(19)日本国特許庁(JP)　(12)特　許　公　報(B2)　(11)特許番号

特許第4647922号
(P4647922)

(45)発行日　平成23年3月9日(2011.3.9)　(24)登録日　平成22年12月17日(2010.12.17)

(51)Int.Cl.		F I		
H04L 27/34	(2006.01)	H04L	27/00	E
H04B 7/04	(2006.01)	H04B	7/04	
H04J 99/00	(2009.01)	H04J	15/00	
H04L 27/18	(2006.01)	H04L	27/18	Z

請求項の数 9　(全 20 頁)

(21)出願番号　特願2004-71910(P2004-71910)
(22)出願日　平成16年3月15日(2004.3.15)
(65)公開番号　特開2004-282757(P2004-282757A)
(43)公開日　平成16年10月7日(2004.10.7)
審査請求日　平成19年3月1日(2007.3.1)
(31)優先権主張番号　10/389690
(32)優先日　平成15年3月15日(2003.3.15)
(33)優先権主張国　米国(US)

(73)特許権者　596092698
アルカテル－ルーセント　ユーエスエー　インコーポレーテッド
アメリカ合衆国　０７９７４　ニュージャーシィ，マレイ　ヒル，マウンテン　アヴェニュー　６００－７００
(74)代理人　100094112
弁理士　岡部　讓
(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

最終頁に続く

(54)【発明の名称】無線通信用球面復号器

(57)【特許請求の範囲】

【請求項１】

無線通信システム（２０）で用いられる装置であって、

複数の使用可能なシンボル組合せを有する信号を受信し、前記使用可能なシンボル組合せの一部内の候補の増分コストを決定する復号器を含む受信器（２４）を備え、前記復号器は複数のサーチユニット（１０２）を含み、前記ユニットの各々は、縦型探索を用いて前記使用可能なシンボル組合せのうちの割り当てられたいずれかの累積コストを決定し、前記サーチユニット（１０２）の各々は、使用可能な前記候補の全てを含むツリー構造（３２）における考察される候補の各々のレベルに関する識別子情報（１２０、１２２）を有する考察される候補の各々の累積コスト（１２４）を少なくとも一時的に含むスタックメモリ（１１４）を含み、前記サーチユニット（１０２）の少なくとも１つと関連した対応するスタック出力は、前記サーチユニット（１０２）の他のサーチユニットに選択的に渡される、装置。

【請求項２】

前記ツリー構造（３２）の一のレベルにおける候補が選択された半径内のコストを有するときには、前記サーチユニット（１０２）は前記候補を前記スタックメモリ（１１４）に置く、請求項１に記載の装置。

【請求項３】

別のサーチユニット（１０２）は、その割り当てられた組合せのコストの決定を完了し、前記１つのサーチユニット（１０２）がその割り当てられた組合せのコストを未だ決定

しているときには、前記１つのサーチユニット（１０２）のサーチの完了を支援するのに用いられる、請求項１に記載の装置。

【請求項４】

前記サーチユニット（１０２）は一のサーチサイクル内で有効な候補の平均数を生成し、前記スタックメモリ（１１４）はＹ個のポートを有し、前記Ｙは前記利用可能な候補の最大数より小さく、生成された前記平均数と選択された関係を有する、請求項１に記載の装置。

【請求項５】

前記Ｙは、生成された前記平均数に等しいか大きく、そして前記サーチユニット（１０２）は、前記サイクルの間に、有効な候補の各々を前記スタックメモリ（１１４）のＹ個のポートうちの１つへ渡す、請求項４に記載の装置。

【請求項６】

前記Ｙは、生成された前記平均数よりも小さく、そして前記サーチユニット（１０２）は、前記サイクルのうちの１つ以上に渡って、有効な候補の各々を前記スタックメモリ（１１４）のＹ個のポートのうちの１つへ渡す、請求項４に記載の装置。

【請求項７】

前記復号器は、受信した送信のチャネルマトリクスの三角行列表現を決定する事前計算ユニット（１００）を備え、前記事前計算ユニット（１００）は前記三角行列表現の分子部分と分母部分とを分離する、請求項１に記載の装置。

【請求項８】

前記事前計算ユニット（１００）は、式$V^{H}WV=H^{H}H$を用いるものであり、Ｖは上側三角行列であり、Ｗは実数値の重み$1/w_{i}$の対角行列である、請求項７に記載の装置。

【請求項９】

前記事前計算ユニット（１００）は、式$H=\Phi^{H}K^{-1}P$を用いるものであり、Ｈは複素Ｎ×Ｍチャネル行列であり、K^{-1}は要素$1/k_{i}$を有するＮ×Ｎ対角実数行列であり、Ｐは、位取りされたギブンス回転をＨに適用することによって得られる上側三角行列である、請求項７に記載の装置。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【０００１】

本発明は一般に無線通信に関する。より詳細には、本発明は無線伝送を検出することに関する。

【背景技術】

【０００２】

セルラー・ネットワークを使用した無線通信が普及しており、ますます使用されるようになってきている。そうした通信の使用可能性増大の要求は、使用可能な通信路（すなわち無線情報を伝送できる周波数）のより効率的な使用を必要とする。

【０００３】

多重アンテナ伝送を利用するための様々な手法が提案されている。無線伝送は、しばしば、ビットそのものの伝送ではなく、情報のビットを表すシンボルを利用する。ビットをそのようなシンボルにマッピングすると、一度に１つの通信路を介して伝送できる情報量（ビット数）が増大する。従来の技法は、符号化されたビット・ストリームを、搬送波の変調として伝送される、コンスタレーションから選択された一連の複素数値シンボルにマッピングすることを含む。しかし、より高位ビット／シンボルの符号化技法を多重アンテナと共に使用したときには、問題が生じる。というのは、膨大な数の受信可能ビット・ストリームが可能になるからである。

【０００４】

そうしたビット符号化技法の方式の例には、ＱＰＳＫ、８ＰＳＫ、１６ＱＡＭが含まれる。各符号化方式を用いれば、任意の所与の時間に伝送することのできる情報量は、その

シンボル内の有効コンスタレーション・ポイント数に伴って増大する。例えば、ＱＰＳＫを用いると、同時に２ビットを伝送することができる。

【０００５】

無線通信システムのスループットを増大させる際の別の方法は、同じ通信路を介して複数の信号を同時に伝送するために複数の送信アンテナを利用することを含む。複数の送信アンテナおよび複数の受信アンテナ（多重入力／多重出力「ＭＩＭＯ」またはＢＬＡＳＴシステム）を用いると、高速のデータ転送が可能になる。しかし、より高位ビット／シンボルの符号化技法を多重アンテナと共に使用したときには、問題が生じる。というのは、膨大な数の受信可能ビット・ストリームが可能になるからである。複数のアンテナを、例えばＱＰＳＫと共に用いたときは、複数の可能な組合せが存在する。例えば、４つの送信側アンテナを使用したときには、２５６通りの可能な伝送組合せがある。８ＰＳＫや１６ＱＡＭを使用すると複雑度は劇的に増大する。例えば、１６ＱＡＭを使用する４つの送信側アンテナがあるときは、その通信路を介して同時に送信することのできる６５，５３６通りの異なるシンボル組合せがある。さらに、各アンテナからの送信は、それ以外のアンテナの送信に重畳される。

【０００６】

受信機側では、検出技法により、何が送信されたかを効率良く正確に判定する必要がある。アンテナからの伝播経路のそれぞれについて、正確な通信路推定が行われなければならない。次いで、この通信路推定を受信シンボルのセットと共に用いて、送信されたベクトルの最良推定を決定する。４つの送信側アンテナと１６ＱＡＭ符号化技法の場合は、６５，０００を超える可能な伝送組合せの網羅的計算を行うことは実際的ではない。

