(19)日本国特許庁(JP)　(12)特　許　公　報(B2)　(11)特許番号
特許第3545223号
(P3545223)
(45)発行日　平成16年7月21日(2004.7.21)　(24)登録日　平成16年4月16日(2004.4.16)

(51)Int.Cl.[7]	F I		
H04L 12/56	H04L	12/56	200F
H04L 12/28	H04L	12/28	300B
H04Q 7/38	H04B	7/26	109M

請求項の数 15　(全 60 頁)

(21)出願番号	特願平10-291638
(22)出願日	平成10年10月14日(1998.10.14)
(65)公開番号	特開平11-289351
(43)公開日	平成11年10月19日(1999.10.19)
審査請求日	平成12年1月24日(2000.1.24)
(31)優先権主張番号	60/061790
(32)優先日	平成9年10月14日(1997.10.14)
(33)優先権主張国	米国(US)
(31)優先権主張番号	60/077741
(32)優先日	平成10年3月12日(1998.3.12)
(33)優先権主張国	米国(US)
(31)優先権主張番号	09/083759
(32)優先日	平成10年5月22日(1998.5.22)
(33)優先権主張国	米国(US)

(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　ニュージャーシィ，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】通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおける過負荷制御のための方法

(57)【特許請求の範囲】

【請求項１】

オン・デマンド多重アクセス公平キューイングのプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモート・ホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、

前記基地局において、アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートを前記の各リモート・ホストに対して測定するステップと、

前記の各リモート・ホストにおいて、ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、前記基地局からのダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートを測定するステップと、

前記の各リモート・ホストからのダウンリンクのフレーム・エラー・レートの前記測定値を前記基地局に対して送信するステップと、

前記基地局において、前記フレーム・エラー・レートから、少なくとも１つの前記リモート・ホストまたは前記基地局においてキューの過負荷が発生したときに、そのことを検出するステップと、

前記リモート・ホストの１つにおいて前記キューの過負荷が検出された場合、データ・フローを制御するために、前記少なくとも１つの前記リモート・ホストと、前記基地局との間でフロー制御メッセージを送信するステップと、

前記キューの過負荷が前記基地局において検出された場合、遅延時間が生き残り時間のしきい値を超過している前記パケットを前記基地局において捨てるステップとを組み合わせて含む方法。

【請求項２】

請求項１に記載の方法において、フロー制御のメッセージを送信する前記ステップが、フレーム・エラー・レートがフレーム・エラー・レートのしきい値を指定された時間の間超過していて、切離しが許されることを以前に示していた前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップを含む方法。

【請求項３】

請求項２に記載の方法において、前記の各リモート・ホストには優先度が割り当てられていて、パケット・フローを停止する前記ステップは、フレーム・エラー・レートが前記しきい値を超えていて、切離しが許されることを以前に示していたすべての前記リモート・ホストのうちの、優先度が最低の前記リモート・ホストの１つに対して適用されるようになっている方法。

【請求項４】

請求項１に記載の方法において、

前記の各リモート・ホストに対して優先度を割り当てるステップと、

キューの過負荷が検出された場合、優先度が最低である前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップとを組み合わせてさらに含む方法。

【請求項５】

請求項１に記載の方法において、

前記の各リモート・ホストに対して優先度を割り当てるステップと、

キューの過負荷が検出された場合、優先度が最低である前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを近くの基地局に対してリダイレクトするステップとを組み合わせてさらに含む方法。

【請求項６】

請求項１に記載の方法において、フロー制御メッセージを送信する前記ステップが、可変の割り当てられたバンド幅が許されることを以前に示した前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つに対して割り当てられているバンド幅のシェアを減らすステップを含む方法。

【請求項７】

請求項１に記載の方法において、キューの過負荷が検出された場合に、切り離すことが許されることを以前に示した前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップをさらに含む方法。

【請求項８】

請求項１に記載の方法において、前記リモート・ホストの多くにおいてキューの過負荷が検出された場合に、無線ハブに対してフロー制御メッセージを送信し、近くの基地局の調整を要求するステップをさらに含む方法。

【請求項９】

オン・デマンド多重アクセス公平キューイングのプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモート・ホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、

前記の各リモート・ホストに対して優先度を割り当てるステップと、

前記基地局において、アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートを前記の各リモート・ホストに対して測定するステップと、

前記の各リモート・ホストにおいて、ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、前記基地局からのダウンリンク・トラヒックのバースト性

ファクタ、およびパケット消失レートを測定するステップと、
前記の各リモート・ホストからのダウンリンクのフレーム・エラー・レートの前記測定値を前記基地局に対して送信するステップと、
前記基地局において、前記フレーム・エラー・レートから、少なくとも１つの前記リモート・ホストまたは前記基地局においてキューの過負荷が発生したときに、そのことを検出するステップと、
前記キューの過負荷が前記基地局のアップリンク・キューの中で発生していた場合、データ・フローを制御するために前記リモート・ホストのうちの前記少なくとも１つと前記基地局との間でフロー制御メッセージを送信し、そのステップは、
フレーム・エラー・レートがフレーム・エラー・レートのしきい値を指定された時間の間超過し、切離しが許されることを以前に示した前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップと、
優先度が最低である前記リモート・ホストのうちの、少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップと、
優先度が最低である前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを近くの基地局に対してリダイレクトするステップと、
可変のバンド幅の割り当てが許されることを以前に示した前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つに対して割り当てられているバンド幅のシェアを減らすステップとのうちの、少なくとも１つを含むステップと、
キューの過負荷が前記基地局のダウンリンク・キューにおいて発生していた場合に、
遅延時間が生き残り時間のしきい値を超えることを経験した、前記基地局における前記パケットのどれかを捨てるステップと、
前記ネットワークの他の部分からの前記基地局に対するパケット・フローを停止するステップとのうちの、少なくとも１つを実行するステップと、
前記キューの過負荷が前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つにおける前記アップリンク・キューの中に発生した場合、
遅延時間が生き残り時間のしきい値を超えたことを経験した前記リモート・ホストにおいて前記パケットのどれかを捨てるステップと、
前記ネットワークの他の部分からの前記リモート・ホストに対するパケット・フローを停止するステップとのうちの、少なくとも１つを実行するステップと、
キューの過負荷が前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つにおける前記ダウンリンク・キューにおいて発生した場合、
前記基地局からの前記リモート・ホストに対するパケット・フローを停止するステップと、
切離しが許されることを前記リモート・ホストが以前に示していた場合、前記リモート・ホストを切り離すステップとのうちの、少なくとも１つのステップを実行するステップと、
キューの過負荷が前記リモート・ホストの多くにおいて検出された場合、無線ハブに対してフロー制御メッセージを送信し、近くの基地局の調整を要求するステップとを組み合わせて含む方法。

【請求項１０】
請求項９に記載の方法において、フレーム・エラー・レートが前記しきい値を超えていて、切離しが許されることを以前に示していた前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止する前記ステップが、フレーム・エラー・レートが前記しきい値を超えていて、切離しが許されることを以前に示していたすべての前記リモート・ホストのうちの、優先度が最低である前記リモート・ホストの１つに対して適用されるようになっている方法。

【請求項１１】
オン・デマンド多重アクセス公平キューイングのプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地

局と複数のリモート・ホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記基地局および前記リモート・ホストはそれぞれのアップリンク・バッファおよびダウンリンク・バッファを備えていて、前記方法は、
前記基地局において、前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つまたは前記基地局において、前記バッファのうちの１つまたはそれ以上のバッファの占有率が高い方のしきい値を超えたときに、前記キューの過負荷状態が発生していることを検出するステップと、
少なくとも１つの過負荷制御ステップを実行し、そのステップは、
前記リモート・ホストの優先度が可変である場合に、前記リモート・ホストのうちの優先度が低いものを少なくとも１つ切り離すステップと、
前記リモート・ホストの優先度が可変である場合に、前記リモート・ホストのうちの優先度が低いものの少なくとも１つを、負荷が軽い近くの基地局に対してリダイレクトするステップと、
前記キューの過負荷状態が前記リモート・ホストのうちの１つだけによって発生している場合、前記リモート・ホストからのパケット・フローを停止して前記リモート・ホストがそれ以上前記パケットを送信しないようにするステップと、
可変のバンド幅の割り当てが許されることを前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つが示していた場合、可変のバンド幅の割り当てが許されることを以前に示していた前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つに対して割り当てられているバンド幅のシェアを減らすステップと、
キューの過負荷状態が前記リモート・ホストの多くによって発生している場合、無線ハブに対してフロー・メッセージを送信し、近くの基地局の調整を要求するステップと、
キューの過負荷状態が検出された場合に、サービスの中断が許されることを前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つが以前に示していた場合、サービスの中断を許す前記リモート・ホストのうちの少なくとも１つからのパケット・フローを停止するステップと、
前記キューの過負荷状態が前記基地局によって発生されていた場合、遅延時間が生き残り時間のしきい値を超えている前記基地局における前記パケットのどれかを捨てるステップとのうちから選択されるステップとを組み合わせて含む方法。
【請求項１２】
オンデマンド多重アクセス公平キューイングプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモートホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、
前記基地局にて、アップリンクのフレームエラーレート、アップリンクトラヒックのバースト性ファクタ、および前記リモートホストのうちの１つのパケット消失レートを測定するステップと、
前記基地局にて、前記リモートホストのうちの少なくとも１つにおいて測定されたダウンリンクのフレームエラーレートを受信するステップと、
キュー過負荷が前記リモートホストのうちの少なくとも１つかまたは前記基地局において生じる時を前記フレームエラーレートから前記基地局にて検出するステップと、
前記キュー過負荷が前記リモートホストのうちの少なくとも１つにおいて検出される場合に、データフローを制御するために前記基地局にてフロー制御メッセージを送受信するステップと、
前記キュー過負荷が前記リモートホストのうちの少なくとも１つにおいて検出される場合に、生き残り時間の閾値を越える遅延を経過した、前記パケットのうちのいずれかを前記基地局において捨てるステップとを組み合わせて含む方法。
【請求項１３】
オンデマンド多重アクセス公平キューイングプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモートホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、

前記リモートホストの少なくとも１つに対してダウンリンクフレームエラーレートを測定するステップと、
キュー過負荷が前記リモートホストにおいて生じる時を前記フレームエラーレートから検出するために前記リモートホストからの前記測定されたダウンリンクフレームエラーレートを前記基地局へ送信するステップと、
前記キュー過負荷が前記リモートホストにおいて検出される場合に、データフローを制御するために前記リモートホストおよび基地局間のフロー制御メッセージを送受信するステップとを組み合わせて含む方法。
【請求項１４】
オンデマンド多重アクセス公平キューイングプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモートホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、
前記リモートホストの少なくとも１つに対してダウンリンクフレームエラーレートを測定するステップと、
キュー過負荷が前記リモートホストにおいて生じる時を前記フレームエラーレートから検出するために前記リモートホストからの前記測定されたダウンリンクフレームエラーレートを前記基地局へ送信するステップと、
前記キュー過負荷が前記リモートホストにおいて検出される場合に、データフローを制御するために前記リモートホストおよび基地局間のフロー制御メッセージを送信するステップとを組み合わせて含む方法。
【請求項１５】
オンデマンド多重アクセス公平キューイングプロトコルを採用している無線通信ネットワークにおいて過負荷を制御するための方法であって、前記ネットワークは１つの基地局および複数のリモートホストを含み、それらの間でアップリンクおよびダウンリンクのパケットが流れ、前記方法は、
キュー過負荷が前記リモートホストにおいて生じる時を前記フレームエラーレートから検出するために少なくとも１つの前記リモートホストから測定されたダウンリンクフレームエラーレートを前記基地局にて受信するステップと、
前記キュー過負荷が前記リモートホストにおいて検出される場合に、データフローを制御するために前記基地局から前記リモートホストへフロー制御メッセージを送信するステップとを組み合わせて含む方法。
【発明の詳細な説明】
【０００１】
【発明の属する技術分野】
本発明は、無線通信ネットワークにおいて応用するための、「オン・デマンド多重アクセス公平キューイング」システムとして知られている媒体アクセス制御（ＭＡＣ）プロトコルに関する。特に、本発明は、「オン・デマンド多重アクセス公平キューイング」システムを採用している、時分割および周波数分割の半二重および全二重方式の多重アクセス無線通信ネットワークにおけるキューの過負荷を管理するための方法に関する。
【０００２】
【従来の技術、及び、発明が解決しようとする課題】
セルラー方式の音声およびデータおよび無線ＬＡＮなどの無線サービスは、将来において急速に成長することが期待されている。マルチメディアのトラヒックを搬送するように設計されている第３世代の無線ネットワークは現在精力的に研究されており、その主な目標は、場所または移動性の制約なしに、シームレスな通信、バンド幅の高い利用可能性、および保証された「サービスの品質」（ＱｏＳ）を提供することである。
【０００３】
図１はデータ交換のための従来の技術の有線ネットワークを示している。この図には３つの既存のビジネス・エンティティが示されており、その協力して動作している機器は、通

常、現在ではユーザのコンピュータに対してモデムを通じてのリモートのインターネット・アクセスを提供するために利用されている。ユーザのコンピュータ２およびユーザのモデム４がエンド・システムを構成する。図１に示されている第１のビジネス・エンティティはダイアル呼出し単純旧式電話システム（ＰＯＴＳ）、または統合サービス・データ通信網（ＩＳＤＮ）を所有していて稼働させている電話会社（ｔｅｌｃｏ）である。ｔｅｌｃｏはユーザと他の２つのビジネス・エンティティとの間にビットまたはパケットを流すことができる、公衆電話網（ＰＳＴＮ）６の形式での伝送媒体を提供する。

【０００４】

図１に示されている第２のビジネス・エンティティは、インターネット・サービス・プロバイダ（ＩＳＰ）である。ＩＳＰはそのサービス・エリアの中に１つまたはそれ以上のポイント・オブ・プレゼンス（ＰＯＰ）８を採用していて、それを管理し、それに対してエンド・ユーザがネットワーク・サービスを求めて接続する。ＩＳＰは、通常、そのＩＳＰへの加入者があることを期待して、主要な各呼出しエリアの中にＰＯＰを確立する。ＰＯＰ８はＰＳＴＮ６からのメッセージ・トラヒックをイントラネット・バックボーン１０上で搬送されるディジタル形式に変換する。イントラネット・バックボーン１０はＩＳＰによって所有されているか、ＭＣＩ　Ｉｎｃ．などのイントラネット・バックボーン・プロバイダからリースされるかのいずれかである。ＩＳＰは、通常、ＰＳＴＮに対する接続のためにｔｅｌｃｏからの部分的またはフルのＴ１またはＴ３回線をリースする。ＰＯＰ８およびＩＳＰのメディア・データ・センター１４は、ルータ１２Ａを通じてイントラネットのバックボーン１０上で一緒に接続されている。データ・センター１４はＩＳＰのウェブ・サーバ、メール・サーバ、アカウンティング、およびレジストレーション・サーバを収容し、ＩＳＰがウェブ・コンテンツ、電子メールおよびウェブ・ホスティング・サービスをエンド・ユーザに対して提供できるようにする。将来の付加価値サービスはデータ・センター１４の中に追加のタイプのサーバを採用することによって追加することができる。ＩＳＰはパブリック・インターネット・バックボーン２０を接続するためにルータ１２Ａを維持している。リモート・アクセスのための既存のモデルにおいては、エンド・ユーザは、通常、それぞれのｔｅｌｃｏおよびそれぞれのＩＳＰの両方とのサービス関係を有し、普通はそれぞれから別々に料金が請求される。エンド・ユーザは最寄りのＰＯＰをダイアルすることによって、そしてインターネット・エンジニアリング・タスク・フォース（ＩＥＴＦ）ポイント・ツー・ポイント・プロトコル（ＰＰＰ）として知られている通信プロトコルを実行することによって、ＩＳＰにアクセスし、そのＩＳＰを通してパブリック・インターネット２０にアクセスする。

【０００５】

図１に示されている第３のビジネス・エンティティは、ルータ１２Ｂを通してアクセスされる自分自身のプライベート・イントラネット１８を所有していて、それを稼働させている私企業である。企業の従業員は企業のリモート・アクセス・サーバ１６に対してＰＯＴＳ／ＩＳＤＮの呼出しを行い、そしてＩＥＴＦ　ＰＰＰプロトコルを実行することによって企業のネットワーク１８にリモートに（たとえば、自分の家から、あるいは路上にいる間に）アクセスすることができる。企業にアクセスする場合、エンド・ユーザは企業のリモート・アクセス・サーバ１６に接続するコストだけを支払う。ＩＳＰは関与されない。その私企業はエンド・ユーザを企業のイントラネット１８またはパブリック・インターネット２０のいずれかに対して接続するためにルータ１２Ｂを維持している。

【０００６】

エンド・ユーザは現在は電話を掛けるための費用と自分の家への電話回線の費用の両方をｔｅｌｃｏに支払っている。また、エンド・ユーザはＩＳＰのネットワークおよびサービスにアクセスするための費用もＩＳＰに対して支払わなければならない。現在、インターネット・サービス・プロバイダはインターネット・アクセス・サービス、ウェブ接続サービス、電子メール・サービス、コンテンツ・ホスティング・サービス、およびローミングをエンド・ユーザに対して提供する。機能および価格に基づいたマーケット・セグメンテーションが欠けていて、マージンが低いために、ＩＳＰはマージンを改善するための付加

価値サービスを探している。短期的には、機器のベンダはＩＳＰがより高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワーキング（パブリック・ネットワークをプライベート・ネットワークとして安全に使うための機能およびイントラネットに接続する機能）、ローミング・コンソーシアム、プッシュ・テクノロジーおよび特定のサービスの品質を提供できるようにする、ＩＳＰに対するソリューションを提供できることを望んでいる。長期的には、インターネットおよびモビリティ上で音声を提供することが望ましい。そのとき、ＩＳＰはこれらの付加価値サービスを使って低マージンの厳しい束縛から脱出できるようになる。これらの付加価値の多くはネットワーク・サービスのカテゴリーに入り、そしてネットワークのインフラストラクチャ機器を通じてのみ提供することができる。他の付加価値サービスはネットワークのインフラストラクチャからのサポートを必要とするアプリケーション・サービスのカテゴリーに落ち、一方、依然として他のものはネットワーク・インフラストラクチャからのサポートを必要としない。特に、より高速のアクセス、バーチャル・プライベート・ネットワーク、ローミング、モビリティ、音声、サービスの品質、およびＱｏＳベースのアカウンティングなどのサービスはすべて、高度化されたネットワーク・インフラストラクチャを必要とする。

【０００７】

無線通信ネットワークは有線ネットワークの届く範囲を拡張することができる利点を有する。しかし、無線ネットワークの周波数において得られるバンド幅は、有線ネットワークで利用できるものより進展が遅れることが多い。非同期転送モード（ＡＴＭ）などの有線の広帯域システムは、マルチメディア・アプリケーションの高度なサポートのための異なるＱｏＳ（たとえば、一定ビット・レート（ＣＢＲ）、可変ビット・レート（ＶＢＲ）、および利用可能ビット・レート（ＡＢＲ））のサービスを提供することができる。そのサービスを無線ネットワークに対して拡張することが望まれている。したがって、ＡＴＭと無線ネットワークと併合することに関する研究が現在多くの研究機関および研究所において行われている。アクセス層からトランスポート層までのすべてに影響する多くの基本的な問題が研究されつつある。無線ネットワークのエア・インタフェースにおける伝送形式としてＡＴＭを使うことの他に、ＡＴＭはセルラー・システムの有線インフラストラクチャに対しても考慮されつつある。そのような有線インフラストラクチャは多重アクセスのエア・インタフェース技術（たとえば、ＣＤＭＡ、ＴＤＭＡなど）をサポートすることができるようになる。

【０００８】

マルチメディアのトラヒックをサポートする無線ネットワークにおいて、効率的なチャネル・アクセスのプロトコルはすべてのトラヒックのサービスの品質要求を依然としてサポートしながら、制限された無線スペクトルの利用を最大化する必要がある。スロット型アロハ（Ｓｌｏｔｔｅｄ　Ａｌｏｈａ）、ＰＲＭＡなどの、いくつかのよく知られているチャネル・アクセス・プロトコルが、現在、無線データ・システムによって使われている。スロット型アロハは単純なプロトコルであるが、それはデータ・ユーザ間の衝突を回避するか、あるいは解決しようとしないので、その理論的容量は０．３７に過ぎない。さらに、スロット型アロハは可変長パケットの効率的な伝送のためには適していない。

【０００９】

予約ベースのプロトコルは、パケットの送信を必要としているユーザに対して動的にチャネルのバンド幅を確保することによって、衝突を回避および解決しようと試みる。通常、そのようなプロトコルにおいては、チャネルはＮ個のスロットのフレームにグループ化されているスロットに分割されている。１つのスロットをさらにｋ個のミニスロットに細分割することができる。普通、N_1個のスロットが予約の目的で使われ、残りの$N-N_1$個のスロットはデータスロットである。パケットを送る必要があるユーザは、$M=N_1*k$個のミニスロットのうちの１つにおいて予約送信要求パケットを送信する。その予約要求パケットが成功した場合、そのユーザまたは基地局がその予約を解放するまで、或る数のデータスロットがそのユーザに割り当てられる。予約要求パケットが成功しなかった場合、そのユーザは衝突解決法を使ってその予約要求の送信に成功するまで、それを再送信する

。

【００１０】

ハイブリッドのファイバ同軸ネットワークに対する多重アクセス・プロトコルがドーシ（Ｄｏｓｈｉ）他によって、「ＳＴＭ、ＡＴＭに対する広帯域多重アクセス・プロトコル、およびハイブリッド・ファイバ‐同軸ネットワークにおける可変長データ・サービス」（Ａ Ｂｒｏａｄｂａｎｄ Ｍｕｌｔｉｐｌｅ Ａｃｃｅｓｓ Ｐｒｏｔｏｃｏｌ ｆｏｒ ＳＴＭ，ＡＴＭ，ａｎｄ Ｖａｒｉａｂｌｅ Ｌｅｎｇｔｈ Ｄａｔａ Ｓｅｒｖｉｃｅｓ ｏｎ Ｈｙｂｒｉｄ Ｆｉｂｅｒ‐Ｃｏａｘ ｎｅｔｗｏｒｋｓ）、Ｂｅｌｌ Ｌａｂｓ Ｔｅｃｈｎｉｃａｌ Ｊｏｕｒｎａｌ，Ｓｕｍｍｅｒ １９９６、３６～６５ページの中で提案されている。無線環境に伴う多くの問題点を共有しているが、このプロトコルは誤りの多い無線リンク上での再送信および正しいパケットの配送を保証するために必要な送信パワー・レベルの確立の扱いなど、無線アクセス方式の設計において遭遇するユニークな問題に対して完全には対処しない。この方式は競合予約スロットのアイデアを提案するが、それは競合スロットの数をキュー・サイズの情報に基づいて動的に変更することができる柔軟性の高い方式を提供しない。

【００１１】

カロル（Ｋａｒｏｌ）他は「分散型キューイング要求更新多重アクセス（Ｄｉｓｔｒｉｂｕｔｅｄ‐Ｑｕｅｕｉｎｇ Ｒｅｑｕｅｓｔ Ｕｐｄａｔｅ Ｍｕｌｔｉｐｌｅ Ａｃｃｅｓｓ）」方式（ＤＱＲＵＭＡ）を提案している［カロル他の「無線パケット（ＡＴＭ）ネットワークのための効率的なデマンド割り当て多重アクセス・プロトコル（Ａｎ ｅｆｆｉｃｉｅｎｔ ｄｅｍａｎｄ‐ａｓｓｉｇｎｍｅｎｔ ｍｕｌｔｉｐｌｅ ａｃｃｅｓｓ ｐｒｏｔｏｃｏｌ ｆｏｒ ｗｉｒｅｌｅｓｓ ｐａｃｋｅｔ（ＡＴＭ） ｎｅｔｗｏｒｋｓ）」Ｗｉｒｅｌｅｓｓ Ｎｅｔｗｏｒｋｓ １、２６７～２７９ページ、１９９５］。この無線アクセス方式では、新しいユーザが衝突の解決期間の間にバンド幅を求めて競合すること、あるいはバックオフ・タイムを調整するために、前のラウンドでの予約スロット競合の成功率を利用することができない。また、この方式は公平なキューイング技法を利用せず、したがって、競合しているソース間で公平にバンド幅を割り当てるためのサービス・タグを使用しない。

【００１２】

チャネル・アクセス・プロトコルの設計における１つの重要な主題は、アップリンクおよびアップリンクのパケットの送信順序を設定するために使われるスケジューリング技法の選択である。すべて公平なキューイングにおける変形版である多くのスケジューラが、有線ネットワークのために提案されている［たとえば、Ｓ．Ｊ．ゴールスタニ（Ｇｏｌｅｓｔａｎｉ）の「広帯域アプリケーションのためのセルフ・クロック型の公平キューイング方式」（Ａ Ｓｅｌｆ‐Ｃｌｏｃｋｅｄ Ｆａｉｒ Ｑｕｅｕｉｎｇ Ｓｃｈｅｍｅ Ｆｏｒ Ｂｒｏａｄｂａｎｄ Ａｐｐｌｉｃａｔｉｏｎｓ）、Ｐｒｏｃｅｅｄｉｎｇｓ ｏｆ ＩＥＥＥ Ｉｎｆｏｃｏｍ，１９９４；パレク（Ｐａｒｅｋｈ）およびガラガ（Ｇａｌｌａｇｈｅｒ）の「統合型サービス・ネットワークにおけるフロー制御に対する一般化されたプロセッサ共有の方法：単独ノードの場合」（Ａ Ｇｅｎｅｒａｌｉｚｅｄ Ｐｒｏｃｅｓｓｏｒ Ｓｈａｒｉｎｇ Ａｐｐｒｏａｃｈ Ｔｏ Ｆｌｏｗ Ｃｏｎｔｒｏｌ Ｉｎ Ｉｎｔｅｇｒａｔｅｄ Ｓｅｒｖｉｃｅｓ Ｎｅｔｗｏｒｋｓ：Ｔｈｅ Ｓｉｎｇｌｅ Ｎｏｄｅ Ｃａｓｅ）、ＩＥＥＥ／ＡＣＭＴｒａｎｓａｃｔｉｏｎｓ Ｏｎ Ｎｅｔｗｏｒｋｉｎｇ，１（３）：３４４～３５７ページ、１９９３年６月；Ｌ．チャン（Ｃｈａｎｇ）の「バーチャル・クロックのアルゴリズム」（Ｖｉｒｔｕａｌ Ｃｌｏｃｋ Ａｌｇｏｒｉｔｈｍ）、Ｐｒｏｃｅｅｄｉｎｇｓ ｏｆ ＡＣＭ Ｓｙｍｐｏｓｉｕｍ、１２２４～１２３１ページ、１９９２参照］。これらはすべて、各サブ・クラスがそれ自身のサーバをその与えられたレートで所有しているかのように、バンド幅の共有に対するアクセスを提供する効果を有する。

