

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特許公報(B2)

(11) 特許番号

特許第4112277号
(P4112277)

(45) 発行日 平成20年7月2日(2008.7.2)

(24) 登録日 平成20年4月18日(2008.4.18)

(51) Int.CI.

H04L 12/28 (2006.01)

F 1

H04L 12/28 200Z

請求項の数 4 (全 11 頁)

(21) 出願番号 特願2002-145928 (P2002-145928)
 (22) 出願日 平成14年5月21日 (2002.5.21)
 (65) 公開番号 特開2002-368752 (P2002-368752A)
 (43) 公開日 平成14年12月20日 (2002.12.20)
 審査請求日 平成16年12月24日 (2004.12.24)
 (31) 優先権主張番号 09/861740
 (32) 優先日 平成13年5月21日 (2001.5.21)
 (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
 ニュージャージィ, 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 100108703
 弁理士 産形 和央
 (74) 代理人 100096943
 弁理士 白井 伸一

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 NAK (否定応答) を用いた誤り回復システムおよび方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項 1】

少なくともいくつかのメッセージを送るよう構成されたノードを含む通信システムにおいて、

該ノードは、受信された NAK が属するラウンドの連続番号を示すラウンド数を含む送信メッセージのための NAK を受信するよう構成され、該ノードは該受信された NAK におけるラウンド数が以前の送信と関連づけられるラウンド数と異なっているかどうかに基づいて、NAK と関連づけられる送信メッセージを再送すべきかどうかを決定するよう作られており、該ノードは該ラウンド数がメッセージについての以前の送信と関連づけられるラウンド数よりも大きい場合に、該受信された NAK と関連づけられる送信メッセージを再送することを決定するよう作られていることを特徴とする通信システム。

10

【請求項 2】

請求項 1 に記載のシステムにおいて、

該ノードが、該送信メッセージについての該ラウンド数に基づく所定のスキームに依存する複数回、メッセージを再送するよう作られているシステム。

【請求項 3】

請求項 1 に記載のシステムにおいて、

該ノードが、1つの再送信において複数の送信メッセージを再送するよう作られているシステム。

【請求項 4】

20

請求項3に記載のシステムにおいて、
一つの再送信において再送される送信メッセージの数が、各送信メッセージの優先度および再送信フレームのサイズに基づいているシステム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、通信ネットワークの誤り回復に関し、特に、NAK(否定応答: Negative acknowledgement)に基づく誤り回復に関する。

【0002】

【従来の技術】

高速データ・ソースは第三世代の移動体・個人通信において重要な役割を果たしている。サービス品質(QoS: Quality of Service)を満たすために、さまざまな媒体アクセス制御(MAC: Medium Access Control)プロトコルがワイヤレス通信において用いられている。それらのなかでも、無線リンクプロトコル(RLP: Radio Link Protocol)は物理的なチャネルを介してオクテット・ストリーム・トランスポート・サービスに、最善努力の回復力を提供する。バースト制御方法は、トラフィックのバースト性を適合させることにより、無線リソースの効率的な利用を可能とし、RLPとバースト・アサインメント・アルゴリズムの最適化により、データ・サービスはスループットと待ち時間が改善される。

【0003】

【発明が解決しようとする課題】

自動再送要求(ARQ: Automatic Repeat Request)に基づいた標準的なRLPにおいて、受信側で誤りが検出された場合、送信者は再送信されるべき紛失したデータを要求される。受信者は通常、紛失したデータをR回(Rはある特定の整数)要求できる。Rという数は誤り回復の能力に制限を加えるかもしれない。CDMAの現在のRLP基準において、伝送体系はNAK体系と同一である。これは、データ送信者による再伝送の数が送信者が受信したNAK要求の数と一致することを意味する。実際に、NAKフレームは伝送中に紛失するかもしれない。RLPの送信者が通知されることを確実にするために、「ラウンド」として発行される一連の連続するNAKで、通常NAKは多数回送信される。連続番号(sequence number)で特定されるメッセージにとって、複数のラウンドが必要とされるかもしれない。各ラウンドはタイマーの終了以前に受信者にメッセージが到着しない場合に始動する。最善努力の回復力を悪化させることなしに、トラフィック量を軽減する必要がある。

