は、実際に提供される特徴をわずかな抜粋を構成するだけのものである、ということに留意されたい。

【0028】

例えばSTATUSメッセージが、シーケンス番号(SN)が3、6及び13であるPDUが欠損していると示す場合には、選択的再送信が可能である。

【0029】

<MAC hsレイヤ>

MAC hsレイヤに関する以下の説明においては、

MAC hs送信機はノードBである。

MAC hs受信機は、ダウンリンク3GPP HSDPAトラフィックを受信可能な移動局又はPCに設置されるpcカード又は他のイクイップメントであるUEイクイップ

10

20

30

40

50

メントである。

【0030】

MAC h s PDUは、フィールド0～63にわたり巡回するTSN（移送シーケンス番号）を法として付番される。

【0031】

上述のように、MAC h s プロトコルは複数のハイブリッドARQ処理（HARQ）を提供し、それにより、HARQ処理ごとに、送信機はMAC h s PDUを送信し、受信機における受信を示すACKか、又は受信機がMAC h s PDUを受信していないことを示す否定応答（NACK：Negative Acknowledgement）か、又は応答の欠如（DTX）を待機する。MAC h s PDU送信からフィードバック（ACK/NACK）の受信までの時間に関する往復時間は固定である。NACK又はDTXを受信すると、MAC h s 送信機はMAC h s PDUを再送する。往復時間はMAC HSPDUサイズに関して長いため、また複数のユーザが時間多重化方式でパケットを受信するよう適応可能であるため、複数のHARQ処理が提供される。HARQ処理がただ1つ使用可能であった場合、デューティサイクル（すなわち実際の送信時間/あり得る送信時間の総量）低いであろう。複数のHARQ処理を用いることで、あるHARQ処理が応答を待機可能であり、一方で別のHARQ処理又は複数のHARQ処理が送信可能である。それにより、デューティサイクルを100パーセント近くにまですることが可能である。

【0032】

MAC h s プロトコルには準信用性（semi reliable）があり、つまり、MAC h s 送信機は、MAC h s 受信機へ送信され、またおそらくは再送信されたMAC h s PDUを破棄すること又は削除することを選択可能である。

【0033】

再送信用のMAC h s を破棄することにより、MAC h s 受信機が別のセルへ移動した又は電源を切られた場合、又は何か他の理由で受信機がデータ受信不能である場合、無線リンクにわたる不要な送信が防止される。したがって、着目するパケットの第1の送信に対応する所定の時刻（例えばT1）に設定されたタイマの満了の際、又は着目するパケットの最大数の再送信が行われたとき、又は入力データバッファにおけるあまりに長い待ち時間に、又は最初に出現するものならば何にでも、あるいはそれらの組合せに基づいて、バッファされたパケットが送信機において破棄される。

【0034】

PDUが非昇順シーケンス順序で受信されると（再送信が原因で起こり得るものである）、MAC h s 受信機は、不要な送信の効果を軽減する目的で、受信機ウィンドウを活用する。次の期待TSNに等しいTSN（送信シーケンス番号）でMAC h s PDUの受信が成功するときはいつでも、受信機はRLCレイヤへPDUを配信可能である。後続のTSN番号（すなわち次の期待TSN+1）の受信が成功したかどうかは依存して、当該MAC h s PDUもまた配信可能であり、以下同様である。受信機ウィンドウは適宜更新される。MAC h s プロトコルからRLCレイヤへの配信は、連続する順序で行われ、これをインシーケンス（in sequence）ともいう。

【0035】

例えば送信機がMAC h s PDUを破棄したという状況からリカバリするために、受信機は2つの機構（I）+II）を活用して、問題を解決する。

【0036】

I）タイマベースのストール回避

TSN > next__expected__（次に期待の）TSNのPDUを受信すると、受信機は、T1というタイマを開始する。タイマが満了すると、受信機は適切な行動を取り、後続のPDUの受信を可能にする。正確な詳細は、3GPP 25.321チャプタ11.6.2.3.2において説明されている。挙動を図1に示す。

【0037】

10

20

30

40

50

時刻 1) において、TSN = 4 の PDU が受信され、次に期待される送信シーケンス番号は 3 であり、それによってタイマ T1 が開始する。

【 0 0 3 8 】

時刻 2) において、TSN 6 及び 7 の PDU が受信される。

【 0 0 3 9 】

時刻 3) において、タイマは満了し、それによって TSN = 4 が RLC レイヤへ配信される。next_expected_TSN = 5。next_expected_TSN = 5 が受信されず、少なくとも 1 つの PDU が受信機ウィンドウに存在するため、新たなタイマ T1 が開始する。

【 0 0 4 0 】

TSN 6 及び 7 はバッファに残る。

【 0 0 4 1 】

II) ウィンドウベースのストール回避

受信機ウィンドウの外側の TSN の PDU を受信すると、受信機は、その「右の (right)」(又は「上の (upper)」) ウィンドウエッジ及び highest_received_ (最高の受信) TSN を受信 TSN へシフトするであろう。next_expected_TSN が、highest_received_TSN へ更新されるであろう。受信機ウィンドウサイズ + 1 | 以前はウィンドウに格納され、今度はウィンドウの範囲内にある PDU が RLC レイヤへ配信されるであろう。これを図 2 に示した。

【 0 0 4 2 】

受信機ウィンドウサイズは長さ 8 であると仮定する。

【 0 0 4 3 】

時刻 1) において、PDU TSN 4 が受信され、受信機ウィンドウ内であり、TSN = 3 が next_expected_TSN であり、タイマ T1 は動いている。

【 0 0 4 4 】

時刻 2) において、TSN = 12 が受信され、受信機ウィンドウ内であり、したがってウィンドウを進めさせ、next_expected_TSN は更新され、PDU TSN = 4 が RLC へ配信される。next_expected_TSN が受信されず、PDU が受信機ウィンドウに存在するため、新たなタイマ T1 が開始する。