【００１３】

パレックおよびガラガの重み付けられた公平キューイング方式は実装するのが困難であり、

したがって、セルフ・クロック型公平キューイング（ＳＣＦＱ）方式がゴールスタニによって提案された。ＳＣＦＱの場合、サービス・タグは次のように計算される。

【数１】

$$F_k^i = \frac{L_k^i}{r_k} + \max\left(F_k^{i-1}, \hat{u}(a_k^i)\right) \qquad (1)$$

ここで、＾ｕ（ｔ）は時刻ｔにおいてサービスされているパケットのサービス・タグであり、F^i_kはすべてのｋに対してF^0_k＝０であるクラスｋからのｉ番目のパケットに対するサービス・タグであり、L^i_kはクラスｋのｉ番目のパケットの長さであり、r_kはクラスｋに対して割り当てられている相対的な重みであり、そしてa^i_kはクラスｋのｉ番目のパケットの到着時刻である。次に、パケットはこれらのタグの値の順番にサービスされる。ゴールスタニのアルゴリズムは有線ネットワークのために設計されているが、それは無線環境において機能するために修正されなければならない。特に、ゴールスタニのアルゴリズムはサーバ（基地局）が遠隔の場所にあるので、キュー・サイズに関する完全な情報を持たないときに伝送のスケジューリングを扱う方法、あるいは消失したパケットの再送信を扱う方法のいずれにも対処しない。

【００１４】

ルー（Ｌｕ）他（イリノイ大学）は「理想化された重み付き公平キューイング」アルゴリズムを提案している［ルー他の「無線パケット・ネットワークにおける公平なスケジューリング」Ｓｉｇｃｏｍ‘９７］。それは無線ネットワークの特殊なニーズに対処するために設計されている。この方式は実際のネットワークにおいては一般的には入手できないような、チャネルの状態についての完全な知識（すなわち、それが良いか悪いか）を必要とする。また、それは正常に送信しないパケットのサービス・タグを変更せず、再送信のプロセスが複雑であり、そしてバッファのオーバフローがあるときだけでなく、遅延しているフローからパケットをドロップする。

【００１５】

Ｒ．カウツ（Ｋａｕｔｚ）によって「無線ＡＴＭネットワークのための分散セルフクロック型公平キューイング・アーキテクチャ」（Ａ Ｄｉｓｔｒｉｂｕｔｅｄ Ｓｅｌｆ‐Ｃｌｏｃｋｅｄ Ｆａｉｒ Ｑｕｅｕｉｎｇ Ａｒｃｈｉｔｅｃｔｕｒｅ Ｆｏｒ Ｗｉｒｅｌｅｓｓ ＡＴＭ Ｎｅｔｗｏｒｋｓ）、１９９７ Ｉｎｔｅｒｎａｔｉｏｎａｌ Ｓｙｍｐｏｓｉｕｍ ｏｎ Ｐｅｒｓｏｎａｌ Ｉｎｄｏｏｒ ａｎｄ Ｍｏｂｉｌｅ Ｒａｄｉｏ Ｃｏｍｍｕｎｉｃａｔｉｏｎｓの中で提案されている別の無線アクセス方式は予約およびピギーバック型（ｐｉｇｇｙｂａｃｋｅｄ）（便乗型）の予約方法の代わりにポーリング・システムを利用する。ポーリング方式の性能は一般に予約アクセス方式に比べて遅延およびバンド幅の利用の面で劣っている。さらに、カウツの方式は、送信されてエラーになったパケットに対してだけサービス・タグの値を変更するので、すべてのリモートにおけるＱｏＳが影響を受ける。というのは、その失われたパケットの再送信によってすべてのリモートのパッケージが遅延されるからである。

【００１６】

【課題を解決するための手段】

本発明は、無線ネットワークにおいて利用できる制限されたバンド幅を効果的に利用するための、公平なキューイング（ＦＱ）サービスの規律（ＯＤＭＡＦＱと呼ばれる）によるオン・デマンド多重アクセス（ＯＤＭＡ）の方法の一態様である。この方法においては、バースト性のソースは、１つのパケットが空のキューに到着したときには常に、将来の送信のためにバンド幅を予約するためのチャネル・アクセス・パケットを送信し、一方、一定ビット・レートのソースはコネクションのセットアップ時に一度だけ競合するようにされる。分散型のセルフクロック型公平キューイング・サービス規律は各種のアップリンク・ソースの送信順序を決定するために使われ、多様なＱｏＳを提供することができる。

【００１７】
本発明の方法においては、ネットワークのダウンリンク／アップリンクのバッファの占有率が、高い方のしきい値を超えた場合、基地局はこれが特定のリモート・ホストによって、あるいはリモート・ホストのグループによって生じたかどうかを判定する。それが１つの特定のリモート・ホストによって生じた場合、基地局は普通はそのリモート・ホストがそれ以上データを送るのを防ぐために、そのリモート・ホストに対してフロー制御信号を送る。さらに基地局は、可変のバンド幅割当てが許容できることをコネクションのセットアップ時に示した任意のリモート・ホストに対して割り当てられているバンド幅のシェアを減らすことができる。代わりに基地局は、性能が悪化しているリモートが高い優先度のものであった場合に、他のリモート・ホストを切り離すことを選択することができる。

【００１８】
多くのリモート・ホストに対するダウンリンクのフレーム・エラー・レートの測定値が増加しつつあると見られる場合、基地局は他のアクセス・ポイントからの妨害の増加の影響を受けている可能性がある。妨害のレベルが増加していることによって、過密状態が発生しているとき、その基地局は、サービスの中断が可能なリモート・ホストを切り離し、残りのユーザに対してより多くのバンド幅を割り当てることができる。関連付けられているすべてのリモート・ホストのうちの大半が高いアップリンク・フレーム・エラー・レートを経験している場合、基地局は代わりに「過密状態（ｃｏｎｇｅｓｔｅｄ）」信号を無線ハブに対して送り、無線ハブは他のアクセス・ポイントのアクションを調整することができる。それはこれらのアクセス・ポイントに対して、新しいユーザを許可して、優先度の低いユーザを落とすことを禁止するための信号を送ることによって行う。

【００１９】
基地局におけるボトルネックの処理のために、基地局におけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかの中で長い間待たされていた短いパケットは、それらに割り当てられている生き残り時間を過ぎると捨てられ、結果としてパケット消失レートが増加する。そのような過負荷状態においては、基地局は優先度の低いいくつかのユーザを一時的に切り離すことを選択することができる。代わりに、優先度の低いリモート・ホストを切り離す代わりに、負荷が低い他の近くの基地局に対してそれらをリダイレクトすることができる。

【００２０】
オン・デマンド多重アクセス公平キューイングを採用しているネットワークにおいて過負荷を制御するための特定の実施形態においては、アップリンクのフレーム・エラー・レート（ＦＥＲ）、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、各リモート・ホストに対して基地局において測定される。同様に、ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、各リモート・ホストにおいて測定され、各ダウンリンクＦＥＲが基地局に対して送られる。過負荷状態から脱出した場合、フロー制御メッセージが少なくとも１つのリモート・ホストと基地局との間で、データの流れを制御するために送られる。この時、遅延時間が生き残り時間のしきい値を超えているパケットは基地局において捨てられ、フレーム・エラー・レートが規定された時間の間しきい値を超えたコネクションおよび、中断されてもよいことを以前に示したコネクションは捨てられる。説明された可能なアクションの他の組合せも使うことができる。正確な組合せはそのネットワークにおいて観測された特定の過密状態に依存して、基地局によって決定される。

【００２１】
本発明の一般的な１つの目的は、無線通信ネットワークにおいてオン・デマンドでバンド幅をリモート・ホストに提供することである。特に本発明の目的の１つは、そのような無線通信ネットワークにおける過負荷状態を効率的に管理するための方法を提供することである。

【００２２】

【発明の実施の形態】
前に説明されたように、本発明の１つの目的は、公衆電話網を回避するエンド・ユーザに対して無線のパケット交換型データ・ネットワークを提供し、そして無線ネットワークのエンド・ユーザにリモート・ローミング機能を提供することである。これらの目的および他の目的は、ホーム移動交換センター、フォーリン（ｆｏｒｅｉｇｎ）移動交換センター、基地局（アクセス・ポイント）およびエンド・ユーザを含む無線データ・ネットワークにおいて達成される。ホーム移動交換センターはホーム・レジストレーション・サーバおよびホーム・インターワーキング機能を含む。フォーリン移動交換センターはサービス中のレジストレーション・サーバおよびサービス中のインターワーキング機能を含む。基地局はプロキシ・レジストレーション・エージェントを含む。エンド・ユーザのモデムはユーザ・レジストレーション・エージェントを含む。ユーザ・レジストレーション・エージェントはプロキシ・レジストレーション・エージェントに対して結合され、プロキシ・レジストレーション・エージェントはサービス中のレジストレーション・サーバに接続され、そしてサービス中のレジストレーション・サーバはホーム・レジストレーション・サーバに対して接続されている。

【００２３】
プロキシ・レジストレーション・エージェントはユーザ・レジストレーション・エージェントからの要請を受け取ったときに、ケア・オブ・アドレスを含んでいる公告を送信するためのモジュールを含む。ユーザ・レジストレーション・エージェントはプロキシ・レジストレーション・エージェントに対してこのレジストレーション要求を送信するためのモジュール以外に、公告の受信時にユーザの識別情報およびケア・オブ・アドレスをレジストレーション要求の中に組み込むためのモジュールを含む。プロキシ・レジストレーション・エージェントは任意のユーザから受信した任意のレジストレーション要求を、サービス中のレジストレーション・サーバに対して転送するためのモジュールをさらに含む。

【００２４】
サービス中のレジストレーション・サーバはホーム・レジストレーション・サーバのアドレスを決定するためのフォーリン・ディレクトリ・モジュール、レジストレーション要求を封入し、サービス中のレジストレーション・サーバの識別情報およびその封入されたレジストレーション要求を、そのホーム・レジストレーション・サーバのアドレスが決定されたときに半径内のアクセス要求に組み込むためのモジュール、およびその半径内のアクセス要求をホーム・レジストレーション・サーバに対して送るためのモジュールを含む。ホーム・レジストレーション・サーバはサービス中のレジストレーション・サーバの識別情報を認証するためのホーム・ディレクトリ・モジュール、サービス中のレジストレーション・サーバの識別情報が認証されたときに半径内のアクセス要求からのインターワーキング機能（ＩＷＦ）の要求を作るためのモジュール、およびそのインターワーキング要求をホーム・インターワーキング機能に対して送るためのモジュールを含む。

【００２５】
図２に示されている本発明を利用しているネットワークの実施形態の中に見られるように、エンド・システム（リモート・ホスト）２３２（たとえば、ポータブルのＷｉｎｄｏｗｓ９５パソコン）は外部または内部のモデムを経由して無線ネットワーク２３０に接続する。これらのモデムによってエンド・システム２３２はエアリンク２３４上で媒体アクセス制御（ＭＡＣ）フレームを送信および受信することができる。使われる場合、有線または無線のリンクを経由して外付けのモデムをＰＣまたは他のエンド・システム２３２に付加することができる。外付けのモデムは一般に固定であり、ルーフ・トップ・マウントの方向性アンテナと同じ場所に置くことができる。外付けのモデムは、汎用シリアル・バス、並列ポート、赤外線、８０２．３またはＩＳＭ無線リンクなどの、任意の適切なリンク方法を使って、ユーザのＰＣに接続することができる。内蔵モデムはエアリンク上でＭＡＣフレームの送信および受信を行い、そして小型の全方向性アンテナを使ってラップトップのバックプレーンにプラグ・インされるＰＣＭＣＩＡカードであることが好ましい。

【００２６】

広域無線のカバレージが基地局（アクセス・ポイント）２３６によって提供される。基地局２３６によって提供されるカバレージの範囲は、リンクの予算および容量などのファクタによって変わる。基地局は、通常、個人通信サービス（ＰＳＣ）無線サービスのプロバイダによってセル・サイトの中に設置される。基地局２３６はそのシステムの移動交換センター（ＭＣＳ）２４０に対してそれぞれのカバレージ領域からのエンド・システムのトラヒックをマルチプレックスし、有線回線または無線のマイクロ波バックホール・ネットワーク２３８上で提供する。

【００２７】

移動交換センター２４０において、パケット・データのインターワーキング機能（ＩＷＦ）２５２は、このネットワークに対する無線プロトコルをターミネートする。ＩＰルータ２４２はＭＳＣ２４０をパブリック・インターネット２４４、プライベート・インターネット２４６に対して、あるいはインターネット・サービス・プロバイダ２４７に対して接続する。ＭＳＣ２４０の中のアカウンティングおよびディレクトリのサーバ２４８はアカウンティング・データおよびディレクトリ情報を格納する。要素管理サーバ２５０は、機器を管理する。その機器としては基地局、ＩＷＦ、およびアカウンティング／ディレクトリ・サーバ２４８などがある。アカウンティング・サーバ２４８はユーザの代わりにアカウンティング・データを収集し、そのデータをサービス・プロバイダの料金請求システムへ送る。１つの好適な実施形態においては、アカウンティング・サーバ２４８によってサポートされるインタフェースは料金請求システム（図２には示されていない）に対してＴＣＰ／ＩＰ（転送制御プロトコル／インターネット・プロトコル）のトランスポート上で米国マネジメント協会（Ａｍｅｒｉｃａｎ　Ｍａｎａｇｅｍｅｎｔ　Ａｓｓｏｃｉａｔｉｏｎ）（ＡＭＡ）の料金請求レコードのフォーマットで、そのアカウンティング情報を送信する。

【００２８】

本発明が利用される代表的な無線ネットワークにおいて、各セルには１つの基地局およびいくつかのリモート・ホスト（ノード）があり、追加の有線ホストがある場合もない場合もある。リモート・ホスト／ノードは無線リンク上で基地局と通信することができる任意の装置を含むことができる。固定長のパケットが一定のレート（ＣＢＲトラヒック）または各種のバースト性のランダム・プロセスに従ってリモート・ホスト（「リモート」）に到着する。そのパケットは、チャネルのアクセス方式に従って、その基地局に対してアップリンク送信されるまで、そのリモートにおいてバッファされている。基地局はそのセルの内部の１つまたはそれ以上のリモートに対して向けられているダウンリンク・パケットをブロードキャストする。アップリンクおよびダウンリンクの通信はアップリンクおよびダウンリンクのバンド幅を動的に共用できるようにするために、単独の周波数チャネル上で時分割されている。本発明の方式は周波数分割半二重方式（ＦＤＨＤ）および周波数分割全二重方式（ＦＤＦＤ）のシステムに対しても使うことができる。基地局はリモート・ホスト（リモート・キュー）および有線ホスト（ローカル・キュー）の両方からのパケット送信の順序をスケジュールするために、ゴールスタニのセルフクロック型公平キューイング・アルゴリズムの変形版を使う。

【００２９】

本発明のオン・デマンド多重アクセス公平キューイング（ＯＤＭＡＦＱ）方式はアクセス要求チャネルおよびパケット送信チャネルがスロットごとのベースで形成されるタイム・スロット型のシステムである。タイム・スロットの長さは実装されている特定のシステムに基づいて選定される。１つの例として、これは１つのＡＴＭセルのペイロードに無線およびＭＡＣ固有のヘッダを加えたものを送信するのに必要な時間に等しい値にすることができる。アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックのマルチプレックスはＴＤＤおよびＦＤＨＤのシステムに対する時分割デュープレックス（ＴＤＤ）に基づいている。送信するパケットを持っているリモート・ホストは、要求チャネルを経由して基地局に対してアクセス要求を送信する。各リモートがそのような要求を行う正確な方法は、そのリモートのトラヒックがバースト性であるか、あるいは一定のビット・レートであるかどうかに

よって変わる。

【００３０】

要求チャネル上での送信は多重アクセスのベースで行われる。正常なアクセス要求を受信すると、基地局は要求テーブルの中の該当のエントリを更新する。要求テーブルはそのセルの中のすべてのリモートおよび有線ホストのそれぞれに対して１つのエントリを含んでいる。各エントリはリモート／有線ホストの識別タグおよび、サービス・タグを含んでいる関連のフィールドを含み、タグの値が－１である場合、その特定のホストが他に送信するパケットを持っていないことを示すために、好みで使われている。有線ホストは基地局に対してローカルであるので、それらは要求アクセスのプロセスを実行する必要はない。

【００３１】

基地局はそのアップリンクおよびダウンリンクのトラヒックの送信をスケジュールし、そしてサポートされているすべてのホストの現在のバンド幅のニーズ以外に、トラヒックの特性およびＱｏＳの要求条件に基づいて、バンド幅を動的に割り当てる。基地局に常に知られているすべての有線ホストの現在のキュー情報および予約要求を通じて、その基地局に対して送られているリモートのキュー情報によって、ホストからのパケットの送信順序をスケジュールするためにサービス・タグが使われる。予約要求は既にスケジュールされているアップリンク送信の上にピギーバックされるか、あるいは競合モードにおいて要求アクセス・チャネルを経由して基地局に送られるかのいずれかである。

【００３２】

ＯＤＭＡＦＱ方式の１つの実施形態が図２２に示されている。リモート・ホスト２２１０は要求アクセス・チャネル２２２０を経由して基地局２２１２に対してアクセスを要求する。正常な要求がスケジューラ２２３０に送られ、それはリモート２２１０および有線ホスト２２４０の両方に対して、それぞれの送信すべき時期について２２３２に通知する。その時刻になると、特定のリモート２２１０が送信チャネル２２５０を経由して２２３４のパケットを送信する。そのリモートに送信されるべき追加のパケットがある場合、それは送信チャネル２２５０を経由して、送信中の現在のパケット２２３４上に次のパケットに対する予約要求を２２５２としてピギーバックする。このようにして、競合モードにおいて次のパケットに対する要求２２１２を、要求アクセス・チャネル２２２０を経由して送信する必要性を回避する。

【００３３】

図２３のフローチャートに示されているように、２３１０においてバッファ・キューが空であるリモートにパケットが到着すると、２３１４においてそのソースがバースト性であると判定された場合、すなわち、連続性の比較的高いパケットまたは他のデータのフローを提供する場合、そのリモートは２３２０においてアクセス要求を行い、そして自分のパケットの到着レートおよび競合の持続時間について基地局（アクセス・ポイント）に知らせる。２３２４においてアクノレッジメント（ＡＣＫ）が、そして２３２８において送信許可が基地局から受信されたと判定されると、そのリモートは２３３０において、その送信許可の中で指定されているタイムスロットの中で第１のパケットを送信する。２３３２において接続の持続時間が過ぎるまで、２３２８において基地局はリモートに送信許可を提供し続ける。そのコネクションの持続時間全体に対してアクセス要求は一度だけで済む。

【００３４】

対照的に、パケットが２３１０においてバッファ・キューが空であるリモートに到着し、そのパケットがバースト性のソースからのものであることが２３１４において判定されたとき、すなわち、そのソースのパケットまたは他のデータ・フローのレートが非常に不連続なレートであった場合、そのリモートは２３５０において競合モードにおいてアクセス要求をアップリンク要求アクセス（ＲＡ）チャネル経由で行う。そのチャネルは複数の予約ミニスロットから構成されている。リモートからのアクセス要求は、そのリモートの呼出しのセットアップまたは呼出しのハンドオフにおいて割り当てられたアイデンティティを含む。基地局がリモートからの送信要求を正常に受信したとき、それは要求テーブルの

中の対応しているエントリを更新し、そのアイデンティティを持つリモートが送信するためのパケットを持っていることを示し、そして次に、ダウンリンク・チャネル上でアクノレッジメントをブロードキャストする。そのリモートは２３５４においてＡＣＫの受信を待ち、２３５８において送信許可を待つ。パケットの送信時に、リモートはそのキューの中に追加のパケットが残っているかどうかを２３６２において判定する。残っていなかった場合、そのパケットは２３６６において普通に送信される。しかし、２３６２において送信を待っている他のパケットがあった場合、リモートは次のパケットのためのバンド幅予約要求を現在のパケットに乗せて（ピギーバックして）２３７０において送られるようにする。このピギーバックは競合のない予約要求として働き、したがって、バッファが空であるリモートの到着しているパケットだけが、アクセス要求を送るためにリモートをトリガする。

【００３５】

図３～図９Ｄに関してここで説明されているのは、周波数分割半二重伝送（ＦＤＨＤ）モードおよび周波数分割全二重伝送（ＦＤＦＤ）モードに対する拡張を含めて、本発明の原理に従ってインターネット・アクセス・システムに対する媒体アクセス制御（ＭＡＣ）方式のためのフレームのフォーマットの説明的な例である。したがって、図２３に関して説明されているオン・デマンド多重アクセス公平キューイング（ＯＤＭＡＦＱ）方式を使って周波数分割の半二重伝送および全二重伝送モードの両方においてネットワーク制御を提供することができる。ここで示されているフレームのフォーマットは例が示されているだけであり、本発明の分野の技術に普通の技量を有する人に知られているフォーマット、そして無線送信に適しているフォーマットは発明の範囲に入っている。

【００３６】

ＦＤＨＤおよびＦＤＦＤのモードの両方において、アクセス・ポイント（ＡＰ）はリモート・ホストに対してダウンリンクの周波数ｆ１で送信し、一方、リモート・モードはＡＰに対してアップリンクの周波数ｆ２で送信する。図３および図４はダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造を、それぞれＦＤＨＤの場合に対して示している。ダウンリンクおよびアップリンクの送信時間の長さは同じである必要でないことに留意されたい。たとえば、ダウンリンクとアップリンクの送信時間の比が４：１である（ダウンリンクの送信がアップリンクの送信より長い）のが最適であることをトラヒックのキャラクタリゼーションが示している場合、ダウンリンクのフレーム・サイズに４ｘ　ｍｓを割り当て、アップリンクのフレーム・サイズにｘ　ｍｓを割り当てる場合に、最適の性能が得られる。

【００３７】

図３に示されているように、本発明のＦＤＨＤ方式に対するダウンリンク・フレームは物理層のオーバヘッドを含む可能性がある。それらは、たとえば、ガードおよび／またはプリアンブルのビット３１０（同期用のビットとして使うことができる）、媒体アクセス制御（ＭＡＣ）のヘッダ３１２、或る種のビーコン・メッセージなどの各種の制御メッセージ３１４、送信許可３２０、次のアップリンク・フレームに対するミニスロット情報３５０、および送信スケジュール３２２、前のアップリンク・フレームにおけるミニスロットの予約のためのアクノレッジメント（ＡＣＫ）、前のアップリンク・フレーム３３０の中で送信されたデータに対するアクノレッジメント、ブロードキャスト／マルチキャスト・データ・メッセージ３６０、ユニキャスト・データ・メッセージ３８０、および先行している各データ・メッセージに対するフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）３５５などがある。たとえば、ダウンリンク・フレームは送信許可、ミニスロットの予約のためのアクノレッジメント、およびユニキャスト・メッセージだけから構成することができる。

【００３８】

いくつかの制御メッセージはブロードキャスト・メッセージ３６０の一部分であることが好ましく、それは負荷測度、予約ミニスロットに関する情報、フロー制御情報、アクノレッジメント、およびパワー・マネジメント・パラメタなどを含むことができる。負荷測度の情報はそのＡＰについて登録されたリモート・ノードの数などの、単純なものであってよい。あるいは、アクティブなリモート・ノードの等価な数などのもっと高度なものであ

ってもよい。負荷測度は許可制御およびＡＰ間での負荷バランスのために使うことができる。ミニスロットの情報は次のアップリンク・フレームがあれば、その中で、存在する予約ミニスロットの数、およびそれらのロケーションを記述する。フロー制御情報はコネクション・クッキー（Ｃｏｏｋｉｅ）（アイデンティティ）およびＸｏｎ／Ｘｏｆｆの指示を含む。

【００３９】

アップリンクのユニキャスト・トラヒックに対するアクノレッジメント３４０はブロードキャスト・メッセージの一部であるアクノレッジメント・ビットのような単純なものであってよい。あるいは、もっと高度なもの、たとえば、そのコネクションのアイデンティティおよびアクノレッジされるべきメッセージのシーケンス番号を指定する別のユニキャスト・メッセージであってもよい。前者の場合、アップリンク送信がＮ個の固定の基本スロットを備えたフレーム構造を使う場合、必要なアクノレッジメント・ビットは最大でもＮ個で済む。後者の場合、各メッセージが別々のフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）を持つ必要がある。「隠れ端末（ｈｉｄｄｅｎ　ｔｅｒｍｉｎａｌ）の問題」のために、送信されるすべてのフレームがアクノレッジされる必要があることに留意されたい。

【００４０】

データスロット３８０は複数のリモート・ノードからの送信を含む。各リモート・ノードからの送信はガード・ビット、プリアンブル・ビット、フレーム制御ビット、アクノレッジメント、および／またはデータ・メッセージを含む。フレーム制御ビットのうちの１つは「ｍｏｒｅ」ビットであり、それはそのリモート・ノードには送信すべきデータがまだほかにあることを示す。代わりに、単に「ｍｏｒｅ」を使うだけでなく、送信されるために残っているバイトの数、あるいは固定サイズのパケットの数を特に指定することができる。

