

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特許公報(B2)

(11) 特許番号

特許第5455885号
(P5455885)

(45) 発行日 平成26年3月26日(2014.3.26)

(24) 登録日 平成26年1月17日(2014.1.17)

(51) Int.Cl.

HO4W 84/20 (2009.01)
HO4W 72/04 (2009.01)

F 1

HO4W 84/20
HO4W 72/04 133

請求項の数 9 外国語出願 (全 15 頁)

(21) 出願番号 特願2010-285951 (P2010-285951)
 (22) 出願日 平成22年12月22日 (2010.12.22)
 (65) 公開番号 特開2011-139460 (P2011-139460A)
 (43) 公開日 平成23年7月14日 (2011.7.14)
 審査請求日 平成25年10月15日 (2013.10.15)
 (31) 優先権主張番号 12/651,472
 (32) 優先日 平成22年1月3日 (2010.1.3)
 (33) 優先権主張国 米国(US)

早期審査対象出願

(73) 特許権者 597067574
 ミツビシ・エレクトリック・リサーチ・ラボラトリーズ・インコーポレイテッド
 アメリカ合衆国、マサチューセッツ州、ケンブリッジ、ブロードウェイ 201
 201 BROADWAY, CAMBRIDGE,
 MASSACHUSETTS 02139, U. S. A.
 (74) 代理人 100110423
 弁理士 曽我道治
 (74) 代理人 100094695
 弁理士 鈴木憲七
 (74) 代理人 100111648
 弁理士 梶並順

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】無線スター型ネットワークにおいてパケットを通信するための方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

マスターノードと、N個のスレーブノードのセットとを含む無線スター型ネットワークにおいてパケットを通信するための方法であって、前記ネットワークは直交周波数分割多元接続を使用し、

前記マスターノードによって、第1のサブセットA(i)及び第2のサブセットB(j)内の前記スレーブノードのセットを分割するステップであって、前記第1のサブセット及び前記第2のサブセットは別個である、分割するステップと、

前記マスターノード及び前記スレーブノードの第2のサブセットが受信モードで動作している間のみ前記スレーブノードの第1のサブセットによってパケットを送信するステップと、

前記マスターノード及び前記スレーブノードの第1のサブセットが受信モードで動作している間のみ前記スレーブノードの第2のサブセットによってパケットを送信するステップと

を含む、無線スター型ネットワークにおいてパケットを通信するための方法。

【請求項2】

前記第1のサブセット及び前記第2のサブセットにわたって前記N個のスレーブノードを均等に分散するステップをさらに含む、

請求項1記載の方法。

【請求項3】

10

20

各パケットは、Lビットのデータと、Qビットのオプションのプロトコル固有のオーバーヘッドとを含み、ビットレートは毎秒Rビットであり、チャネル経路損失指数は α であり、単一リソースブロックを使用した $L + Q$ ビットの送信のパケット成功率は $e \times p(-cd^\alpha)$ であり、ここで、cは定数であり、dは前記スレーブノードと前記マスターノードとの間の距離であり、送信時間は $(L + Q) / R$ であり、前記マスターノードと前記スレーブノードとの間のチャネルによって、最大 D_0 個の独立リソースブロックが可能になり、前記スレーブノードは $2T_{t \times}(Q)$ 秒にr~2個のリソースブロックを使用して $L + Q$ ビットを送信し、ダイバーシティ次数が増大することによって、成功確率が以下まで高まり、

【数1】

10

$$P_s(d, r) = 1 - (1 - \exp(-cd^\alpha))^{\min(r, D_0)}$$

ここで、関数 $e \times p$ は指数関数であり、関数 \min は最小値を返す、

請求項1記載の方法。

【請求項4】

前記スレーブノードiと前記マスターノードとの間の距離は $d_{i,i}$ であり、前記スレーブノードiと前記スレーブノードjとの間の距離は $d_{i,j}$ であり、単一リソースブロックを使用して前記スレーブノードiから前記マスターノードに前記パケットを送信する成功確率は $P_s(d_{i,i}, 1)$ であり、前記スレーブノードjが前記パケットを受信する成功確率は $P_s(d_{i,j}, 1)$ である、

20

請求項3記載の方法。

【請求項5】

前記マスターノードによって、前記スレーブノードの第1のサブセットから前記パケットを受信する成功確率に基づいて、前記スレーブノードを前記第2のサブセットに割り当てるステップをさらに含む、

請求項1記載の方法。

【請求項6】

前記分割するステップは、前記マスターノードと前記スレーブノードのセットとの間の距離に従う、

30

請求項1記載の方法。

【請求項7】

前記スレーブノードの第2のサブセットは、前記マスターノードが前記スレーブノードの第1のサブセットからの前記パケットの受信に成功しなかった場合、前記スレーブノードの第1のサブセットからの受信に成功した前記パケットを送信する、