【０００７】

複数のアンテナが同じ通信路を介して同時に送信するときに発生する重畳と組み合わされた符号化伝送の複雑な性質により、多重アンテナ構成でのそうした符号の使用によって強いられる計算要件が大幅に増加する。

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【０００８】

したがって、多数の伝送可能な組合せをもたらす形式で符号化された情報を有する伝送を復号化するための改善された技法が求められている。これは、複数の送信アンテナを含むシステムで特に当てはまる。本発明はこの必要に対処するものである。

【課題を解決するための手段】

【０００９】

一般に、本発明は、使用可能な組合せのそれぞれを考察せずに、多数の使用可能なシンボル組合せを少数の候補に減少させる、受信符号化シンボル検出の方法に関するものである。次いで、この少数の候補を選択された検出アルゴリズムで使用して受信情報を判定する。

【００１０】

本発明の一例は、１ベクトル内のあらゆるシンボルに累積してコストを割り当てるコスト関数を使用することを含む。一例でのこのコスト関数は、その組合せ中のシンボルの他の少なくとも１つに関連付けられたコストに依存する、１つの使用可能な組合せ（すなわちベクトル）中の少なくとも１つのシンボルにコストを関連付ける。使用可能なシンボルは、すべての使用可能な組合せを含む階層において相互に関連付けられ、それによって、第１の使用可能なシンボルが候補組合せの１つの有効な一部ではないと判定されると、第１のシンボルが廃棄され次第、その第１のシンボルと組み合わされる可能性のあるその階層中の下位または従属レベルのすべてのシンボルを廃棄することができる。

【００１１】

本発明の一例は、階層中の上位レベルから下位レベルに移動して１つの組合せ中の各シンボルを考察する際に、その階層を介して可能な組合せにリンクされた各シンボルに関連するコストを再帰的かつ累積的に増分することを含む。増分されたコストはサーチ半径値

と比較される。ある使用可能なシンボルがその半径値より大きい関連コストを持った後で、そのシンボルは、それを組み合わされる可能性のあるその階層中の下位の、従属レベルのすべてのシンボルと共に廃棄される（すなわち候補セットには含まれない）。

【００１２】

本発明の例示的一実装形態は、通信路行列の三角行列表現を使用して考察される使用可能な候補に関連するコストを決定することを含む。

本発明の手法は、候補である可能性の低い大部分の９９％を直接考察せずに、その使用可能なシンボル組合せ数の約１％であると考えられるいくつかの候補シンボル組合せを即座に得ることのできる候補サーチを含む。これは、すべての使用可能候補を評価することに依存していた従来の復号化方式にまさる大幅な利点および改善を表すものである。

【００１３】

本発明の様々な特徴および利点は、以下の現時点での好ましい実施形態の詳細な説明を読めば、当技術分野の技術者には明らかになるであろう。詳細な説明に添付された図面については、図面の簡単な説明で簡単に説明する。

【発明を実施するための最良の形態】

【００１４】

図１に無線通信システム２０を図で示す。送信部２２は無線通信路を介して受信部２４とやりとりする。一例では、送信部２２は、セルラー通信ネットワークでの基地局である。受信部２４は様々な形を取ることができる。本発明に従って設計されたシステムで有用な受信機の例には、携帯電話、ラップトップ・コンピュータ、携帯情報端末およびこれらの１つまたは複数の特徴を組み合わせた装置が含まれる。もちろん本発明は、どんな具体的な送信装置や受信装置にも限られるものではない。

【００１５】

図１に概略的に示すように、送信部２２は、複数のアンテナ２６を介して信号を送信することができる。一例では、各アンテナは同じチャネル周波数を介して同時に送信を行う。この例での受信部２４は複数の受信側アンテナを含む。この具体例は、４つの送信側アンテナ２６Ａ～Ｄおよび４つの受信側アンテナ２８Ａ～Ｄを備える。周知のように、複数の送信アンテナおよび複数の受信アンテナは、多重入力／多重出力（ＭＩＭＯ）システムを提供する。本発明は、ＭＩＭＯシステムでの使用に十分に適するが、そうしたシステムに限られるものではない。本発明の手法での受信情報を効果的に復号化する能力を説明するために、ＭＩＭＯの例について論じる。

【００１６】

４つのアンテナが同じ通信路を介して同時に信号を送信するときは、その通信路を通信路行列で表すことができる。この通信路行列は、Ｍが送信側アンテナ２６の数でありＮが受信側アンテナ２８の数である、Ｎ×Ｍ行列である。この通信路行列は、アンテナ２６が同時に送信しアンテナ２８が受信する、異なるストリームを示す複素フェージング係数で構成される。

【００１７】

本発明により設計されたシステムで有用な検出プロセスの一例は、受信伝送の内容を判定し、または検出するためのコスト関数の一部として通信路行列を使用することを含む。本発明の例示的一実装形態では、最尤事後確率法（ＭＬＡＰＰ）を、送信された情報の内容を判定するためのコスト関数を含む検出方式の一部として使用する。一例では、各候補（すなわち受信する可能性のあるシンボルのセット）を通信路行列で乗算して、アンテナ２６からの送信がその候補を含むときに受信機が何を受信するかの指示を提供する。換言すれば、候補を通信路行列で乗算した積は期待される受信ベクトルを提供する。ＭＬＡＰＰ法は、その候補が送信されたことを想定して、受信側アンテナ２８が受信すべきものとその積を比較することを含む。その積と受信すべきものとの差はコスト関数値を提供し、その値はその候補が送信された可能性の最も高いシンボルかどうかを示す。

【００１８】

本発明は、複数の送信側アンテナが異なるストリームを同時送信した状況であっても、

そうした手法を使用できることを含み得る。送信される可能性のあるシンボルのすべての使用可能な組合せを網羅的に調べることは実行不能なので、本発明は、球面復号器を使用して、送信される情報に含まれる可能性が最も高い候補の初期推定値を提供し、次いで、それらの候補だけをＭＬＡＰＰ法（または別の選択された検出技法）を使用して処理することを含む。この球面復号器の初期推定値をこの説明では「連続ＭＬ推定値」と呼ぶ。

【００１９】

この候補サーチは、使用可能なシンボルそれぞれを考察せずに、使用可能な送信される可能性のある候補数を扱いやすいレベルまで減少させる。この候補サーチは、各アンテナに関連する候補間の関係を使用して、累積してコスト関数値を決定する。この候補サーチは、候補シンボル組合せの階層的関係またはツリー構造を利用する。この候補サーチ・コスト関数は、ツリー構造中の１レベルにある候補に関連するコストが決定すると、従属分岐中の他のすべての候補を除去できるかどうかを決定できるように設定される。

【００２０】

一例によれば、選択された候補のコスト関数値は、そのサーチが完了したときに所望数の候補が残るように選択されたサーチ半径と比較される。ある候補のコストがサーチ半径の外にあるときは、常に、その候補、およびそのツリー構造の従属分岐中にある他すべての候補が可能な候補のリストから除去される。

一例でのコスト関数は、送信アンテナ全体に及ぶ正定値の和に定式化され、サーチ半径を使用してそのサーチ空間ツリーの大部分を刈り込む。

【００２１】

本発明の例示的一実装形態は、サーチ・コスト関数の一部として通信路行列の変換を使用することを含むことができる。このサーチ・コスト関数は、選択された候補に関連するコスト（すなわちコスト関数値）を、そのツリー構造中で（すなわち、考察される組合せの上位レベルで）その選択された候補をリンクされた、以前に考察した候補に関連するコストに従属させる方式で候補数を減少させる。その意味では、この候補サーチは、以前に考察した候補に関連するコスト関数決定に基づき相当数の候補を除去することができる再帰的手法を含むものである。一例では、この補サーチは、受信側アンテナ２８で受信するものと、候補を変換された通信路行列で乗算した積との差に基づく再帰的コスト関数を利用する。