【００４１】

図４に示されているように、ＦＤＨＤのアップリンク・フレームは一般に競合期間４１０および競合のない期間４１５から構成される。競合期間４１０は１つまたはそれ以上の競合スロットを含み、各競合スロットは競合データスロット４２０または競合予約スロット４２２のいずれかである可能性がある。競合のない期間４１５は前のダウンリンク・スロットに対するアクノレッジメント４４０および複数データスロット４８０および４８６から構成される。必要な場合、これらの競合スロット４２０および４２２は一緒にまとめられるのではなく、フレーム全体にわたって一様に分布されるようにすることができる。各競合予約スロット４２２はさらにｋ個のサブスロット４３０に分割することができ、それが予約ミニスロットと呼ばれる。各ミニスロット４３０は１つのリモート・ノードのアイデンティティを含めるのに十分な長さ、一般には約３０バイトである。競合スロット４２０は小さなデータ・パケットを送信するためのデータスロットとして利用することもできる。競合のない期間４１５は純粋のＡＣＫフレーム４４０、純粋のデータ・フレーム４８０、および／またはデータ４８８およびＡＣＫ４９０の部分の両方を含んでいる組合せのフレーム４８６を含むことができる。

【００４２】

ミニスロット４３０の数は動的に変更される可能性がある。たとえば、競合予約スロット４２２の中にｋ個のミニスロットがあり、競合スロットが合計Ｎ個ある場合、そのうちのＮ１が予約スロット４２２であり、それは合計Ｎ１＊ｋ個のミニスロットを含んでいる場合、残りの（Ｎ－Ｎ１）個のスロットが現在競合のデータスロットである。そのシステムに必要な予約ミニスロットの最小個数および最大個数がある場合、利用できる予約ミニスロットの数は遊んでいるミニスロットと全体のアップリンク・キューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変更することができる。ミニスロットの数を動的に変更するためのいくつかの方法が図１２Ａ～図１２Ｄに関連して後で説明される。

【００４３】

システムに対してアクセスを得ようとしているリモート・ノードに対して異なる優先度を割り当てるために、M_1＝Ｎ１＊ｋのミニスロット（ここでＮ１は競合予約スロットの数

である）各種のグループに分割することができる。たとえば、ＭＡＣのアドレスが或る範囲内にあるリモート・ノードのグループはM_2個までのミニスロット（ここで$M_2 < M_1$）にだけランダムにアクセスすることが許され、一方ＭＡＣアドレスが別の範囲内にあるリモート・ノードの高い優先度のグループはM_1個までのミニスロットにランダムにアクセスできるようにすることができる。代わりに、優先度のクラスはＭＡＣアドレスではなく、コネクションのアイデンティティに基づいてノードに対して割り当てることができる。優先度割り当て機能は特に有用である。たとえば、病院または警察の職員などの緊急の応答を必要する機関に対して特に有用であり、通常の無線モデムよりアクセスの優先度が高い無線モデムを提供することによって実現することができる。また、この機能は高いアクセス優先度に対して料金が高くなってもよい顧客に対するサービス・クラスとして販売されるようにすることができる。

【００４４】

図５に示されているように、周波数分割全二重伝送（ＦＤＦＤ）モードにおけるアップリンク・フレーム５０２および５１２はダウンリンク・フレーム５６２および５７２と同期化されている。図５の中で見られるように、アップリンク・フレーム５０２は無線モデムから見たように示されており、アップリンク・フレーム５１２はＡＰから見たように示されており、ダウンリンク５６２はＡＰから見たように示されており、そしてダウンリンク・フレーム５７２は無線モデムから見たように示されている。図５において、ＡＰは無線モデムに対してダウンリンク・フレームｎを以前に送っていて、それは伝播遅延時間T_pの後に受信されている。それに応答して、エンド・システムの処理時間T_{cpe}の後、無線モデムはアップリンク・フレームｎ　５０４を送信し、それが５１４としてＡＰによって伝播遅延時間T_p５２０の後に受信されている。その間に、ＡＰは既にダウンリンク・フレームｎ＋１　５６４の送信を開始している。

【００４５】

それぞれのリモート・ノードにおけるモデムが送信許可の中の情報に働き掛けるための十分な時間があるようにするために（たとえば、ダウンリンク・フレームｎの受信後に、直後のアップリンク・フレームについて）、アップリンク送信時間のオフセットO_uが規定されている。ここで無線モデムにおけるエンド・システムの処理時間、T_{cpe}　５５０は、O_uより小さいと仮定されている。したがって、無線ノードからのアップリンク・フレームｎ＋１　５０６は、ＡＰからのダウンリンク・フレーム５７４の（ｎ＋１）番目の最後のビットが、そのノードにおいて受信されてから、O_uの送信時間後に開始される。オフセットO_uおよびフレームの持続時間ｆｄは、たとえば、次のアップリンク・フレームの開始の前に、前のダウンリンク・フレームから送信許可が受信されるように、モデムが競合スロットのフィードバックを受信して処理するように選定される必要がある。フレーム・サイズｆｄはｆｄ≧$2T_p + T_{AP} + T_{cpe} + T_R$であるように選定される。ここで$T_p$　５２０は遅延時間、T_{AP}　５４０はＡＰの処理時間、T_{cpe}　５５０はエンド・システムの処理時間、T_R　５３０は送信許可の送信時間、そして$O_u \geqq T_{cpe}$である。

【００４６】

したがって、図５において、無線モデムがアップリンク・フレームｎ　５０４の送信を開始するとき、ＡＰは既にダウンリンク・フレームｎ＋１　５６４を送信中である。無線モデムはそれがアップリンク・フレームｎ　５０４の送信を開始したときには、既に５１４のダウンリンク・フレームｎ＋１を受信中である。ＡＰは５４４のアップリンク・フレームｎを、それがダウンリンク・フレームｎ＋２　５６６の送信を開始する前に、T_R　５３０＋T_{AP}　５４０の時間だけ前に５４４のアップリンク・フレームを受信する。ダウンリンク・フレームｎ＋１５６６は無線モデムによって伝播遅延時間T_p　５２０の後に５７６として受信されている。無線モデムはアップリンク・フレームｎ＋１　５０６をエンド・システムにおいて処理時間T_{cpe}　５５０の後に送信し、そしてそれはＡＰにおいて５１６として伝播遅延時間T_p　５２０だけ後に受信される。アップリンク・フレームｎ＋２の送信５０８および受信５１８と、ダウンリンク・フレームｎ＋３の送信５６８および受信５７８に対して同様な同期化が発生する。

【００４７】
基本のダウンリンクＭＡＣフレームの構造はいくつかのサブフレームから構成されているフレームである。整数の数のフレームから作られているスーパフレームを定義することもできる。フレームの持続時間は実際の物理的な送信レートによって変わる。たとえば、それは２ｍｓに固定されていて、１つのフレームの中に含まれているサブフレームの数は変化する可能性がある。厳しい条件がない場合、そのサブフレームの長さを可変にすることができる。そうでない場合、その或るソースの厳しい遅延時間の条件を満たすために、各フレームを同期転送領域（ＳＴＲ）と非同期転送領域（ＡＴＲ）とに分割し、そのような遅延時間の条件があるソースが各フレームの時間内に固定のバンド幅を受け取れるようにするのがよい。各領域をさらに基本スロットに細分割することができる。

【００４８】
図６Ａは本発明による一般的なＭＡＣ層のダウンリンク・ブロードキャスト・サブフレームのフレーム・フォーマットの具体例を示している。この例のＭＡＣフレームには、１７バイトのＭＡＣヘッダ６２０、フレーム・ボディ６２２、および２または４バイトのフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）６２４があり、これ以外に物理層のオーバヘッド６０１（ガードおよびプリアンブル・ビット）がある。ＭＡＣヘッダ６２０は、通常は少なくともフレーム制御ビット、発信元および受信先のＭＡＣアドレス、およびフレームの持続時間を含んでいる。図６ＡのＭＡＣヘッダの具体例は、１バイトのフレーム制御（ＦＣ）フィールド６０２、２バイトのフレーム持続時間フィールド６３０、６バイトの発信元のＭＡＣアドレス６３２、６バイトの宛先ＭＡＣアドレス６３４、および２バイトのシーケンス制御フィールド６３６を含み、シーケンス制御フィールド６３６は１２ビットのシーケンス番号と４ビットのフラグメント番号に細分割されている。明らかに、必要なハンドオフのタイプによって変わるが、任意の他のＭＡＣフォーマットを使うこともできる。フレームのフォーマットはそのシステムを最も効率的にするような方法で実装されるのが好ましい。

【００４９】
図６Ａの具体例の１バイトのフレーム制御フィールド６０２は、２ビットのプロトコル・バージョン識別子６０４、１ビットの「ｍｏｒｅ　ｆｒａｇｍｅｎｔ（フラグメントがまだ他にもある）」の指標６０６、１ビットの「再送信」指標６０８、１ビットのＸｏｎ／Ｘｏｆｆ信号６１６、１ビットの暗号化オン／オフ・フラグ（ＷＥＰ）６１４、１ビットの「ｍｏｒｅ　ｄａｔａ（データがまだ他にもある）」指標６１２、およびパワー・マネジメント、オン／オフ６１０のための１ビットのフラグを含む。これらのフィールドがすべて不要である場合、任意の残りのビットを将来使うために予約しておくことができる。他の実装ももちろん実現可能であり、発明者によって考慮されている。

【００５０】
本発明によるブロードキャストまたはマルチキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットが図６Ｂに示されている。図６Ｂのこの特定の具体例において、フレーム・ボディ６２２は、ビーコン・メッセージ６４０、前のアップリンク予約ミニスロット６２６に対するアクノレッジメント、送信許可６５０、送信スケジュール６６０、ブロードキャスト／マルチキャスト・メッセージ６７０、および前のアップリンク・データ６２８に対するアクノレッジメントを含む。フレーム・ボディ６２２の後にフレーム・シーケンス６２４が続き、フレーム・ボディ６２２の前にはＭＡＣヘッダ６２０があり、それは１バイトのフレーム制御（ＦＣ）フィールド６０２、２バイトのフレーム持続時間フィールド６３０、６バイトの発信元のＭＡＣアドレス６３２、６バイトの宛先ＭＡＣアドレス６３４、および２バイトのシーケンス制御フィールド６３６から構成されている。

【００５１】
図６Ｃは図６Ｂのビーコン・メッセージ６４０（図３の３１４）のフォーマットを示している。ビーコン・メッセージのボディ６１４は一般に、メッセージ長フィールド、ＡＰのアイデンティティ（米国電気・電子通信学会（ＩＥＥＥ）の標準規格８０２．１１においてＥＳＳ‐ＩＤおよびＢＳＳ‐ＩＤと呼ばれている）、送信のパワー・レベル、ビーコン

のインターバル、タイムスタンプ、負荷測度、オプションのＦＣＳおよび機能情報を含む。ビーコン・メッセージの機能情報は、ＦＤＦＤ／ＦＤＨＤオプション、許可されるユーザの最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ・オプション（暗号化が使われているか、あるいはどのような暗号化のフォーマットがサポートされているかなど）、再送信の最大回数、ダウンリンク／アップリンクの送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニスロットのサイズ、サービスの品質（ＱｏＳ）の機能などの情報を含むことができる。負荷測度情報がある場合は、それは一般に関連付けられているリモート・ノードの数を含む。ビーコン・メッセージのボディ６４１はその前にタイプ６４２の「制御」およびサブタイプ６４４の「ビーコン」のフィールドが付いている。

【００５２】

図６Ｄは図６Ｂの具体例の送信許可のフォーマット６５０（図３の３２０）を示している。送信許可のボディ６５１はその前にタイプ６５２の「制御」およびサブタイプ６５４の「送信許可」フィールドが先行している。この具体例においては、送信許可のボディ６５１はメッセージの長さの指標６５５と送信許可の数６５６を含んでいる。３バイトの各送信許可６５６はリモート・ノードまたはコネクション６５７のアイデンティティ、開始時刻またはスロット６５８、およびそのリモート・ノードまたはコネクションが許されている送信の持続時間６５９（エンド・スロット）を含んでいる。示されている例の中で、メッセージ長６５５は６バイトであり、２つの送信許可６５６が続いていることを意味している。第１の送信許可６５６はリモート・ノード６５７　＃３に対するものであり、それは開始スロット６５８　＃１において送信を開始することができ、そしてエンド・スロット６５９　＃２まで送信することができる。第２の送信許可６５６はリモート・ノード６５７　＃５に対するものであり、それは開始スロット６５８＃３において送信を開始し、そしてエンド・スロット６５９　＃５まで送信することができる。ＡＰがダウンリンクのユニキャスト・データおよび送信許可の両方を送信する相手の無線モデムの送信許可に対して、異なる「タイプ」および「サブタイプ」のラベルを使うことができる。送信許可およびスケジュールを組み合わせているサブフレームは純粋の送信許可の後、そしてどれかの純粋の送信スケジュールの前に送られることが好ましい。

【００５３】

図６Ｅは図６Ｂの具体例の送信スケジュールのフォーマットを示している。オプションの送信スケジュール６６１（図３の３２２）によって、そのＡＰに関連付けられているリモートのノードまたはコネクションが、それらに対して送られるべきデータがスケジュールされていなかった場合、パワー・ダウンすることができる。送信スケジュールのボディ６６１はその前にタイプ６６２のタイプ「制御」およびサブタイプ６６４の「送信スケジュール」のフィールドが先行している。送信スケジュール６６１は２つの形式のうちの１つを取ることができる。その第１の形式は単純であり、たとえば、そのリモート・ノードまたはコネクションに対するユニキャスト・データの存在を示すための「１」を含んでいるビットマップの形式、たとえば、「０１１００００００００１０」は、１２個のリモート・ノードのうちの第２、第３、および第１１のノードに対するユニキャスト・データをそのフレームが含んでいることを示すようにする。第２の可能な形式は、より高度化されており、たとえば、リモートのノードまたはコネクションのＩＤまたは開始時刻、およびそのノードが送信することを許されている持続時間（送信許可の中に含まれているデータと同じもの）を含んでいる。

【００５４】

図６Ｆは図６Ｂの具体例のブロードキャストまたはマルチキャストのペイロード・フォーマット６７０（図３の３６０）を示している。ペイロードのボディ６７１は各種のデータ・メッセージまたは制御情報を含むことができ、そしてその前にタイプ・フィールド６７２およびサブタイプ・フィールド６７４が先行している。これらのフィールドはペイロードのボディ６７１の内容に従って変化する。たとえば、ペイロードのボディ６７１が競合ミニスロットの個数およびそれぞれの位置を含んでいる場合、そのタイプ６７４は「制御」であり、そしてサブタイプ６７２は「競合ミニスロット情報」であり、一方、ペイロー

ドのボディ６７１が無線ハブからのブロードキャスト・メッセージを含んでいる場合、タイプ６７２は「データ」であり、サブタイプ６７２も「データ」である。

【００５５】

図７Ａは本発明によるダウンリンクのユニキャスト・サブフレーム７００のフレーム・フォーマットの具体例を示している。ユニキャストのサブフレームの例は制御メッセージであり、たとえば、アクノレッジメントおよび／または「ｍｏｒｅ　ｄａｔａ」情報を伴う関連の応答フレームおよびフロー制御要求フレーム、およびデータ・メッセージなどである。「ｍｏｒｅ　ｄａｔａ」の情報は、ＭＡＣヘッダのフレーム制御７０２のサブフィールドの中の１ビットなどの単純なものとすることができ、あるいは送信されるべく残っているバイトの数などの、より特定された表現とすることができる。図７Ａに示されているダウンリンク・ユニキャスト・サブフレーム７００の例は、１バイトのフレーム制御サブフィールド７０２、２バイトのフレーム持続時間フィールド７０４、６バイトの発信元のＭＡＣアドレス７０６、６バイトの宛先ＭＡＣアドレス７０８、および２バイトのシーケンス制御フィールド７１０を含んでいるＭＡＣヘッダ７０１を含む。ダウンリンクのユニキャスト・サブフレーム７００の残りの部分は、ユニキャストのデータ・ボディ７２０およびフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）７１２から構成されている。

【００５６】

図７Ｂは本発明によるダウンリンクのユニキャスト・データ・サブフレームに対するフロー制御のフレームのフォーマットの具体例を示している。図７Ｂのこの特定の具体例において、ユニキャスト・データのボディ７２０はタイプ・フィールド７２２「制御」およびサブタイプ・フィールド７２４「フロー制御」を含み、その後に競合アイデンティティ（ＣＣ）フィールド７２６が続く。データ・フィールド７３０がその後に続き、それはＸｏｎ／Ｘｏｆｆのビットを含んでいる。

【００５７】

図７Ｃは本発明によるダウンリンクのユニキャスト・データ・サブフレームに対するデータ・フレーム・フォーマットの１つの具体例を示している。図７Ｃの具体例において、ユニキャストのデータのボディ７２０は次のフィールド、すなわち、データ７４４、ＡＣＫ７４６、および「ｍｏｒｅ　ｄａｔａ」７４８のうちの１つまたはそれ以上を含んでいる。存在する場合、ｍｏｒｅ　ｄａｔａのフィールド７４８は単純に１ビットのフラグであるか、あるいは残りのバイト数を示すことができる。ＡＣＫフィールド７４６がある場合、それはシーケンス番号またはビットマップの形を取ることができる。データのボディ７２０はタイプ・フィールド７４０「データ」から始まり、その次に、フィールドの構成によって変わるが、値「データ」、「データ＋ＡＣＫ」、「データ＋ＡＣＫ＋Ｍｏｒｅ」、または「ＡＣＫ」を含むことができるサブタイプ・フィールド７４２が続く。

【００５８】

１つの無線モデムについてコネクションが１つだけしかない場合、ユニキャストのサブフレームは、図７Ｄに示されているように、発信元のＭＡＣアドレス・フィールドのオーバヘッドなしに、ブロードキャスト・サブフレームの後に付加されるように連結することができる。図７Ｄのフレームはブロードキャストのサブフレーム７５０と連結されているユニキャストのサブフレーム７００から構成されている。ブロードキャストのサブフレーム７５０は６バイトの発信元のＭＡＣアドレス７５２、６バイトの宛先アドレス７５４、１バイトのフレーム制御サブフィールド７５６、２バイトのフレーム持続時間フィールド７５８、２バイトのシーケンス制御フィールド７６０、ブロードキャスト・データのフィールド７６２、およびフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）７６４から構成されている。ユニキャストのサブフレーム７００は６バイトの宛先ＭＡＣアドレス７０８、１バイトのフレーム制御サブフィールド７０２、２バイトのフレーム持続時間フィールド７０４、２バイトのシーケンス制御フィールド７１０、タイプ・フィールド７２２、サブタイプ・フィールド７２４、コネクションのアイデンティティ７２６、データ・フィールド７３０、およびフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）７１２から構成されている。ユニキャストのサブフレーム７００の中のフレーム制御フィールド７０２はオプションであり

、一般にそのフレーム制御フィールドの中のビットが頻繁に変わることが予想される場合に含められる。ユニキャストのサブフレームのフレーム制御フィールドが比較的静的であると期待できる場合、それは必要な特殊な機会において以外は省略されることが多い。

【００５９】

同期の目的のために、ＡＰはダウンリンクのブロードキャストおよびユニキャストのサブフレームを、ブロードキャストおよびユニキャストのサブフレームの送信時間の合計がｘ　ｍｓのフレーム構造の内部に入るようにスケジュールすることができる。ここでｘは一般に２ｍｓである。しかし、アップリンク送信の場合、無線モデムからのアップリンク通信はバースト・モードであり、与えられたタイム・ウインドウの中で２つ以上のモデムが送信する場合には衝突の可能性がある。そのような衝突はＡＰにおいてのみ検出することができる。また、各送信のバーストは或る程度の物理層のオーバヘッドを含む必要がある。

【００６０】

これらのファクタを考慮するために、図８Ａに示されているように、同期トラヒックに対する厳しい遅延の条件を達成する機能を提供しながら、より良い同期化を可能にする、アップリンク送信のためのフレーム構造が定義されている。示されている例の中では、各アップリンク・フレームはその持続時間がｘ　ｍｓであり、その中で２ｍｓのフレームが使われている。各ｘ　ｍｓのフレームはＭＡＣヘッダ８０８、同期転送領域（ＳＴＲ）８１０、および非同期転送領域（ＡＴＲ）８１２に細分割されている。同期転送領域８１０はＣＢＲライクな一定ビット・レートのトラヒックを搬送するためのデータスロットを含む。図８Ａの具体例のＳＴＲ８１０の中の各同期データスロットの長さは２７バイトであり、そのうちの１６バイトがペイロード・フィールドである。

【００６１】

図８Ｂに示されているように、非同期転送領域８１２はＮ個の基本スロットに分割され、各基本スロットは固定サイズのパケットを送信するためのデータスロット、たとえば、非同期転送モード（ＡＴＭ）のセルと等価である。各基本スロットは競合予約スロット８２０であり得る。その場合、それはさらにｋ個のミニスロット８２２に細分割される。たとえば、競合予約スロット８２０は各ミニスロット８２２が１５バイトで、６３バイトから構成することができる。また、基本スロットはデータスロット８２４または予約済みデータスロット８２６であってもよい。

【００６２】

この例における各アップリンク・フレームは純粋な競合に対して利用できる、少なくともＣ個の競合スロットを含む。これらのＣ個の競合スロットの中から、N_1個がバンド幅の予約のための予約ミニスロットに変換される。残りのＣ－N_1個の競合スロットは予約を必要としない短いバースト性のメッセージを送信するために使われるデータ競合スロット８２４である。ＣおよびN_1は変化する可能性がある。ＡＰは不使用の競合データスロット８２４を追加の予約ミニスロット８２２に変換することができる。前に説明されたように、予約ミニスロット８２２の数は固定とするか、あるいは動的に変化させることができる。また、予約ミニスロットはそのフレームの一部分の中にまとめて入れられるか、あるいはそのフレーム全体にわたって散在させることができる。ＡＰは利用できる競合スロットの数、予約ミニスロットの数、および次のアップリンク・フレームの中のそれらの位置を、その先行するダウンリンク・フレームの中にブロードキャストする。

【００６３】

図８Ｂの中の予約済みデータスロット８２６はＡＴＭのＰＤＵなどの固定のプロトコルのデータ・ユニット（ＰＤＵ）、あるいは可変長のＰＤＵに対するもののいずれかを意味する。ＡＴＭのＰＤＵに対する送信バーストは５３バイトのＡＴＭセル、ＭＡＣヘッダ、および物理層のヘッダを含む。１つの予約済みデータスロット８２６が各ＡＴＭのＰＤＵの送信のために割り当てられる。可変長（ＶＬ）のＰＤＵに対する送信バーストは可変ペイロードにＡＴＭのＰＤＵに対して必要な同じオーバヘッドを加えたものを含む。可変長のＰＤＵの場合、各ＡＰがＶＬのＰＤＵに対して可能な限り連続している予約済みデータス

ロット８２６を割り当てるように、セグメンテーションを最小化することが望ましい。
【００６４】
競合は無駄であるので、競合を通らずに、追加の予約済みデータスロットを要求するための予約済み送信バーストの中の１つのフィールドがあることが理想的となる。キューの長さの情報を使用するスケジューリングの規律（たとえば、セルフクロック型公平キューイング規律）が使われるとき、次のパケットのサイズ、あるいは固定サイズの残っているパケットの数が、そのソースからの将来のデータ転送のためのバンド幅を予約するために指定される。ファースト・カム‐ファースト・サーブ、またはラウンド・ロビンのキューイング規律が使われているとき、ＭＡＣヘッダのフレーム制御フィールドの中の「ｍｏｒｅ」ビットを同じ目的に利用することができる。
【００６５】
アップリンク・フレームにおいて、一定ビット・レートの送信がある場合、それは競合のセットアップ時に決定された固定の同期転送領域（ＳＴＲ）のスロット位置の中にある。新しい非同期転送のために、無線ノードのモデムはその利用できる競合ミニスロット８２２のうちの１つをランダムに選択し、それ以降のフレームにおいてＡＴＭ／ＶＬのバーストが送られるためのバンド幅を要求する。「新しい」非同期転送キューが空であるコネクションへの新しいパケットの到着として定義される。次に、ＡＰは衝突を識別し、そして次のダウンリンク・フレームの中の予約ミニスロットのアクノレッジメント・フィールドを経由して無線モデムにその衝突／成功のステータスを通知する。代表的なアップリンク・フレームが図８Ｃに示されている。それは予約ミニスロット８２２、前のダウンリンク・フレームにおいて受信されたデータに対するＡＣＫ８３２、およびアップリンク予約済みデータ・フィールド８２６を含んでいる。ＡＰは実装されているサービス（キューイング）規律の記述に従って、次のアップリンク・フレームに対してＡＴＭ／ＶＬのスロットをスケジュールする。この情報は送信許可およびスケジュールの中のダウンリンク・フレーム（図示せず、図３参照）を経由してそのリモート・ノードにあるモデムに対して送られる。
【００６６】
図８Ｄは図８Ｃのアップリンク・フレーム予約ミニスロット８２２に対するフレーム・フォーマットの例を示している。そのフレームは発信元のＭＡＣアドレスおよび２バイトのシーケンス制御フィールドだけを含んでいる小さいＭＡＣヘッダ８４０、その次のコネクション・アイデンティティ（ＣＣ）フィールド８４２およびフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）８４４を含んでいる。
【００６７】
図８Ｅは純粋のアクノレッジメント・アップリンク・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいて、フルＭＡＣヘッダ８４８の次に、タイプ・フィールド８５０「データ」およびサブタイプ・フィールド８５２「ＡＣＫ」、コネクション・アイデンティティ（ＣＣ）フィールド８５４、シーケンス番号ＡＣＫフィールド８５６、およびＦＣＳ８５８が続いている。
【００６８】
図８Ｆは純粋のデータ・アップリンク・ユニキャスト・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルＭＡＣヘッダ８６０の次に、タイプ・フィールド８６２「データ」およびサブタイプ・フィールド８６４「データ」、コネクション・アイデンティティ（ＣＣ）フィールド８５４、データ・フィールド８６６、およびＦＣＳ８５８が続いている。図８Ｇはアクノレッジメントおよびデータのアップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルＭＡＣヘッダ８７０の次に、タイプ・フィールド８７２「データ」およびサブタイプ・フィールド８７４「データ＋ＡＣＫ」、コネクション・アイデンティティ（ＣＣ）フィールド８５４、データ・フィールド８７６、シーケンス番号ＡＣＫフィールド８７８、およびＦＣＳ８５８が続いている。図８Ｈはアクノレッジメント、データ、および「ｍｏｒｅ」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・

フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルＭＡＣヘッダ８８０の次にタイプ・フィールド８２２「データ」およびサブ・タイプ・フィールド８８４「データ＋ＡＣＫ＋ｍｏｒｅ」、コネクション・アイデンティティ（ＣＣ）フィールド８５４、データ・フィールド８８６、シーケンス番号ＡＣＫフィールド８８８、ｍｏｒｅデータ・フィールド８９０、およびＦＣＳ８５８が続いている。

【００６９】

上記の具体例はアクセス制御の実装およびネットワークへのリモート・ノードの許可のための特殊メッセージを提供するために、ＩＥＥＥ８０２．１４標準を採用している。特定の例として、アップリンクのバンド幅が２．５６Ｍｂｐｓであるシステムにおいて、ランプ・アップ・タイム４μｓ、３２シンボルのプリアンブル（ＱＰＳＫを仮定して２５．０μｓ）、そしてターンオフ時間が４μｓである。これらのパラメータのために、物理層のＰＤＵの各エンドにおいて２０ビットのガード・タイムおよび６４ビットのプリアンブルが必要となる。このシステムにおいては、２ｍｓのアップリンク・フレームは６４０バイトに対応する。フレームがＳＴＲおよびＡＴＲの両方から構成され、そしてＳＴＲの中の各基本スロットの長さが２７バイトであると仮定して、１つのＳＴＲスロットを備えたフレームも、たとえば、１０個の予約ミニスロット（各基本スロットが５つの予約ミニスロットに変換されている）、２個のデータ競合スロット、および５個の予約済みデータスロットを、ＡＴＭのＰＤＵまたはＶＬのＰＤＵに対して持つことができる。

【００７０】

図１１に示されているように、ダウンリンクのブロードキャスト／マルチキャスト・メッセージをページング要求メッセージとして使うことができる。ページング要求およびそれに関連付けられている応答メッセージは、有線ネットワーク上のＰＣが無線ネットワーク上の別のＰＣを呼び出すことができるようにするために設けられている。ページング要求メッセージは有線のホストまたは別の無線のモデムが、交信したいということを無線のモデムに知らせるために有用である。受信されたページング要求メッセージの中にＩＤが含まれている無線モデムは、その無線モデムとアクセス・ポイントとの間に現在コネクションが存在しない場合の接続要求以外に、ページング応答メッセージで応答する。ページングの機能はローカル・サーバを必要とする。ローカル・サーバは、必要であればＰＰＰサーバと同じ場所に置くことができる。その方法は無線ネットワークを経由してアクセスされるＰＣが、より効率的にアクセスされるＩＰアドレスを持っていないときに普通使われる。

【００７１】

図１１に示されているように、ＰＣ２　１１０２が無線モデム１１０６に付加されているＰＣ１　１１０４に対する呼出しを起動できるようにするために、ページング予約メッセージが定義されている。起動しようとしているＰＣ（ＰＣ２）１１０２は、Ｃａｌｌ＿Ｉｎｉｔｉａｔｅメッセージ１１１０を、そのホーム・レジストレーション・サーバ１１１６を定義するロケーション／ＰＰＰサーバ１１１２に対して送信する。ホーム・レジストレーション・サーバ１１１６は次に正しいＷＨ／ＩＷＦを識別し、Ｃａｌｌ＿Ｉｎｉｔｉａｔｅメッセージ１１１８をＡＰ１１２０に対して中継する。次に、ＡＰ　１１２０はページング要求１１３０を、ＰＣ１　１１０４が関連付けられている無線モデム１１０６に対して送信する。最後に、無線モデム１１０６はＣａｌｌ＿Ｉｎｉｔｉａｔｅメッセージ１１３２をＰＣ１　１１０４に対して中継する。

【００７２】

その呼出しを受け付けるために、ＰＣ１　１１０４はＣａｌｌ＿Ａｃｃｅｐｔメッセージ１１４０を無線モデム１１０６に対して送信すると同時に、それにＣｏｎｎｅｃｔ＿Ｒｅｑｕｅｓｔメッセージを付けておく。次に、無線モデム１１０６はページング応答１１４２をＡＰ　１１２０へ送信し、ＡＰ　１１２０はそのメッセージ１１４４をＷＨ／ＩＷＦ　１１１６へ中継する。また、無線モデム１１０６はそのＣｏｎｎｅｃｔ＿ＲｅｑｕｅｓｔメッセージをＡＰ　１１２０に対して中継し、ＡＰ　１１２０は同様にそれをＷＨ／ＩＷＦ　１１１６に対して中継する。ＷＨ／ＩＷＦ　１１１６はＣｏｎｎｅｃｔ＿Ｒｅｐｌ

ｙメッセージ１１４５をＰＣ１　１１０４に対して送信し、そして次にＣａｌｌ＿Ａｃｃｅｐｔメッセージ１１４６をロケーション・サーバ１１１２に対して中継して戻す。最後に、ロケーション・サーバ１１１２はＣａｌｌ＿Ａｃｃｅｐｔメッセージ１１４８をＰＣ２　１１０２に対して中継する。

【００７３】

ＯＤＭＡＦＱ方式は各ユーザからの同じメッセージ・ストリームの内部で優先アクセスを提供することができる。優先アクセスは一般にデータ・メッセージより優先度が高い重要な制御メッセージを提供する。予約スロットの中で無線モデムによって送信される可能性のあるいくつかの重要な制御メッセージとしては、（ａ）無線モデムとアクセス・ポイントとの関連付けを要求するための関連付け要求、（ｂ）コネクションのセットアップを要求するためのコネクト要求（ｃ）、ページング要求に対して応答するためのページング応答、および（ｄ）しばらくの間沈黙していた後、バンド幅割り当てを要求するためのバンド幅要求などがある。また、各種の可能なメッセージもサービスの品質を違えるために異なる優先度を対応して割り当てることができる。一般に、関連付け要求、コネクト要求、およびページング応答メッセージはデータ・メッセージより優先度が高いことが期待される。１つの例として、サービス・プロバイダがユーザをそれ以上は許可しない場合、バンド幅要求のメッセージには、コネクト要求およびページング応答メッセージより低い優先度が与えられ、コネクションをより速くセットアップすることができるようにすべきである。データ・メッセージのうち、たとえば、ＲＴＰ／ＵＤＰパケット上で搬送される音声信号にはｔｃｐ／ｉｐのデータ・パケットより高い優先度が一般に与えられる。

【００７４】

フラグメントの再送信を可能にするために、フラグメンテーション／再アセンブリのメカニズムが定義されている。ＡＰおよび無線モデムは一般に、ＭＡＣ層のサービス・データ・ユニット（ＳＤＵ）が最大のペイロード・サイズを超えた場合、あるいはダウンリンクまたはアップリンクのフレームにおいて利用できる残りの空間を超えた場合、ＭＡＣ層のサービス・データ・ユニット（ＳＤＵ）をフラグメント化する。代わりに、フラグメンテーションのしきい値を、ＭＡＣ／ＳＤＵがフラグメント化されるフラグメンテーションのしきい値を定義することができる。各フラグメントにはシーケンス制御フィールドがある。同じＳＤＵに所属しているすべてのフラグメントは同じ１２ビットのシーケンス番号を搬送するが、異なるフラグメント番号が与えられている。次に、フレーム制御フィールドの中の「Ｍｏｒｅ　Ｆｒａｇｍｅｎｔ」ビットが最後を除いてすべてのフラグメントに対してセットされ、次にまだフラグメントが続いていることを示す。次に、そのフラグメントは最も小さいフラグメント番号から最も高いフラグメント番号への順序で送信される。

【００７５】

イン・シーケンス配送要求を満たすために、ＡＰおよび無線モデムは、同じＳＤＵのすべてのフラグメントが、新しいＳＤＵが送信される前に送信されることを確保する。消失しているフラグメントだけが再送信される。エンドレスの送信遅延（同時に生じる送信の滞貨を伴う）を避けるために、特定のソース（無線モデムまたはＡＰ）がＭＡＣのＳＤＵ送信タイマを維持し、そのタイマはＭＡＣのＳＤＵがＭＡＣ層へ渡される瞬間にスタートされる。そのタイマがあらかじめ設定されているＭＡＣのＳＤＵのライフタイムを超えると、残っているすべてのフラグメントはそのソースによって捨てられ、そのＭＡＣのＳＤＵの送信を完了させるための試みはなされない。

【００７６】

永久的に消失したフラグメントに対してエンドレスに待つことを防ぐために、受信先ステーションはシーケンス制御フィールドのフラグメント番号の順番にそのフラグメントを組み合わせることによって、ＭＡＣのＳＤＵを再構築する。受信先ステーションが、「ｍｏｒｅ　ｆｒａｇｍｅｎｔ」ビットがセットされているフラグメントを受信した場合、それは完全なＭＡＣのＳＤＵをまだ受け取っていないことを知る。「ｍｏｒｅ　ｆｒａｇｍｅｎｔ」ビットがクリアされているフラグメントを受信先ステーションが受信すると直ぐに、それはそのＭＡＣのＳＤＵを再アセンブルし、それをより高い層に対して渡す。

【００７７】
受信先ステーション（無線モデムまたはＡＰなど）は、ＭＡＣのＳＤＵのタイマを維持し、そのタイマはＭＡＣのＳＤＵの第１セグメントの受信時に起動される。受信先ステーションは３つのＭＡＣのＳＤＵを同時に受信するために少なくとも３つのタイマを備えていることが好ましい。次に、受信先ステーションは受信タイマが維持されていないＭＡＣのＳＤＵの受信されたフラグメントをすべて捨てる。ＭＡＣのＳＤＵの受信タイマがあらかじめ設定された受信のＭＡＣのＳＤＵのライフ・タイムを超過したとき、すべてのフラグメントが捨てられる。受信のＭＡＣのＳＤＵタイマが時間切れになった後、追加のフラグメントが受信された場合、そのフラグメントはアクノレッジされてから捨てられる。また、受信先ステーションは、重複して受信されているフラグメントがあればそれを捨てるが、応答としてアクノレッジメントは送信する。

【００７８】
多重アクセス方式におけるＭＡＣプロトコルの操作は次のステップを含む。それらは、アップリンクの送信パワー・レベルの確立、アップリンクの初期競合、アップリンクの競合の解決、アップリンクのバンド幅の割り当て、ＡＰのダウンリンクのバンド幅の割り当て、ダウンリンク制御フィールド経由での衝突のステータスの通知、および送信許可経由でのアップリンク送信のスケジューリングである。特に、一定レートのトラヒックの場合、各モデムはコネクションのセットアップ時に、そのコネクションの持続時間全体に対してアクセス要求が１つだけ必要であるようにするために、パケットの到着レートをＡＰに知らせる。

【００７９】
ＯＤＭＡＦＱ　ＭＡＣプロトコルの操作の全体が図１３ＡおよびＢのフローチャートに示されている。リモート・ホストから見た図１３Ａの場合、１３１０においてアップリンク送信のためのパワー・レベルを設定した後、リモート・ホストは１３１５においてアップリンクの初期競合に参加し、その間に送信するパケットを持っている各リモートはアクセス要求をＡＰに送る。これらのアクセス要求のいくつかが衝突していると１３２０において判定された場合、それらは同じミニスロットの中にサブミットされ、衝突しているリモート・ホストは１３２５においてアップリンクの競合解決に参加する。そうでなかった場合、ＡＰは１３３０において、アクセスを要求しているリモートの中でアップリンクのバンド幅を割り当てるよに進行し、その後、それ自身のダウンリンク送信のためのバンド幅を１３３５において割り当てる。各リモート・ホストはそれ以降でのダウンリンク送信の間に１３３７において送信許可を受信するまで待ち、その１つを受信すると、自分のキューから待機中のパケットを送信する。その時、リモートにおけるキューが空でないと１３３８において判定された場合、そのリモートは１３３７においてさらに送信許可を待つために戻り、そうでなかった場合、それは１３３９において新しいパケットが到着するのを待つ。

【００８０】
図１３Ｂに示されているように、ＡＰは受信された競合予約スロットの中のアクティビティを１３６０において監視する。正常なアクセス要求を受信したと１３６５において判定したとき、ＡＰは１３７０において予約のアクノレッジメント（ＡＣＫ）を送信し、その新しく加わったリモートをスケジュールされるリスト１３７５に追加する。１３６５において新しい正常なアクセス要求があったかどうかにかかわらず、ＡＰはスケジュールされているリストが空でない限り、１３８０においてアップリンク・データスロットを監視し、正常に送信されたパケットを受信したと１３８５において判定したとき、ＡＰは１３９０においてデータ・ＡＣＫで応答する。次に、ＡＰは１３４０において自分のダウンリンク・パケットをスケジュールし、１３４５において正常に競合しているリモート・ホストのアップリンク送信をスケジュールし、１３５０において関連付けられた送信許可を発行し、そして次に、１３５５においてダウンリンクのデータ・パケットを送信し、その後、１３６０に戻って競合予約スロットの中のアクティビティを監視する。

【００８１】

オプションのチャネル保持機能を許可し、それによってアクセス・ポイントがバンド幅の予約を解放せずに短い時間の間、各キューが空のままになっていることができるようにすることが好ましい場合がある。これによって、優先度の高いユーザが、割り当てられた或る量の時間の間、その基地局の予約済みのバンド幅のリストの中にとどまっているようにし、その後、それは解放され、チャネル予約のために必要なセットアップのシグナリング・メッセージングをすべて回避することによって、潜在時間の短いリアルタイム・パケット（すなわち、音声通信などの、時間に敏感なデータのパケットに対する遅延時間がほとんどないか、あるいは全くない）を助成する。この機能を利用して、キューが空であるとき、無線モデムにおいてタイマがトリガされる。このタイマが時間切れになる前に、新しいパケットがその無線モデムに到着する限り、その無線モデムは新しいアクセス要求を行う必要なない。ＡＰにおいては、この機能がオンになっていた場合、ＡＰはその無線モデムからの最後のアップリンク・データ送信が、キューが空であることを示していた場合であっても、代わりのアップリンク・フレームごとに、この特定の無線モデムに対して１つのデータスロットに対して送信許可をやはり割り当てる。また、また、ＡＰはタイマもスタートさせる。そのタイマが時間切れになって、ＡＰがその無線モデムから新しいパケットを受信していなかったとき、ＡＰはその予約済みのバンド幅リストからその無線モデムを取り除く。このチャネル保持機能は、バンド幅の予約プロセスが完了するまでに少し時間が掛かる場合に特に有用である。それによって、次々にすぐ続けて到着するのではなく、各データ・パケットに対する競合による別のバンド幅予約要求を保証するほど遠くは離れていないリアルタイム・パケットの低い潜在性を許す。しかし、このチャネル保持機能を必要としないバースト性のソースの場合、パケットが到着してバッファが空であることを知ったとき、そのモデムは競合ミニスロットの１つを経由してＡＰに対してアクセス要求をやはり送信することになる。

【００８２】

図１７に示されているように、ＯＤＭＡＦＱを採用している無線ネットワークにおける基地局といくつかのリモート・ホストとの間のデータ送信のためのアップリンクのパワー・レベルを、そのリモート・ホストの初期アクセス要求メッセージの間に確立することができる。使われる方法は符号分割多重アクセス（ＣＤＭＡ）の国際標準ＩＳ９５「チャネル・パワー制御」のために使われている方法とよく似ている。特定のリモート・ホストとＡＰとの間のアップリンクの送信パワー・レベルが前回に記憶されていたと１７１０において判定された場合、その記憶されていたレベルがアップリンクのデータ送信のために１７１５において使われる。そうでなかった場合、リモート・ホストは先ず最初に１７２０において定格のオープン・レートのパワー・レベルに関連して設定されている初期パワー・レベルにおいてショート・コネクションの要求メッセージを送信する。そのリモート・ホストの最初の送信が不成功であった場合、そして、したがって、アクノレッジメントが１３７０においてＡＰから受け取られなかった場合、そのパワー・レベルは１７４０において、あらかじめ決めておくことができるパワーのインクリメントの量だけインクリメントされる。そして、その送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。送信が最終的に成功したときのパワー・レベルが１７３５において記憶され、そしてそのリモート・ホストと基地局との間のさらにそれ以降でのデータ送信のために１７１５において使われる。

【００８３】

この好適な実施形態においては、アップリンクの初期競合は次の方式を利用する。Ｍ個のミニスロットが次のアップリンク・フレームにおける競合に対して利用できる場合、初期の（最初のときの）競合メッセージが次のことに従って送信される。

１．１～Ｍの範囲にある乱数ｘが一様分布からリモート・ノードのモデムにおいて発生され、

２．初期競合メッセージが次のアップリンク・フレームの中のｘ番目のミニスロットにおいて送信される。

【００８４】

必要な場合、キャリア・センシングも初期競合の間に使うことができる。送信の前に、そのチャネルがセンスされる。アクセスの優先度が実装されている場合、１～Ｍの範囲の乱数を選定する代わりに、その無線モデムは１～I_iの範囲を選定する。ここでI_iはクラスｉのユーザのしきい値であり、値が低いほど優先順位が高い。すなわち、$I_{i+1} < I_i$を示す。しかし、競合メッセージが競合の予約ミニスロット要求メッセージでなく、競合データスロットのメッセージであった場合、そのメッセージは次の競合データスロットの中で送信される。

【００８５】

３つ以上のアクセス優先度クラスを提供することができる。前に説明されたように、アップリンクのフレームはN_1個のミニスロットを含む。たとえば、アクセス優先度がＰのクラスがあった場合、アクセス優先度がｉである各クラス（ここで番号が小さいほど優先度が高いことを意味する）は１～I_iの範囲のミニスロットの中に競合を送信することができる。ここで$I_1 = N_1$、$I_{i+1} \leqq I_i$である。このアクセス優先度の方式のトップに厳格な使用の優先度を実装し、ＡＰが使用優先度の高い競合要求を受け取ったとき、その競合をサポートする無線モデムに対して切り離し要求フレームを送信することによって、使用優先度の低い既存のコネクションを切り離すことができる。

【００８６】

衝突は２つまたはそれ以上の無線モデムが同じミニスロットの中で送信するときに競合スロットの中で発生する。また、干渉によって競合スロットの中のデータの変造が発生した場合、そのスロットのステータスは「衝突（ＣＯＬＬＩＳＩＯＮ）」であると宣言される。前に説明されたように、アップリンク・フレームの中には２種類の競合スロットがある。それらは（１）バンド幅要求メッセージのためのミニスロットを含んでいる予約スロット、および（２）競合のスーパスロットの中にアップリンクの短いバースト性のメッセージを含んでいるデータスロットである。そのＡＰにおいて、１つのアップリンク競合タイム・スロットの中のＲＦエネルギーが評価される。エネルギーが存在していなかった場合、その競合スロットは「アイドル（ＩＤＬＥ）」と宣言される。競合スロットのステータスは、次の条件がすべて成立した場合に「成功（ＳＵＣＣＥＳＳ）」であると宣言される。１）ＲＦエネルギーがそのスロットの中で検出された。２）そのスロットの中でプリアンブルが乱されていない。３）そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）はエラーを示していない。競合スロットのステータスは、そのスロットの中にＲＦエネルギーが検出され、そして次の条件のうちの少なくとも１つが成立している場合に衝突（ＣＯＬＬＩＳＩＯＮ）」であると宣言される。１）そのスロットの中のプリアンブルが乱されている、あるいは２）そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス（ＦＣＳ）がエラーを示している。

【００８７】

図１８Ａは本発明の１つの態様による、アクセス制御のための方法の実施形態を示している。Ｎ個の競合予約ミニスロットが各アップリンク・フレーム１８１０の中で構成されている。そのＮ個のミニスロットは複数のアクセス優先度クラスに編成されていて、各クラスはその優先度が異なっている。１８１５において、そのＡＰはＮ個のアクセス優先度クラスを許可するように構成される。１８２０においてアクセス優先度クラスｉの各リモート・ホストは１つの競合ミニスロットをランダムに拾ってアクセス要求を送信する。拾われた競合ミニスロットは１～N_1の範囲内にある。ここで$N_{(i+1)} < N_i$そして$N_1 = N$である。１８２５において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。１８３０において、現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、ＡＰは１８３５においてその衝突していないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対してアクセスを許可する。現在調べられているミニスロットが衝突している要求を含んでいると１８３０において判定された場合、ＡＰはＡＣＫを送信せず、それによってその影響されているリモート・ノードが衝突解決を１８４０において実行するようにさせる。衝突解決期間の後、ＡＰは１８４５において「勝った（ｗｉｎｎｉｎｇ）」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。話変わって、

１８５０において調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていると判定された場合、ＡＰは１８３０においてミニスロットの衝突をチェックし続け、１８３５において正常に要求しているホストに対してアクセスを許可するか、あるいは１８４０において衝突解決の結果を待つかのいずれかを行う。

【００８８】

図１８Ｂは本発明の１つの態様によるアクセス制御のための方法の代わりの実施形態を示しているフローチャートである。これはそれぞれ優先度が異なる複数のアクセス優先度クラスに編成されている。１８１０において各アップリンク・フレームの中でＮ個の競合予約ミニスロットが構成される。そのＮ個のミニスロットはそれぞれ優先度が異なる複数のアクセス優先度クラスに編成される。１８１５においてＡＰはＮ個のアクセス優先度クラスを許すように構成される。次に、１８６０において、アクセス優先度クラスがｉであって、スタック・レベルが０に等しい各リモート・ホストは、確率P_iでアクセス要求を送信する。ここで$P_{(i+1)} < P_i$、そして$P_1 = 1$である。１８２５において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。１８３０において現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、ＡＰは１８３５においてその衝突していないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対してアクセスを許可する。１８３０において現在調べられているミニスロットが衝突している要求を含んでいると判定された場合、ＡＰはＡＣＫを送信せず、それによって、影響されているリモート・ノードが衝突解決を１８４０において行うようにさせる。衝突解決の期間の後、ＡＰは１８４５において「勝った」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。１８５０において、調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていた場合、ＡＰは１８３０へ戻ってミニスロットの衝突をチェックし続け、１８３５において正常に要求しているホストに対してアクセスを許可するか、あるいは１８４０において衝突解決の結果を待つかのいずれかを行う。

【００８９】

ＩＤＬＥ、ＳＵＣＣＥＳＳおよびＣＯＬＬＩＳＩＯＮのステータス情報は無線モデムへ逆に伝えられる。ＡＰはそのスロットのステータス情報をダウンリンク予約アクノレッジメントのフィールドの中に置く。使用できる好適な衝突解決の方法は３種類ある。第１の方法はＩＥＥＥ標準８０２．１４の中で提案されており、２つの新しい方法と一緒に以下に説明される。シミュレーション結果は、説明されている第２の方法がより良いアクセス遅延を提供することを示している。

【００９０】

ＩＥＥＥ標準規格８０２．１４の中で提案されている第１の衝突解決方法において、送信したい無線ノードは予約ミニスロットのうちの１つをランダムに拾う。衝突が示されていた場合、その衝突によって影響されたモデムは、ランダム・バイナリ指数関数的バックオフの方法に基づいて再送信する。このバックオフの方法は次のように操作する。

１．モデムは０～2^j-1の範囲に一様に分布している乱数Ｉを発生する。ここでｊはそのモデムが送信を試みているパケットに対して経験した衝突の回数である。ｊが１０より大きい場合、Ｉは０～$2^{10}-1$の範囲の一様分布から選択される。

２．そのモデムは同じ種類のＩ－１個の競合スロットの機会を（ミニスロットまたはデータ競合スロットのいずれか）をスキップし、そしてその以前に衝突したパケットを次の直後の競合スロットの機会において再送信する。

【００９１】

この方法の動作が図１４Ａに示されている。ＡＰにアクセスするために待機している無線ノードは、１４０２において、アクセス要求を送信する１つの予約ミニスロットをランダムに拾う。１４０４において、そのノードが衝突によって影響されていると判定された場合、そのノードは１４０８において乱数Ｉを発生し、１４１０において同じ種類の次のＩ－１個の競合スロットの機会をスキップする。次に、そのノードは１４１２においてその衝突したパケットに対するアクセス要求を直ぐ次の競合スロットの機会において再送信する。１４０４においてそのノードが衝突によって影響されていないと判定された場合、１

４０５においてそのノードにおけるキューが空であった場合、そのノードは１４０６においてそのパケットを送信し、待機状態１４０２へ戻る。１４０５においてそのノードのキューが空でないと判定された場合、ＡＰからの送信許可を受信した後、そのノードは１４０７において現在のパケットをそのキューの中の次のパケットの送信のためのピギーバックされた予約要求と一緒に送信し、そのキューが１４０５において空であると判定されるまで、送信許可を受信した後に１４０７においてピギーバックされた予約要求を付けたパケットを送信し続け、キューが空になると最後のパケットが１４０６において送信され、その後、そのノードは待機状態１４０２へ戻る。

【００９２】

第２および第３の方法においては、ＡＰはダウンリンクのブロードキャスト・メッセージを経由してすべての無線ノードに対して、予約ミニスロットの中の各競合の結果をブロードキャストする。第２の方法においては、各無線ノードの中のモデムはスタック・レベルによって特徴付けられ、そしてスタック・レベルが０に等しい無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルの値が０より大きいモデムは滞貨があるとみなされる。たとえば、Ｍ個の予約ミニスロットがあるとき、スタック・レベルが０である各リモート・ノードはＭ個のミニスロットのうちの１つをランダムに拾うことができる。１つのタイムスロットの終りにおいて、無線ノードｉはそのタイム・スロットの中の送信の結果に基づいてスタックのレベルを変更する。この方法によって、新しくアクティブな無線ノードが特定の衝突解決期間の間に、スタック・レベルが０である既存の無線ノードに加わることができる。要求状態にある各無線ノードはそれがアクセス要求パケットを送信せず、そして指定のアクノレッジメントを（たとえば、衝突があった）基地局（ＡＰ）から受け取った場合、自分のスタック・レベルを１だけインクリメントする。他方、無線ノードはアクセス要求の送信に成功したことを示している肯定のアクノレッジメントを基地局から受け取った場合、無線ノードは自分のスタック・レベルをデクリメントする。アクセス要求送信に参加する各無線ノードは、そのスタック・レベルがレベル０にとどまるか、あるいは基地局からの指定のアクノレッジメントの受信時にインクリメントされるかどうかを決定するためにランダムに「抽選のようなことを行う（ｆｌｉｐｓ　ａ　ｃｏｉｎ）」。