【 0 0 4 5 】

MAC hs リセット

MAC hs は、MAC hs プロトコルを再開するために使用され、MAC hs 受信機は、受信機ウィンドウに格納されるデータを RLC レイヤへ配信し、その next_expected_TSN = 0 に、highest_received_TSN = 63 に設定する。それはセル間のハンドオーバーのような条件で使用される。

【 0 0 4 6 】

< 既存の解決手段における問題 >

固定ネットワークから、例えばラップトップに挿入された pc カードを有する 3 GPP HSDPA ネットワークに存在するピアユーザへ、TCP セッションが開始する場合を仮定する。固定ネットワークにおける TCP 送信機は、非常に低量のデータを送信することによって開始する。RLC レイヤは無線ネットワークコントローラ (RNC) に存在するという事実と、それは 2 つの RLC PDU 内でノード B へデータを送信するという事実とをさらに仮定する。2 つの PDU は、ノード B 入来データバッファにまず格納される。図 3 がその状況を示す。

【 0 0 4 7 】

さらに、ノード B が両方の RLC PDU を TSN = 0 の 1 つの MAC hs PDU で送信すると仮定する。ここで、送信が失敗し、ノード B が、PDU の送信を、その PDU がノード B において最終的に破棄されるまで繰り返すと仮定する。次にノード B は、そのウィンドウをその BoW (Bottom of Window: ウィンドウ最下部) としてのシーケンス番号 1 へ進める。図 4 がその状況を示す。

10

20

30

40

50

【0048】

続いてRLCポールタイマが満了すると、RLCは最後のRLC PDU (TSN = 46) を再送信する。ノードBは、RLC PDUデータを受信し、そのデータを1つのMAC hsでUEへ送信するであろう。受信が成功すると仮定する。受信TSN < next_expected_TSN であるため、UEはそのT1タイマを開始するであろう。

【0049】

複製RLC PDUがノードBにバッファされるのを回避するため、ノードBにおける第1の送信からノードBがMAC hs PDUを破棄するまでの時間はPoll_timerよりも短いと仮定する。図5がその状況を示す。

10

【0050】

ここで、MAC hs受信機におけるT1タイマ < RLCにおけるポールタイマ、と仮定すると、続いてUEにおけるT1タイマが満了し、PDUは、RLC受信機 (RLC TSN = 46) によって受信されるであろう。UEにおけるRLC受信機が、欠如するTSN = 45のRLC PDUを示すSTATUSメッセージを送信するであろう。するとRLC送信機は、TSN = 45のRLC PDUを再送信し、UE MAC hs受信機において受信に成功すると、RLCレイヤは上位レイヤへRLC PDU 45及び46を配信可能である。

【0051】

MAC hs受信機におけるT1タイマ > RLCにおけるポールタイマであると、それでも別のRLC PDU 46が送信されるであろうが、しかしT1タイマが依然として動いているため、RLC受信機へはT1が満了するまで何も送信されないであろう、という別のシナリオが発生する場合もある。UEにおけるT1が満了すると、TSN 46の複数のコピーがRLC受信機によって受信されるであろう。

20

【0052】

上述のように、ここでUEは、TSN = 45の欠如を示すSTATUSを送信し、RLCにおいてSTATUSメッセージを受信すると、RLCはTSN = 45を再送信するであろう。MAC hsレイヤを介したTSN = 45のRLC PDUの配信成功を仮定すると、ここでUE RLCレイヤは、その上位レイヤへ完全データシーケンスTSN = 45及び46を配信可能である。

30

【0053】

PDUがRLC受信機において正しく受信されるまでの遅延は、Poll_timer + RNCにおけるRLCからUEにおけるMAC hsへのRLC PDU送信時間 + UEにおけるT1タイマ + UEからRLCへのSTATUS制御メッセージUL送信時間 + RNCにおけるRLCからUEにおけるRLCへのRLC PDU送信時間である、と結論可能である。

【0054】

より高いトラフィックロードの場合、例えばTCPが高速で動いている場合、より多くの送信がノードBとUEとの間に発生するから、UEがそのT1タイマをより開始しやすくなるので、問題はより気付きにくいものとなる。高ロードトラフィックの場合、第1 (タイマベース) 又は第2 (ウィンドウベース) のリカバリ機構が、UEに、データをRLCへ配信させる。PDUが欠損するにあたりSTATUSを送信するよう構成されると、UEはSTATUSを送信するであろう。すると送信RLCエンティティは、poll_timerが満了するより先にSTATUSメッセージを受信するであろう。

40

【0055】

まとめると、2つのARQ (自動再送要求) インシーケンス配信プロトコルレイヤが同一のプロトコルスタックにおいて動作するところ、基盤のARQプロトコルがデータを破棄すると、上述のデータ遅延問題が、2つのARQプロトコルを上で操作するアプリケーションによってわかるように、発生する場合がある。低トラフィックロード状況の間に問題が発生すると、自動解消が発生するまで相対的に長い遅延を引き起こしかねない。

50

【発明の概要】

【0056】

本発明の第1の課題は、2つのプロトコルレイヤを有し、各レイヤは確認肯定応答/否定応答信号送信にしたがって動作するシステムに起こり得るタイムラグを取り除くことである。

【0057】

確認モード(AM)におけるRLC及びMAC hs信号送信のために適応される基地局組(ノードB)のための方法であって、基地局組は少なくとも無線ネットワークコントローラ(RNC)からユーザエンティティ(UE)へプロトコルデータユニット(MAC d PDU)を送信し、基地局組の送信エンティティのMACレイヤを監視する(1)ステップと、MACレイヤにおいてMAC破棄が発生した場合、プロトコルデータユニットの破棄を示す破棄通知メッセージを、基地局組におけるMAC送信エンティティから無線ネットワークコントローラ(RNC)のRLCレイヤへ送信するステップとを含む方法によって、この課題は完遂された。