【００２２】

図１に示す、例えば１６ＱＡＭ符号化での４送信側アンテナ構成を使用すると、第４のアンテナ２６Ａは、再帰的コスト関数を使用して、候補シンボルのうちのどれがアンテナ２６Ａを使用して送信される可能性が最も高いかを決定することによって考察される。このコスト関数を満たさない（すなわちコスト関数値が高すぎる）候補ごとに、アンテナ２６Ｄでのその候補の値に従属するアンテナ２６Ｃ、２６Ｂ、２６Ａに関連するすべての候補を、個々に考察せずに除去することができる。さらに、アンテナ２６Ｄによって送信される可能性のある多くの使用可能なシンボルを、それらを考察せずに直ちに廃棄することもできる。

【００２３】

図２を参照すると、ノード３０で始まる候補サーチの一例が示されている。例示的ツリー構造階層３２の一部は、送信される可能性のあるシンボルの使用可能な組合せを表す。４つの送信アンテナおよび１６ＱＡＭを含む状況では、この階層は、各アンテナに関連する１６個のノード、および各レベルでそれらのノードのそれぞれからの１６個の子ノードを含む。この例では、候補サーチは階層３２の上位レベルで開始され、コスト関数限界値に達するまで下位レベルに下りていく。１ノードにある候補に関連するコスト関数値が限界値を超えると、その候補および従属ノード（すなわちすべての子ノード）中の他のすべての候補は、有効でない候補として廃棄される。次いで、サーチは１レベル上に戻り、続行される。

【００２４】

例えば、アンテナ２６Ｄによって送信された候補に対応するノード３０で開始されたサ

ーチは、例えば、次の下位レベル（ｉ＝３）に進み、そこでノード４０の候補シンボルに関連するコスト関数値が決定される。この例では、ノード３０の候補のコスト関数値（この例では、ノード３０はこのツリーのルートなので、そのコスト関数値はゼロである）をノード４０の候補のコスト関数値に加算する。この値はまだコスト関数限界（すなわちサーチ半径）の範囲内にある。

【００２５】

サーチは続けてノード５０に進み、そこでは対応する候補シンボルは、許容可能な限界外の（ノード４０の候補に関連する値を含む）コスト関数値を持つ。その時点で、候補５０およびその候補を含むすべての使用可能な組合せが、その後の復号化に有効でない候補として廃棄される。同じことがノード５２でも当てはまる。

【００２６】

ノード５４、６０、７２の各候補は、累積で限界内のコスト関数値を持ち、そのためノード３０からノード４０、ノード５４、ノード６０を経てノード７２に至る組合せまたはベクトルは、有効な候補として復号化するために前に進められる。有効な候補は、アルゴリズムがサーチ・ツリーの最下位レベルに達した後ではじめて考察される。

【００２７】

ノード４２、４４、６２、６４、７０および７４の各候補は、許容可能な限界を超えるコスト関数値を持つと判定されるため、廃棄される。例えばノード４２の候補を含むあらゆる可能な組合せは、その候補のコスト関数値が許容可能範囲外であると判定され次第、その候補を含む組合せのいずれも考察せずに除去される。

【００２８】

したがって本発明は、可能性な候補の数を、復号化処理を（ＭＬＡＰＰ法などを使用して）許容可能なペースで進めることができる、扱いやすいレベルにまで即座に減らすこと可能にする。一例では、初回の候補サーチでの可能な候補数の低減により、復号化処理のための候補が使用可能なシンボル候補総数の約１％程度残る。一例では、この候補サーチで約５００候補が生じる。これは、４つの送信アンテナ２６および１６ＱＡＭ符号化方式を持つ構成で可能な、６５，０００を超える、異なった組合せに比べると、大幅な減少である。

【００２９】

一例では、以下の各段で述べるが、通信路行列を上側三角行列に変換する。三角行列（上側または下側）を候補サーチ・コスト関数の一部として使用することは、１つのアンテナに選択された候補に関連する決定が、その候補のコスト関数値に基づいて従属分岐上の他のすべての候補を除去する可能性を持つようにそのコスト関数の再帰的性質を提供する方法の一例である。

【００３０】

この例での１つの大きな前提は、通信路がフラット・フェージングであり、チャネル係数が１つの複素数表現を持つことである。これには、周波数選択フェージングがあればそれを取り除くための、受信機２４のフロントエンドにおける時空間イコライザ、ならびにそのイコライザからの相関雑音を補償するための雑音白色化フィルタを必要とすることがある。別の選択肢は、直交周波数分割多重方式（ＯＦＤＭ）を使用して各通信路が平坦に見えるようにすることである。さらに、ＡＰＰ中の雑音は白色であるものと想定する。

【００３１】

送信される信号ｙを以下の式で表すことができる。

$$y = Hs + n \qquad (1)$$

この例では、

【数１】

$$P_c = 2^{Q_c}$$

が１コンスタレーション・シンボル当たりのポイント数とし、例えば１６ＱＡＭではQ_C＝４、P_C＝１６とする。以下の変数は式（１）を定義する。

【数２】

$$\mathbf{s}=(\underline{s}_0,\ldots,\underline{s}_{M-1})$$

送信されたコンスタレーション・シンボルのＭ×１ベクトル、ある複素コンスタレーション（ＱＰＳＫなど）から選択されたエントリ；Ｍ・Q_Cビットを搬送する；

【数３】

$$\mathbf{H}=(\underline{h}_{ij})$$

複素フェージング係数のＮ×Ｍ通信路行列；

ｎ　Ｎ×１雑音ベクトル、複素ガウス確率変数のエントリ；

ｙ　受信したＮ×１ベクトル・チャネル・シンボル（すなわちチャネル観測値）。

下線のスカラ変数は複素数であり、すべてのベクトル／行列は複素数エントリを持つことに留意すべきである。

【００３２】

線形前処理は、通信路行列の三角型としての、三角Ｍ×Ｍ行列を計算することを含む。一例では、通信路行列の三角行列表現は、$U^H U = H^H H$（式中（．）^{H}は複素共役転置を表す）であるような、実数の対角エントリu_{ij}を持つ上側三角行列

【数４】

$$\mathbf{U}=(\underline{u}_{ij}),$$

である。別の例では、

【数５】

$$\mathbf{L}=(\underline{l}_{ij})$$

は、$LL^H = H^H H$であるような、実数の対角エントリl_{ij}を持つ下側三角行列である。原則として、この三角行列は、コレスキー法またはＱＲ分解法のどちらかに基づくものとすることができ、これを求めるのに使用できる複数の公知の方法がある。本発明は、以下でより詳細に説明する通信路行列Ｈの三角行列表現を得る方法を含むことができる。

【００３３】

一例における最良候補を求める最尤（ＭＬ）サーチには、すべての可能な送信候補のコスト関数の解を求めること、および最低の全体コストを有する候補を選択することが関与する。複雑度が高すぎて網羅的なサーチが不可能なシステムでは、最低コスト解を生じる公算の最も高い候補の目標サブセットをサーチすることが重要である。例示の球面候補サーチ法を実装する際に重要な１ステップは、コスト関数が三角行列（例えばＵ）、およびサーチ中心点

【数６】

$$\hat{\mathbf{S}}$$

に依存するようにそれを定式化することである。サーチ中心点が選択されると、ＭＬサーチのコスト関数を（上側三角の場合には）以下のように再定式化することができる。

【数７】

$$J=\left|\mathbf{y}-\mathbf{H}\mathbf{s}\right|^2=(\mathbf{s}-\hat{\mathbf{s}})^H\mathbf{U}^H\mathbf{U}(\mathbf{s}-\hat{\mathbf{s}})+C \qquad (2)$$