【００９３】

第２の方法の規則は次の通りである。

１．無線ノードが最初にネットワークに対するアクセスを得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、０のスタック・レベルが割り当てられる。

２．Ｍ個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはＭ個の予約ミニスロットのうちの１つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。

３．その無線ノードが０に等しいスタック・レベルによって特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが０以外のスタック・レベルによって特徴付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。

４．そのタイム・スロットの終りにおいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約アクノレッジメント・フィールドの中で自分に割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果（衝突、アイドルまたは成功のいずれか）に基づいて、自分のスタック・レベルを変更する。

【００９４】

Ａ．アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

Ｂ．アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを１だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを０のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

Ｃ．要求状態にあって、アクセス要求を送らなかった無線ノード（すなわち、スタック・

レベル＞０で滞貨を持っているノード）は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレッジメント・フィールドの中で報告される結果が「衝突」であった場合、自分のスタック・レベルを１だけインクリメントする。
Ｄ．要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかった無線ノード（すなわち、スタック・レベル＞０で滞貨状態にあるノード）は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレッジメント・フィールドの中でレポートされている結果が「成功」であった場合、自分のスタック・レベルを１だけデクリメントする。
【００９５】
この方法の動作が図１４Ｂに示されている。ＡＰにアクセスするため、あるいは新しいデータを送信するために待機している無線ノードは、１４３２においてそのスタック・レベルを０に設定し、要求状態に入る。１４３４においてそのノードのスタック・レベルが０であると判定された場合、そのノードは１４３６においてアクセス要求の送信のために１つの予約ミニスロットをランダムに拾う。その要求の結果が１４３８において「成功」であると判定され、そしてそのノードにおけるキューが１４３９において空であると判定された場合、そのノードは１４４０において現在のパケットを送信し、要求状態から脱出して待機状態から１４３２へ戻る。１４３９において、そのノードが空でないと判定された場合、ＡＰから送信許可を受信した後、そのノードは１４４１において現在のパケットを、そのキューの中の次のパケットの送信のためのピギーバックされた予約要求と一緒に送信し、１４３９においてそのキューが空であると判定されるまで、送信許可を受け取った後、ピギーバックされた予約要求を１４４１において送信し続け、キューが空になったとき、それは１４４０において残りのパケットを送信し、要求状態から脱出して待機状態１４０２へ戻る。
【００９６】
予約要求の結果が１４３６において「成功」でなかったと判定された場合、そのノードは１４４４においてランダムな抽選に参加し、１４４８においてそのスタック・レベルをインクリメントするか、あるいは１４４６においてそのスタック・レベルを０のままにしておくかどうかを決定する。スタック・レベルが１４４６において０にとどまる場合、そのノードはふたたび１４３６においてアクセス要求の送信のために１つの予約ミニスロットをランダムに拾い、そのアクセス要求を送信する。スタック・レベルが１４４８においてインクリメントされた場合、そのスタック・レベルは１４３４において０ではない値になる。１４３４において任意のリモート・ノードのスタック・レベルが０でないと判定された場合、１４５０において前の予約要求の結果が「衝突」であった場合、そのノードは１４５２において自分のスタック・レベルを１だけインクリメントする。１４５０において前の予約要求の結果が「衝突」でなかったと判定された場合、そのノードは１４５４において自分のスタック・レベルを１だけデクリメントする。
【００９７】
第３の衝突解決方法は第２の方法の修正版である。第３の衝突解決方法においては、各無線ノードにあるモデムはスタック・レベルによってふたたび特徴付けられ、そしてスタック・レベルが０である無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルが０より大きいモデムは滞貨を持っているとみなされる。第３の方法の規則は次の通りである。
１．無線ノードが最初にネットワークに対するアクセスを得たいとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、０のスタック・レベルが割り当てられる。
２．Ｍ個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはＭ個の予約ミニスロットのうちの１つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。
３．その無線ノードが０に等しいスタック・レベルによって特徴付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが０以外のスタック・レベルによって特徴付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。

４．そのタイム・スロットの終りにおいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約アクノレッジメント・フィールドの中で自分に割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果（「衝突」、「アイドル」または「成功」のいずれか）に基づいて自分のスタック・レベルを変更する。

【００９８】

Ａ．アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

Ｂ．アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを１だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを０のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

Ｃ．要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかった無線ノード（すなわち、スタック・レベル＞０で滞貨を持っているノード）は予約アクノレッジメント・フィールドの少なくとも８０％（あるいは何らかの他のあらかじめ定められたしきい値）が「成功」または「アイドル」のいずれかであるとレポートされた場合、自分のスタック・レベルを１だけデクリメントする。そうでなかった場合、そのリモート・レベルは自分のスタック・レベルを１だけインクリメントする。

Ｄ．滞貨を持っているモデムのスタック・レベルが０までデクリメントされたとき、そのモデムはＭ個のミニスロット（あるいは無線優先度が実践されている場合はI_i個のミニスロット）のうちの１つをランダムに拾ってその要求を再送信する。

【００９９】

この方法の動作が図１４Ｃに示されており、そしてそれは図１４Ｂの方法の図と似ている。１４３２においてＡＰにアクセスするため、あるいは新しいデータを送信するために待機している無線ノードが自分のスタック・レベルを０に設定し、そして要求状態に入る。１４３４においてそのノードのスタック・レベルが０であると判定された場合、１４３６において、そのノードはアクセス要求の送信のために１つの予約ミニスロットをランダムに拾い、そしてそのアクセス要求を送信する。１４３８において、その要求の結果が「成功」であると判定され、そして１４３９においてそのノードにおけるキューが空であると判定された場合、そのノードは１４４０において現在のパケットを送信し、そして要求状態から脱出して待機状態１４３２へ戻る。１４３９においてそのノードにおけるキューが空でないと判定された場合、ＡＰから送信許可を受け取った後、そのノードは１４４１において現在のパケットを、そのキューの中の次のパケットの送信のためのピギーバックされた予約要求と一緒に送信し、送信許可を受け取った後、１４４１においてピギーバックされた予約要求と一緒にパケットを送信し続ける。それは１４３９においてキューが空であると判定されるまで続けられ、そしてキューが空になったときに１４４０において残りのパケットを送信し、その後、要求状態から脱出して、待機状態１４０２へ戻る。

【０１００】

１４３６における予約要求の結果が、１４３８において「成功」でないと判定された場合、そのノードは１４４４においてランダムな抽選に参加し、１４８４において自分のスタック・レベルを１だけインクリメントするか、あるいは１４４６において自分のスタック・レベルを０のままにするかどうかを知る。１４４６においてスタック・レベルが０のままになった場合、そのノードは１４３６においてアクセス要求の送信のために１つの予約ミニスロットをふたたびランダムに拾い、そしてそのアクセス要求を送信する。１８４８においてスタック・レベルがインクリメントされた場合、そのスタック・レベルは１４３４において０でないと判定されることになる。任意のリモート・ノードのスタック・レベルが１４３４において０でないと判定された場合、１４６０において前のサイクルの間でのすべての予約要求の結果が、或る「しきい値」のパーセンテージより大きいか、あるいはそれに等しいために「衝突している」と１４６０において判定された場合、そのノードは１４６２において自分のスタック・レベルを１だけインクリメントする。前の予約要求に対する結果が、１４６０において「衝突していない」と判定された場合、そのノードは１４６４において自分のスタック・レベルを１だけデクリメントする。

【０１０１】
隠れ端末の問題のために、送信されたすべてのフレームがアクノレッジされる必要があることに留意されたい。アクノレッジメントのメッセージは競合モードにおいては送られてはならない。したがって、送信スケジュールおよび送信許可はダウンリンクのＭＡＣユニキャスト・フレームをアクノレッジするためのメカニズムとして使われる。無線モデムがダウンリンクのブロードキャスト・フレームを受信したとき、それは先ず最初に送信スケジュールおよび送信許可を解釈する。その無線モデムがデータを送信する番でなかった場合、そしてその無線モデムがユニキャスト・フレームの受信者であった場合（すなわち、その無線モデムのＩＤがその送信スケジュールの中にあった場合）、その無線モデムはその直後のアップリンク・フレームの中にユニキャスト・フレームに対するアクノレッジメント・メッセージをスケジュールする。すべてのアクノレッジメント・メッセージが先ず最初に送信され、その後、任意のデータ・メッセージが送信許可によって許可される。ダウンリンク・フレームの中で送信許可およびユニキャスト・メッセージの両方を受け取った無線モデムの場合、これらのモデムがそれぞれのアップリンク・データ送信の最後にそれぞれのアクノレッジメントをピギーバックすることができるように、異なる送信許可が発行される。アップリンクのユニキャスト・フレームをアクノレッジするために、ＡＰはユニキャストのアクノレッジメント・メッセージをスケジュールするか、あるいはそのアクノレッジメント・メッセージをダウンリンクのデータ送信の上にピギーバックするかのいずれかを行う。

【０１０２】
前に述べられたように、利用できる予約ミニスロットの数を動的に変更することができる。たとえば、競合予約スロットの中にｋ個のミニスロットがあり、合計Ｎ個のスロットがあって、そのうちのＮ１個が合計Ｎ１＊ｋ個のミニスロットを含んでいる予約スロットである場合、残りのの（Ｎ－Ｎ１）個のスロットはデータスロットである。ＮＵＭ＿ＲＡ＿ＭＩＮおよびＮＵＭ＿ＲＡ＿ＭＡＸがそれぞれそのシステムに必要な予約ミニスロットの最小および最大の数である場合、利用できる予約ミニスロットの数はアイドルのミニスロットとアップリンクの合計のキューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変化する可能性がある。

【０１０３】
アクセス要求を行うためにリモート・ノードに対して利用できる予約ミニスロットの合計数を動的に調整するための４つの方法が開発されている。これらの各方法において、任意の時刻における合計のアップリンク・キューの長さは「ｑ」であり、任意の時刻においてアイドルであるミニスロットのパーセンテージが「ｉｄｌｅ」であり、任意の時刻において１つのフレームの中のミニスロットの数が「ｎｏ＿ｍｉｎｉ」であり、そして任意の時刻において１つのフレームの中の競合していないデータスロットの数は「ｎｏ＿ｓｌｏｔｓ」である。基地局（ＡＰ）は利用できるミニスロットの数がどの程度迅速に変えられるかを調整する。判定プロセスの繰返しごとに、基地局は利用できる予約ミニスロットの数をリモート・ノードに対してブロードキャストする。その基地局の判定はこれらの方法の１つの結果に基づいている。各方法に対して、リモート・ノードはそれぞれのアップリンクのデータ送信の間に基地局に対してアップリンク・キューの長さの情報をピギーバックしている。

【０１０４】
予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法１のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図１２Ａのフローチャートの中でも図式的に示されている。

```
If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
H1)) {
   If (State!=1) {
      no_mini=no_mini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=1
      }
      }
If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
ESH2)) {
   If (State==1) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots-1;
      State=0
      }
      }
```

【０１０５】
図１２Ａに示されているように、１２０１においてアップリンク・キューの合計の長さが高い方のしきい値（ＨＩＧＨ）より大きかった場合、１２０２においてアイドルのミニスロットのパーセンテージ（ＩＤＬＥ）が第１のアイドルしきい値（ＩＤＬＥ１）より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数（Ｎ）は不変のままになる。しかし、１２０２においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第１のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そして１２０３においてその状態が「１」であると判定された場合（ミニスロットの数は減らされたばかりではなかったことを意味する）、そのフレームの中のミニスロットの数は１２０４において或る値ｋだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数（ＳＬＯＴＳ）は１だけ増やされ、その状態が「１」に設定される。１２０１においてアップリンクのキューの長さの合計が高い方のしきい値より大きくないと判定された場合、そして１２０５においてアップリンクのキューの長さの合計が低い方のしきい値（ＬＯＷ）より小さいと判定された場合、そして１２０６においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第２のアイドルしきい値（ＩＤＬＥ２）より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、１２０６においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第２のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして１２０７においてその状態が「１」（ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する）と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２０４においてｋだけ増やされ、そのデータスロットの数が１だけ減らされ、そしてその状態は「０」に設定される。４つのすべての方法において、しきい値およびｋの値は必要に応じてあらかじめ指定することができる。

【０１０６】
予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法２のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図１２Ｂのフローチャートの中でも図式的に示されている。図１２Ｂおよび図１２Ｄの方法において、ＨＩＧＨ２＞ＨＩＧＨ１、そしてＬＯＷ２＞ＬＯＷ１である。

```
If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRSH1)) {
   If (State==0) {
      no_mini=no_mini-2k;
      no_slots=no_slots+2;
      State=2
      }
      else if (State==1)}
      no_mini=no_mini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=2
      }
    }
   else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRS
H1))}
   If (State==0) {
      no_mini=no_mini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=1
   }
   }
If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) {
   If (State>0) {
   If (State=1) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=0;
      }
      else{
      no_mini=no_mini+2k;
```

```
      no_slots=no_slots-2;
      State=0;
      }
    }
    }
  else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
H2)) {
  If (State==2) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots-1;
      State=1
    }
    }
```

【０１０７】

図１２Ｂに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が１２１０において第１の高い方のしきい値（ＨＩＧＨ２）より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが１２１１において第１のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、１２１１においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第１のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして状態が１２１２において「０」（ミニスロットの数が増加されたばかりであることを意味する）と判定された場合、１２１３においてそのフレームの中のミニスロットの数は２ｋだけ減らされ、そのスロットの中のデータスロットの数は２だけ増やされ、そしてその状態は「２」に設定される。１２１４において状態が「１」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２１５においてｋだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ増やされ、そして状態は「２」に設定される。

【０１０８】

図１２Ｂの方法において、アップリンクのキューの長さの合計が、１２１０において第１の高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アップリンクのキューの長さの合計が１２１０において第２の高い方のしきい値（ＨＩＧＨ１）より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが１２１７において第１のアイドルのしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、１２１７においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第１のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして１２１８において状態が「０」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２１９においてｋだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ増やされ、そして状態は「１」に設定される。

【０１０９】

アップリンクのキューの長さの合計が１２１０において第１の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして１２２０において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定されたが、１２２１において第１の低い方のしきい値「ＬＯＷ１」より小さくなく、１２２０において第２の低い方のしきい値「ＬＯＷ２」より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が１２２０において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定され、１２２１において第１の低い方のしきい値より低くないと判定されたが、１２２１においてその低い方のしきい値より小さいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２２３

において第２のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が１２２４において「２」である（ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する）と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２２５においてｋだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ減らされ、そして状態は「１」に設定される。

【０１１０】

アップリンクのキューの長さの合計が１２２０において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして１２２１において第１の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２２６において第２のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が１２２４において「０」でないと判定された場合、１２２８において状態が「１」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２３０においてｋだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ減らされ、そして状態は「０」に設定されるが、状態が「２」であった場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２２９において２ｋだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は２だけ減らされ、そして状態は「０」に設定される。

【０１１１】

予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法３のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図１２Ｃのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```
If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRESH1)) {
      If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
      no_mini=no_mini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      }
      }
If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THRESH2)) {
      If (no_mini<NUM_MINI_MAX) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots-1;
      }
    }
```

【０１１２】

図１２Ｃに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が１２４０において高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２４１において第１のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、１２４１においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第１のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そして１２４２においてミニスロットの数が許されているミニスロットの最小の個数（ＭＩＮ）より大きい場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２４３においてｋだけ減らされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は１だけ増やされる。アップリンクのキューの長さの合計が１２４０において高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合計が１２４４において低い方のしきい値より小さいと判定され、そし

てアイドルのミニスロットのパーセンテージが１２４５において第２のアイドルしきい値より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２４５において第２のアイドルしきい値より小さいと判定され、ミニスロットの数が１２４６において許されているミニスロットの最大の数（ＭＡＸ）より小さいと判定された場合、そのフレームのミニスロットの数は１２４７においてｋだけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は１だけ減らされる。

【０１１３】

予約ミニスロットの数を動的に調整するための方法４のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図１２Ｄのフローチャートの中で図式的にも示されている。