10

【0058】

また、RLC及びMAC hs信号送信のために適応される基地局組(ノードB)のための方法であって、基地局組は確認モードにおけるユーザエンティティ及び無線ネットワークコントローラと通信し、基地局組の送信エンティティのMACレイヤを監視するステップと、MACレイヤにおいてMAC破棄が発生した場合、ユーザエンティティのMAC受信機へMAC hs__bリセットメッセージを送信するステップとを含む方法によっても、上課題は完遂された。

20

【0059】

さらに、RLC及びMAC hs信号送信のために適応されるユーザエンティティ(UE)のための方法であって、無線ネットワークコントローラ(RNC)が、少なくとも、プロトコルデータ(MAC d PDU)を、前記ユーザエンティティ(UE)へさらに送信する基地局組(ノードB)へ送信し、

MAC hs__bリセットメッセージを受信する(404)と、次に期待される送信シーケンス番号(TSO)を0にリセットするステップと、最高受信送信シーケンス番号を63にリセットするステップと、ユーザエンティティのRLCレイヤへ全部の受信RLCプロトコルデータユニット(PDU)を配信するステップと、基地局へ確認肯定応答メッセージを送信するステップとを含む方法によっても、代替的に完遂された。

30

【0060】

追加の効果は、以下の、発明を実施するための形態から明らかとなる。

【図面の簡単な説明】

【0061】

【図1】先行技術T1タイムベースのストール回避を示す。

【図2】先行技術ウィンドウベースのストール回避を示す。

【図3】先行技術においてあり得る周知のシナリオに関連する問題を示す。

【図4】先行技術においてあり得る周知のシナリオに関連する問題を示す。

【図5】先行技術においてあり得る周知のシナリオに関連する問題を示す。

40

【図6a】本発明による例示的シナリオを示す。

【図6b】本発明による例示的シナリオを示す。

【図7】第1の比較先行技術シナリオを示す。

【図8】第2の比較先行技術シナリオを示す。

【図9】本発明の第1、第2及び第3の実施形態に関する流れ図を示す。

【図10】本発明の第2の実施形態に関する流れ図を示す。

【図11】第4の発明に関する流れ図を示す。

【図12】本発明による基地局を示す。

【図13】本発明によるユーザエンティティを示す。

【発明を実施するための形態】

50

【 0 0 6 2 】

本発明によれば、先行技術に関する上の問題場合の発生を発見し、誤った状況からより早くリカバリするための明示的な信号送信を提供する様々な解決手段が示される。

【 0 0 6 3 】

<実施形態 1 >

上で議論したデータ破棄の効果を軽減するための本発明の第 1 の実施形態によれば、ノード B は、PDU 破棄が出現したということをノード B 破棄通知メッセージで RLC レイヤまで示す。この通知は、ノード B が MAC_h s PDU の破棄を行うと起こる。本発明によれば、信号送信は、新たな IE (Information Element : 情報エレメント) として、又は新たな制御メッセージとして起こる場合がある。破棄通知の受信に続いて、RLC 送信エンティティが何の行動をとるか決める。

10

【 0 0 6 4 】

図 9 に、ノード B において実行される手順に関する流れ図を示す。

【 0 0 6 5 】

ステップ 1 において、ノード B は、送信エンティティの確認モードにおける MAC レイヤを監視する。

【 0 0 6 6 】

AM 送信エンティティにおける MAC レイヤにおいて MAC 破棄が発生すると、ステップ 3、ノード B は、直接ステップ 7 へ進み、ノード B の MAC レイヤは、RNC の RLC レイヤへ、MAC レイヤにおいて MAC 破棄が発生したと示す破棄通知メッセージを送信する。

20

【 0 0 6 7 】

適宜、ステップ 7 において、破棄通知メッセージは、破棄されたデータ量の信号送信を含み、また適宜、着目する破棄された PDU の RLC シーケンス番号を含む。

【 0 0 6 8 】

続いて、RNC における RLC 送信レイヤエンティティは、破棄通知にしたがって行動し、ステップ 8、それによって RNC 送信エンティティは以下のステップのうちの少なくとも 1 つを行う。

【 0 0 6 9 】

A) さらにデータが入力バッファに存在する場合には、破棄通知を無視して、入力バッファからのデータ送信を続行する。入力バッファにデータが存在しない場合にも、RNC は破棄通知を無視可能である。これは、RNC が欠損 PDU の再送信のために既存のより高位のプロトコルに依存する、又は破棄メッセージのための処理手段の欠如の原因となり得ることを意味する。

30

【 0 0 7 0 】

B) 全部の未処理の RLC PDU を送信する、つまり、送信済みだが未確認の PDU 全部を再送信し、最後の PDU 上にポールビットを設定する。

【 0 0 7 1 】

C) ポールビットを最後の PDU に設定して、破棄通知に適宜含まれるシーケンス番号を有する PDU を再送信する。

40

【 0 0 7 2 】

D) ペンディング RLC PDU が送信を待機する場合に、ポールビットを設定した、又は設定していない単一の RLC PDU (最高送信シーケンス番号 (SN)) を再送信する。

【 0 0 7 3 】

E) MAC_H S リセットを呼び出す。これにより、MAC_h s 受信機が、RLC 受信機へデータを配信させられる。

【 0 0 7 4 】

<実施形態 2 >

図 10 に、本発明の第 2 の実施形態を示す。

50

【 0 0 7 5 】

本発明の第 2 の実施形態によれば、第 1 の実施形態と共通の同一の参照番号のステップを有し、以下の手順が実行される。

【 0 0 7 6 】

ステップ 1 において、ノード B は、送信エンティティの確認モードにおける MAC レイヤを監視する。

【 0 0 7 7 】

ノード B における入力バッファに MAC d PDU の MAC 破棄が発生する場合、すなわち UE への当該 MAC d PDU の送信がまだ発生していない場合、ステップ 2、手順はステップ 7 へ行き、さもなければステップ 3 へ行く。