【0004】

【課題を解決するための手段】

本発明は、第1メッセージを送信する送信ノードとその第1メッセージを受信する受信ノードとを有するネットワークに関するシステムと方法に関する。受信ノードは、第1メッセージを受信できなかった場合、NAKを送信ノードに送信する。送信ノードは、送信ノードによるNAKの受信が送信ノードからの第1メッセージの再送信を始動させるか否かの決定を受け、NAKをスクリーンするように動作する。

【0005】

【発明の実施の形態】

図1は、少なくとも2つのノード12および14を有する典型的な通信ネットワーク10を表している。ネットワーク10は、電磁波通信ネットワークで、ノード12は移動局で、ノード14は基地局である。あるいは、たとえばどちらのノードも中継局のこともある。送信ノード(送信者)12は、チャネル11を介してメッセージ16を受信ノード(受信者)14に送信する。チャネル11の誤りのために、メッセージ16は受信ノード14まで到着しないかもしれない。それは、その送信が受信ノード14に到着しないからのこともあるし、メッセージが送信中に崩壊したからのこともある。一つの予防策として、通常、受信ノード12は複数連続回、メッセージ16を送信する。これは時間の多様性を利

10

20

30

40

50

用するもので、送信の繰り返しは例えばバーストの誤りを切り抜けることもある。しかしながら、メッセージ受信を成功させることは保証されるものではない。さらなる措置として、受信ノード14は、送信ノード12に、受信ノード14がメッセージの紛失を検出したときに、メッセージが受信されていないことを知らせるNAKを発行する。メッセージ16以外のメッセージもまたチャネル11を介して発送されるが、各メッセージは固有の連続番号を有する。受信ノード14は到着するメッセージを待ち、メッセージは順番に上層に届けられる。発送したメッセージのために、送信ノード12は受信ノード14に無事に到着したという確認が出るまでメッセージを待たせる。

【0006】

図2は、ネットワーク10においてメッセージの典型的なルーティング系列のトレースを表している。イベントの時間系列は頁の上部から下部にかけての進行で示される。メッセージ16のメッセージ送信30のあと、NAK38a-38cのラウンドが続く。それに応答して、送信ノード12はメッセージ32a-32cの再送信を3回を発し、送信ノード12が受信したNAK1回につき各1回再送信される。図2には、発行順と同一にNAKの到着順を示し、一般にその限りではない。一連のNAKのうち最後のNAK、つまりNAK38cの発行を受けて、受信ノード14は所定の受信期間39のタイマーを開始する。受信ノード14がタイマーの終了までにメッセージを受信しなかった場合、受信ノード14は、NAK40a-40cからなるNAKの新しいラウンドを開始する。複数のラウンドが実施され、チャネル11に多数のトラフィックを生じる。NAK38bと38cはNAK38aと同じ紛失データを報告するので、それらは安全にスクリーンされたり、あるいは無視されたりしうる。また、後述されるように、たとえ受信ノード14がタイマー終了以前に無事にメッセージを受信したとしても、メッセージ16以外のメッセージの紛失データを報告するためにNAKは発行されることもある。図2は所定の1個のメッセージのルーティングを表している。

【0007】

図3は、ネットワーク10において所定のメッセージ16のルーティングの一例を表し、本発明の第1実施例を示している。メッセージ送信44のあとNAK52a-52cのラウンドnが続く。ここでnは整数である。送信44の発送を受け、送信ノード12は所定の送信期間45を始動させる。期間45は送信ノード12と受信ノード14間の往復時間の推定値に相当する。期間45終了以前に到着したNAKはどれも、ラウンドn以前のラウンドからの送信の結果として生じたものだとみなされ、送信ノード12に無視される。それは、到着するNAKは送信44に応答して発行されることはなかったからで、一方、送信44はメッセージを受信ノード14に無事に届けたのである。本発明では、すべてのNAKが対応する再送信を生じさせるわけではない。よって、本発明は不要な再送信、そしてそれに関連するトラフィックを排除する。図示された例では、ラウンドnの最初のNAK、つまりNAK52aは、期間45以後に到着するので無視はされない。再送信のラウンドnとなる、送信ノード12におけるNAK52aの到着は、1個の再送信46として出現し、期間47が開始する。期間47は、ここで図示の簡略化のため、期間45と同じ存続期間を有しているが、本発明はこのような同一に限定されるものではない。NAK52bと52cは、期間47の終了以前に到着するので送信ノード12に無視され、それらの到着がメッセージの再送信を生じさせることはない。ラウンドn+1からのNAK54aもまた期間47の間に到着し、無視される。対称的に、同じラウンドn+1のNAK54bは無視されず、その代わりに、再送信のラウンドn+1を生じさせる。再送信のラウンドn+1は複数回の再送信を繰り返す。この場合、2回の再送信、48aと48bである。再送信の回数は再送信のラウンドnのラウンド数の関数K(n)で表され、NAKの数はNAKのラウンド数pにおける関数M(p)で表せる。2個の別個の関数を定めることはトラフィックの流れを制限することに柔軟性を与える。パラメータKとMは送信ノード12と受信ノード14によってチャネル11の確立の際に交渉可能である。