請求項1記載の方法。

【請求項8】

前記スレーブノードの第2のサブセットは、前記スレーブノードの第1のサブセットからの前記パケットの受信に成功したとき、前記マスターノードに明示的に指示する、

請求項7記載の方法。

40

【請求項9】

前記マスターノードが前記スレーブノードの第1のサブセットからの前記パケットの受信に成功しなかった場合、前記マスターノードによって、前記スレーブノードの第2のサブセットから、前記スレーブノードの第1のサブセットからの受信に成功した前記パケットを送信する最大成功確率を有するスレーブノードを選択するステップをさらに含む、

請求項5記載の方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、包括的にはスター型ネットワークにおける無線通信に関し、特に、OFDM

50

Aスター型ネットワークにおけるマスターノードとスレーブノードとの間の協調通信に関する。

【背景技術】

【0002】

無線スター型ネットワークは、マスターノード（マスター）と、スレーブノード（スレーブ）のセットとを含む。スレーブは、時分割多重を使用してマスターにパケットを順次送信するか、又は周波数分割多重が使用される場合には同時に送信する。送信が失敗した場合、パケットは再送信される。スター型ネットワークの性能を改善することが望ましい。

【0003】

10

1つの改善は、時間ダイバーシティ、空間ダイバーシティ、又は周波数ダイバーシティを使用する。この結果、異なる受信状態が生じる。直交周波数分割多元接続（O F D M A）は、信頼性のあるマルチパスチャネル、並びに周波数ダイバーシティ及び時間ダイバーシティを使用する高いデータレートを提供する。I E E E 8 0 2 . 1 6 m（W i M A X）標準規格、I E E E 8 0 2 . 2 2 標準規格、及び3 G P P L T E 標準規格を参照されたい。

【0004】

O F D M Aスター型ネットワークでは、トラフィッククラスの優先度及び各パケットの緊急度を、パスダイバーシティを利用することなく高優先度トラフィックに関して低いレイテンシを達成するための、周波数（チャネル）選択の判断基準として使用することができる。O F D M Aネットワークにおける、周波数選択性低速フェージングチャネルにわたる最適なサブキャリア配分が説明されてきた。

20

【0005】

O F D M Aネットワークにおけるパスダイバーシティは、複数のノードを、分散アンテナの集合として使用し、より高い信号対雑音（S B R）比を得ることによって物理層における信頼性を高める。バックオフメカニズムを用いたO F D M Aのための分散したオポチュニスティック（opportunistic）アクセス方式は、チャネル状態情報を使用して衝突を回避する。リンク層において空間ダイバーシティを提供することもできる。

【0006】

協調ノードの対は、O F D M Aに半複信協調を使用して、前回受信したパケットに「ギーバックする」ことによって各O F D M Aスーパーフレーム内でデータを順次送信し、パスダイバーシティを達成することができる。しかしながら、協調しているノードの対は、単一のO F D M Aフレーム内で、送信状態と受信状態との間で複数回切り換えなくてはならない。さらに、信頼性のあるチャネルが利用可能であるとき、無条件の中継は効率を低下させる。

30

【発明の概要】

【0007】

本発明の実施の形態は、マスターノード（マスター）と、スレーブノード（スレーブ）のセットとを含む直交周波数分割多元接続（O F D M A）スター型ネットワークの性能を改善するための方法を立証した。スレーブのセットは、2つの別個のサブセットに分割される。第一のサブセット内のノードが送信し、一方でマスター及び第2のサブセット内のスレーブが受信する。次に、第2のサブセット内のスレーブが送信し、一方でマスター及び第1のサブセット内のスレーブが受信する。このようにして、各サブセット内のスレーブは、他方のサブセット内のスレーブによって送信されるパケットがマスターによって受信されていない場合、該他方のサブセット内のスレーブのための中継ノード（中継器）として機能することができる。

40

【0008】

実施の形態は、2つの分割モードを提供する。階層型中継送信（H R T）モードは、明示的なシグナリングを使用して中継能力を示す。確率型中継送信（S R T）モードは、明示的なシグナリングを使用せず、送信と受信との間で切り換えるための追加のオーバーへ

50

ツド時間を必要とする。

【発明の効果】

【0009】

本発明の実施の形態は、パスターバーシティを利用して、マスターノードとスレーブノードのセットとを含む時間制約のあるO F D M Aスター型ネットワークにおける信頼性を改善する、階層型中継送信モード及び確率型中継送信モードを提供する。

【0010】

スレーブノードは2つのセットに分割される。第1のサブセットが送信する間、マスター及び第2のサブセットは受信モードで動作する。このようにして、第1のサブセット内のスレーブによる失敗した送信を、中継ノードとして機能する第2のサブセット内のスレーブによって再送信することができる。
10