10

【 0 0 7 8 】

ステップ 3 において、確認モードエンティティにおける MAC レイヤに MAC 破棄が発生したかどうかテストされ、no の場合には手順はステップ 1 へ行き、yes の場合には手順はステップ 4 へ進む。

【 0 0 7 9 】

ステップ 4 において、破棄 MAC h s PDU の送信シーケンス番号より大きいが、送信機送信ウィンドウ内である送信シーケンス番号 (T S N) の MAC H S に対して確認肯定応答 (A C K) が受信されたかどうか調査される。no の場合にはステップ 5 へ進み、yes の場合にはステップ 6 へ進む。ステップ 4 からステップ 6 へ移動する場合の効果となるように、破棄通知を送信しない理由は、UE がその T 1 タイマを開始しており、T 1 タイマが満了すると、UE は欠損 PDU を R L C に通知するであろうという事実による、ということに留意されたい。

20

【 0 0 8 0 】

ステップ 5 において、入力バッファにペンディング MAC H S 送信又はデータがあるかどうか調査される。yes の場合にはステップ 6 へ進み、no の場合にはステップ 7 へ進む。ステップ 5 からステップ 6 へ進む理由は、ノード B が MAC h s を一般に昇順 T S N 番号順序で送信するという事実による。UE に対する MAC h s の送信試行より先に、ノード B は、ノード B 送信ウィンドウにおいてあり得る最低 T S N を選択することを試すであろう。これは、例えば T S N = n について破棄が発生すると、ノード B が T S N < n についてペンディング MAC h s 送信を有するという事実はあり得ない、ということ

30

【 0 0 8 1 】

ステップ 6 において、破棄通知は 1 つも送信されない。

【 0 0 8 2 】

ステップ 7 において、R L C レイヤへの MAC レイヤ送信破棄通知が送信され、破棄が発生したことを通知し、破棄されたデータ量を適宜含む。図 9 におけるステップ 8 のもとで図示し説明したステップ 8 において手順は続行し、本発明の第 2 の実施形態によって、ノード B は、上述と同様に同一の後続ステップでノード B 破棄通知メッセージを送信する。

40

【 0 0 8 3 】

第 1 の実施形態と比べると、この実施形態、本発明の第 2 の実施形態は、ノード B と R N C との間の信号送信を削減する。

【 0 0 8 4 】

< 実施形態 3 >

送信 R L C エンティティを、その決定について援助するために、ノード B 破棄通知メッセージは、ノード B が破棄したデータ量を含む。あるいは、MAC d PDU を調べることによって、ノード B は、R L C シーケンス番号を復号し、破棄されたシーケンス番号を

50

特定することが可能である。

このオプションを図9においてステップ7に示した。この情報を使用することによって、RNCは、どのRLC PDUが再送信を要求するかを推定可能であり、又は、RLCシーケンス番号が提供されると、破棄されたそれらのPDUのみを再送信可能である。

【0085】

<実施形態4>

代替的MAC hsリセットが、ノードBから送信可能な制御メッセージとして定められ、MAC hs b__resetと表す。この手順を図11に示す。ユーザエンティティUEは受信機であり、ノードBは送信機である。

【0086】

ステップ401において、AM送信エンティティにおけるMACレイヤは監視される。

【0087】

MAC破棄が発生すると、ステップ402、MACレイヤにおいて、MAC送信機エンティティは、本発明によって、MAC hsユーザエンティティ受信機へMAC hs b__resetメッセージを送信する、ステップ403。メッセージは、ノードBからユーザエンティティUEへ送信される。さもなければ、手順はステップ401へ行く。

【0088】

MAC hs b__resetを受信すると、404、MAC hs受信機は、そのnext__expected__TSNを0へ、highest__received__TSNを63へリセットし、全部の受信RLC PDUをRLCレイヤまで配信するであろう、405。MAC hs b__resetメッセージは、続いて、ユーザエンティティUEによって確認されるであろう、406。

【0089】

確認肯定応答を受信すると407、MAC hs送信機は、その送信機BoWを0に設定するであろう、ステップ408。

【0090】

送信機は、否定応答の上で、ステップ404を参照、メッセージを繰り返して、受信機がメッセージの受信に成功することを再保証するであろう。MAC hs b__reset送信中、及び確認肯定応答が受信されるまでの時間、他の送信は1つも発生しないのである。これは、TSN解釈のあいまいさを回避するためである。

【0091】

MAC hs b__resetは、特定のUEについてデータが1つも送信されない時間、周期的に使用可能である。これを用いて、送信機と受信機とが同一のBoW解釈を有することを確証可能である。

【0092】

<例示的シナリオのもとでの本発明と先行技術との比較>

[図6a+6b]

図6a及び6bにおいて、本発明の第1の実施形態による例示的ハンドシェイク図を示し、以下のステップが発生する/実行される例示的シナリオに関する。

【0093】

101)少量のデータが、特定のユーザに対するRNCにおいて受信される。(例えば、ユーザが、UEへ向かうダウンリンクTCPセッションを開始し、TCPスピードはランプアップするところであると仮定する。)

【0094】

102)RNCが、受信データを2つのMAC d PDUでノードBへシーケンス番号45及び46で送信する。RNCが、最後に送信されたPDU(SN46)上にPOLL FLAGを設定し、a)データがUEにおいて正しく受信されたことか、又はb)配信が失敗したら、RNCはPOLL FLAGタイマが満了すると再送信を開始することかどちらかを再保証する。