【0008】

図4は、図示目的のため一例を示し、再送信のラウンドの各再送信が通常2個以上のメ

10

20

30

40

50

セージからなるブロックを発送することを表示している。図4に示す通り、再送信58の典型的なラウンドは通常複数の再送信からなり、この場合、3回の再送信80、82、84からなる。最初に、4個のメッセージ60、62、64、66を有するデータ・ブロック80を含むフレームが、再送信されるべきメッセージ60とともに送られる。フレーム長さ分の後、例えば20ミリ秒後、別のフレームで、送信されたメッセージ60をまた含み、3個の異なるメッセージ68、70、72をも含むデータ・ブロックであるデータ・ブロック82が送信される。再度、フレーム長さ分の後、さらに他のフレームで、メッセージ60をまた含み、しかし3個の異なるメッセージ74、76、78をも含むデータ・ブロック84が送信される。メッセージ60は3回の別個の繰り返される再送信で発送されるので、再送信のうちどれか1回が失われてもメッセージ60が受信ノード14に到着することは妨げられない。再送信58のラウンドは、メッセージ60に対して3に設定される。というのは、ラウンド58で再送信されたブロックはそれぞれメッセージ60を含むからである。このラウンドで送信されるその他のメッセージは、再送信されるか、あるいは新たに送信される。(すなわち、受信側で新たに受信される。)

10

【0009】

不要な再送信を排除するほかに、NAKを無視し、あるいはスクリーンすることは、流れの制御を容易にする。バーストは、所定のチャネルのトラフィック・ロードを共有する補足的なチャネルであり、バースト時間間隔で存在する。チャネル11のセットアップでバースト時間間隔は設定される。チャネルの誤りはバーストを発するためにチャネル11のトラフィックを増加させるかもしれない。一方、チャネルが多数の誤りに悩まされると、バースト割り当ては時期尚早に終了される。ゆえに有用なバースト・リソースは放出され、使用可能となるのは他の場所となる。

20

【0010】

スクリーンされるNAKに適合するNAKのカウントはフレーム誤り率(FER)の推定値を決定するのに用いられる。繰り返しがラウンドによって変化するNAK体系において、FERの推定値に、バーストを発する偽警告につながる、あるいは、バーストの時期尚早の終了につながるような変動を引き起こすかもしれない。NAKをスクリーンすることは、変動を取り除き、このような流れ制御上の問題が起きる可能性を減少させる。シユミレーションは、結果として生じる控えめなFER推定が多数のデータ・バーストを時期尚早の終了から守りうることを示している。シユミレーションの結果は、チャネルに対する十分な入力データ・レートが、スループットを引き下げる送信の繰り返しを生じさせることを示している。ゆえに、推定入力データ・レートがしきい値を超えた場合、再送信の繰り返しは停止する。よって、たとえば、1回の再送信が、ある特定のラウンドで、所定のNAKされたメッセージために生成される。実際には、チャネルを失わないかわりにフレームを失う可能性のある交換である。あるいは、しきい値を超えたことに対する応答は、チャネルのセットアップ上の折衝にしたがう異なる再送信の体系である。しきい値は、Hはチャネルの帯域幅であり(すなわち、チャネルが耐えられるような最大データ・レート)、 α は所定の係数($0 < \alpha < 1$)であるような、Hで規定される。 α は通信プロトコルと多重化オーバーヘッドに基づいて規定される。推定入力データ・レートは、しきい値と比較され、次の等式を用いて送信者によって計算される。