【0011】

H R T モード及びS R T モードは、I E E E 8 0 2 . 1 5 . 4 e 標準規格に従って定義される従来の反復直接送信モードよりも大幅に良好な性能を有する。パケット損失率は、約2桁小さい。

【0012】

H R T モードは、いくつかの追加のシグナリングオーバヘッドで最高の全体性能を有する。S R T は、スーパーフレームの間、追加の送信／受信所要時間を要する。

【図面の簡単な説明】

【0013】

【図1】本発明の実施の形態によって使用されるO F D M Aスター型ネットワークの概略図である。
20

【図2】本発明の実施の形態によって使用されるスーパーフレームのプロック図である。

【図3】本発明の実施の形態による、スレーブノードのセットを順次送信のためにサブセットに分割する概略図である。

【図4】本発明の実施の形態による、スレーブノードのセットを順次送信のためにサブセットに分割する概略図である。

【図5】本発明の実施の形態による、スレーブノードのセットを順次送信のためにサブセットに分割する概略図である。

【発明を実施するための形態】

【0014】

図1は、本発明の実施の形態を使用する直交周波数分割多元接続(O F D M A)スター型ネットワーク100を示している。ネットワークは、マスター(M)ノード(マスター)101と、N個のスレーブ(S)ノード(スレーブ)のセット102とを含む。スレーブは無線チャネル103上でマスターと通信する。各チャネルは、マスターからスレーブへのダウンリンク(D L)104と、スレーブからマスターへのアップリンク(U L)105とを含む。ネットワークは周波数多重及び時分割多重を使用して干渉を回避する。

【0015】

周波数リソースrは、M = a N 個のプロックに分割される。ここで、aは定数である。パケット送信は、時間にわたって互いから独立している。異なるスレーブからマスターへのアップリンクチャネルも独立している。各リソースプロックの送信は、同じ送信電力、変調、及びチャネル符号化を使用することができる。
40

【0016】

各アップリンクパケット110は、Lビットのデータ111と、Qビットのオプションのプロトコル固有のオーバーヘッド112とを含む。ビットレートは毎秒Rビットである。チャネル経路損失指数が γ である場合、単一リソースプロックを使用したL + Qビットの送信のためのパケット成功率は $e \times p(-c d)$ である。ここで、cは定数であり、dはスレーブとマスターとの間の距離である。送信時間は $(L + Q) / R$ である。代替的に、リソースプロック多重が使用される場合、送信は、2つのリソースプロックを使用して、同じパケット成功率で、 $T_{tx}(Q) = (L + Q) / 2 R$ 秒にL + Qビットを送信す
50

ることができる。

【0017】

ソースノードと宛先ノードとの同じ対に関して、チャネルは最大 D_0 個の独立したリソースブロックを可能にする。これは最大ダイバーシティ次数である。このため、スレーブが $2T_{tx}(Q)$ 秒に $r = 2$ 個のリソースブロックを使用して $L + Q$ ビットを送信するとき、ダイバーシティ次数が増大することによって、成功確率が今まで高められる。

【0018】

【数1】

$$P_s(d, r) = 1 - (1 - \exp(-cd^\alpha))^{\min(r, D_0)} \quad (1)$$

10

【0019】

ここで、関数 $e \times p$ は指数関数であり、関数 $\min(m, n)$ は最小値を返す。 $T_{tx}(Q)$ 秒に $2r = 4$ 個のリソースブロックを使用して L ビットを送信する成功確率を同じであると想定する。

【0020】

ダイバーシティ次数を増大させる代わりに、より良好なチャネル符号、及び増大したデータレートで送信するための多重リソースブロックを使用して送信することが可能である。

【0021】

20

スレーブノード i とマスターとの間の距離は d_i であり、スレーブ i 及び j の対間の距離は d_{ij} である。単一リソースブロックを使用した、スレーブノード i からマスターへのパケット送信の成功確率は $P_s(d_i, 1)$ であり、スレーブ j が同じパケットを受信する成功確率は $P_s(d_{ij}, 1)$ である。マスターはこれらの確率を使用してスレーブをサブセットに割り当てる、それに応じて、後述するようにアップリンク送信をスケジューリングする。

【0022】

図2は、本発明の実施の形態によって使用されるスーパーフレーム200を示している。各スーパーフレームは、リソース配分及び同期のためのビーコン201から開始する。ビーコンの後には、競合アクセス期間(CAP)202と、無競合期間(CFP)203と、グループ肯定応答(GACK)204と、第1の拡張CFP(ECFP)205及び第2のECFP206とが続く。ECFPの後にもGACKが続き得る。このため、成功率を高めるための3回の送信機会(TxOP)が存在する。