定数Ｃは、Ｈおよびｓのみに依存し、したがって、すべての可能な種々の候補ｓについて一定である。この候補サーチの場合には、値の相対分布だけが重要であり、Ｊの絶対値は問題ではない。

【００３４】

上側三角行列Ｕを使用して、式（２）を、各送信アンテナ全体の各項の和に定式化する。これは、例示の候補サーチ球面法の再帰的な高速削減能力を提供する。以下の式（３）

に示す和は、正定値であることが補償されるコスト関数をもたらす。この和の各項は、常に、コスト関数の値を増大させることになる。したがって、各送信アンテナを介した合計コスト関数の計算においてコスト値が所定の制約条件を超えた場合は、それ以上の項は合計コストをより高くするだけなので、それらの計算を続行する理由がない。球面法で決定的なことは、そのサーチが妥当な数の経路に沿って進められると一方で、ＭＬ解をもたらさないサーチ空間中の分岐の多くを除去するように、このコスト閾値またはサーチ半径を適切に設定することである。

【００３５】

式（２）の第１項は、上側三角行列Ｕ全体の和として構成することができる。この和は、送信アンテナ数（０≦ｉ＜Ｍ）全体に及ぶ和である。球面法は半径ｒを選び、これによって式（３）の不等式を解く選抜候補だけが許容される。半径が選択されると、不等式に反する候補をサーチから除外することができる。サーチ・ツリーを急速に刈り込むための鍵は、すべての可能な候補を評価せずに、この不等式で最初の少数の項を用いてサーチ半径をすでに超えている候補を識別することである。サーチ半径をｒとすると、

【数８】

$$(\mathbf{s}-\hat{\mathbf{s}})^H \mathbf{U}^H \mathbf{U}(\mathbf{s}-\hat{\mathbf{s}}) = \sum_{i=M-1}^{0} \left| u_{ii}\cdot(\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \sum_{j=i+1}^{M-1} \underline{u}_{ij}\cdot(\underline{s}_j - \hat{\underline{s}}_j) \right|^2 \le r^2 \qquad (3)$$

である。

【００３６】

この説明によれば、個々の状況での必要を満たすサーチ半径の適当な値を、当分野の技術者は選択することができるであろう。例えば、サーチ時間を短縮するために、できるだけ少数の候補をもたらすようにサーチ半径を設定することができる。ただし同時に、半径を小さく設定しすぎると、従来の方式で復号化方式の正確さまたは信頼性を判定するために使用されるソフト情報がより少なくなる。別の選択肢は、見つかった各有効候補に対してそのサーチ半径を連続的に縮小することである。これは、条件付きＭＬ解を見つけ出すサーチ時間を最小化するが、ソフト情報を生成するのに必要とされる追加候補の数を制限することになる。この説明を利用することのできる当分野の技術者であれば、そうした競合する考慮事項を比較検討し、所与の要件を満たす有用なサーチ半径に達することができるであろう。

【００３７】

以下の式に示すように、Ｔｏｕｔｅｒで表されるアンテナｉのそれぞれの項を用いて、この和を再帰的に定式化することができる（「累積的経路距離」）。

【数９】

$$T_{outer,i} = T_{outer,i+1} + \left| u_{ii}(\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \underline{T}_{inner,i} \right|^2 \le r^2$$

$$\underline{T}_{inner,i} = \sum_{j=i+1}^{M-1} \underline{u}_{ij}\cdot(\underline{s}_j - \hat{\underline{s}}_j)$$

項

【数１０】

$$\left| u_{ii}\cdot(\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i) + \underline{T}_{inner,i} \right|^2$$

は、送信アンテナｉのコンスタレーション・シンボル

【数１１】

$$\underline{s}_i$$

に関する仮説の選択に基づいて、距離の増分とみなすことができる。

【００３８】

この候補サーチ球面コスト関数での再帰式は、サーチ半径制約条件に基づいてサーチ・ツリー分岐の刈り込みを実施するためのベクトル・コンスタレーション・シンボルのサブセットにわたるツリー・サーチとみなすことができる。ツリーの第１レベルはシステムの最後の送信アンテナを表し、評価すべきＰ$_C$通りの候補の組合せがある。各可能な候補は、ツリー・レベルｉ＝０にある最後の候補に達するまで、その下にさらにＰ$_C$通りの分岐を持つ。

【００３９】

図２を参照すると、サーチはツリー３２のルート３０から始まり、レベルｉ－１に対応する、（送信アンテナＭ－１から生じる）コンスタレーション・シンボル

【数１２】

$$\underline{s}_{M-1}$$

に関する仮説により分岐する。ツリー中の各ノードは、そのノードに至るために使用された以前の送信候補を使用してコスト距離のＴ$_{inner}$成分（式４）を計算し、次いで、現在のレベルでのＰ$_C$通りの仮説のそれぞれを検査する。候補のいずれかに関連するコスト関数値がサーチ半径を超えた場合は、そのサーチをツリーの下方に進む必要はない。

【００４０】

ノードを除去できるツリー中のレベルが高いほど、サーチ空間を大幅に縮小することができる。例えば、ツリーのレベルｉにあるノードを不要にすると、２$^{(MQ-iM)}$候補を刈り込むことができる（４×４　１６ＱＡＭの場合、ｉ＝３でノードを刈り込むことによって、ｉ＝２とｉ＝１でそれぞれ２５６と１６で、４０９６ノードを取り除くことができる）。サーチは、サーチ半径制約条件内にあるツリー全体のすべての経路を通って進む。有効なコンスタレーション・ベクトル

【数１３】

$$\mathbf{s}=\left(\underline{s}_0,\ldots,\underline{s}_{M-1}\right)$$

が見つかると（例えば、ノード３０からノード４０、ノード５４、ノード６０を経てノード７２で終わるサーチ経路によって表されるベクトルを示す図２の太線を参照）、それがＡＰＰ後処理段階（複雑度が減少したＭＬ－ＡＰＰ）に含まれるように、ＡＰＰ待ち行列にプッシュされる。

【００４１】

サーチ・ツリー３２はツリー区分に区分化することができる。ツリー区分は１つの親ノードおよびＰ$_C$個の子ノードで構成され、Ｐ$_C$個の可能なコンスタレーション・シンボルを表す。１つのツリー区分内の処理は並列に行うことができる。したがって、「スタック・サーチャー」とも呼ばれる、ツリー区分サーチ・エンジンを使用してツリー・サーチを実施することは有利である。図３～５に、スタック・サーチャー・アーキテクチャの一例を概略的に示す。

【００４２】

図３および図５を参照すると、事前計算ユニット１００およびサーチャー・ユニット１０２を含めて、受信機２４の選択された部分が概略的に示されている。事前計算ユニットは信号ｙ、およびアンテナ２６から送信された試験信号を利用する。チャネル処理モジュールは、通信路行列Ｈ（式１）および上側三角行列Ｕを決定する。サーチ中心決定モジュール１０６は、

【数１４】

$\hat{S}$

を決定する。事前計算モジュールはT_{inner}の値（式１１）およびシンボル誤り値を決定する。

【００４３】

事前計算ユニットからの出力はサーチャー・ユニット１０２に提供され、そこで候補サーチ・モジュール１１０が、前述のような再帰的累積的方式で、コスト関数を使用可能なシンボルに適用する。マルチポート・スタック１１２は、候補サーチ・モジュール１１０で考察された各候補に関連するコスト関数値を格納しやすくする。スタック・メモリ１１４は、候補サーチ・モジュールが送信されたシンボルの使用可能な組合せを表す階層を進むときに使用するコスト関数値をその値の十分な識別子情報と共に、スタック・メモリ１１４内に少なくとも一時的に格納する。その候補サーチのサーチ半径ｒの範囲内にあると判定された候補は、ＭＬＡＰＰなどの選択された復号化方式を使用して復号化できるように有効候補待ち行列１１６に入れられる。