30

$$Rate(t) = (counter(t) - counter(t - W)) / W$$

ここでcounterは、時間tまで受信されたオクテットの数であり、Wは通常数回規模の往復時間(RTT)のスライディング・ウィンドウである。

$$RTT = \min \{ \text{現在のフレームのRTT}, \text{前のフレームのRTT} \}$$

ここで、再送信された日付やフレームはデータ・レートの更新を実行する際に排除される。

40

【0011】

図5は、RLPで用いられる従来のNAK20のフォーマット化を簡略にして示した図である。フィールド22は肯定応答(ACK: Acknowledgement)であり、それは無事に受信された複数メッセージのうち最大連続番号を示す。これに基づいて、送

50

信ノードはACKされた(ACKed)メッセージの受信を確実にするためにはや必要ではないバッファを解く。未解決メッセージの連続番号の厳密な連続する列のうち、フィールド24は最初の連続番号を、フィールド26は最後の連続番号を含む。連続番号列内の最初と最後の番号の間にある各メッセージの連続番号は、受信ノード14では受信されてないメッセージに属する。

【0012】

以上の図は1個のメッセージの典型的な流れを示しているが、通常は多数のさまざまなメッセージが一緒に送信される。さらに、大体の場合、ネットワーク10の作業の間、送信ノード12が受信ノードとしてふるまつたり、受信ノード14が送信ノードとしてふるまつたりしてノードを交替する。このような構造を考慮し、本発明の第2実施例における典型的なNAKの詳細を表したのが図6である。図6(A)は、制御ブロック132とデータ・ブロック134を有するNAKフレーム130を表している。図6(B)では制御ブロック140は、受信ノード14で受信された最大連続番号メッセージを含む一番左のフィールド142を有する。フィールド144はNAK130における列番号を有する。フィールド146はある特定の列の連続番号の最初を、フィールド148はその列の連続番号の最後を有する。次のフィールド150は、その列のNAKのラウンド番号を有する。メッセージは、到着するメッセージが対応する列の連続番号中に欠落を示すと初めて受信ノード14において紛失したとして通知される。そのとき、受信タイマーは列中の各メッセージに対して始動する。後述するように、NAKのラウンド数の更新は受信タイマーによって決定される。よって、列中の各メッセージに対するラウンド数は同じであり、その列のラウンド数として参照される。フィールド152は第2列の最初の番号、154は最後の番号、156はラウンド数である。このフィールド配列はフィールド144においてその列番号の間続く。フィールド158は制御ブロック140の末端でパディング(padding)している。図6(C)では、データ・ブロック170が先頭のフィールド172としてメッセージ番号を有する。フィールド174はそれらメッセージの最初の番号を、フィールド176はそれらのメッセージの最後の番号を有する。フィールド178はパディングしている。

【0013】

このフォーマットのおかげで送信期間とそれに関連するタイマーを送信ノードに提供する必要はなくなる。図7では、このフォーマットを用いた典型的なメッセージの流れの一例を示す。送信ノード12は到着するNAKに含まれるラウンド番号を調べるので、送信期間は必要とされない。NAK102aは送信ノード12に到着し、再送信94を生じさせる。NAK102bと102cは、再送信のラウンド番号nを示し、それは再送信94によってすでに起こっていることを示しているので、送信ノード12に無視される。ラウンドnのNAK102a-102cが送信されると、受信ノード14は受信期間106を開始する。時間106の終了を受け、受信ノード14は予想されるメッセージが到着したかどうかを調べる。未到着の場合、ステップ114はNAKのラウンドを1個増加させ、結果として生じるNAKラウンドの、NAK118a、118b、118cを発送し、ラウンドはn+1となる。そのすぐ後の例では、送信ノード12はNAK118bを初めに受信する。送信ノード12はNAK118bにおけるラウンド番号と再送信の最新ラウンド番号とを比較する。到着するNAKのラウンド番号の方が大きいので、送信ノード12は再送信の次ラウンド、ここでは2回の繰り返しからなるn+1を始動させる。後に到着するNAK118aと118cは、NAK118bがすでに知らせた紛失情報と同じものを報告するので、受信ノード12には無視される。データ・フィールド150はラウンド番号を伴い、NAKスクリーニングを不要にする。不要な再送信は避けられ、再送信の繰り返しはトライフィックの流れに合わせてNAKの繰り返しを柔軟に自由に設定できる。

【0014】

第1実施例における送信ノード12の動作のための4個の典型的なサブプロセス810、840、850、860を表したのが図8である。図8(A)のブロック・フィル・サブプロセス810はステップ812でフレームが送信の準備をしているか尋ねる。準備をし