30

【0023】

第1の送信は約 $2T_{tx}(Q)$ 秒であり、第2の送信及び第3の送信は $T_{tx}(0)$ 秒である。送信モードと受信モードとを切り換えるのに必要な時間は T_{ta} 秒である。GACKには T_{fb} 秒かかる。

【0024】

送信方式

反復直接送信モード

40

従来の反復直接送信(RDT)モードでは、第1のTxOPの間、各スレーブは周波数ダイバーシティ次数 $a = M/N$ 、及びオーバーヘッド $Q = 0$ を使用して送信する。スレーブ i に関する成功確率は $P_s(d_i, a)$ である。送信時間は以下である。

【0025】

【数2】

$$T_1^{RDT} = 2T_{tx}(0) + T_{fb} + 2T_{ta}$$

【0026】

マスターがスレーブからのパケットの受信に失敗した場合、マスターは GACK204

50

において再送信を要求する。後続の E C F P の間の $T_{tx}(0)$ 秒の時間割当量に適合するように、最大 $M/2$ 個のスレーブが再送信する。

【0027】

失敗パケットの個数は K である。 $K < M/2$ の場合、 $M/2$ 個のスレーブのみが、ダイバーシティ次数 1 でそれぞれ 2 つのリソースブロックを使用して再送信する。 $K < M/2$ の場合、各スレーブは、ダイバーシティ次数 1 で送信するための少なくとも 2 つのリソースブロックを有する。 続いて、最も小さい成功確率を有するスレーブのダイバーシティ次数を増大させるために、2 つのリソースブロックが一度に配分される。

【0028】

R D T 初期化

10

送信が失敗したスレーブがセット E 内で特定される。リソースブロックの残り個数は $r = M - 2K$ である。スレーブ i の成功確率は以下であり、

【0029】

【数3】

$$P_i = \begin{cases} 1, & \text{if } i \notin E, \\ P_s(d_i, 1), & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2)$$

【0030】

20

スレーブ i のためのダイバーシティ次数は $D_i = I_{\{i \in E\}}$ である。ここで、 $I_{\{\cdot\}}$ はインジケーター関数である。

【0031】

ステップ(1) 以下に従って、最小成功確率を有するスレーブを確定する。

【0032】

【数4】

$$i = \arg \min_{i: D_i < D_0} P_i.$$

【0033】

$D_i < D_0$ の場合、以下に従って最小ダイバーシティ次数を有するスレーブを確定する。

30

【0034】

【数5】

$$i = \arg \min_{i \in E}.$$

【0035】

ステップ(2) スレーブ i のダイバーシティ次数を増大させるようにリソースブロックを配分する。次のように更新する。 $P_i \rightarrow D_i + 1$ 、及び $D_i \leftarrow +1$ 、及び $r \leftarrow r - 2$ 。

【0036】

40

ステップ(3) $r > 0$ の場合、ステップ(1)に進む。そうでない場合、

【0037】

ステップ(4) スレーブ i がダイバーシティ次数 D_i で $2D_i$ 個のリソースブロックを使用して再送信する。

【0038】

スレーブ i からの再送信の成功確率は $P_s(d_i, D_i)$ である。後続の送信のための時間は以下である。

【0039】

【数6】

$$T_{\geq 2}^{RDT} = T_{tx}(0) + T_{fb} + 2T_{ta} \quad (3)$$

【0040】

RDTモードを上回って成功率を高めることが所望されている。

【0041】

階層型中継送信モード

図3～図5に示すように、RDTモードの場合のように、全てのスレーブノードに第1のTxOP中に同時に送信させるのではなく、マスターはN個のスレーブのセット311を、複数のサブセット、たとえば第1のサブセットA(i)301及び第2のサブセットB(j)302に分割することができる。第1のサブセット及び第2のサブセットは別個である。マスターはスレーブを複数のサブセットにわたって均等に分散し、スレーブはサブセットで順次送信する。

【0042】

第1のサブセットAからのスレーブiのみがパケットを送信し、一方でサブセットBからのマスター及びスレーブjは受信モードにある。次に、スレーブjのみがパケットを送信し、一方で第1のサブセット内のマスター及びスレーブiは受信モードにある。以下において、変数i及びj上のシンボル「^」は推定値を表す。

【0043】

図5は、ネットワークが見通し障壁(line-of-sight barrier)400を含む別の分割を示している。このように、分割は、距離、又は通常、成功確率に基づくことができる。