【００４４】

事前計算ユニット１００は、着信チャネルを監視し、通信路行列Ｈから上側三角行列Ｕを計算する。行列Ｕは通信路行列が変化するときにだけ計算すればよく、したがってこれは大量の着信シンボルに対して一定である。この上側三角化は低速で行われるので、この計算では反復法を何回でも使用することができる。また、事前計算ユニットは受信シンボルを取り入れ、連続ＭＬ推定を生成する。最後に、このユニットは、所与の着信シンボルで再利用される値の一部を事前計算することができる。

【００４５】

第２のユニット、スタック・サーチャー１０２は、球半径式（すなわち候補サーチ・コスト関数）を評価し、有効候補待ち行列に渡すための１組の有効候補を生成する。ツリー中の各レベルは、そのツリーの次のレベルでサーチするために最大Q_C候補まで生成することができる。したがってこの例は、現在の分岐を完全に評価した後で一部のサーチを続行するためにそれらを格納することができる、マルチポート・スタック・アーキテクチャを含む。

【００４６】

２分木によってサーチする多くの方法がある。最少の中間情報を保持する最も効率の良い方法は、縦型探索である。一例では、サーチは常にそのツリー中の子ノードに進み、１本の経路を最下位レベルまで、またはコスト関数が閾値を超えるまでたどる。その時点でサーチは、残余ノードを持つ次の最上位レベルに戻り、再度ツリーの下方に進む。

【００４７】

縦型探索は、その縦型探索中に再訪するためにツリー中の可能なノードを追跡する方法を必要とする。候補を記憶する方法の一例が、一部のノードをそこに入れておき、そのサーチ・プロセス中に後でそれらのノードを再訪することができるスタックである。スタック１１４は後入れ先出し（ＬＩＦＯ）構造で作業し、サーチを自動的に縦型手法にすることができる。ツリー３２の第１のレベルで、サーチは有効なノードのすべてをスタック１１４にプッシュする。次いで、最後のノードを取り出し、次のレベルでそのノードのサーチを続行する。サーチを自動的に処理するためには、現在のサーチ・ノードに関連するすべての情報（累積コスト距離およびツリーのそのレベルに達するために使用されたすべての候補シンボルなど）を取り出せる必要がある。

【００４８】

スタック・サーチャーは、１つの親ノードおよびP_C個の子ノードを持ち、送信アンテナｉにおけるP_C個のコンスタレーション・シンボルを表す、レベルｉでのツリー区分上で作業する。

【００４９】

図４にスタック１１４のメモリ・アーキテクチャの一例を示す。例示のスタック・サー

チャーは、ツリーでの現在のレベル１２０、ツリー中のこのレベルに達するために使用された以前の各アンテナごとの候補１２２、および累積のＴ$_{outer}$和１２４の３つの情報をスタック１１４に格納する。これら３つの情報を用いて、サーチャー１１０は残りの候補でのサーチを再開することができる。１つのツリー・レベルを処理するための関連情報のすべてがそのスタック上にプッシュされるので、１つのサーチャー１１０が様々なシンボルからのツリー・サーチを極めて容易に処理することができ、複数のサーチャーでピーク負荷を分担することが可能になる。スタックの最大深さは、送信アンテナから１を引いた数を１シンボル当たりのコンスタレーション・ポイント数で乗算した積である。実際、適切に設定された半径条件を用いれば、スタックがこの限界に近づくことは絶対にないはずである。

【００５０】

実際のシステムは、着信シンボルを受信する速度を扱うために複数の並列サーチ・エンジンを必要とすることがある。図３は複数のサーチャー・ユニット１０２を含む。例えば、ツリー全体の１回のサーチに１つの受信ベクトルにつき３００クロック・サイクルが必要であり、新規の受信ベクトルを５０クロック・サイクルごとに受信する場合、そのアーキテクチャは６つの並列サーチャー１０２を必要とすることになる。１つのツリー・レベルを処理するための関連情報すべてがスタック上にプッシュされるので、単に、スタック出力を連続ＭＬ推定と共に別のサーチャーに渡すだけで、複数のサーチ・ユニット間でピーク負荷を簡単に分担することができる。１つのスタック・ユニットがその個々のサーチを早く終えた場合は、そのユニットを別のサーチャーでのサーチの完了を支援するためのリソースとして使用することができる。

サーチを初期設定するために、ルート・ノードが、累積コスト距離をゼロにしてスタックにプッシュされる。

【００５１】

図５に、選択されたサーチャー・データパスの一例のアーキテクチャを示す。この例示的アーキテクチャは、スタック１１４から値を取り出し、１３２から（ツリーのこの特定のノードに達するために使用された候補だけに基づく）Ｔ$_{inner}$積を取り出し、現在のレベルでの候補コンスタレーション・ポイントのそれぞれの追加分を加算し、次いで、Ｔ$_{outer}$値を計算するパイプライン１３０を含む。

【００５２】

候補Ｔ$_{outer}$値のそれぞれは、それらが依然として有効な候補であるかどうか判定するために１３４で半径と比較される。このアーキテクチャは一度に１サーチ・ノードしか処理しないので、複数の有効な結果がある場合は、残りの候補がスタック１１４にプッシュされる。それらの有効な候補の１つをパイプラインの先頭に戻して、続けてその個々の分岐サーチに進む。

【００５３】

サーチャーは、それが有効な候補を持たないノードにぶつかると、スタックから一部のサーチ・ノードを取り出し、その分岐の処理を開始する。候補サーチがサーチ・ツリーの最下位ノード（すなわち図２のレベルｉ＝０）に到達できたときは、そのサーチはその候補リストを有効候補待ち行列に渡す。サーチは、そのサーチ・ツリーを網羅し尽くすまで、あるいはスループット要件で決定されたサーチ候補限界にぶつかるまで、候補を評価し続ける。

【００５４】

この例でのサーチャー・アーキテクチャは最大Ｑ$_{C}$個まで（１つの１６ＱＡＭ変調形式では１６）の有効候補を生成できるが、有効候補の平均数はずっと少ない。このパイプラインをクロック・サイクルごとに実行し続けるためには、スタックは（Ｐ$_{C}$－１）ポートの書込みメモリ（１つの結果が常にパイプラインの先頭にフィードバックされる）でなければならないことになる。１５ポートメモリは実装費用が極めて高い。生成される有効サーチ候補の実際の数は、アルゴリズムの動的挙動であるが、球面半径を適切に選択すれば、この平均数はＰ$_{C}$よりもはるかに少なくなる。

【００５５】
効率の良いハードウェア・アーキテクチャを構築するための１つの解決法は、P_Cより少ない数のポートを使用するスタックを構築することである。図５の概略図では、最大Ｘ個までの有効候補を生成し、それらをＹポート・スタック・メモリに渡すサーチャーが示されている。Ｘの値がＹ以下であるとき、このスタックは１クロック・サイクルで積のすべてを格納することができる。ＸがＹより大きい場合、このスタックはパイプラインを停止させ、複数のクロック・サイクルを使用して候補のすべてを格納する必要がある。大多数の場合をカバーするようにＹが選択された場合は、１６ＱＡＭの場合には完全な１５ポート書込みメモリを実装する必要はなく、このアーキテクチャを１クロック・サイクルで実行することができる。例えば、シミュレーションによって、ツリー・サーチの各サーチ・ステップごとに平均で３～４個の有効候補だけしか残存しないことが示されている。

【００５６】
したがって４ポート・スタックは、５つの有効候補（すなわちＹ＝４、Ｘ＝５）を処理し、しかもこのアーキテクチャを１サイクルごとに実行し続けることができる。４つを超える有効候補が生成される少数の場合には、サーチャーはパイプラインを一時的に停止する。