10

20

30

40

50

ている場合、フレームは送信用として特徴づけられる（ステップ 814）。再送信用に特徴づけられた全メッセージのため、送信繰り返しのカウントは急に減少する。フレームが準備していない場合、ステップ 816 で再送信用に特徴づけられたメッセージがあるかどうかを尋ねる。ない場合、ステップ 818 で、送信ノード 12 の入力においてメッセージが尋ねられるかどうかを質問する。尋ねられたメッセージがない場合、遅延 820 の後、フレームが送信の準備をしているか否かについて再度尋ねる。入力においてメッセージが尋ねられた場合、メッセージは、適合する範囲でフレームにロードされる（ステップ 822）。メッセージが再送信用に特徴づけられる場合、再送信の最優先権を得る先頭メッセージがゼロ以外の送信繰り返しカウントを有するか否かを尋ねる（ステップ 824）。有する場合、先頭メッセージはフレームにロードされる（ステップ 826）。ステップ 822 では、再送信用に特徴づけられた優先度の低いメッセージや質問された入力メッセージが適合する範囲でフレームの残りの部分にロードされる。先頭メッセージの送信繰り返しカウントがゼロの場合、再送信用に特徴づけられた最小連続番号のメッセージが先頭メッセージとして選択され（ステップ 828）、その送信繰り返しカウントが $K(n)$ と等しく設定される。10

【0015】

図 8 (B) は、送信プロックのサブプロセス 840 を示す。ステップ 842 では、フレームが送信用に特徴づけられるか否かを決定する。特徴づけられない場合、遅延 844 が生ずる。特徴づけられる場合、そのように特徴づけられた最初のフレームが送信される（ステップ 846）。送信タイマーはそのフレームにおける全メッセージに対して始動する。20

【0016】

図 8 (C) では、入力メッセージのサブプロセス 850 を示す。ステップ 852 では、入力されたメッセージが到着したかどうかを尋ねる。到着していない場合、遅延 854 が生じる。到着している場合、バッファと送信タイマーがそのメッセージに対して生成され（ステップ 856）、タイマーが始動する。再送信のラウンド n と送信繰り返しカウントは、共にゼロに初期化される。

【0017】

図 8 (D) の NAK 受信のサブプロセス 860 では、NAK が到着したかを尋ねる（ステップ 862）。到着していない場合、遅延 864 が生じる。到着している場合、バッファと送信タイマーは、無事に受信されたメッセージのために解かれる（ステップ 866）。NAK されたメッセージは 1 度に 1 個調査され、再送信用に特徴づけられる（ステップ 868）。送信期間が終了したメッセージのために（ステップ 870、872）、再送信のラウンドは急増する（ステップ 874）。任意に、ステップ 866 はステップ 870 の YES の行程に移動することも可能である。なぜなら、送信時間が終了した時にだけ NAK からの新しい情報が使用可能となるからである。30

【0018】

第 1 実施例の受信ノード 14 の動作のための 5 個の典型的なサブプロセス 910、920、930、950、970 を表したのが図 9 である。図 9 (A) は、受信タイマーのサブプロセス 910 で、メッセージの受信タイマーが終了したかどうかについて尋ねる（ステップ 912）。終了していない場合、遅延 913 が生じる。終了している場合、そのメッセージの NAK のラウンド p が急増する（ステップ 914）し、NAK のペンディング・フラグが設定され（ステップ 916）、メッセージの受信繰り返しカウントが $M(p)$ に設定される（ステップ 918）。

【0019】

図 9 (B) は、フレーム到着のサブプロセス 920 で、データ・フレームが到着しているかを尋ねる（ステップ 922）。到着していない場合、遅延 924 が生じる。到着している場合、紛失しているメッセージの表が、受信ノード 14 ではもはや紛失していないメッセージを反映するように更新される。受信タイマーは、それらの紛失していないメッセージのために解かれる。また、順序が狂って到着するメッセージが新たな列を生み出した場合、受信タイマーはその列の各メッセージに対して始動する。新しいメッセージはそれぞ4050