【0044】

本着想は、サブセットA内のスレーブiからのパケットの受信に成功したサブセットB内のスレーブjが、中継ノード(中継器)として動作することができるということである。パケットがマスターによって受信されず、かつスレーブjがマスターに送信する際、高い成功確率を有する場合、後の再送信期間中にスレーブiではなくスレーブjにパケットを再送信せざることが理にかなっている。スレーブjがスレーブiよりもマスターに近いとき、又はマスターへのより良好なチャネル、すなわち通常、マスターがパケットを受信する、より高い成功確率を有するときにこれは起こり得る。

【0045】

したがって、第1の送信期間の間、サブセットA内のスレーブiが送信し(311)、一方でサブセットB内のスレーブはサブセットA内のスレーブから送信を受信する(312)。次に、サブセットBが送信し(322)、一方でサブセットAが受信する(321)。

【0046】

サブセットA内のスレーブiは、2a個のリソースブロックを使用して、ダイバーシティ次数a=M/Nで、パケットをT_{tx}(0)秒で送信する。マスターは確率P_s(d,a)でパケットの受信に成功し、サブセットB内のスレーブjは、確率P_s(d_{ij},a)でパケットの受信に成功する。

【0047】

スレーブjは、マスターに送信しているとき、スレーブiからの受信に成功したパケットを明示的に指示する。マスターはこの指示を使用して、後述するように再送信をスケジューリングする。

【0048】

サブセットB内のスレーブjは、2a個のリソースブロックを使用して、ダイバーシティ次数a=M/Nで、パケットをT_{tx}(N/2)秒で送信する。マスターは確率P_s(d_j,a)でパケットの受信に成功する。第1のCFPの間のHRTのための時間は以下のとおりである。

【0049】

10

20

30

40

50

【数7】

$$T_1^{HRT} = T_{tx}(0) + T_{tx}(N/2) + T_{fb} + 3T_{ta}$$

(4)

【0050】

後続の再送信の間、リソースは、最小成功確率を有するスレーブの送信を改善するために、各失敗した送信が1つの直接再送信又は間接（中継）再送信を有するように配分される。

10

【0051】

H R T リソース配分

サブセットAについて、マスターへの送信に成功しなかったスレーブ*i*は、最大M/2個のノードのセットE内にある。K=M/2の場合、セットEは前回の送信に成功しなかった全てのノードを含む。K>M=2の場合、マスターは最大成功確率を有するノードを選択する。これは、フレーム構成が全てのスレーブが再送信するのに十分なリソースを有せず、それにも関わらず別の送信機会が必要であるためである。このため、本方法は、可能な限り多くの送信を解消し、それによって次の送信機会において残りのノードのためにより多くのリソースを残すことを試みる。

【0052】

20

スレーブ*i*からマスターへの失敗した送信を受信したサブセットB内のスレーブ*j*はセットY(*i*)内にある。セットE内のスレーブ毎に、マスターは、以下に従って、2つのリソースブロック及びダイバーシティ次数1を使用して再送信するためのセットY内のスレーブを選択する。

【0053】

【数8】

$$\arg \max_{j \in \{i\} \cup Y(i)} P_s(d_j, 1)$$

【0054】

30

上述したように、残りのリソースブロックはr=M-2Kであり、かつ以下である。

【0055】

【数9】

$$P_i = \begin{cases} 1, & \text{if } i \notin E, \\ P_s(d_{\hat{j}(i)}, 1), & \text{if } i \in E. \end{cases} \quad (5)$$

【0056】

再送信のダイバーシティ次数は以下である。

40

【0057】

【数10】

$$D_{ij} = I_{\{i \in E\}} I_{\{j = \hat{j}(i)\}}$$

【0058】

次に、以下のステップが実行される。

【0059】

ステップ(1) 最小成功確率を有するスレーブは $i = \arg \min_i : D_{ij} < P_i$ である。 $i < D_0$ の場合、マスターは以下の最小ダイバーシティ次数を有するスレーブ

50

ブを選択する。

【0060】

【数11】

$$j = \arg \min_{i \in E} \min_j D_{ij}.$$

【0061】

ステップ(2) マスターは、スレーブiからのパケットを再送信するためのスレーブjを以下のように選択する。

【0062】

【数12】

$$\hat{j}(i) = \arg \max_{j \in \{i\} \cup Y(i): D_{ij} < D_0} P_s(d_j, 1). \quad (6)$$

10

【0063】

ステップ(3) マスターは以下に従ってリソースブロックを配分する。

【0064】

【数13】

$$D_{ij(i)} \leftarrow D_{ij(i)} + 1, \quad (7)$$

20

$$P_i \leftarrow 1 - \prod_j (1 - P_s(d_j), D_{ij}), \quad (8)$$

$$r \leftarrow r - 2. \quad (9)$$

【0065】

ステップ(4) $r > 0$ の場合、ステップ(1)に進む。そうでない場合、

【0066】

ステップ(5) スレーブjがダイバーシティ次数 $D_{i,j}$ で、 $2D_{i,j}$ 個のリソースブロックを使用して、スレーブiから受信したパケットを再送信する。