【００５７】
通信路行列の三角行列表現の決定に戻ると、その三角行列を提供するための線形前処理が必要とされる。一例では、Ｕを、好ましくはコレスキー法やＱＲ法で通常必要とされる平方根演算および除算演算を回避することによって決定する。一例では、本発明の手法は、分子と分母の計算を切り離すことに基づいてその分解を再定式化することを含む。さらに、（ビット・シフト演算に対応する）２のべきで位取りすることにより、その再帰法で安定が保持される。

【００５８】
ＭＩＭＯシステムでの検出に球面復号器を使用すると、通信路行列Ｈが更新される都度、コレスキー分解またはＱＲ分解を求める必要がある。表記を容易にするために、Ｍ×Ｍ行列$A = H^H H$と定義する。コレスキー分解は、従来、除算演算および平方根演算を伴う。固定小数点ＶＬＳＩ実装形態では、この除算演算および平方根演算が最適に回避される。

【００５９】
ＱＲ分解は、コレスキー分解と密接に関連しており、所望の上側三角行列Ｕを計算する代替手段を提供する。行列ＨのＱＲ分解は、

$$H = Q^H R \qquad (5)$$

であり、式中Ｒは、Ｈと同次元（すなわちＮ×Ｍ）の上側三角であり、Ｑは直交Ｎ×Ｎ行列であり、すなわち$Q^H Q = Q Q^H = I$である。行列Ｒは、Ｕとは次元が異なるが、ｉ，ｊ＝１，．．．ｍｉｎ（Ｎ，Ｍ）で同じ非ゼロ・エントリを持つ。

【００６０】
ＶＬＳＩ実装形態で平方根演算および除算演算を回避するために、図６の流れ図１５０に要約する新規のコレスキー分解技法の一実装形態は、まず、Ｕの要素すなわち

【数１５】

$$u_{ij} = v_{ij} / sqrt(w_i)$$

の分子と分母の切り離すことを含む。第１行（ｉ＝０）には、$u_{00} = sqrt(a_{00}) = a_{00} / sqrt(a_{00})$、および

【数１６】

$$u_{0j} = a_{0j} / sqrt(a_{00})$$

があり、したがって$w_0 = a_{00}$および

【数１７】

$$\underline{v}_{0j} = \underline{a}_{0j}.$$

がある。Ａは対称なので、その対角要素は実数であり、したがってその分母ｗ$_0$も実数であることに留意されたい。第２行（ｉ＝１）には、

【数１８】

$$u_{11} = sqrt(a_{11} - |\underline{a}_{01}|^2) = sqrt(a_{11} - |\underline{a}_{10}|^2 / a_{00}).$$

がある。平方根演算を分母に移動すると、

【数１９】

$$u_{11} = (a_{11} - |\underline{a}_{10}|^2 / a_{00}) / (sqrt(a_{11}a_{00} - |\underline{a}_{10}|^2) * sqrt(a_{00})).$$

になる。この行を完了すると、

【数２０】

$$w_1 = (a_{11}a_{00} - |\underline{a}_{10}|^2) w_0,$$

および

【数２１】

$$\underline{v}_{1j} = \underline{a}_{1j}\, a_{00} - \underline{a}^*_{10}\, \underline{a}_{0j} \text{ for } j = 2, \ldots, M\text{-}1.$$

という結論を生じる。

【００６１】

後者においては、Ａの対称性が認められ、このことから、別に格納する必要のある対角線要素を除く上側三角要素を上書きすることによって、Ａの記憶空間を再利用できることがわかる。

【００６２】

各行ごとにこのパターンを用いると、Ｕの各要素を、

【数２２】

$$\underline{u}_{ij} = \underline{v}_{ij} / sqrt(w_i)$$

（式中、ｗ$_i$＝ｚ$_0$＊・・・＊ｚ$_i$、ｚ$_i$は常に実数であり、ｚ$_0$＝ａ$_{00}$、ｚ$_1$＝（ａ$_{11}$ａ$_{00}$－｜ａ$_{10}$｜^{2}）、以下同様）で表せることが理解される。次いで、これらの再帰を、各行ごとに

【数２３】

$$\underline{v}_{ij}$$

およびｚ$_i$を直接計算するように変更する。事実、これにより代替の切り離された因数分解である

$$V^H W V = H^H H \qquad (6)$$

が生じ、式中、Ｖは上側三角行列であり、Ｗは実数値の重み１／ｗ$_i$の対角行列である。

【００６３】

従来のコレスキー分解の除算演算および平方根演算は、分子と分母を切り離すことによって再帰法から除去されており、アルゴリズムのこの構造を用いれば、さらなる計算で

【数２４】

$$\underline{u}_{ij}$$

の実際の値が必要になるまでそれらの演算を先送りすることができる。しかしそれゆえに、これらの再帰の結果は数値的に無限であり、（行列Ｈいかんでは）固定小数点実装で問題を生じることもある。幸いにもこの問題は、位取りによって容易に回避することができ

る。

【００６４】

位取りは、２のべきだけによって除算（または乗算）すること（すなわち２進固定小数点実装でのシフト演算）によって、各行の処理中に実施することができる。基本的に、その目的は因数ｚ$_i$を０．２５と４の間に保ち、各要素

【数２５】

$$\underline{v}_{ij}$$

をしかるべく位取りすることである。したがって、最後には、ｖ$_{ij}$＝ｚ$_i$ｃ$_i$（式中、ｃ$_i$は２のべきであり、１未満でも、１に等しくても、あるいは１より大きくてもよい）となる。

【００６５】

新しく位取りされ切り離されたコレスキー分解の計算量は、Ｏ（Ｍ^3／６）複素乗算および減算、ならびに分子および分母の再帰の分離から生じるその他のＯ（Ｍ^3／６）実数乗算である。この分解中には除算演算も平方根演算も行われない。

【００６６】

図７の流れ図２００に要約する本発明の別の例示的一実施形態では、

【数２６】

$$\underline{r}_{ij} = \underline{p}_{ij} / sqrt(k_i).$$

と表すことによって平方根演算および除算演算を回避するＱＲ分解が導出される。これは、分解

Ｈ＝Φ^{H}Ｋ$^{-1}$Ｐ　　（７）

に対応し、式中、Ｋ$^{-1}$（Ｎ×Ｎ対角実数行列）の各要素は１／ｋ$_i$で与えられる。上側三角行列Ｐは、複素Ｎ×Ｍ行列Ｈに位取りされたギブンス回転を適用することによって得られる。

【００６７】

このアルゴリズムは、ｉ＝０，．．．Ｎ－１、ｊ＝０，．．．Ｍ－１では、

【数２７】

$$\underline{p}_{ij} = \underline{h}_{ij},$$

およびｋ$_i$＝１で初期設定される。要素

【数２８】

$$\underline{p}_{ji} \text{ (for } j>i),$$

を除去する（ゼロまで回転させる）際に、その回転は以下の式で定義される。

【数２９】

$$\begin{bmatrix} \underline{P}_{ii} \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \underline{p}^*_{ii} k_j & \underline{p}^*_{ji} k_i \\ -\underline{p}_{ji} & \underline{p}_{ii} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \underline{p}_{ii} \\ \underline{p}_{ji} \end{bmatrix}$$