```
If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRESH1)) {
      If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
      no_mini=no_mini-2k;
      no_slots=no_slots+2;
      }
      }
   else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRE
SH1)) {
      If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
      no_mini=no_mini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      }
    }
   If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) {
      If (no_mini<NUM_MINI_MIN) {
      no_mini=no_mini+2k;
      no_slots=no_slots-2;
      }
    }
   else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
H2)) {
      If (no_mini>NUM_MINI_MAX) {
      no_mini=no_mini+k;
      no_slots=no_slots-1;
      }
    }
```

【０１１４】

図１２Ｄに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が１２５０において

第１の高い方のしきい値より大きいと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２５１において第１のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２５１において第１のアイドルしきい値より大きいと判定され、そしてミニスロットの数が１２５２において許されているミニスロットの最小個数より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２５３において２ｋだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は２だけ増やされる。アップリンクのキューの長さの合計が１２５０において第１の高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合計が１２５４において第２の高い方のしきい値より大きいと判定され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが１２５５において第１のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２５５において第１のアイドルしきい値より大きいと判定され、そしてミニスロットの数が１２５６において許されているミニスロットの最小個数より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２５７においてｋだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ増やされる。

【０１１５】

図１２Ｄの方法において、アップリンクのキューの長さの合計が１２５０において第１の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして１２５４において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定されたが、１２５８において第１の低い方のしきい値および１２６２において第２の低い方のしきい値の両方より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が１２５４において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定され、１２５８において第１のしきい値より小さくないと判定されたが、１２６２において第２の低い方のしきい値より小さくないと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２６３において第２のアイドルしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が１２６４において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２６５においてｋだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は１だけ減らされる。

【０１１６】

アップリンクのキューの長さの合計が１２５４において第２の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして１２５８において第１の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが１２５９において第２のアイドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が１２６０において許される最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は１２６１において２ｋだけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は２だけ減らされる。

【０１１７】

モデムからのアップリンクのバンド幅要求に対する応答におけるＡＰの役割は、それらが純粋の予約ミニスロットの中、あるいはピギーバックの形式で到着したかどうかにかかわらず、高いバンド幅効率を卓越したサービスの品質（ＱｏＳ）の管理との間のバランスを実現するためにアップリンクの送信を制御することである。一定ビット・レートのＣＢＲトラヒックに対するＱｏＳの条件は極端に重要であって厳しいが、それらは比較的従来のデータ・トラヒックに対して自由である。したがって、ＡＰにおけるバンド幅割り当ての方式の１つの目標は、高度な統計的マルチプレキシングを実現するためにこれらの多様なＱｏＳ要求条件を利用することである。ＡＰがダウンリンクのトラヒックを各種のコネクションからどのように送信すべきかを決定するために、ＡＰはダウンリンクのスケジューリング・システムを必要とする。同様に、関連付けられた無線モデムからのアップリンク送信を調整するために、ＡＰは各無線モデムのアップリンク送信の機会をスケジュールするためのシステムを必要とする。そのスケジューリング・システムはラウンドロビン、厳

格な優先順位またはファースト・カム・ファースト・サーブのアルゴリズムなどの単純なものであってもよいが、あるいは公平キューイングのアルゴリズムなどの、より複雑なものとすることもできる。前に説明されたように、すべてば公平キューイングにおける変形版である多くのスケジューラが提案されてきている。

【０１１８】

アップリンクのスケジュール・システムはダウンリンクのスケジュール・システムと必ずしも同じでなくてもよいが、単純な実施形態の場合、同じものを選定することができる。明らかに、スケジューリング・システムはエンド・ユーザに対してサービスの品質を提供することが望まれる。ＡＴＭネットワークの場合のように、異なるアプリケーションの多様なＱｏＳニーズに対応するために、異なるサービス・クラスを定義することができる。可能なサービス・クラスとしては一定ビット・レート（ＣＢＲ）、リアルタイムおよび非リアルタイムの可変ビット・レート（ＲＴ　ＶＢＲ、ＮＲＴ　ＶＢＲ）、無指定ビット・レート（ＵＢＲ）、および利用可能ビット・レート（ＡＢＲ）などがある。異なるサービス・クラスのＱｏＳの条件を満たすためには、バンド幅およびバッファ・リソースを割り当てるための、静的な優先順位付けを必要としない方法であることが必要である。

【０１１９】

無線モデムが地理的に分散されている場合において、ダウンリンクおよびアップリンクのスケジューリングをＡＰが実行するために、すべての送信キュー（すなわち、有線および無線のホストの両方に対する送信キュー）を完全に見ることができる唯一のロケーションである基地局に対して、無線モデムが関連の情報を渡すためのメカニズムが必要である。アクセス・ポイントに関連付けられているすべてのホストに対してサービス・タグを計算するための方法が少なくとも２つある。これらの方法においては、関連付けられている無線モデムが通信している有線ホストはそのアクセス・ポイントに永久的に関連付けられていると仮定される。１つの方法においては、基地局はそのシステムのバーチャル・タイムおよびサービス・クラスの割り当てられているシェアを各無線モデムに対してブロードキャストすることができる。次に、各無線モデムは自分自身のサービス・タグを計算し、それについてデータ送信におけるアクセス要求パケットまたはピギーバッキングによって基地局に知らせる。代わりに、無線モデムは自分のキューのサイズを基地局に単純に知らせる（ふたたびアクセス要求パケット経由で、あるいはデータ送信におけるピギーバッキングによって）ことができ、そして基地局は有線のホストに対するもの以外に、各基地局に対するサービス・タグを計算することができる。第２の方法はダウンリンクのバンド幅の利用の面で、より効率的である。というのは、基地局は割り当てられているサービス・シェア（動的に変化し得る）を各無線モデムに対して送信する必要がないからである。

【０１２０】

第１の方法の一実施形態が図１５Ａに示されている。基地局はシステムのバーチャル・タイムを１５１０においてリモート・ホストに対してブロードキャストする。各リモート・ホストはサービス・タグの値を１５１５において新しく到着したパケットのそれぞれに対して計算し、次に１５２０においてそのうちの最初のタグの値を基地局へ送信する。送信許可が、１５３０においてそのリモート・ホストから受け取られたサービス・タグの値および利用できるデータスロットに基づいて、基地局において割り当てられる。送信許可が１５４０においてリモート・ホストに対してブロードキャストされ、そして次にそのパケットが、１５４０においてその送信許可によって指定された順序でリモートから受信される。１５４５においてパケットが消失しているか、あるいはエラーで受信された場合、それを送信しているリモートはＡＰによる通知を通して、あるいはＡＰの応答からのＡＣＫを受信するのに失敗したことを通してのいずれかによって、この問題について気付かされる。次に、その送信しているリモートは１５５０において自分のキューに入っているすべてのサービス・タグの値を、送信が失敗したパケットを含めて再計算する。この手順は１５５５においてすべてのスケジュールされたパケットが検査されたと判定されるまで継続し、その後、システムがふたたび１５１０において現在のバーチャル・タイムをブロードキャストする。

【０１２１】
第２の方法の一実施形態が図１５Ｂに示されている。パケットのカウントが１５６０において各リモート・ホストから基地局へ送信され、各パケット・カウントは固定サイズのパケットの数、あるいはリモート・ホストから基地局へ送信されるべき可変長パケットの長さのいずれかを表している。基地局は１５６５において各リモート・ホストに対してサービス・タグの値を計算し、１５３０において、リモート・ホストもサービス・タグおよび利用できるデータスロットに基づいて送信許可を割り当て、その送信許可を１５３５においてリモートに対してブロードキャストする。パケットが１５４０において、その送信許可によって送信された順序で、リモートから受信される。パケットが消失したか、あるいはエラーで受信されたことが１５４５によって判定された場合、ＡＰは１５７０においてそのリモート・ホストに対するサービス・タグの値を再計算する。この手順は１５５５においてすべてのスケジュールされたパケットが調べられたことが判定されるまで継続し、その後、リモート・ホストは１５６０においてそれぞれのパケット・カウントを基地局に対して送信する。

【０１２２】
図１５ＡおよびＢの方法において、送信されたパケットが消失していた場合、基地局（アクセス・ポイント）または無線モデムは、現在のシステムのバーチャル・タイムに基づいてキューに入っているすべてのパケットに対して新しいサービス・タグの値を再計算する。代わりの実施形態においては、ＡＰまたは無線ノードはパケットのキューおよびラインのヘッドのタグを維持する。この方式においては、パケットが消失していた場合、ラインのヘッドのタグだけが変更される必要がある。ラインのヘッドのパケットが正常に送信されると、キューに入っている残りのパケットが正しいタグ（再計算されたラインのヘッド・タグ＋適切なインクリメント）を自動的に受信する。この代替実施形態は使用するＣＰＵの数が少ないという利点がある。ポーリングのシステムにおける再送信は一般的にＲ．カウツの「無線のＡＴＭネットワークに対する分散型のセルフクロック型公平キューイング・アーキテクチャ」１９９７年のＩｎｔｅｒｎａｔｉｏｎａｌ Ｓｙｍｐｏｓｉｕｍ ｏｎ Ｐｅｒｓｏｎａｌ Ｉｎｄｏｏｒ ａｎｄ Ｍｏｂｉｌｅ Ｒａｄｉｏ Ｃｏｍｍｕｎｉｃａｔｉｏｎｓ（パーソナル室内および移動無線通信に関するシンポジウム）の中で説明されている。しかし、カウツはパケットが消失したときのタグの値を再計算するための本発明の技法については説明していない。

【０１２３】
パケットが失われた後のサービス・タグを再計算するための方法は、そのような消失がよく発生する無線システムにおいて非常に重要であることは明らかである。半二重方式の場合、アクセス・ポイントにおけるアップリンクおよびダウンリンクのキューの両方が、それらが同じバンド幅を共有しているかのように、すなわち、システムのバーチャル・タイムが１つだけしかないかのように管理される。全二重方式の場合、アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックに対して別々のシステム・バーチャル・タイムを使うことができる。また、ダウンリンクの送信のためにリモート・ホストが１つまたはそれ以上の別々のグループに分割され、各グループは異なる優先度および異なるシステム・バーチャル・タイムを受信することが望ましい。モデムがその初期アクセス要求に対するアクノレッジメントを受信すると、そのモデムはＡＰから送信許可を受信するまで待つ。モデムがパケットを送信するたびに、それは自分のバッファの中にパケットが残っているかどうかを示す。このピギーバッキングはモデムに対する競合のないバンド幅予約として役立つ。

【０１２４】
サービス・タグの計算が図１６に示されている。先ず最初にＡＰは１６１０において各ノードが割り当てたサービス・シェアに基づいてサービス・タグのインクリメントを計算する。次に、各ノード・パケットには１６１２において適用可能な公平キューイングのアルゴリズムに従ってサービス・タグが割り当てられる。次にパケットが１６１４においてその割り当てられたサービス・タグの順番に従ってサービスされる。１５１６において、パケットが以前にキューが空であったノードから到着した場合、その新しく送信しているノ

ードのパケットには１６１８において現在サービス中のパケットのタグ＋そのノードのサービス・タグ・インクリメントから開始してサービス・タグが割り当てられる。１６２０においてパケットの送信においてエラーが発生したと判定された場合、そのパケットのサービス・タグは１６２２において現在のタグ＋そのノードに対するサービス・タグのインクリメントの値に再割り当てされる。次に、そのノードに対する残りのパケットが１６２２において新しいサービス・タグを受け取り、それは前のサービス・タグにそのノードのサービス・タグのインクリメントを加えた値となる。これはそのノードに対するすべてのサービス・タグの直接再計算によるか、あるいは存在している場合はラインのヘッドのタグの再計算によるかのいずれかによって行うことができる。ラインのヘッドのタグの場合、そのラインのヘッドのパケットが正常に送信されると、キューに入っているそのノードに対する残りのパケットは、次に正しいタグを自動的に受信する。他のすべてのノードのサービス・タグはこのノードに対するパケットの再送信によって影響されないままになることに留意されたい。これは他のノードによって経験されるＱｏＳが影響されないことを意味している。

【０１２５】

本発明の１つの態様のこの好適な実施形態において、アクセス・ポイントが関連付けられているすべての無線モデムに対して送信許可を送る順序は、上記のセルフクロック型公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。アクセス・ポイントが各種のダウンリンク・コネクションにサービスする順序も、セルフクロック型の公平キューイングのアルゴリズムに基づいている。たとえば、システムは１６ユニットおよび３セッションの容量を持ち、そのセッションＩＤは１、２、３であり、そしてそのセッション共有はr_1＝１、r_2＝２、そしてr_3＝３とそれぞれすることができる。計算を簡単にするためにどのセッションの長さも常にＬ＝８であるとした場合、各パケットは送信されるのに０．５タイム・ユニット掛かる。その時、サービス・タグのインクリメント、すなわち、

$L／r_i$

はセッション１、２、および３に対してそれぞれ８、４、および２である。時刻ｔにおいてセッション１が４つのパケットを含み、セッション２が８個のパケットを含み、そしてセッション３はｔ＝３までに滞貨がなくなる場合、式（１）に従って、セッション１のパケットはサービス・タグ８、１６、２４、および３２を受け取る。同様に、セッション２のパケットはサービス・タグ４、８、１２、１６、２０、２４、２８、および３２を受け取る。

【０１２６】

図９Ａは時刻ｔ＝０におけるこの例のパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ８　９０２、サービス・タグ１６　９０４、サービス・タグ２４　９０６、およびサービス・タグ３２　９０８を伴ったセッション１のパケットは、セッション２からのパケット９１２、９１４、９１６、９１８、９２０、９２２、および９２４とインターリーブされる。サービス・タグ４を有しているセッション２からのパケット９１０が現在サービス中である。

【０１２７】

図９Ｂはセッション３からパケットが到着する直前の、時刻ｔ＝３における残りのキューに入っているパケットのサービス・タグを示している。サービス・タグ２０を備えているセッション２からのパケット９１８が現在サービス中である。図９Ｃはセッション３から９個のパケット９３０、９３２、９３４、９３６、９３８、９４０、９４２、９４４および９４６が到着した直後の、時刻ｔ＝３におけるパケットのサービス・タグを示している。セッション３の最初のパケット９３０に対するサービス・タグは２２から始まることに留意されたい。というのは、そのパケットが到着したとき、その時点でサービスされていたパケットのサービス・タグが２０であったからである。したがって、サービス・タグのインクリメントが２である場合、セッション３の最初のパケット９３０はサービス・タグ２２を受け取ることになる。したがって、セッション３からのそれ以降のサービス・タグは２４、２６、２８である。

【０１２８】
図９Ｄは時刻ｔ＝４．５におけるキューに入っている残りのパケットのサービス・タグを示している。セッション１からのサービス・タグ２４を伴ったパケット９０６の送信がエラーになっている。したがって、アクセス・ポイントは、送信される必要があるこのパケット９５０に対して３２の新しいサービス・タグを再計算する。また、アクセス・ポイントはセッション１からの残りのパケットのサービス・タグも再計算する。それはこのケースにおいて他のパケット９５２（図９Ｃの中の９０８）１つだけに影響し、パケット９５２は４０の新しいサービス・タグを受け取る。このように、特定のセッションからの１つのパケットの再送信は他のセッションのサービスの品質に影響しない。
【０１２９】
リモート・ホストのＰＣがデータ・サービスを受けたいとき、それは接続メッセージを無線モデムに対して送信する。このメッセージを受信すると、無線モデムはＡＰから絶えず送信されているブロードキャスト・フレームを監視する。ビーコン・メッセージはこのブロードキャスト・フレームの一部であり、タイミング情報、このネットワークのＥＳＳ‐ＩＤ、そのＡＰのＢＳＳ‐ＩＤ、競合スロットに関する情報、ＡＰの負荷測度などを提供する。次に、その無線モデムは自分が関連付けたいＡＰを選定し、ＭＡＣ層関連付け要求フレームを送信する。関連付け要求フレームは競合モードで送信されるので、衝突が発生する可能性がある。無線モデムはそのＡＰからの関連付け応答フレームを受信しなかった場合、関連付け要求フレームを再送信する必要がある。最大回数だけ試行した後、その無線モデムは接続失敗メッセージをリモート・ホストのＰＣに対して送信し、その無線モデムがこの時点においてＡＰに関連付けることができないことを示す。
【０１３０】
無線モデムからの関連付け要求フレームを受け取ると、ＡＰはその無線モデムを正しく認証した後、ステータス・コードが「成功（ｓｕｃｃｅｓｓｆｕｌ）」である関連付け応答フレームをそのモデムに対して送信する。認証はネットワーク層において行われる。ユーザがその無線モデムを経由してコネクションを要求すると、接続要求がアクセス・ポイントによって無線ハブに対して転送される。次に、その無線ハブはそのユーザを認証する。そのユーザが正しく認証された場合、ユニークなコネクション・クッキーが無線ハブからそのアクセス・ポイントに対して提供される。同じユーザからの異なるコネクションに対して異なるＱｏＳを提供することが望ましい場合、異なるコネクション・クッキーが同じユーザに対して割り当てられる。同様に、異なるユーザに対して異なるＱｏＳを提供することが望ましい場合（同じ無線モデムからのものであり得る場合においても）、各ユーザには異なるコネクション・アイデンティティが与えられる。
【０１３１】