30

【0067】

送信のための時間は以下である。

【0068】

【数14】

$$T_{>2}^{RDT} = T_{tx}(0) + T_{fb} + 2T_{ta}$$

【0069】

確率型中継送信モード

確率型中継送信(SRT)モードでは、スレーブはHRTの場合のように成功した受信を明示的に指示しない。そうではなく、マスターはスレーブが中継器として機能することができる尤度を求める。

40

【0070】

第1の送信のための時間は以下である。

【0071】

【数15】

$$T_1^{SRT} = 2T_{tx}(0) + T_{fb} + 3T_{ta}. \quad (10)$$

【0072】

50

スレーブ j がスレーブ i から、マスターによって受信されなかった f 個のパケットを受信した場合、ダイバーシティ次数 D の送信を用いた条件付き中継成功確率は以下である。

【0073】

【数16】

$q(i, j, f, D) =$

$$\begin{cases} P_s(d_i, D), & \text{if } j = i, \\ P_s(d_{ij}, a)P_s(d_j, D), & \text{if } j \in Y(i) \& f = 0, \\ \frac{P_s(d_{ij}, a)(1 - P_s(d_j, 1))^f P_s(d_j, D)}{1 - P_s(d_{ij}, a)P_s(d_j, 1)^f}, & \text{if } j \in Y(i) \& f > 0, \\ 0, & \text{oth.} \end{cases}$$
10

(11)

【0074】

スレーブ j がスレーブ i から受信したパケットの中継に失敗する回数は、変数 $f_{i,j}$ に保持される。ここで、各スーパーフレームについて全ての要素がゼロに初期化される。SRT モードでは、セット Y (i) が、スレーブ i から潜在的にパケットを受信した全てのスレーブ j を特定する。すなわち、Y (i) = B かつ Y (i) = A である。

【0075】

失敗した送信へのリソース配分

各スレーブ i ∈ E について、マスターは以下に従って、スレーブ i から受信したパケットを 2 つのリソースブロック及びダイバーシティ次数 1 を使用して中継するためのスレーブ j を選択する。

【0076】

【数17】

$\arg \max_{j \in \{i\} \cup Y(i)} q(i, j, f_{ij}, 1)$

30

【0077】

残りのリソースブロックの個数は r = M - 2 K であり、以下である。

【0078】

【数18】

$$P_i = \begin{cases} 1, & \text{if } i \notin E \\ q(i, \hat{j}(i), f_{i\hat{j}(i)}, 1), & \text{if } i \in E \end{cases}$$
(12)

【0079】

また、以下をセットする。

【0080】

【数19】

$D_{ij} = I_{\{i \in E\}} I_{\{j = \hat{j}(i)\}}$

40

【0081】

次に、以下のステップが実行される。

【0082】

ステップ(1) マスターは、以下に従って、最小成功確率を有するスレーブを確定す

50

る。

【0083】

【数20】

$$\hat{i} = \arg \min_{i:D_{ij} < D_0 \forall j} P_i.$$

【0084】

$D_{i,j} < D_0$ の場合、マスターは、以下に従って、最小ダイバーシティ次数を有するスレーブ j を確定する。

【0085】

10

【数21】

$$\hat{j} = \arg \min_{i \in E} \min_j D_{ij}.$$

【0086】

ステップ(2) マスターは、スレーブ i から受信したパケットを再送信するためのスレーブ j を以下に従って確定する。

【0087】

【数22】

$$\hat{j}(i) = \arg \max_{j \in \{\hat{i}\} \cup Y(\hat{i}): D_{ij} < D_0} q(\hat{i}, j, f_{ij} + D_{ij}, 1). \quad 20$$

(13)

【0088】

ステップ(3) マスターは以下に従ってリソースブロックを配分する。

【0089】

【数23】

$$D_{ij}(\hat{i}) \leftarrow D_{ij}(\hat{i}) + 1, \quad (14)$$

$$P_i \leftarrow 1 - \prod_j (1 - q(\hat{i}, j, f_{ij}, D_{ij})), \quad (15) \quad 30$$

$$f_{ij} \leftarrow f_{ij} + \min\{D_{ij}, D_0\}, \quad (16)$$

$$r \leftarrow r - 2. \quad (17)$$

【0090】

ステップ(4) $r > 0$ の場合、ステップ(1)に進む。そうでない場合、

【0091】

ステップ(5) スレーブ i がダイバーシティ次数 $D_{i,j}$ で $2D_{i,j}$ 個のリソースブロックを使用して、スレーブ i から受信したパケットを再送信する。40