れバッファされる（ステップ926）。

【0020】

図9（C）は、送信NAKのサブプロセス930で、NAKのペンドィング・フラグが設定されるか否かについて尋ねる（ステップ932）。未設定の場合、20ミリ秒の遅延934が生じる。設定されている場合、紛失メッセージの表にあるデータに基づいてNAKが組み立てられ、そのNAKは送信される（ステップ935）。NAKにおいて示される全紛失メッセージのための受信タイマーはリセットされ（ステップ937）、それらのメッセージに対応する受信繰り返しカウントは急減する（ステップ939）。ステップ935と846は同調され、NAKとメッセージを1個のフレームにロードし、送信側と受信側の二つのノードの役割を果たすかもしれない。

10

【0021】

図9（D）は、出力受信メッセージのサブプロセス950で、受信ノード14に到着した最小連続番号のメッセージが、現在のフレームにロードされる（ステップ952）。それらのメッセージのバッファは解かれる（ステップ954）。現在のフレームは出力される（ステップ956）。20ミリ秒の遅延958の後、サブプロセス950は繰り返される。

【0022】

図9（E）は、NAKペンドィングのサブプロセス970で、紛失しているメッセージがゼロ以外の受信繰り返しカウントを有しているか尋ねる（ステップ972）。有していない場合、遅延974が生じる。有している場合、NAKのペンドィング・フラグが取り除かれる。

20

【0023】

第2実施例の送信ノード12の動作のための典型的なサブプロセス1010、1020、1030を表したのが図10である。これらのサブプロセスはそれぞれ、第1実施例のサブプロセス840、850、860に取って替わり、サブプロセス810は維持される。

【0024】

送信ブロック2のサブプロセス1010（図10（A））は送信ブロックのサブプロセス840（図8（B））とは異なり、入力メッセージ2のサブプロセス1020（図10（B））は入力メッセージのサブプロセス850（図8（C））とは異なる。それは、送信ノード12で送信タイマーが除去されているという点においてである。NAK受信2のサブプロセス1030（図10（C））と、それに対応するNAK受信のサブプロセス860（図8（D））を比較すると、送信タイマーは、フィールド150のようなNAKのラウンド番号を挿入し、そのラウンド番号と再送信のラウンド番号とを比較する構造に置換されている（ステップ1038）。各メッセージに対する送信ノード12におけるタイマーの設定と維持のオーバーヘッドは除去される。しかし、減少したトラフィックと改良されたバースト制御におけるNAKスクリーニングの利点は維持され、よりよいメッセージの流れにつながる。

30

【0025】

本発明によるシステムと方法はコンピュータ・ネットワークや通信ソフトウェアを用いたコンピュータで理解される。たとえば、CDMA（符号分割多重アクセス方式）のRLP標準を高めるものとして実行される。しかし、本発明はそのようなものに制限されるものではないし、他のプロトコルの適用性も有する。

40

【0026】

以上の説明は、本発明の一実施例に関するもので、この技術分野の当業者であれば、本発明の種々の変形例を考え得るが、それらはいずれも本発明の技術的範囲に包含される。尚、特許請求の範囲に記載した参照番号は発明の容易な理解のため、その技術的範囲を制限するよう解釈されるべきではない。