式中、

【数３０】

$$\underline{P}_{ij}$$

は更新された要素を表す。回転を実施することに加えて、実数値重みｋ$_i$を更新する必要がある。したがって、要素

【数３１】

$$\underline{P}_{ij}$$

に基づく位取りされたギブンス回転を以下のように要約することができる。

【数３２】

$$\underline{P}_{il} = \underline{p}^{*}_{ii} k_j \underline{p}_{il} + \underline{p}^{*}_{ji} k_i \underline{p}_{jl} \qquad \text{for } l = i,\ldots,M-$$

$$\underline{P}_{jl} = -\underline{p}_{ji} \underline{p}_{il} + \underline{p}_{ii} \underline{p}_{jl} \qquad \text{for } l = i,\ldots,M-1$$

$$K_j = \underline{p}_{ii}$$

$$K_i = k_i k_j \underline{p}_{ii}$$

式中、K_iは更新されたk_iを表し、（．）*は共役複素数を表す。

【００６８】

数値的安定を保つために、同じ位取り機構を、今度は因数k_iおよびk_jを使用して重畳する。基本的にその目的は、因数k_iおよびk_jを０．２５と４の間に保ち、各要素

【数３３】

$$\underline{p}_{ij}$$

をしかるべく位取りすることである。位取りは各回転ごとに実施され、２進シフト演算（すなわち２のべきによる位取り）だけが関与する。さらに、この位取りによって、ｉ＝０，．．．Ｎ－１に対して、変数k_iが同様の大きさであることが保証される。

【００６９】

この代替の定式化は、除算演算および平方根演算のない再帰の利点を再度提供する。これらの演算は、実際の分解ＱおよびＲを使用する必要が生じるまで延期することができる。

【００７０】

比較のために、ＫおよびＰだけを計算する際の計算量を考察する。この計算量は、Ｍ≦ＮではＯ（２Ｍ^{2}Ｎ－５Ｍ^3／３）複素乗算（および半分の複素加算）を必要とする回転によって決定される。Ｍ～Ｎでは（またはＭ行だけが必要とされる場合には）、これはＯ（Ｍ^3／３）になる。

【００７１】

Ｕ＝ｑｒ（Ｈ）を得るために前述の手法を使用する一例では、次いで、球面復号器に与える影響により、不等式（２）が以下のように変更されることになる。

【数３４】

$$\sum_{i=0}^{M-1} \kappa_i \left| p_{ii}\left(\underline{s}_i - \hat{\underline{s}}_i\right) + \sum_{j=i+1}^{M-1} \underline{p}_{ij}\left(\underline{s}_j - \hat{\underline{s}}_j\right) \right|^2 \le \kappa_0 r^2 \qquad (8)$$

式中、$\kappa_i = \Pi_{j,\, j \neq i} k_i$、$\kappa_0 = \Pi_j k_j$である。回転行列Φは球面復号器では必要とされないことに留意されたい。球面復号器に与える影響は類似しているが、$w_i s$がｉにつれて増大することがあるのに対して、（$k_i s$が同程度の大きさになるように構築されるため）$\kappa_i s$が同程度の大きさであるという点で、位取りされたＱＲ法には、位取りされたコレスキー法に優る利点がある。

【００７２】

一例では、各送信アンテナ候補全体の和を用いてコスト関数を計算できるように、ＭＬＡＰＰでのコスト関数を定式化する際にその上側三角行列Ｕが使用され、各項が正定値関数であることが保証される。

【００７３】

Ｕが決定されると、次のステップは球面復号器候補サーチ中心点を決定することである。これは、送信候補の連続ＭＬ推定であり、有効シンボル・コンスタレーション・ポイントには制約されない。ＭＬＡＰＰおよび球面法でのサーチは、候補を、各シンボルごとの最良のコンスタレーション・ポイントのセットへとさらに洗練させる。この例でのサーチ中心、すなわち無制約ＭＬ推定は、以下の式で示される。

【数３５】

$$\hat{\mathbf{s}} = \arg\min \left\| \hat{\mathbf{H}}\mathbf{s} - \mathbf{y} \right\|^2 \qquad (9)$$

この式は以下のように書き換えることができる。

【数３６】

$$\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{B}\mathbf{y} \quad \text{where} \quad \mathbf{B} = \left(\mathbf{H}^H\mathbf{H}\right)^{-1}\mathbf{H}^H \qquad (10)$$

【００７４】

一例では、Ｍ×Ｎ行列Ｂは、Ｕが計算されるのと同時に事前計算される。というのはそれらが類似の演算を共用するからである。その値が事前計算された後では、サーチ中心点計算は、各受信シンボル・セットごとにＭ×Ｎ行列をＮ×１受信シンボル・ベクトルで乗算するだけでよい。

【００７５】

行列Ｕは新規の通信路推定ごとに計算するだけでよいが、サーチ中心点

【数３７】

$\hat{\mathbf{S}}$

は各受信ベクトルｙごとに計算する必要がある。また、サーチ半径ｒを決定するためにこの計算を必要とすることもある。理想的には、この計算は、行列Ａ＝Ｈ^{H}Ｈを反転する際に関与する除算を回避する。

【００７６】

本発明の例示的一実装形態は、後退代入を使用して、位取りされ切り離されたＱＲ分解の解を使用する

【数３８】

$\hat{\mathbf{S}}$

を決定することを含む。後退代入は、三角分解が使用可能な１組の１次方程式の解を得る公知の方法である。この例では、後退代入は、回転行列Φを必要とせず、上側三角行列Ｐおよび行列Ｋからの位取り係数だけが必要とされる。この解を得るためには除算が必要とされるが、除数はＭ個しかなく、それらは、新規の通信路行列Ｈに対応する各新規分解ごとに１回計算すればよい。これらの除数は、多くの受信ベクトルｙに使用することができる。

【００７７】

【数３９】

$\hat{\mathbf{S}}$

は、式

【数４０】

$$\mathbf{A}\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{H}^{H}\mathbf{y}.$$

を解くことによって得ることができる。この式は、Ａ＝Ｈ^{Ｈ}Ｈ＝Ｕ^{Ｈ}Ｕ＝Ｖ^{Ｈ}ＷＶ＝Ｐ^{Ｈ}Ｋ$^{－１}$Ｐなので、

【数４１】

$$\mathbf{P}^{H}\mathbf{K}^{-1}\mathbf{P}\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{H}^{H}\mathbf{y},$$

に変換される。したがって、１次法的式の方式を、Ｐの三角度を利用する以下の２つの部分に分けて解くことができる。

Ｐ^{Ｈ}Ｘ＝Ｈ^{Ｈ}ｙ　　（１１）

【数４２】

$$\mathbf{P}\hat{\mathbf{s}} = \mathbf{K}\mathbf{x} \qquad (12)$$

それぞれにおいて、Ｐの対角線要素による除算だけが必要とされており、それらの除算を後退代入の前に計算しておいて、後退代入手順の間は加算と乗算だけが必要とされるようにすることができる。

【００７８】

したがって、本発明は、多数の使用可能な組合せから取り出されたシンボル組合せを含む符号化伝送を検出する戦略を提供する。球面復号器候補サーチは、使用可能な組合せのそれぞれを直接考察せずに、選択された復号化技法を使用して処理される候補組合せの数を急速に減少させる。本発明の手法は、効率的かつ効果的な方式で、比較的複雑な伝送の処理を容易にする。

【００７９】

前述の説明は、本質的に、限定的なものではなく例示的なものである。本発明の要旨を必ずしも逸脱しない開示の例に対する変形および改変は、当分野の技術者には明らかになると考えられる。本発明に与えられる法的保護の範囲は、添付の特許請求の範囲を検討することによってのみ決定され得るものである。