その無線モデムが正常に認証されなかった場合、該当の理由コードが付いた関連付け応答フレームが送信される。関連付けに失敗したことに対する可能な異なる各理由をカバーするために、異なる理由コードを定義することができる。ＭＡＣ層のレジストレーションをネットワーク層のレジストレーションと組み合わせたい場合、その関連付けの要求フレームはＡＰがネットワーク層のレジストレーション・パケットをその要求している無線ハブに対して送信することができるために十分なログイン情報を含んでいる必要がある。この場合、ＡＰは無線ハブからそれ以上の応答を受信するまで、その関連付け応答フレームを送信しない。
【０１３２】
ＭＡＣ層のレジストレーションがネットワーク層のレジストレーションと組み合わせられない場合、ＡＰはその関連付けの応答フレームを送信する前に、無線ハブに対してＭＡＣ層のレジストレーションを中継することができる。ＭＡＣ層のレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションの分離は、そのネットワーク・ソフトウェアが他の物理的実装に対して再使用可能であることが望ましい場合に有用である。また、異なるユーザが異なる接続要求を行うために同じ無線モデムを使っている場合、その無線モデムは１つのＭＡＣ層のレジストレーションだけを行うために必要となる可能性があるが、複数のネ

ットワーク層のレジストレーションを行う必要も依然としてあり得る。各無線モデムごとにユーザが一人だけしかいない場合、ＭＡＣ層のレジストレーションとネットワーク層のレジストレーションとを組み合わせることは、レジストレーション・プロセスの間のエアリンク・フレームの数を減らすのに役立つ。

【０１３３】

リモート・ホストのＰＣから再接続メッセージを受信すると、無線モデムは次の手順を経由してアクセス・ポイントに再度関連付けを行う。

１．その無線モデムは再関連付け要求のフレームをアクセス・ポイントに対して送信う。

２．その再関連付け応答フレームが「成功」のステータス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続成功のメッセージをＰＣに対して送信する。

３．再関連付け応答フレームが「成功」以外のステータス・コードで受信された場合、その無線モデムは再接続失敗のメッセージをＰＣに対して送信する。

アクセス・ポイントは局の再関連付けをサポートするために、次のように動作する。

１．再関連付け要求フレームが１つの局から受信され、そしてその局が認証されているときは常に、アクセス・ポイントは「成功」を意味しているステータス値で再関連付け応答を送信する。

２．ステータスの値が「成功」であった場合、その局に対して割り当てられるコネクション・クッキーがその応答の中に含まれている。

３．その再関連付けが成功であったとき、アクセス・ポイントはそのＭＡＣフィルタ・テーブルを適宜更新する。また、アクセス・ポイントは無線ハブにこの再関連付けについて知らせる。

４．再関連付け要求が成功しなかった場合、アクセス・ポイントはその無線モデムに対して該当の理由コードを付けて再関連付け応答を送信する。

【０１３４】

何らかの理由で、ＰＣまたはアクセス・ポイントのいずれかが相手側との関連付けを解除したい場合、接続解除要求フレームが送信される。ＰＣは切り離しメッセージを無線モデムに対して送信し、アクセス・ポイントに対して切り離し要求フレームを送信するよう無線モデムをトリガする。そのアクセス・ポイントはＰＣによって起動された切り離し動作の成功または失敗を示す切り離し応答フレームによって応答する。無線モデムは切り離し応答メッセージ経由でこの応答をＰＣに対して中継して戻す。

【０１３５】

過負荷状態、あるいは他のユーザに対してより高い優先度が与えられたときなどのいくつかの状況下において、アクセス・ポイントは以前にそのアクセス・ポイントに関連付けられた特定の無線モデムの関連付けを解除する必要があり得る。その場合、そのアクセス・ポイントは関連付け解除の要求メッセージをその無線モデムに対して送信する。その無線モデムは関連付け解除の応答フレームによってアクセス・ポイントに対して応答し、そしてその関連付け解除のメッセージを、その無線モデムに対して付加されているすべてのＰＣに対して中継する。また、アクセス・ポイントは無線モデムを経由してＰＣに対して中継される切り離し要求メッセージを経由して、特定のコネクションを切り離すこともできる。２台以上のＰＣをサポートする無線モデムの場合、無線モデム全体をディスエーブルしたい場合でない限り、関連付け解除要求メッセージは使用されない。

【０１３６】

無線モデムが通信できるアクセス・ポイントのリストに基づいて、無線モデムは次の基準（番号の小さいほど優先順位が高い）を最もよく満たすＡＰを選定することによって、どのＡＰと関連付けるかを決定する。

１．信号対妨害比、ＲＳＳＩおよびＳＮＲが最良である。

２．負荷が最も少ない（すなわち、等価な関連付けられているユーザの数が最小である）。

３．通信するのに必要な電力が最小である。

【０１３７】

アップリンク／ダウンリンクの送信時間比は動的に調整することができる。これを実装するための１つの方法はアップリンクのデータ送信の上にピギーバックされている「ｍｏｒｅ」ビットまたはアップリンク・キューのサイズの情報を利用する。そのセル／セクタの内部で現在アクティブであるすべてのリモート・ノードからこの情報を受け取ると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズの合計に関する完全な情報を有することになり、そしてこの情報を使って、合計のアップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズ情報に基づいてアップリンク／ダウンリンクの比を動的に調整することができる。これを行うための１つの単純な方法は、しきい値ベースの技法を使う方法である。アップリンク／ダウンリンクの合計のキュー・サイズ比がｋ１以下に下がると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンク比をｓ１に設定し、アップリンク／ダウンリンクのキュー・サイズの比がｋ２（ｋ２＞ｋ１）を超えて増加すると、アクセス・ポイントはアップリンク／ダウンリンク比をｓ２（ｓ２＞ｓ１）に設定する。現時点では、トラヒックのキャラクタリゼーションは４：１の比率が適切であることを示しているように思われる。

【０１３８】

図１０に示されているように、フレーム１０１０は４つの予約ミニスロット１０１２、２つのアップリンク・スロット１０２０、３つのダウンリンク・スロット１０３０、およびビーコン・メッセージ１０４０を含んでいる。ビーコン・メッセージ１０４０は合計のスロット数および次のフレーム１０５０の中に存在することになるダウンリンク・スロットの数を指定している情報を含んでいる。フレーム１０５０はこの情報を反映して、同じ数の予約ミニスロット１０１２（４）を含んでいるが、アップリンクのスロット１０２０の数は３であり、そしてダウンリンクのスロットは１０３０の数は２であり、その他に、次のフレームに対するアップリンク／ダウンリンクの送信時間比などを規定している新しいビーコン・メッセージ１０６０を含んでいる。

【０１３９】

ＰＣのフロー制御のために、無線モデムは各方向（アップリンク／ダウンリンク）に対するバッファの占有度の高い方のしきい値および低い方のしきい値を設定し、そしてバッファの占有度を監視する。アップリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、フロー制御信号（Ｘｏｆｆ）が無線モデムからＰＣに対して送られる。アップリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が低い方のしきい値以下に落ちると（以前に高い方のしきい値を超えた後）、無線モデムは「Ｘｏｎ」信号をＰＣに対して送る。ダウンリンク・トラヒックに対するバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、無線モデムはメッセージをアクセス・ポイントに対して送る時点で、フレーム制御フィールドの中にあるＸｏｎ／Ｘｏｆｆのビットを「オン」にセットする。送られるべきアップリンク・フレームがない場合は長さ０のメッセージが送られる。そのようなフレームは高い優先度の制御フレームと考えられる。

【０１４０】

周波数分割半二重伝送バージョンの場合、無線モデムおよびアクセス・ポイントはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方をバッファするためのメモリを維持する。周波数分割全二重伝送バージョンの場合、ＡＰはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方に対する１つのバッファを維持する。代表的なバッファ・サイズはＦＤＨＤの場合はモデムおよびＡＰにおいて１００ｋバイトとなり、ＦＤＦＤの場合はＡＰにおいて２００ｋバイトとなる。無線モデムのバッファは、通常、ダウンリンクとアップリンクのトラヒックの間でk_1：１の比率に区画化される。

【０１４１】

アクセス・ポイントのバッファもダウンリンク・トラヒックとアップリンク・トラヒックの比のk_2：１に区画化される。ふたたび、トラヒックのキャラクタリゼーションは４：１（ダウンリンクの容量がアップリンクの容量の４倍大きい）のが適切であることを示唆しているようにみえる。ダウンリンクのバッファ占有度が高い方のしきい値に達すると、アクセス・ポイントは「Ｘｏｆｆ」メッセージを無線ハブに対して送る。ダウンリンクの

バッファの占有度が低い方のしきい値に達すると（高い方のしきい値を以前に超えた後）、それは「Ｘｏｎ」メッセージを無線ハブに対して送る。アップリンクのバッファの占有度が高い方のしきい値に達すると、アクセス・ポイントは次のブロードキャスト・フレームを関連付けられているすべての無線モデムに送る時点で、そのフレーム制御フィールドの中の「Ｘｏｎ」ビットをセットする。アップリンクのバッファの占有度が低い方のしきい値に達すると（高い方のしきい値を以前に超えた後）、アクセス・ポイントは次のブロードキャスト・フレームを送信する時点で、そのフレーム制御フィールドの中の「Ｘｏｆｆ」ビットをクリアする。さらに、もっと高度なフロー制御方式がアクセス・ポイントによって使われ、各無線モデムのバッファの占有度（両方の方向における）についての追跡管理が行われ、そしてアップリンク・バッファの高い方のしきい値違反の場合は特定の無線モデムに対してＸｏｎ／ＸｏｆｆのＭＡＣフレームが送信され、あるいはダウンリンク・バッファの高い方のしきい値違反の場合は、該当のコネクションＩＤが無線ハブに対して知らされる。

【０１４２】

本発明の１つの態様は許可制御をサポートできることである。ＰＣのユーザが無線モデム経由で接続要求をサブミットすると、その接続要求がネットワーク層のレジストレーション・メッセージに変換され、そのメッセージがエアリンクを経由してＡＰに対して送信される。ＡＰはこの新しい接続要求を許可するかどうかを決定する必要がある。許可制御の技法は、許可されるコネクションの合計数が最大数より小さい場合にどの新しい接続要求も許可するような、単純なものとすることができる。しかし、単純な許可制御技法はすべての許可されたユーザに対してサービスの品質を保証することができず、結果としてバンド幅の利用率を高めることはできない。

【０１４３】

したがって、単純な方式よりは他の許可制御技法の方が良い場合がある。特定の許可制御プログラムはいくつかの技法の組合せを利用することさえできる。たとえば、各接続要求が遅延の条件、バンド幅の条件、およびトラヒック・ディスクリプタを指定している場合、ＡＰは先ず最初にその新しいコネクションを許可することによって既に許可されているコネクションのサービスの品質が満足されなくなるかどうかを判定するために、各種の性能測度（たとえば、消費される合計のバンド幅、平均の遅延時間）を計算することができる。その新しいコネクションを許可しても、既に許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が維持される場合、その新しいコネクションは許可される。そうでない場合、その新しい接続要求は拒否される。Ｋ．Ｍ．レーゲ（Ｒｅｇｅ）の「ＡＴＭに対する等価バンド幅および関連の許可基準‐性能の調査」（Ｅｑｕｉｖａｌｅｎｔ Ｂａｎｄｗｉｄｔｈ ａｎｄ Ｒｅｌａｔｅｄ Ａｄｍｉｓｓｉｏｎ Ｃｒｉｔｅｒｉａ ｆｏｒ ＡＴＭ Ｓｙｓｔｅｍｓ）Ｉｎｔｅｒｎａｔｉｏｎａｌ Ｊｏｕｒｎａｌ ｏｆ Ｃｏｍｍｕｎｉｃａｔｉｏｎ Ｓｙｓｔｅｍｓ、第２巻、１８１～１９７ページ（１９９４）に記述されている等価のバンド幅関連の許可技法は、無線環境におけるこの問題を処理するための小修正を行うことによって使うことができる。たとえば、レーゲはバンド幅の条件が１つだけしかなく、そしてＱｏＳの条件の組が１つだけしかないと仮定している。ここで、アップリンク／ダウンリンクのための複数のバンド幅要求および異なるＱｏＳ条件をサポートするためにレーゲの方法が拡張される。無線モデムとＡＰとの間の無線距離および、したがって、経験される可能性のあるＦＥＲに基づいてバンド幅要求に対する調整もサポートされる。

【０１４４】

別の例においては、各接続要求は必要な平均ビット・レートおよびトラヒックのバースト性ファクタを指定する。ＡＰは或る期間の間、両方向において各コネクションによって送信されるバイトの数に関する情報を収集する。また、ＡＰは両方向におけるコネクション・トラヒックに対するバースト性ファクタも測定する。この測定された情報に基づいて、ＡＰは両方向（アップリンク／ダウンリンク）における潜在的な平均コネクションのビット・レートおよび各コネクションのバースト性ファクタを求めることができる。次に、Ａ

Ｐは許可されているコネクションの等価な数を計算する。新しい接続要求が到着すると、ＡＰは、許可されているコネクションの新しい等価個数が指定のしきい値を超えるかどうかを計算する。しきい値を超過した場合、その接続要求は拒否される。そうでない場合、それは受け入れられる。

【０１４５】

測定される量は妨害に関連している各種の測度であってよい。これがバンド幅リミットのシステムではなく、妨害リミットのシステムであった場合、その新しいコネクションが許可されるべきかどうかを知るために、ＡＰはその測定された妨害に基づいて各リモート・ホストに対するフレーム・エラー・レート（ＦＥＲ）の測度を測定する。無線ネットワークにおける測定された量に基づいて、新しいコネクションを許可するためのこの方法の一実施形態が図２０に示されている。アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、２０１０において各リモート・ホストに対する基地局において測定される。ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートが、２０１５において各許可されているリモート・ホストにおいて測定され、次にダウンリンクのＦＥＲが２０２０において基地局へ送られる。この手順は２０２５において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストがそれぞれのＦＥＲの測定値を基地局に対して送ることができる。そのリポーティングのプロセスは定期的、あるいはトリガ型のいずれかとすることができる。１つの代替実施形態においては、各リモートはダウンリンクの平均ビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートも基地局に対して送る。

【０１４６】

そのコネクションの平均の、およびピークのビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、および各コネクションのパケット消失レートに基づいて、等価バンド幅が２０３０において各リモート・ホストに対して基地局において計算される。これらの計算はリモート・ホストから受信される新しい情報から絶えず交信され、２０４０において既に許可されているコネクションの等価な数を計算するために基地局によって使われる。新しいコネクションが２０４５において要求されている場合、基地局はその要求されているコネクションによって要求されている平均レートおよびパケット消失レートの効果を等価バンド幅に基づいて考慮し、２０５０において許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が、その新しいコネクションが許可された場合でも維持できるかどうかを２０５０において計算する。２０５５においてＱｏＳが維持できると判定された場合、その新しいコネクションは２０６０において許可され、そうでなかった場合、その新しいコネクションは２０６５において許可を拒否される。

【０１４７】

厳格な使用の優先度許可基準も実装することができる。たとえば、２つのユーザ優先度クラス、すなわち、クラス１およびクラス２がある場合、システムは低い方の優先度クラス２のユーザを最大K_1だけ許可し、ユーザの合計数をＭ（$M \geqq K_1$）とすることができる。ＡＰがクラス１の新しいユーザの１つから接続要求を受け取ると、現在の関連付けられているユーザの数、k_mに基づいて決定を行う。$k_m \leqq M$の場合、クラス１の新しいユーザを許可する。そうでない場合、クラス２のユーザのどれかを切り離すことができるかどうかをチェックする。切り離すことができる場合、ＡＰはクラス２のユーザの１つを切り離し、そして新しいクラス１のユーザを許可する。

【０１４８】

この使用優先度許可方式においては、低い方の優先度のユーザを許可するための２つの方法がある。システム性能の条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後、切り離すのが適切であるようになっている場合、低い方の優先度のユーザは関連付けられているユーザの合計数がＭより小さい場合に限って許可される。しかし、クラス１の新しいユーザが現われた場合、ＡＰはそのクラスの新しいユーザを許可するために既に許可されているク

ラス２のユーザのうちの１つに対して切り離しメッセージを送ることになる。１つの具体例においては「最近使われことが最も少なかったものを選ぶ」（ｌｅａｓｔ　ｒｅｃｅｎｔｌｙ　ｕｓｅｄ）技法が、ＡＰが切り離すことになる既に許可されているクラス２のユーザを識別するために使われる。

【０１４９】

システムの性能条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すのが不適切であるような場合、ＡＰは次の方法でクラス２のユーザを許可する。$k_m < M$であって、その新しいユーザがクラス２のユーザである場合、ＡＰはクラス２の関連付けられているユーザの数、すなわち、I_mが、$I_m < K_2$であるかどうかを判定する。$I_m < k_2$であった場合、クラス２のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス２のその新しいユーザは許可されない。この方法は多重優先度クラスに拡張することができる。

【０１５０】

図１９は本発明の１つの態様によるリモート・ホストの許可を制御するための、この具体例を示しているフローチャートである。図１９の実施形態のネットワークはリモート・ホストの少なくとも２つの優先度クラスをサポートし、そして許可されるリモート・ホストの合計数の最大値、および低い方の優先度のリモートの許可される数の最大値の両方を有している。基地局が１９１０においてまだ許可されていないリモート・ホストから接続要求を受け取ると、基地局は１９１５においてそのホストが高い方の優先度クラスに属しているかどうかを判定する。そうであった場合、許可されているリモート・ホストの数がリモート・ホストの合計数の最大値より少ないと１９２０において判定された場合、そのまだ許可されていなかった高い方の優先度のホストが１９２５において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数がリモート・ホストの合計数の最大値より小さくないと１９２０において判定された場合、低い方の優先度クラスの既に許可されているリモート・ホストがないと１９３０において判定された場合、その要求しているホストは１９３５において許可を拒否される。１９３０において既に許可されているホストの１つが低い方の優先度クラスのホストであった場合、そしてそれが許可された時点において切り離し可能であることを示していたと１９４０において判定された場合、その低い方の優先度のクラスのリモート・ホストは１９４５において切り離され、その高い方の優先度クラスからの要求しているリモート・ホストを１９２５において許可することができるようにする。１つの実施形態においては、低い方の優先度クラスのうちの最近使われることが最も少なかったリモート・ホストが切り離されることが好ましい。１９１０において基地局において受信された接続要求が、低い方の優先度クラスに属しているまだ許可されていないリモート・ホストからの要求であると１９１５において判定された場合、許可されているリモート・ホストの合計個数が許可可能な最大の数より少ないと１９５０において判定された場合、そして要求している低い方の優先度のリモート・ホストが処理不十分な状態で切り離されても差し支えないことを示していると１９５５において判定された場合、その低い方の優先度のホストは１９２５において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数が最大値より小さいと１９５０において判定された場合、そしてまだ許可されていない低い方の優先度のリモート・ホストが処理途中での切り離しが不適切であることを示していると１９５５において判定された場合、その低い方の優先度のリモート・ホストは、既に許可されている低い方の優先度のホストの数が或るしきい値より小さいと１９６０において判定された場合にのみ、１９２５において許可される。それ以外の場合、その要求している低い方の優先度のホストは１９３５において許可を拒否される。これはあたかも、許可されているユーザの合計数が許される最大値より少なくなかったと１９５０において判定されたかのように行われる。

【０１５１】

この許可制御技法の代わりの実施形態においては、低い方の優先度のクラスのユーザ（たとえば、クラス２のユーザ）は、現在関連付けられているすべてのクラスのユーザの合計数が第２のしきい値より小かった場合に許可される。その第２のしきい値は普通はその低い方の優先度のクラスの現在関連付けられているユーザの数に部分的に基づいて（第２の