【0092】

SRTモードにおいて、各後続の送信の後、送信していないスレーブが送信しているスレーブからパケットを受信することができるため、セット $Y(i)$ を更新することができる。後続の送信のそれぞれにかかる時間は以下のとおりである。

【0093】

【数24】

$$T_{>2}^{SRT} = T_{tx}(0) + T_{fb} + 2T_{ta}. \quad (18)$$

【0094】

50

ネットワーク分割

H R T ノード分割

スレーブ j がスレーブ i への再送信に失敗する回数は $f_{i,j}$ である。マスターは全てのスレーブについて確率 $P_s(d_i, 1)$ を保持する。サブセット B 内のスレーブのみがサブセット A 内のスレーブ i から受信したパケットを再送信することができるため、セット B 内のスレーブ j がサブセット A 内のスレーブ i よりも高い成功確率を有する場合のみ性能を改善することができる。したがって、マスターは、最小成功確率を有するスレーブをサブセット A に割り当て、より高い成功確率を有する他のスレーブをサブセット B に割り当てる。

【0095】

10

S R T ノード分割

マスターは確率 $P_s(d_i, 1)$ 及び $P_s(d_{i,j}, 1)$ を保持する。マスターは、直送信及び間接送信の成功確率を検討して分割を確定する。マスターは、最小累積成功確率を有するスレーブ i を確定する。各スレーブ j は、1つのスレーブ i のための中継器として機能することができ、各スレーブノード i は中継器として2つのスレーブ j を有することができると想定される。

【0096】

20

スレーブ i 及び全ての中継スレーブ j がダイバーシティ次数 1 で1回パケットを送信するとき、成功確率は $z(i)$ に保持される。スレーブ i 又は中継スレーブ j による再送信の場合、成功確率は $v(i)$ に保持される。

【0097】

中継スレーブ j に関連付けられるスレーブ i はセット S 内にある。中継器に関連付けられないスレーブノードはセット R 内にある。

【0098】

ステップ(1) マスターは $z(i) = v(i) = P_s(d_i, 1)$ を初期化し、S 及び R、並びに有向エッジセット U をセットする。マスターはセット U に従ってスレーブを分割する。

【0099】

ステップ(2) マスターは、以下に従って、最小成功確率を有するスレーブを確定し、

30

【0100】

【数25】

$$i = \arg \min_{i \in S} z(i)$$

【0101】

セット S が空である場合、ステップ(7)に進む。

【0102】

ステップ(3) マスターは、以下に従って、最大成功確率を有するスレーブを確定し、

40

【0103】

【数26】

$$j = \arg \max_{j \in R} q(i, j, 0, 1)$$

【0104】

ここで、関数 max は最大値を返す。

【0105】

ステップ(4) 中継スレーブを使用することによって再送信の成功確率が高まらない場合、すなわち $q(i, j, 0, 1) < v(i)$ である場合、スレーブ i は追加の中継スレーブに関連付けられる必要がない。したがって、スレーブ i をセット S から取り除き、ステップ(2)に進む。

50

【0106】

ステップ(5) 有向エッジ(i, j)をセットUに追加する。スレーブjをセットRから除去する。セットUがスレーブiから発生する2つのエッジを有する場合、スレーブiをセットSから除去する。

【0107】

ステップ(6) 以下のように $z(i)$ 及び $v(i)$ を更新し、

【0108】

【数27】

$$z(\hat{i}) \leftarrow z(\hat{i}) + (1 - z(\hat{i}))q(\hat{i}, \hat{j}, 0, 1). \quad (19)$$

$$v(\hat{i}) \leftarrow \max\{q(\hat{i}, \hat{j}, 1, 1), P_s(d_{\hat{i}}, 1)\}, \quad (20)$$

【0109】

ステップ(2)に進む。

【0110】

ステップ(7) マスターは、有向エッジセットUに従って、スレーブをサブセットに割り当てる。

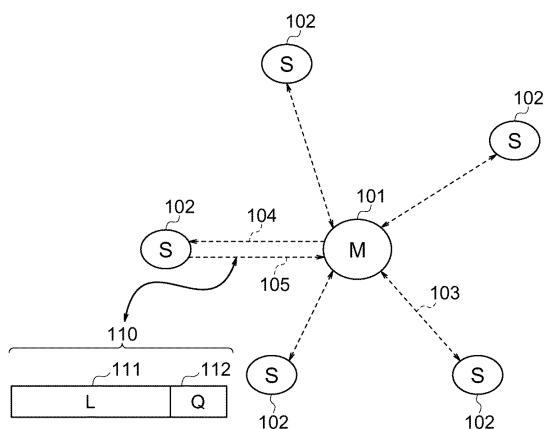
【0111】

有向エッジセットUは、ツリー構造及び周期を形成する。ツリー構造の場合、ツリーの隣接するレベルのスレーブは、交互のサブセットに割り当てられる。周期が偶数のノードを含む場合、ノードを交互のサブセットに割り当てることができる。ノードの個数が奇数である場合、エッジが削除され、周期がツリーになる。