【図面の簡単な説明】

【図1】通信ネットワークの従来技術を簡略化した図。

【図2】通信ネットワークの従来技術においてメッセージ・トレイスを表した図。

50

【図3】本発明のメッセージ・トレイスの代表的側面を表した図。

【図4】本発明のメッセージ・フローを表した図。

【図5】従来技術のメッセージ・フォーマットを表した図。

【図6】(A)～(C)本発明のメッセージ・フォーマットを表した図。

【図7】本発明のメッセージ・トレイスの代表的側面を表した図。

【図8】(A)～(D)本発明の第1実施例の送信者側の進行過程を表したフロー・チャート図。

【図9】(A)～(E)本発明の第1実施例の受信者側の進行過程を表したフロー・チャート図。

【図10】(A)～(C)本発明の第2実施例の受信者側の進行過程を表したフロー・チャート図。 10

【符号の説明】

10 ネットワーク

11 チャネル

12 送信ノード

14 受信ノード

16 メッセージ

20、38、40 NAK

22、24、26、28 フィールド

30、44 メッセージ送信

20

39 受信期間

45、47 送信期間

32、46、48、58 メッセージ再送信

52、54 NAK

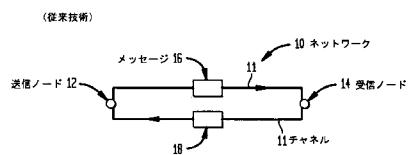
60、62、64、66 メッセージ

80、82、134、170 データ・ブロック

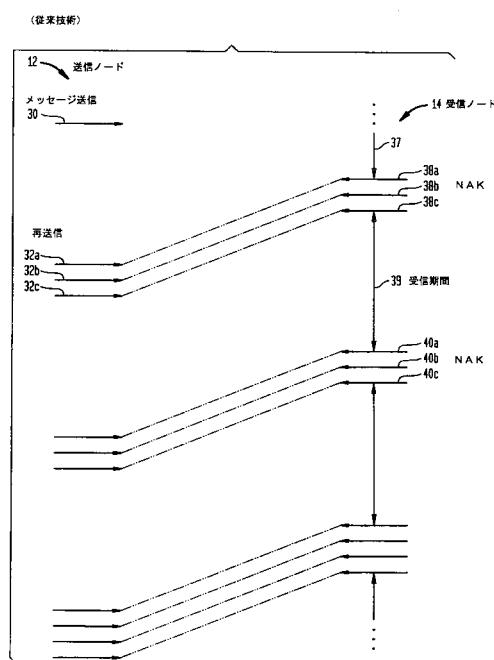
132、140 制御ブロック

134、144、150、172 フィールド

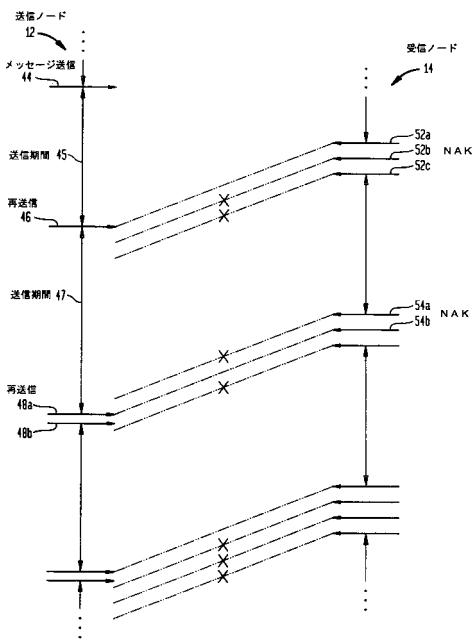
【図1】



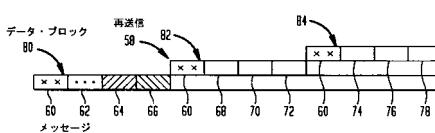
【図2】



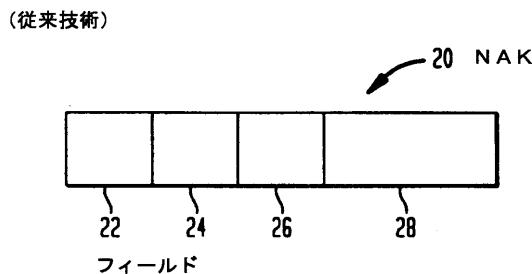
【図3】



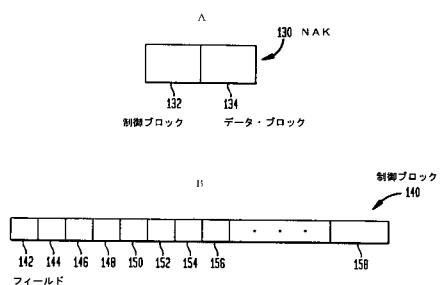
【図4】



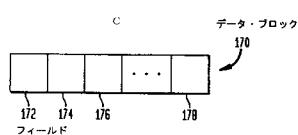
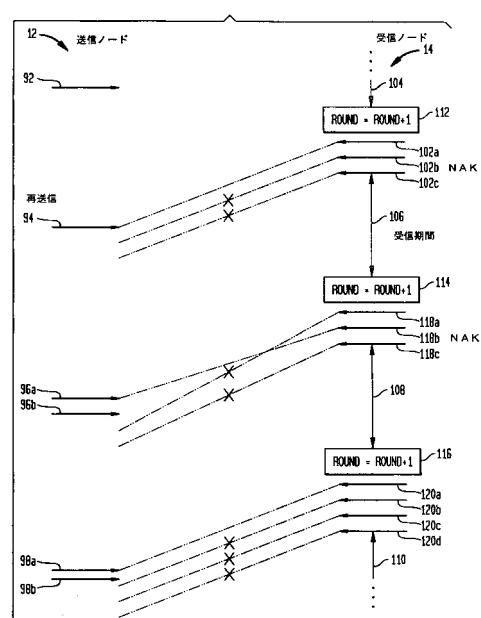
【図5】