しきい値として）いるのではなく、高い方の優先度のユーザに対するしきい値より小さい。この実施形態においては、現在関連付けられているユーザの合計数がQ_iより小さかった場合（$Q_{i+1} < Q_i$および$Q_i = M$）、優先度クラスｉからの新しいユーザは許可される。

【０１５２】

１つの実施形態においてはＡＰは各コネクションに対して次の情報を収集する。（ｉ）平均の使用レート、（ｉｉ）ネットワークをそのコネクションが最後に使った時刻、（ｉｉｉ）フレーム・エラー・レート、（ｉｖ）パケット消失レート。次に過負荷制御の方法によって、このＡＰは込み合っているときには低い方の優先度のユーザを切り離すことができる。代わりに低い方の優先度のユーザを切り離す代わりに、それらのユーザを負荷の低い近くの他のＡＰに対してリダイレクトすることができる。

【０１５３】

ダウンリンク／アップリンクのバッファの占有度が高い方のしきい値を超えた場合、そのアクセス・ポイントは、好適な実施形態においては、これが特定のコネクションまたはコネクションのグループによって発生したかどうかを判定する。それが特定のコネクションによって生じた場合、アクセス・ポイントはそのコネクションに対してフロー制御信号を送り、それがさらにデータを送るのを防止する。さらに、そのアクセス・ポイントは割り当てられているバンド幅が可変であることが許せるということをコネクションのセットアップ時に示した任意のユーザに対して割り当てられているバンド幅の共有を減らすことができる。

【０１５４】

多くのコネクションに対するダウンリンク・フレームのエラー・レートの測定値が増加しつつあることが分かった場合、そのＡＰは他のアクセス・ポイントからの妨害のレベルが増えている可能性がある。許可されているすべてのユーザは一般的に２つのカテゴリーに分類することができる。それらはサービスの中断を許すものと許さないものである。妨害レベルが増加しているために込み合っているとき、アクセス・ポイントはサービスの中断を許容する許可されているユーザのクラスを、残りのユーザに対してより多くのバンド幅を割り当てることができるようにするために切り離すことを選択することができる（利用できるバンド幅が増えることにより再送信のための機会を多くすることができる）。

【０１５５】

特定の１つのコネクションだけがそのダウンリンク・フレーム・エラー・レートが高くなってきている場合、そのアクセス・ポイントはその性能が悪化してきているコネクションが高い方の優先度のコネクションである場合に、他のコネクションを切り離すことを選択することができる。たとえば、特定の高い方の優先度のコネクションがそのアップリンクのフレーム・エラー・レートが高くなっているとき、アクセス・ポイントはその高い方の優先度のコネクションに対してより多くのバンド幅を与えるために、他のユーザを切り離すことができる。関連付けられているすべてのコネクションの大半が、そのアップリンク・フレームのエラー・レートが高くなっている場合、そのＡＰは代わりに込み入っている信号を無線ハブへ送り、無線ハブは他のアクセス・ポイントのアクションを調整することができる。それはそれらのアクセス・ポイントが新しいユーザを受け入れ、そして低い方の優先度のユーザを落とすことを禁止するためにこれらのアクセス・ポイントに対して信号を送信することなどによって行うことができる。

【０１５６】

また、短いバースト性のメッセージにおいて突然の増加が発生する機会もあり得る。そのアクセス・ポイントにおけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかにおいて短いパケットが長い間キューの中に積み上げられ、それに対して割り当てられている生存時間の値を超過する場合、それらは捨てられ、結果としてそのアクセス・ポイントにおけるボトルネックを処理するためにパケットの消失レートが増加する。そのような過負荷の状態においては、アクセス・ポイントは優先度の低いいくつかのユーザを一時的に切り離すことを選択することができる。説明された可能なアクションの他の組合せも適切な場

合がある。その基地局によって決定される正確な組合せは、そのネットワークの中で観察される特定の込み入った状態によって変わる。

【０１５７】

過負荷制御のための方法の特定の実施形態が図２１のフローチャートに示されている。図２１において分かるように、アップリンクのフレーム・エラー・レートは２１１０において、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートに基づいて各リモート・ノードに対して絶えず測定される。同様に、ダウンリンクのフレーム・エラー・レートは各リモート・ホストにおいてダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット消失レートに基づいて２１１５において測定され、そして次に各ＦＥＲが２１１０において基地局に対して送られる。この手順は２１２５において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストが、それぞれのＦＥＲを基地局に対して送ることができる。過負荷状態が存在している場合、フロー制御のメッセージが少なくとも１つのリモート・ホストと基地局との間でデータ・フローを制御するために、２１３０においてフロー制御のメッセージが送られる。生存時間のしきい値を基地局におけるパケットが超過していると２１３５において判定された場合、そのパケットは２１４０において捨てられ、指定された時間の間フレーム・エラー・レートのしきい値を、フレーム・エラー・レートが超過していると２１４５において判定されたコネクション、およびそれらのコネクションが中断されてもよいことを示したと２１５０において判定されたコネクションは２１５５において切り離される。

【０１５８】

特定のサービスの品質を得るために、各接続要求は次の情報を含む。それらはバンド幅要求、遅延時間の条件、「消失許容／禁止」のタグ、「サービスの中断許可」フラグ、許容できるパケット消失レート、およびピークのデータ・レートから構成されるトラヒック・ディスクリプタ、平均データ・レート、および各方向、すなわち、アップリンクおよびダウンリンクの方向に対する潜在的なバースト性ファクタである。たとえば、遅延の条件が２０ｍｓであって、そして「消失許容」が指定されているコネクションはそれが送信するメッセージ、あるいはそれが受け取ると想定されるメッセージがその無線モデムまたはアクセス・ポイントにおけるキューの中に２０ｍｓ以上の間入っていた場合、そのパケットは捨てられる。そのユーザが遅延条件を指定したが、それを「消失禁止」としてそれ自身を分類する場合、そのユーザに向けられているパケットはバッファのオーバフローが起こるまでは捨てられない。バンド幅の要求、遅延の条件、パケットの消失レート、およびトラヒック・ディスクリプタはすべて許可制御技法の中で使われる。

【０１５９】

この分野の技術において知られている任意の方法を使ってデータのセキュリティ機能を実装することができる。１つの例は米国電気・電子通信学会（ＩＥＥＥ）の標準規格８０２．１１の有線のローカル・エリア・ネットワーク（ＬＡＮ）と等価な方法を採用することである。その有線の等価なプライバシー（ＷＥＰ）の機能は８０２．１１の標準規格の中で無線のＬＡＮが不用意に盗聴されることについてオーソライズされたユーザを保護するために定義されている。ペイロードの暗号化はそのＷＥＰのオプションがオンになっていない限りオンにはされない。各サービス・プロバイダはユーザ固有のキー以外に、すべてのユーザに対して共有されるキーを割り当てる。そのキーは定期的に変更され、選定されるキーの長さおよびそのキーが変更される頻度によってセキュリティの機能が効果的になる。

【０１６０】

新しいアクセス制御および許可制御および衝突解決の方式の好適な実施形態が上で説明されているが、これらの実施形態は例を示すことを意図しているだけであり、したがって、限定するものではない。上記の内容に照らして、この分野の技術に熟達した人によって小変更および変形版が作られることはあり得る。したがって、開示されている本発明の特定の実施形態について行われたそのような変更は、特許請求の範囲によって定義されている

本発明の適用範囲および精神の範囲内にあることを理解されたい。特許法によって必要とされる詳細および特定性を伴って本発明が記述されてきたが、開封特許状（Ｌｅｔｔｅｒｓ　Ｐａｔｅｎｔ）によって保護されるべき請求および出願の範囲は付属の特許請求の範囲に説明されている。

【図面の簡単な説明】

【図１】従来の技術のネットワークの概略図である。

【図２】本発明の１つの態様によるネットワークの概略図である。

【図３】本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対するダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造の例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

【図４】本発明の周波数分割半二重方式の実施形態に対するダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造の例を示しているフレーム・ダイアグラムである。

【図５】本発明の周波数分割全二重方式の実施形態に対する、同期化されたダウンリンクおよびアップリンクのフレーム構造のフレーム・ダイアグラムである。

【図６Ａ】本発明の１つの実施形態による、一般的なＭＡＣ層ダウンリンクのブロードキャスト・サブフレームを含んでいるフレームを示す。

【図６Ｂ】ブロードキャストまたはマルチキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットを示す。

【図６Ｃ】図６Ｂの実施形態に対するビーコン・メッセージのフォーマットを示す。

【図６Ｄ】図６Ｂの実施形態に対する送信許可フォーマットを示す。

【図６Ｅ】図６Ｂの実施形態に対する送信スケジュールのフォーマットを示す。

【図６Ｆ】図６Ｂの実施形態に対するブロードキャストまたはマルチキャストのペイロードのフォーマットを示す。

【図７Ａ】本発明の１つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・サブフレームを有している１つのフレームを示す。

【図７Ｂ】本発明の１つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・データのサブフレームに対するフロー制御フレームのフォーマットを示す。

【図７Ｃ】本発明の１つの実施形態による、ダウンリンクのユニキャスト・データのサブフレームに対するデータ・フレームのフォーマットを示す。

【図７Ｄ】ブロードキャストのサブフレームの後に連結されるユニキャストのサブフレームを示す。

【図８Ａ】本発明の１つの実施形態による、アップリンク送信フレームに対するフレーム・フォーマットを示す。

【図８Ｂ】図８Ａのフレームの非同期転送領域を示す。

【図８Ｃ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットを有しているアップリンク・フレームを示す。

【図８Ｄ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図８Ｅ】本発明の１つの実施形態による、純粋なアクノレッジメント・アップリンク・フレームのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図８Ｆ】本発明の１つの実施形態による、純粋なデータ・アップリンク・ユニキャスト・フレームのためのフレーム・フォーマットを示す。

【図８Ｇ】本発明の１つの実施形態による、アクノレッジメントとデータ・アップリンク・フレームとの組合せに対するフレーム・フォーマットを示す。

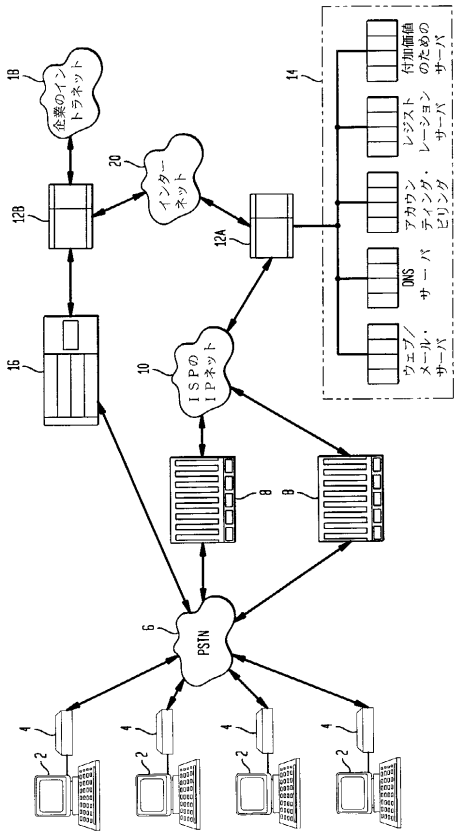
【図８Ｈ】本発明の１つの実施形態による、アクノレッジメント、データ、および「残りの（ｍｏｒｅ）」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットを示す。

【図９Ａ】本発明の１つの実施形態の中で、時刻ｔ＝０におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。

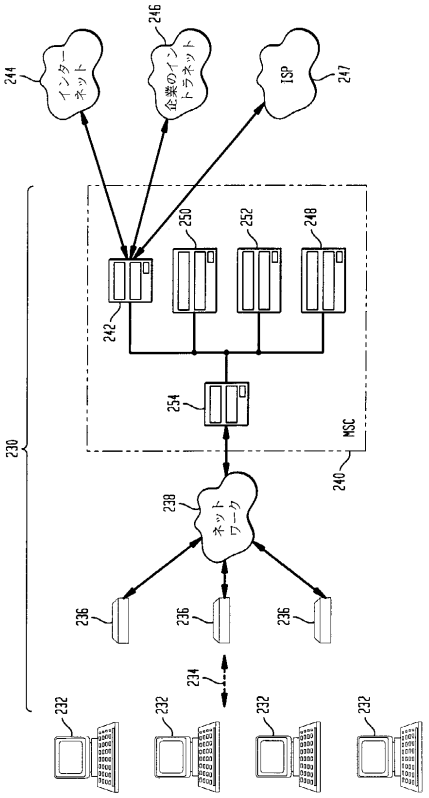
【図９Ｂ】図９Ａの例におけるセッション３の到着からパケットの直ぐ前の時刻ｔ＝３におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。

【図９Ｃ】図９Ａの例において、セッション３の到着からの９個のパケットの直ぐ後の時刻ｔ＝３における、パケットのタグを示している時間ラインを示す。
【図９Ｄ】図９Ａの例において、時刻ｔ＝４．５におけるパケットのタグを示している時間ラインを示す。
【図１０】本発明の１つの実施形態によるアップリンク／ダウンリンク比の動的な調整を示す図である。
【図１１】本発明の１つの実施形態のページング機能の動作を示す概略図である。
【図１２Ａ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。
【図１２Ｂ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。
【図１２Ｃ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。
【図１２Ｄ】本発明の１つの実施形態による、予約ミニスロットの数を動的に変更するために利用できる、異なる方法を示すフローチャートである。
【図１３Ａ】本発明の１つの実施形態による、リモート・ホストから見た場合の、総合的なＭＡＣプロトコルの動作を示すフローチャートである。
【図１３Ｂ】本発明の１つの実施形態による、基地局から見た場合の、総合的なＭＡＣプロトコルの動作を示すフローチャートである。
【図１４Ａ】本発明の実施形態による、３つの競合解決方法を示すフローチャートである。
【図１４Ｂ】本発明の実施形態による、３つの競合解決方法を示すフローチャートである。
【図１４Ｃ】本発明の実施形態による、３つの競合解決方法を示すフローチャートである。
【図１５Ａ】本発明のバンド幅を共有するための方法の１つの実施形態を示すフローチャートである。
【図１５Ｂ】本発明のバンド幅を共有するための方法の代わりの実施形態を示すフローチャートである。
【図１６】本発明の１つの実施形態による、パケット・サービス・タグの割り当てを示すフローチャートである。
【図１７】本発明の方法の１つの態様に従って、アップリンク・データの送信のためのパワー・レベルの確立を示すフローチャートである。
【図１８Ａ】本発明によるアクセス制御のための方法の１つの実施形態を示すフローチャートである。
【図１８Ｂ】本発明によるアクセス制御のための方法の代わりの実施形態を示すフローチャートである。
【図１９】本発明によるリモート・ホストの許可の制御のための方法の１つの実施形態を示すフローチャートである。
【図２０】本発明の１つの態様に従って、測定された量に基づいて新しいコネクションを許可する方法の１つの実施形態を示すフローチャートである。
【図２１】本発明の１つの態様に従って、ネットワーク内の過負荷制御のための方法の１つの実施形態を示すフローチャートである。
【図２２】本発明の公平なキューイングによるオン・デマンド多重アクセス方式のブロック図である。
【図２３】本発明の多重アクセス方式の動作を示すフローチャートである。

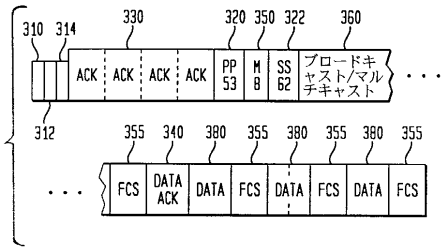
【図１】



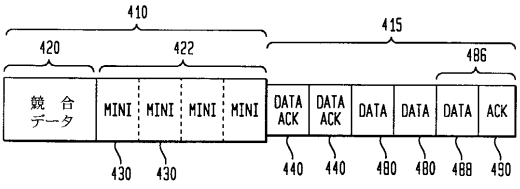
【図２】



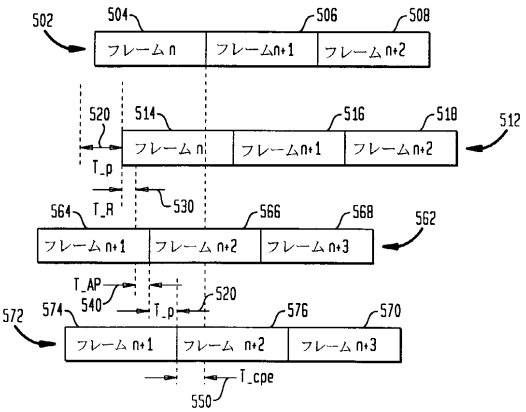
【図３】



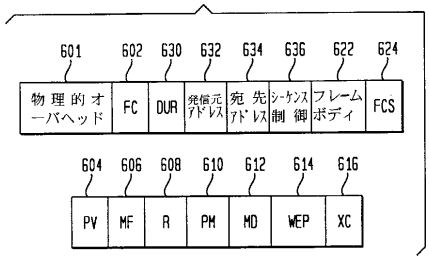
【図４】



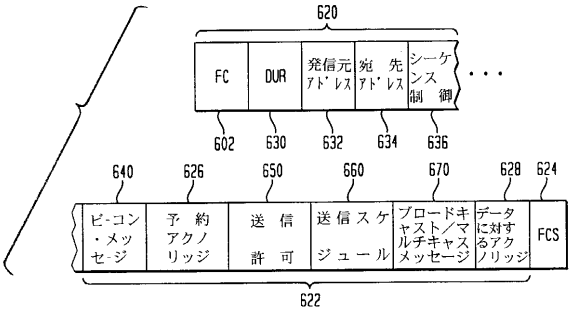
【図５】



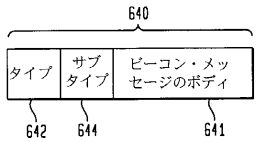
【図６Ａ】



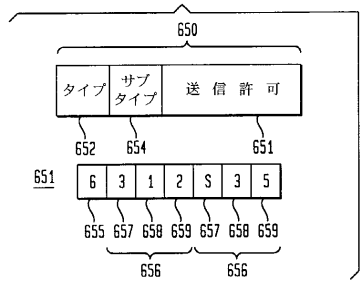
【図６Ｂ】



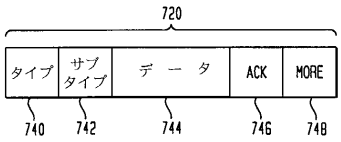
【図６Ｃ】



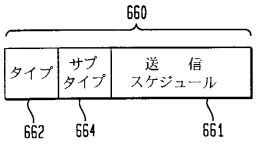
【図６Ｄ】



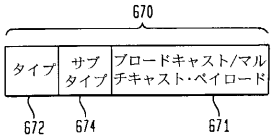
【図７Ｃ】



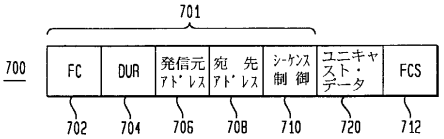
【図６Ｅ】



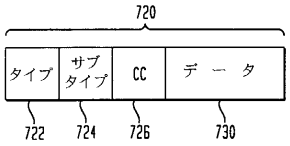
【図６Ｆ】



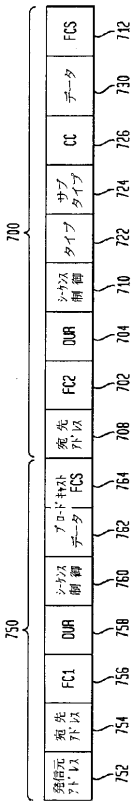
【図７Ａ】



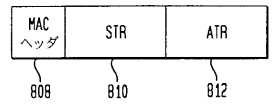
【図７Ｂ】



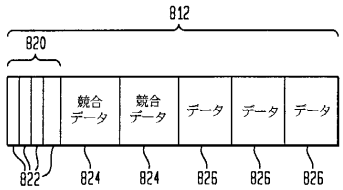
【図７Ｄ】



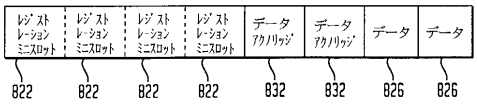
【図８Ａ】



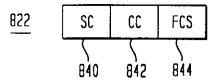
【図８Ｂ】



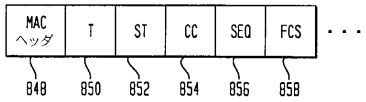
【図８Ｃ】



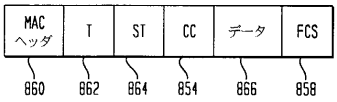
【図８Ｄ】



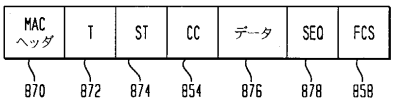
【図８Ｅ】



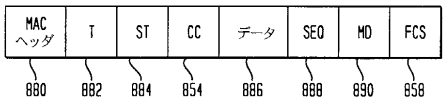
【図８Ｆ】



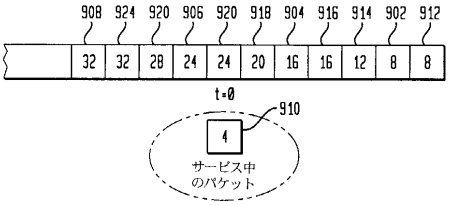
【図８Ｇ】



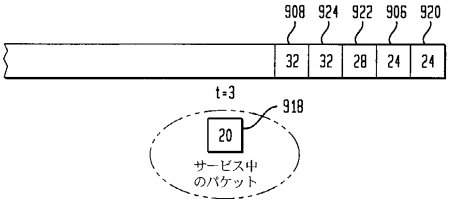
【図８Ｈ】



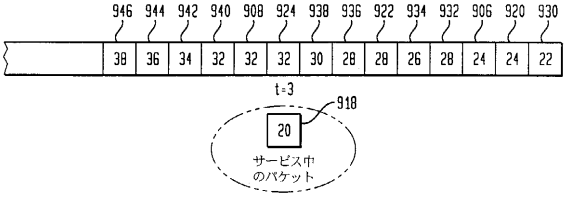
【図９Ａ】



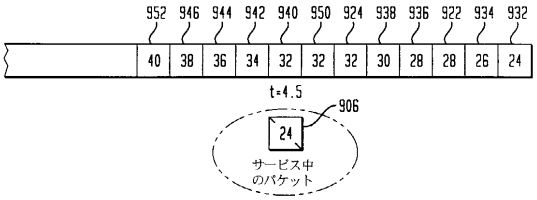
【図９Ｂ】



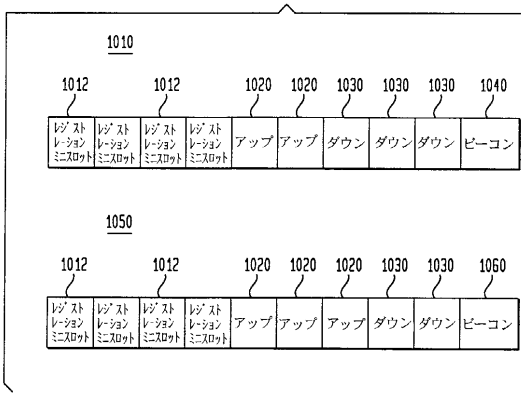
【図９Ｃ】



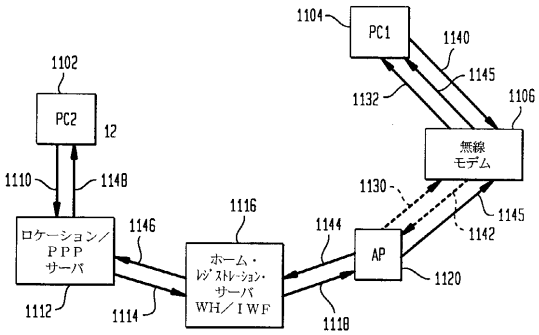
【図９Ｄ】



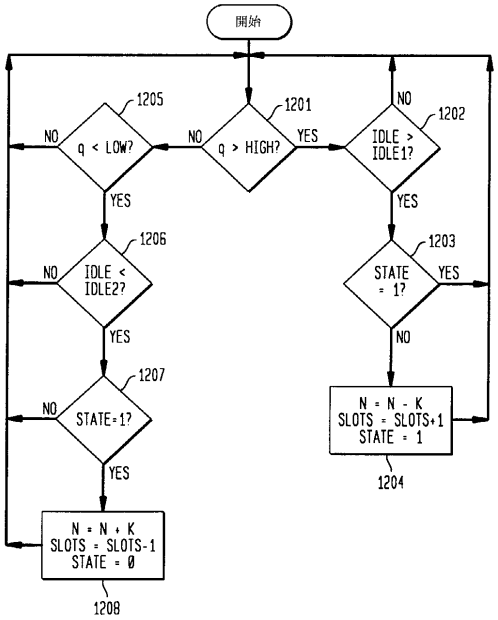
【図１０】



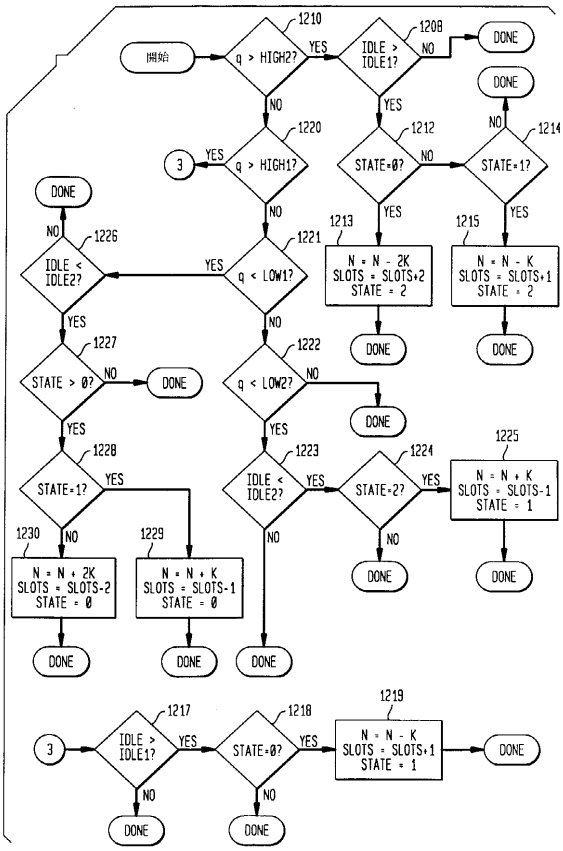
【図１１】



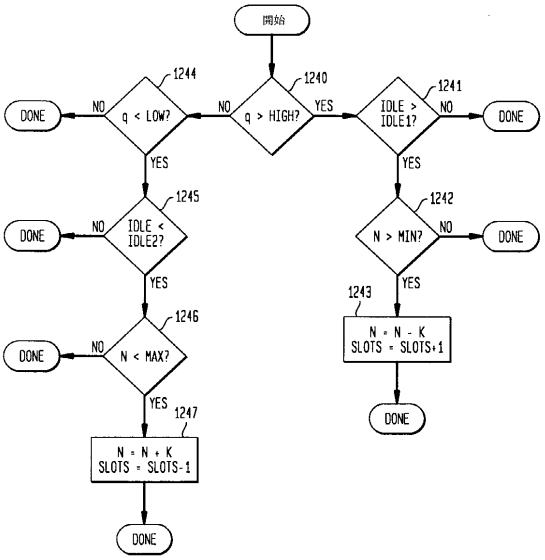
【図１２Ａ】



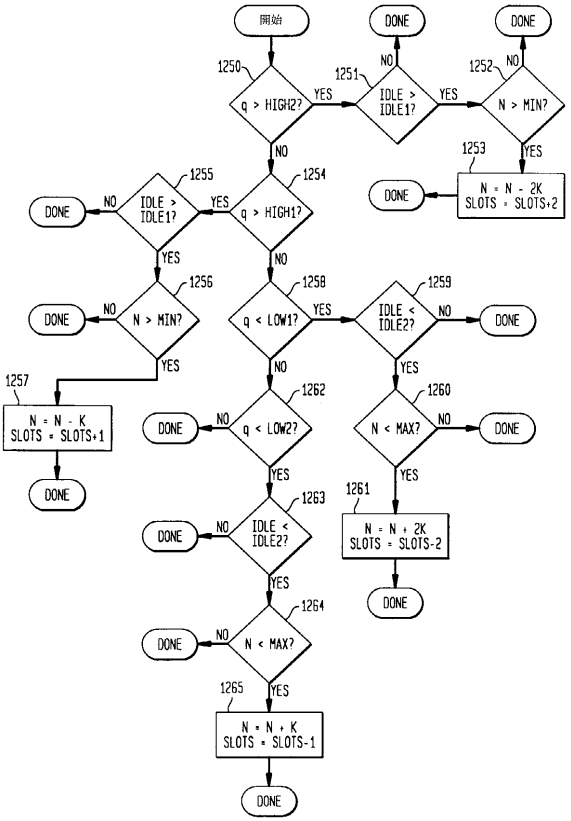
【図１２Ｂ】



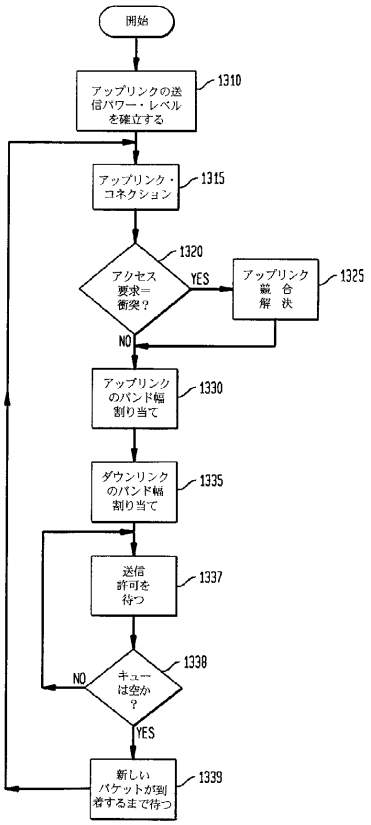
【図１２Ｃ】



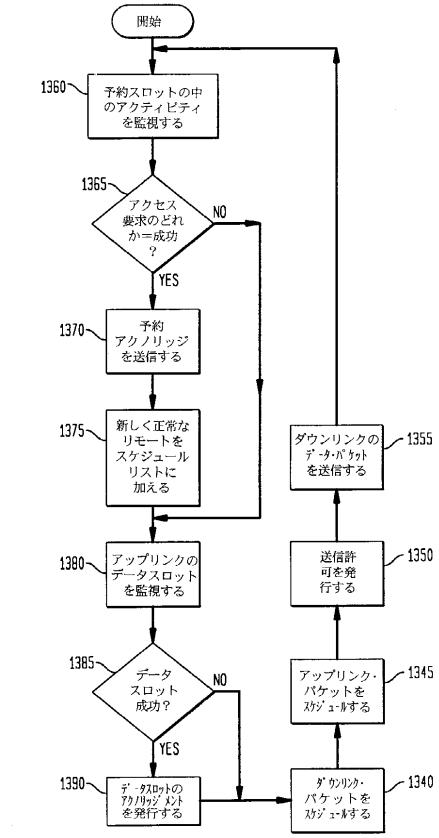
【図１２Ｄ】



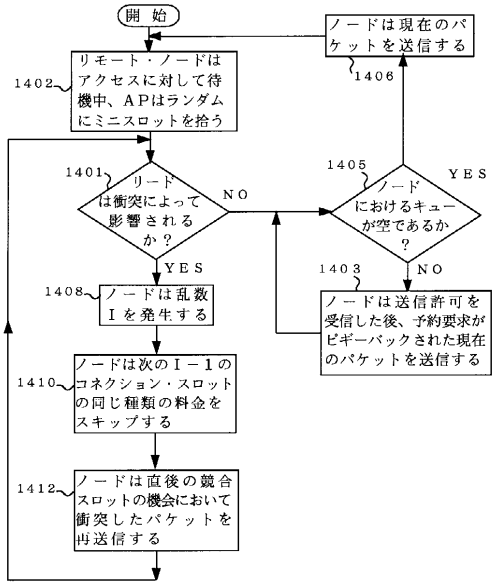
【図１３Ａ】



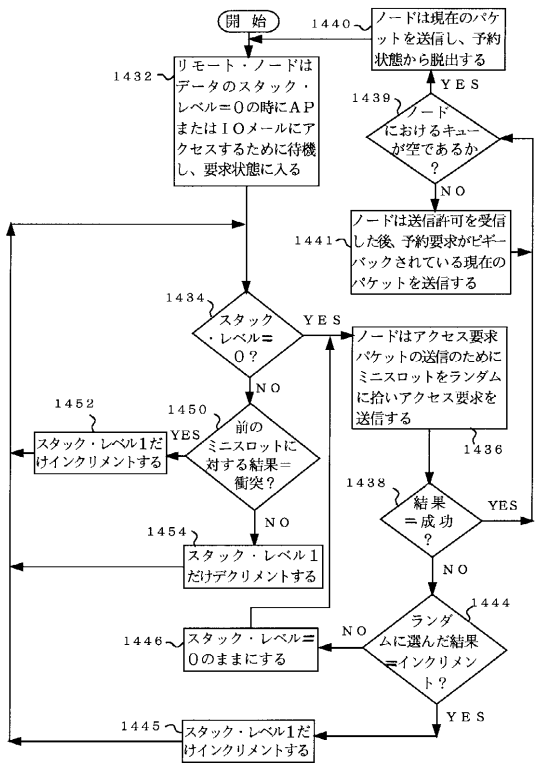
【図１３Ｂ】



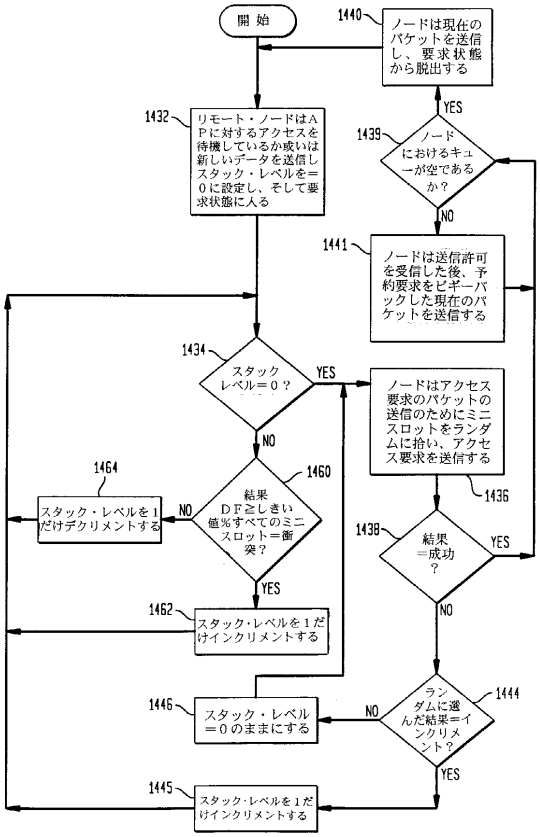
【図１４Ａ】



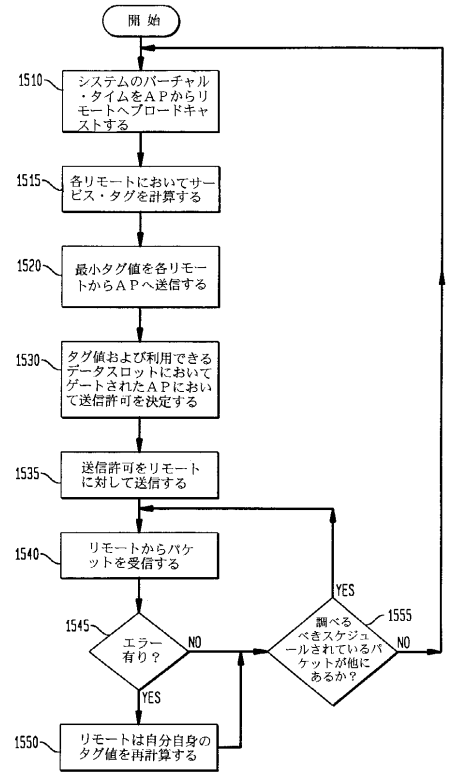
【図１４Ｂ】



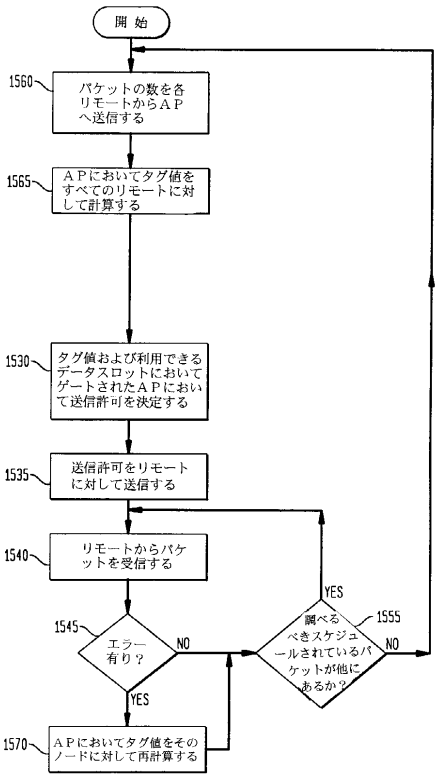
【図１４Ｃ】



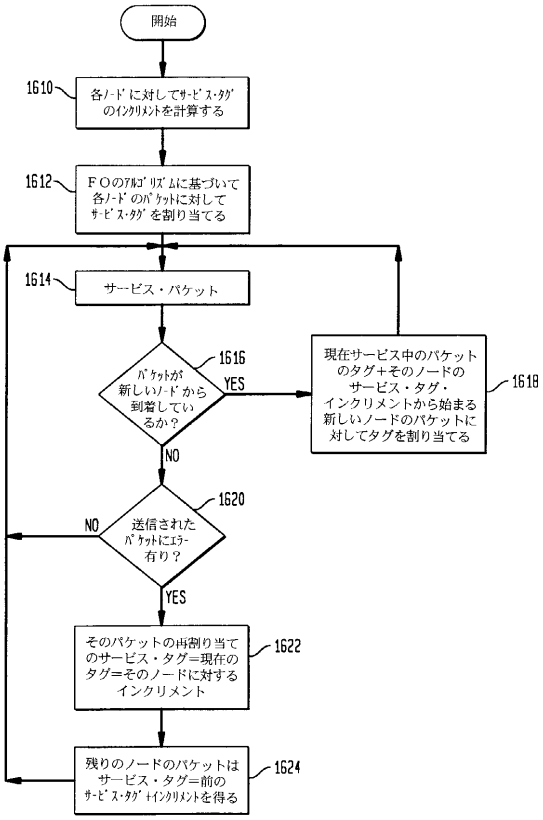
【図１５Ａ】



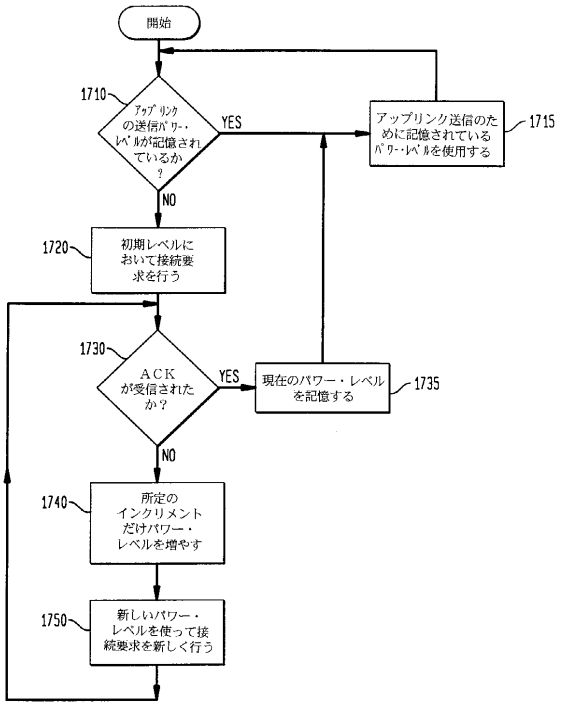
【図１５Ｂ】



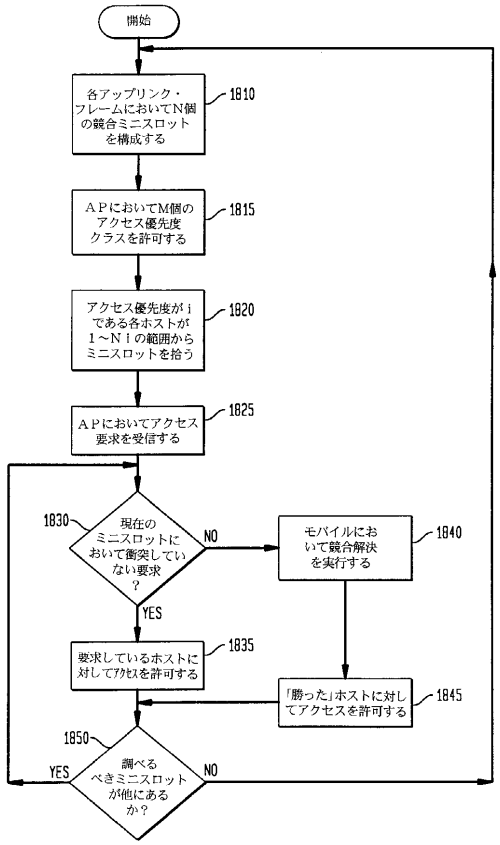
【図１６】



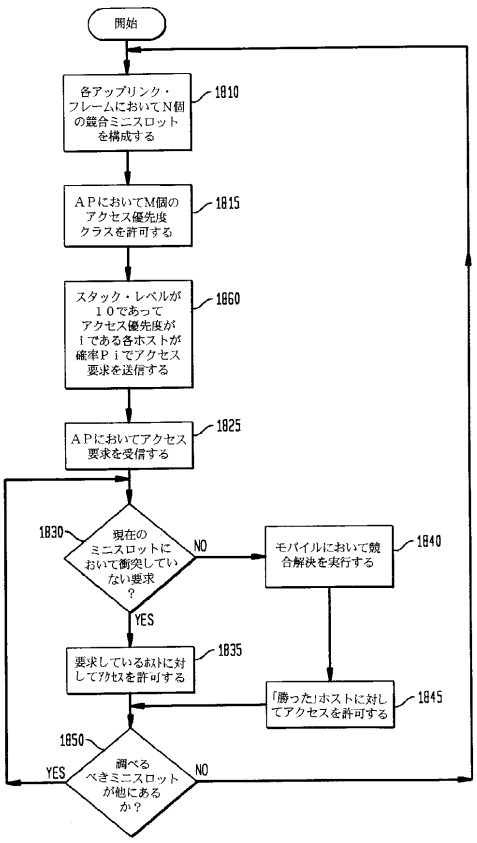
【図１７】



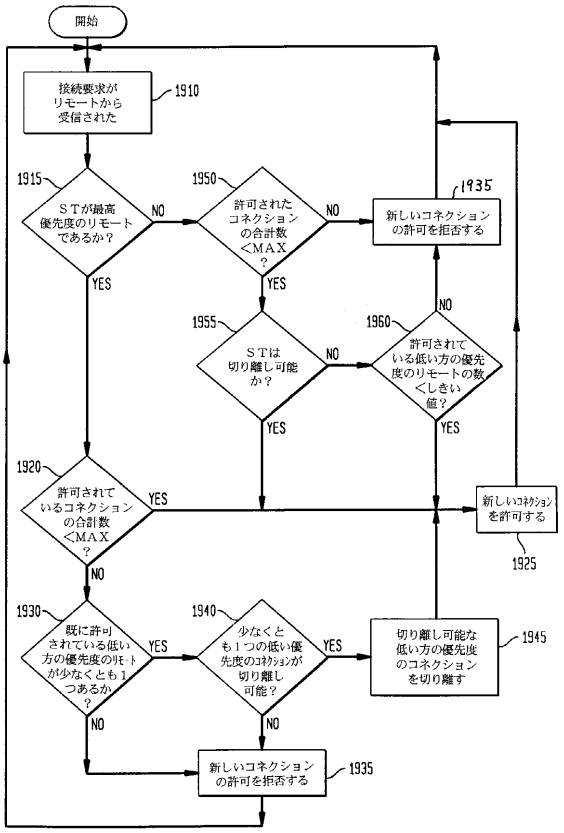
【図１８Ａ】



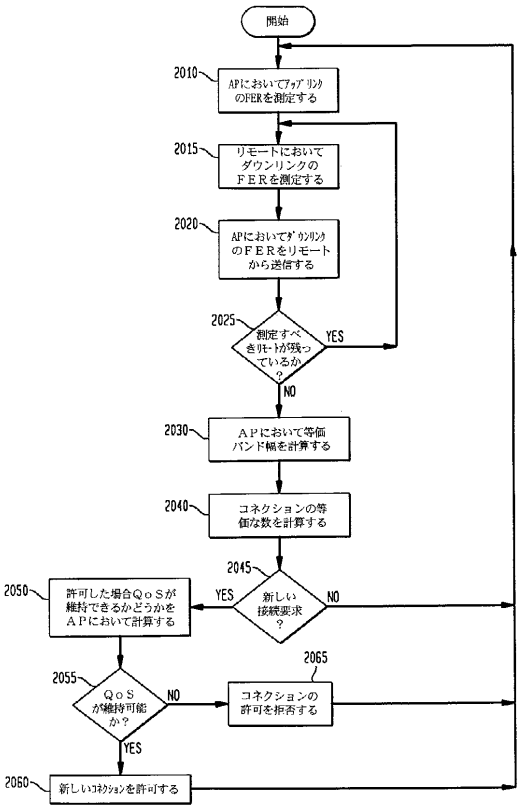
【図１８Ｂ】



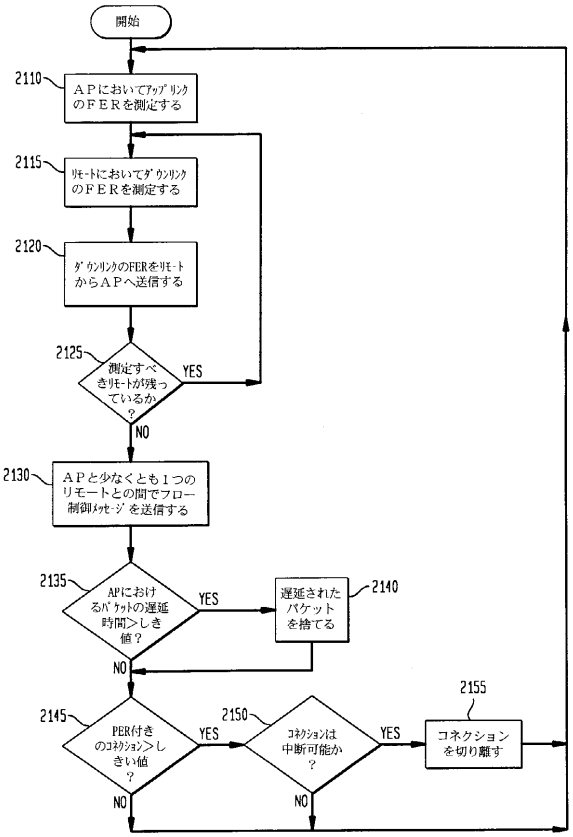
【図１９】



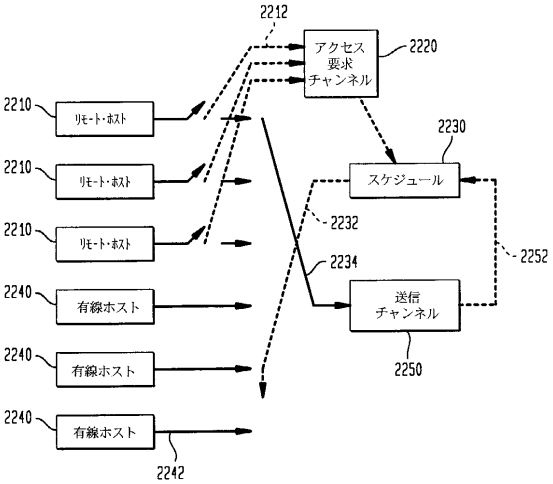
【図２０】



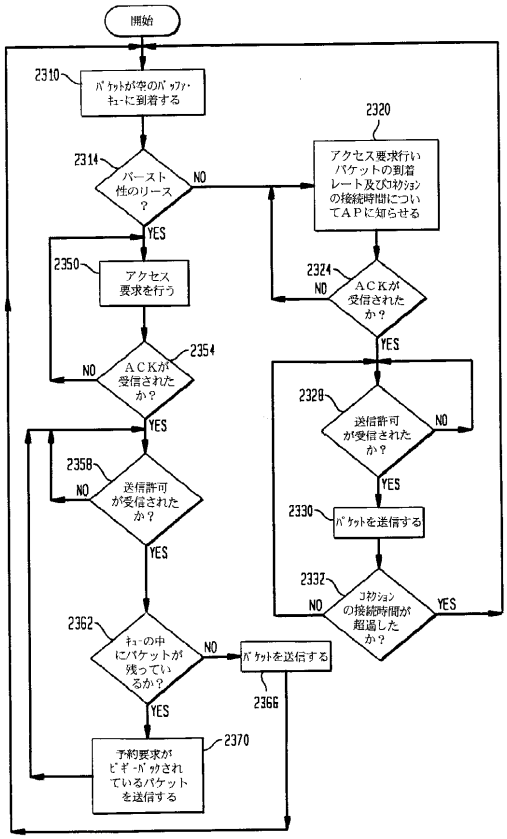
【図２１】



【図２２】



【図２３】


開始
2310
パケットが空のバッファ・キュ-に到着する
2314
バースト性のリース？
NO
YES
2320
アクセス要求行いパケットの到着レート及びコネクションの接続時間についてAPに知らせる
2324
ACKが受信されたか？
NO
YES
2350
アクセス要求を行う
2354
ACKが受信されたか？
NO
YES
2328
送信許可が受信されたか？
NO
YES
2330
パケットを送信する
2332
コネクションの接続時間が超過したか？
NO
YES
2358
送信許可が受信されたか？
NO
YES
2362
キュ-の中にパケットが残っているか？
NO
YES
パケットを送信する
2366
2370
予約要求がピギ-バックされているパケットを送信する

フロントページの続き

(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
(72)発明者　ムーイ　チョー　チュアー
アメリカ合衆国　０７７２４　ニュージャーシィ，イートンタウン，イートンクレスト　ドライヴ　１８４ビー

審査官　江嶋　清仁

(56)参考文献　特開平０９－２１５０６１（ＪＰ，Ａ）
特開平０８－２７９８１６（ＪＰ，Ａ）

(58)調査した分野(Int.Cl.[7]，ＤＢ名)
H04L 12/00
H04Q 7/38