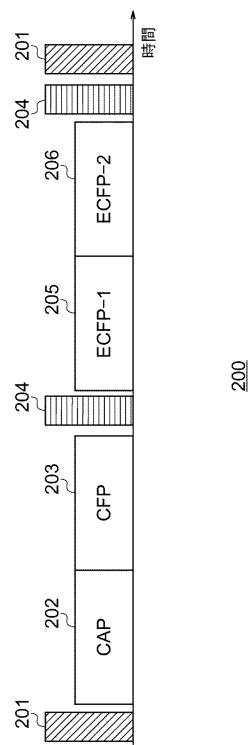
【0112】

本発明を好ましい実施の形態の例として説明してきたが、本発明の精神及び範囲内で様々な他の適応及び変更を行うことは理解されたい。したがって、添付の特許請求の範囲の目的は、本発明の真の精神及び範囲内に入るすべての変形及び変更を包含することである。

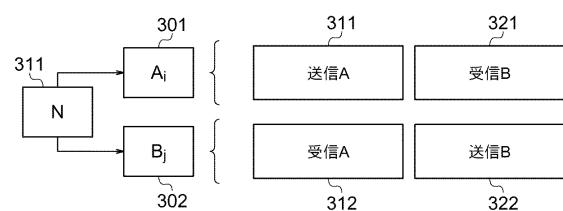
【図1】



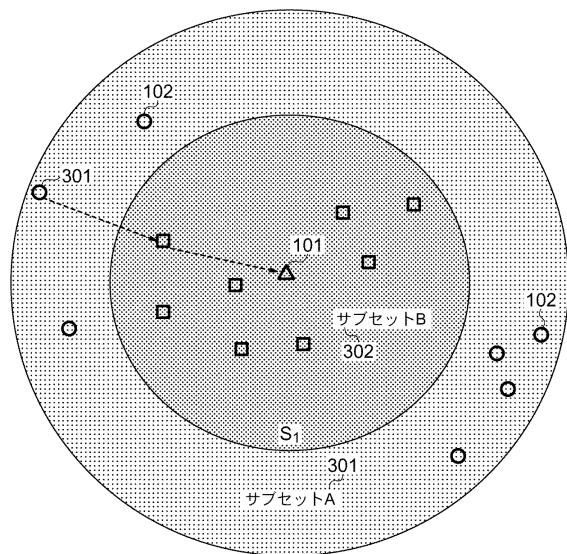
【図2】



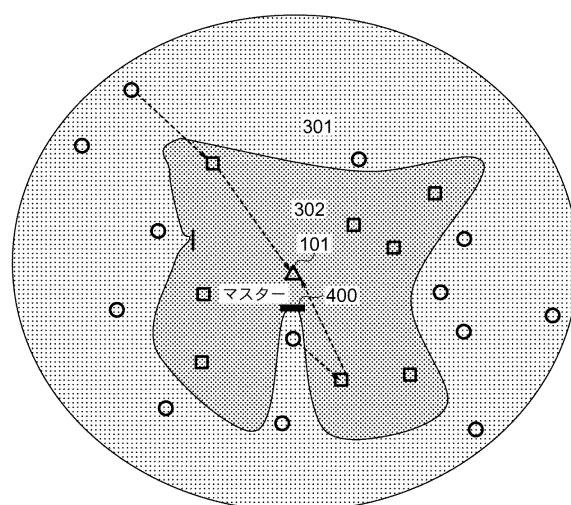
【図3】



【図4】



【図5】



フロントページの続き

(74)代理人 100122437

弁理士 大宅 一宏

(74)代理人 100147566

弁理士 上田 俊一

(74)代理人 100161171

弁理士 吉田 潤一郎

(74)代理人 100161115

弁理士 飯野 智史

(72)発明者 レイモンド・イム

アメリカ合衆国、マサチューセッツ州、ケンブリッジ、マサチューセッツ・アベニュー 1626

(72)発明者 ハン・ス

アメリカ合衆国、テキサス州、カレッジ・ステーション、デパートメント・オブ・イーシーイー、ダブリュイーアールシー 332エイ、ユニバーシティ・オブ・テキサス・エイアンドエム

(72)発明者 ザファー・サヒノグル

アメリカ合衆国、マサチューセッツ州、アーリントン、ハーヴィード・ストリート 36、アパートメント 1

審査官 重田 尚郎

(56)参考文献 特開2008-228298(JP,A)

特表2007-524268(JP,A)

特表2006-513628(JP,A)

特開2003-229892(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04W 4/00 - 99/00