【0095】

10

20

30

40

50

- 103) ノードBが、TSN = 0の単一のMAC h s PDUでデータを送信する。
- 【0096】
- 104) ノードBが、UEからのNACK(又は応答なし(DTX))のため、データを再送信する。ノードBは、ステップ105が起きるまでこのステップを続ける。
- 【0097】
- 105) 図9ステップ2に対応して、T1タイマが満了するため、ノードBがTSN = 0のMAC h s PDUを破棄する。
- 【0098】
- 112) 図9ステップ5に対応して、ノードBが、DISCARD(破棄)通知をRNCへ送信する。
- 【0099】
- 120) 図9ステップ6オプションDに対応して、DISCARD通知は、RNCのRLCレイヤによって受信され、RLCレイヤは続いてSN = 46のPDUを送信し、POLLL FLAGタイマを再開する。
- 【0100】
- 代替として、RNCは、SN = 45とSN = 46との両方を再送信可能であるということに留意されたい。この手法を用いて、ステップ140)から、及びステップ140)以上を含むステップは回避可能である(以下を参照)。
- 【0101】
- 125) ノードBが、RNCからMAC d PDUを受信し、TSN = 1の1つのMAC h s PDUで送信する。UEがデータを受信し、ACKを送信するが、UEはTSN = 0を期待するため、そのT1タイマを開始し、ノードBがTSN = 0を再送信することを可能とするであろう(この例では起こることはないのであるが)。
- 【0102】
- 130) T1タイマはUE MAC h sにおいて満了する。next__expected__TSNは2に設定され、highest__received__TSNは1に設定される。TSN = 1の再組立て後、データはRLCへ配信される。
- 【0103】
- 135) UEにおけるRLCは、SN = 45を欠損していると、またSN = 46を受信されていると識別するSTATUSメッセージを送信する。
- 【0104】
- 140) RNCにおけるRLCはSTATUSを受信し、SN = 45を再送信し、POLLL FLAGタイマを再開する。
- 【0105】
- 145) ノードBがRNCからMAC d PDUを受信し、TSN = 2のMAC h s PDUを送信する。UEはデータを受信し、ACKを送信する。データはRLCへ配信される。
- 【0106】
- 150) UEにおけるRLCレイヤは、SN = 46を最高受信シーケンス番号と識別するSTATUSメッセージを送信する。STATUSメッセージは、様々な方法で構成される。例えば、STATUSは、任意のシーケンス番号まで全部正しく受信されると示す場合がある。またSTATUSメッセージは、受信及び非受信シーケンス番号を示すビットマップとして形成される場合もある。
- 【0107】
- STATUSメッセージの受信の際、RNCにおけるRLCはPOLLL FLAGタイマを停止する。
- 【0108】
- 155) 再組立て後、UEにおけるRLCは上位レイヤへRLC SDUを配信する。
- 【0109】
- [図7シナリオ]

10

20

30

40

50

図7において、先行技術による例示的ハンドシェイク図を示し、以下のステップを含む例示的シナリオに関する。

【0110】

201) 少量のデータが、特定のユーザに対するRNCにおいて受信される。
(例えば、ユーザがUEに向かうダウンリンクTCPセッションを開始し、TCPスピードはランプアップするところであることを仮定する。)

【0111】

202) RNCが受信データを2つのMACdPDUでノードBヘシーケンス番号45及び46で送信する。RNCが、最後に送信されたPDU(SN46)上にPOLLFLAGを設定して、a) データがUEにおいて正しく受信されることか、又はb) 配信が失敗する場合、RNCは、POLLFLAGタイマが満了すると再送信を開始することかのどちらかを再保証する。

10

【0112】

203) ノードBが、TSN=0の単一のMAChsPDUでデータを送信する。

【0113】

204) 続いて、送信と再送信とが試行される、が、依然としてエアインターフェースに不具合。

【0114】

205) ノードBが、SN=0のMAChsPDを破棄する。

【0115】

206) 時間が経過する。

20

【0116】

207) POLLFLAGタイマがRNCにおいて満了する。RNCは、ここでa) 45及び46を再送信し、最後に送信されたPDU(SN=46)上にPF(Poll Flag: ポールフラグ)を設定するか、又はb) PFを設定した最終PDU(SN=46)を送信するかする。
b) を図に示す。

【0117】

208) ノードBによる送信が成功するが、UEはTSN=0を期待するため、そのT1タイマ開始して、ノードBがTSN=0を再送信可能とする。

30

【0118】

209) 時間が経過するが、おそらくは以前のタイマ(206)ほど長くはない。

【0119】

210) T1タイマが満了し、Next_Exp_TSN=2、最高受信TSN=1、受信データはRLCに送信される。

【0120】

211) UE RLCは、SN45を欠損と、SN=46を受信されていると示すSTATUSを送信する。

【0121】

213) SN45がRNCによって再送信される。

40

【0122】

本発明によれば、タイムラグ(206)と、211及び213を実行する時間とは回避され、さもなければそれぞれステップ(205)~(207)の間に現れるであろう、ということが認識される。

【0123】

[図8シナリオ]

図8のシナリオは、図7と同様であるが、RNCがより多くのデータを受信してしまうが、(307)を参照、SN45、46の確認肯定応答を待機するという点で異なる。

【0124】

このシナリオは、POLLFLAGタイマ待機時間が回避されるため、図7に示すシ

50

ナリオよりはやくリカバリするであろう。図 6 a + 6 b と比較すると、ステップ 3 0 7) が 1 2 0) | 図 6 a + 6 b と同時に起こると仮定すれば、遅延は同一となる。

ステップ 1 2 0) における R N C が代わりに S N = 4 5 と S N = 4 6 との両方を再送信した場合、図 8 の期間 3 1 2) 本発明によって回避可能である。