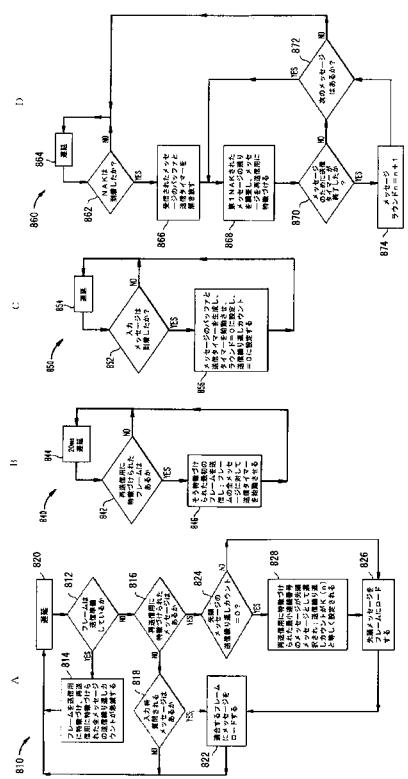
【図6】



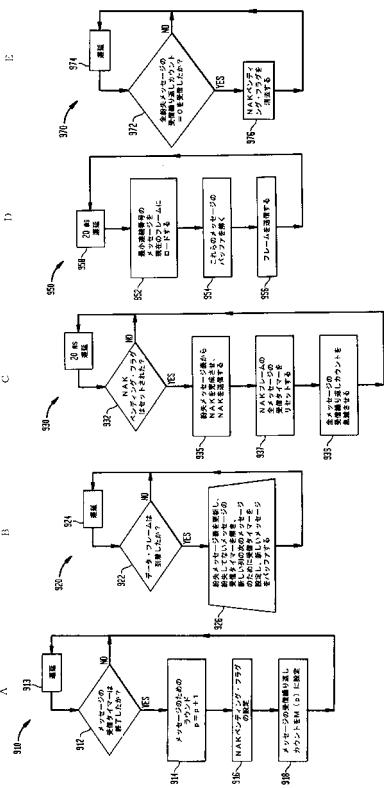
【図7】



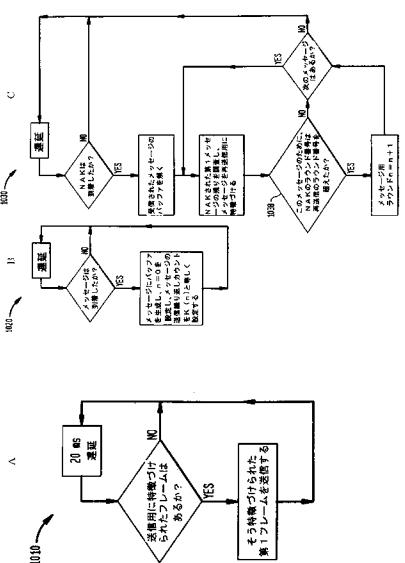
【図8】



【図9】



【図10】



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

(74)代理人 100081053
弁理士 三俣 弘文

(74)代理人 100100505
弁理士 刈谷 光男

(72)発明者 ツァオ・ツェン チェン
アメリカ合衆国、07005 ニュージャージー州、ブーントン、ワイルドウッド トレイル 2
4

(72)発明者 ウエン・イ クウ
アメリカ合衆国、07751 ニュージャージー州、モーガンビル、ローリング ヒル ドライブ
107

(72)発明者 ゲング ゲー
アメリカ合衆国、08807 ニュージャージー州、ブリッジウォーター、マッキヤザーン コー
ト 4

(72)発明者 ミン ルー
アメリカ合衆国、08876 ニュージャージー州、ヒルズバラ、ノストランド ロード 79

(72)発明者 マーティン ハワード マイヤース
アメリカ合衆国、07043 ニュージャージー州、モントクレア、クーパー アベニュー 93

審査官 矢頭 尚之

(56)参考文献 特開平04-111553 (JP, A)
特開平08-088620 (JP, A)
特開2000-261496 (JP, A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04L 12/28