【 0 1 2 5 】

時間 X、ステップ 3 0 5) において、本発明は、4 5、4 6 が破棄されたと示す破棄通知を送信する。ステップ 3 0 1 = 3 1 3 は上のステップ 2 0 1 ~ 2 1 3 に大きく対応する。

【 図 1 】

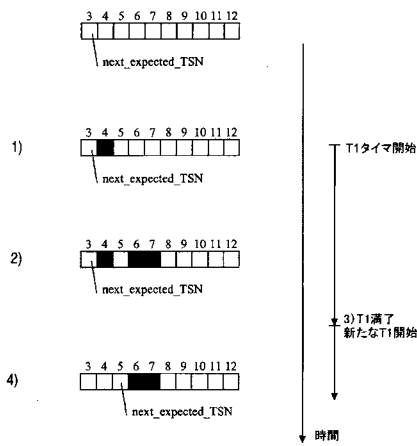


FIG. 1

【 図 2 】

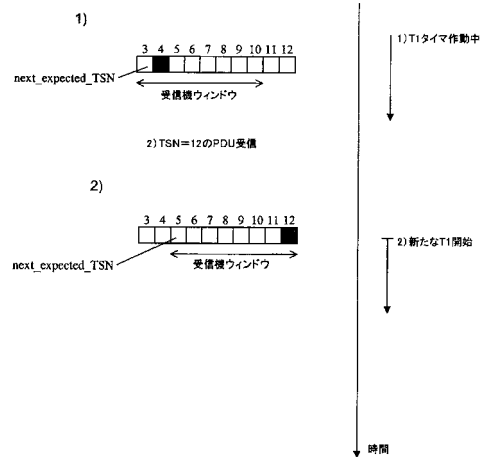


FIG. 2

【図3】

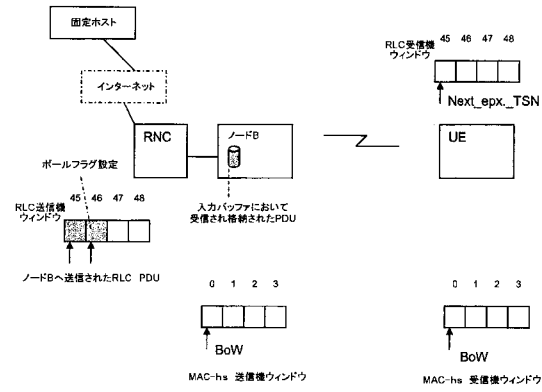


FIG. 3

【図4】

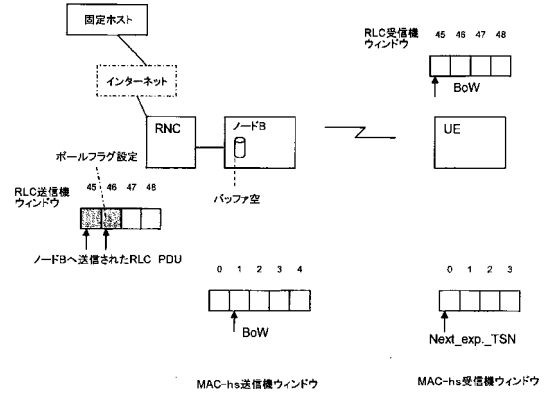


FIG. 4

【図5】

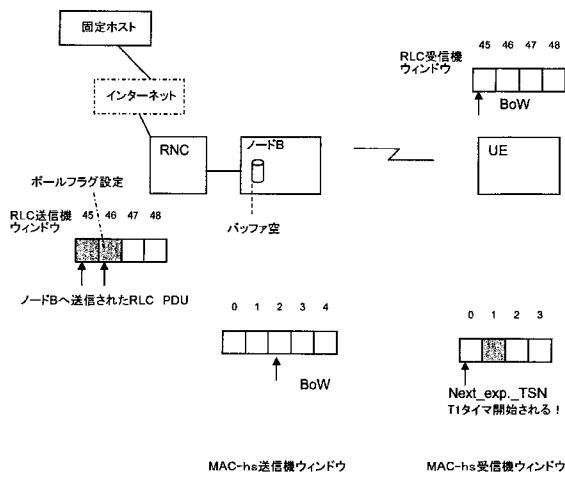


FIG. 5

【図6a】

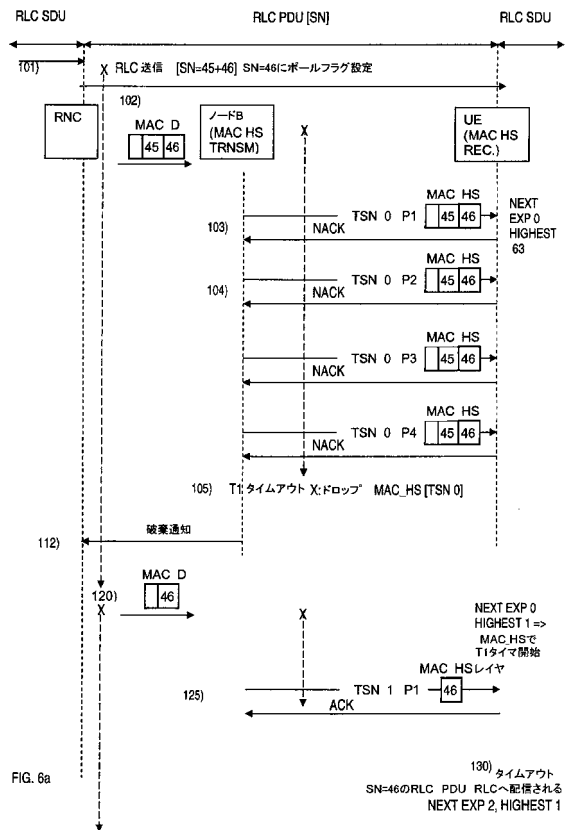


FIG. 6a

【図6b】

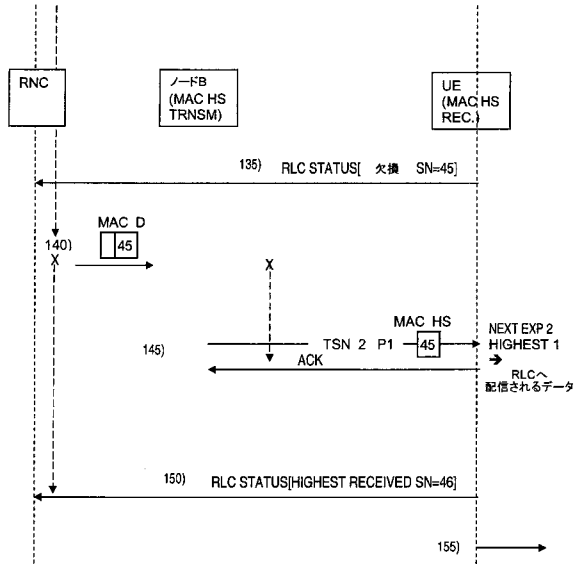


FIG. 6b

【図7】

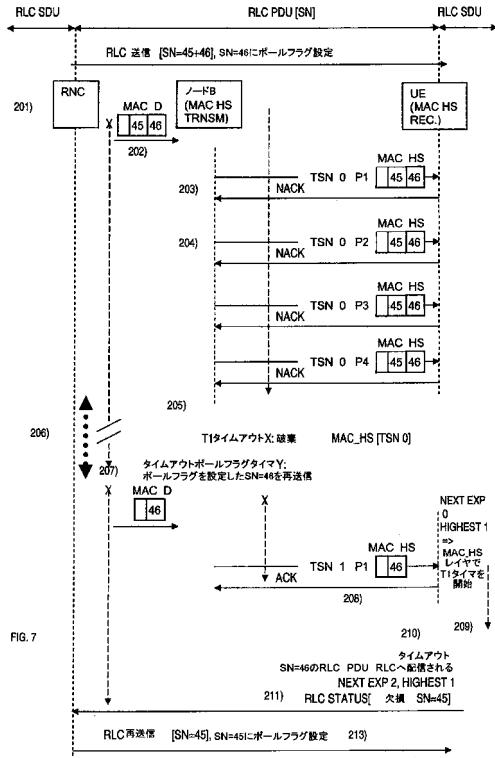


FIG. 7

【図8】

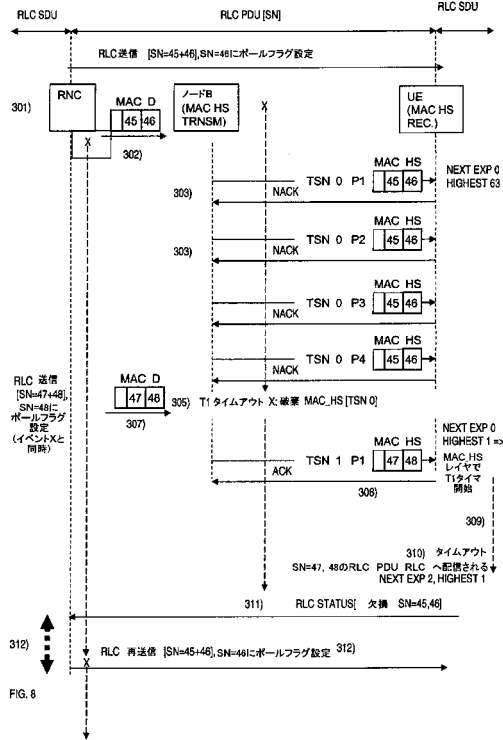


FIG. 8

【図9】

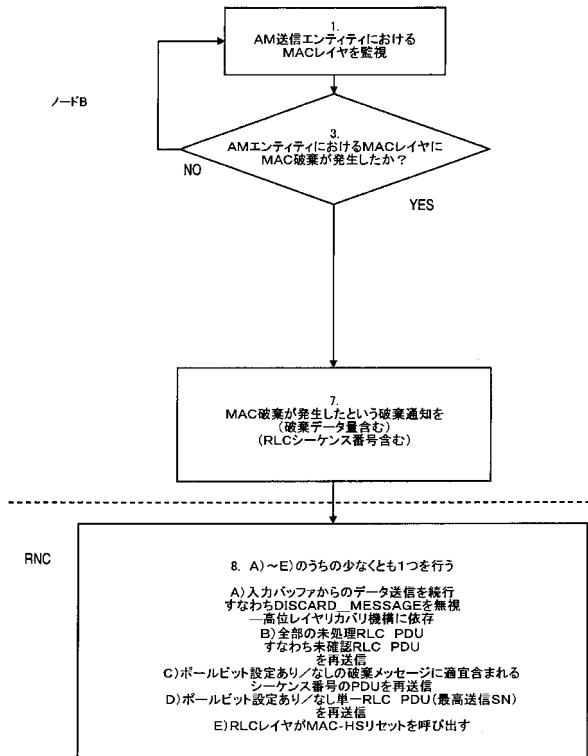


FIG. 9

【図10】

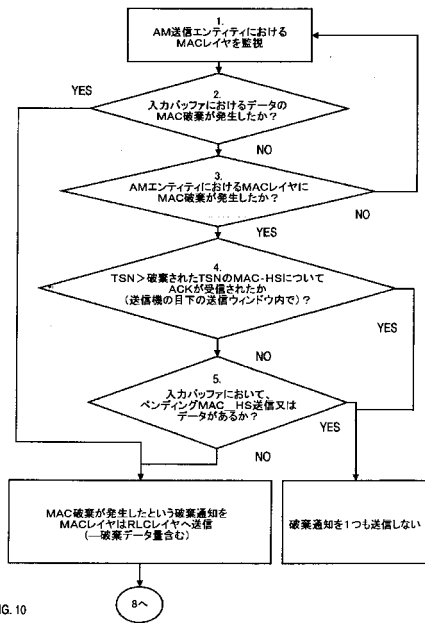


FIG. 10

【図11】

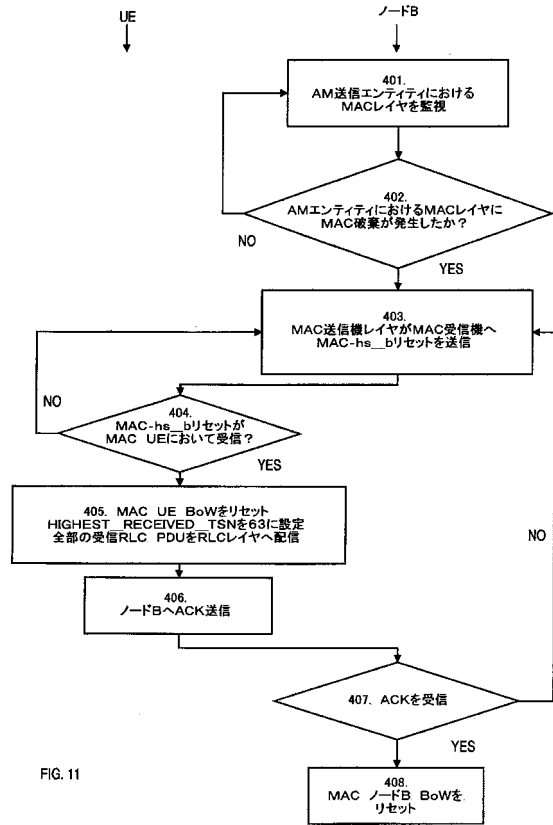


FIG. 11

【図12】

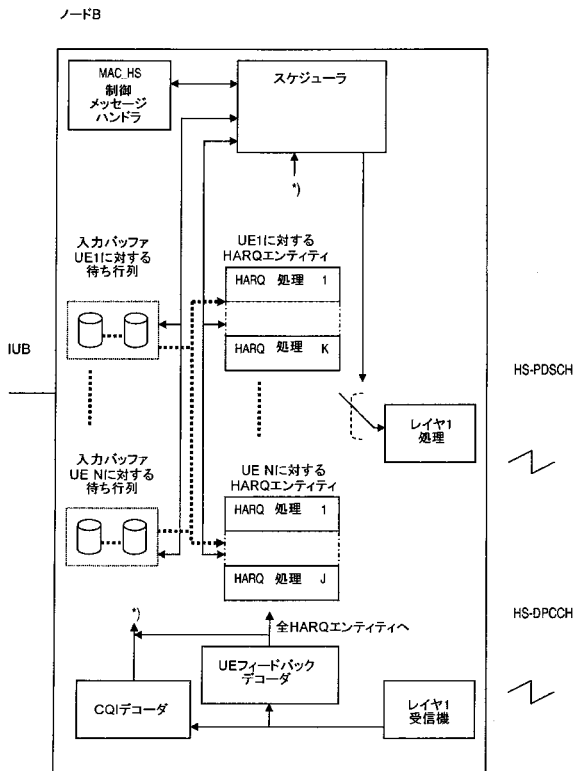


FIG. 12

【図13】

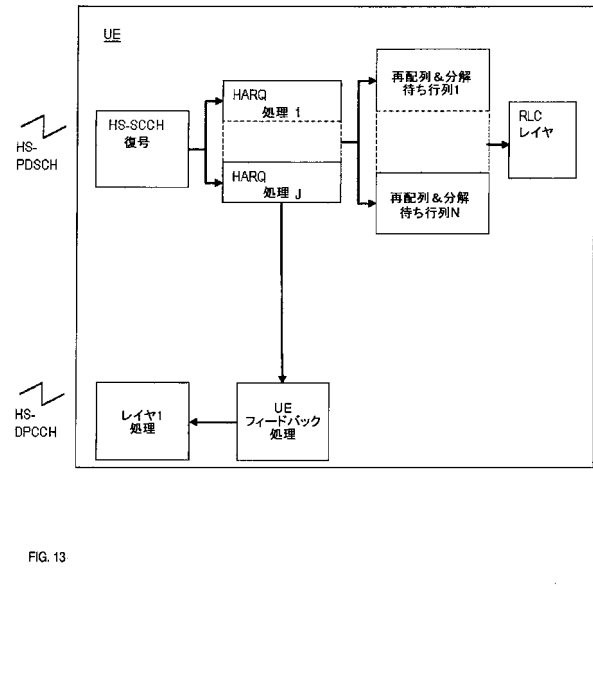


FIG. 13

フロントページの続き

- (72)発明者 ヴァレリウス、ローイェル
スウェーデン国 エス - 4 3 3 6 8 セヴェダレン アンドラ オーケルヴェーゲン 8
- (72)発明者 エングランド、ラース
スウェーデン国 エス - 1 9 2 5 5 ソレンテユナ チェーデルヴェーゲン 2ペー

審査官 桑原 聡一

- (56)参考文献 特開2005 - 039726 (JP, A)
特開2004 - 312062 (JP, A)
国際公開第2005 / 112357 (WO, A1)
特開2005 - 149307 (JP, A)
特開2003 - 111147 (JP, A)
特表2007 - 538421 (JP, A)
3GPP TS25.321 V6.9.0, 3GPP, 2006年 6月
3GPP TS25.433 V6.10.0, 2006年 6月, 第104頁
3GPP TS25.308 V7.0.0, 3GPP, 2006年 3月

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04B 7/24-7/26
H04W 4/00-99/00
H04L 29/10