【図面の簡単な説明】

【００８０】

【図１】本発明に従って設計された球面復号器を含む受信機を備える、符号化情報を送信する例示的一システムを示す概略図である。

【図２】複数の使用可能なシンボル組合せを表す階層、およびそうした階層上で候補サーチを実施する方法の一例を示す概略図である。

【図３】本発明に従って設計された球面復号器を備える受信機の選択された部分のアーキテクチャの一例を示す概略図である。

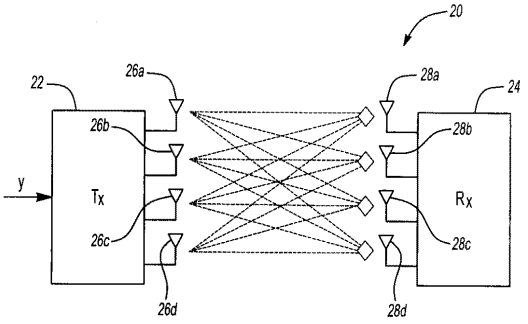
【図４】図３の実施形態で有用なメモリ形式の一例を示す概略図である。

【図５】図３の実施形態の選択された部分を、若干より詳細に示す概略図である。

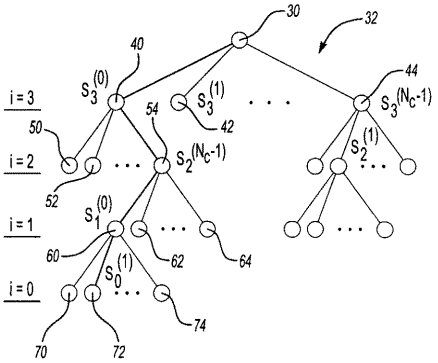
【図６】分解技法を要約するフローチャートである。

【図７】他の分解技法を要約するフローチャートである。

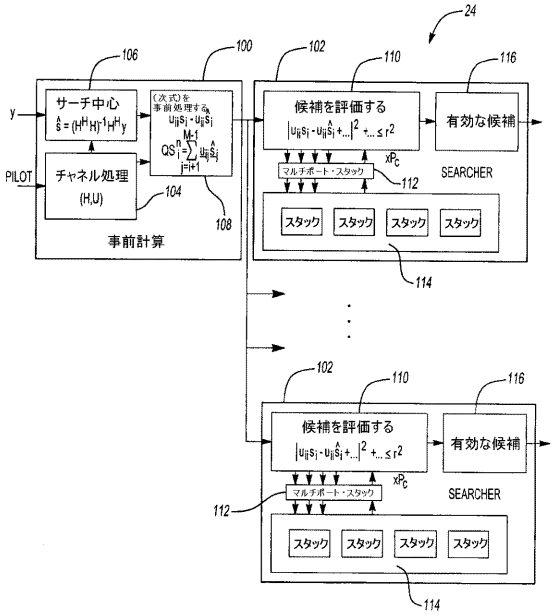
【図１】


20
22
26a
28a
24
26b
28b
y
Tx
Rx
26c
28c
26d
28d

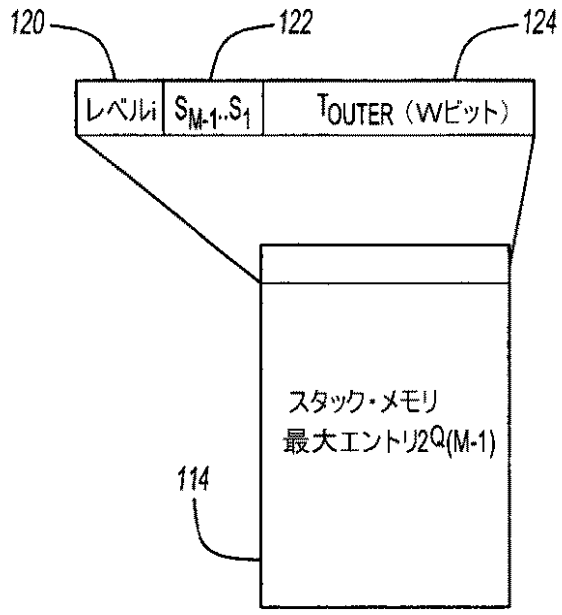
【図２】


30
32
40
44
i = 3
i = 2
i = 1
i = 0
50
54
42
52
60
62
64
70
72
74

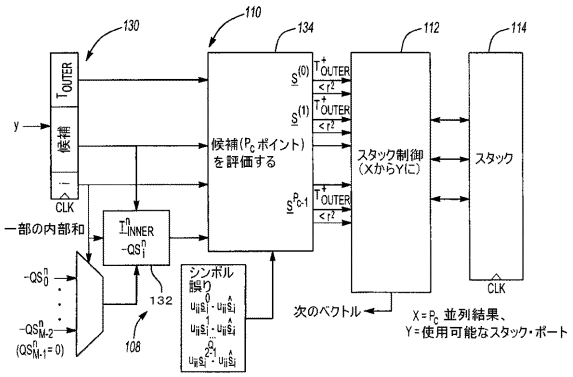
【図３】


24
106
100
102
110
116
y
PILOT
サーチ中心
チャネル処理
(H,U)
事前計算
候補を評価する
有効な候補
マルチポート・スタック
SEARCHER
スタック
104
108
112
114

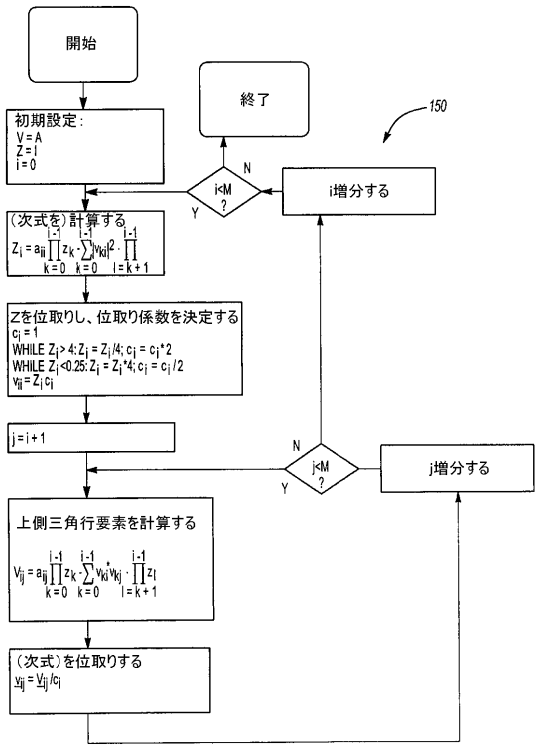
【図４】


120
122
124
レベルi
TOUTER（Wビット）
スタック・メモリ
114

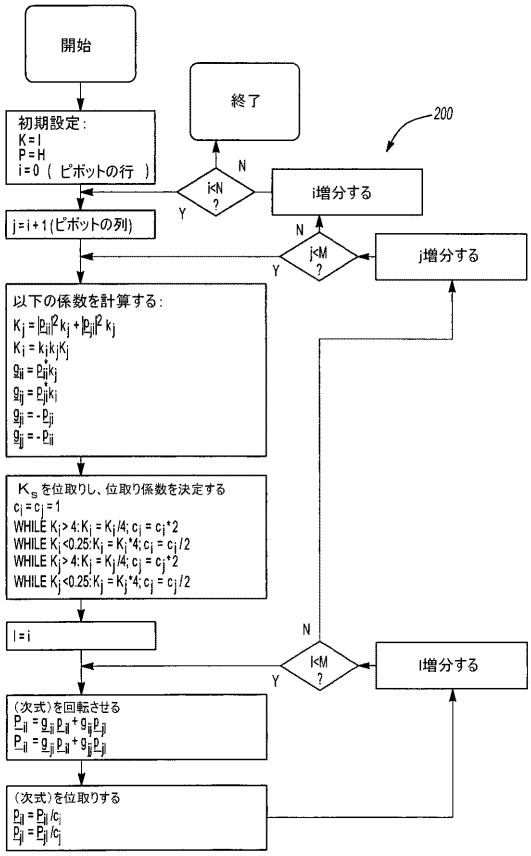
【図５】


110
130
134
112
114
y
CLK
候補(Pc ポイント)を評価する
スタック制御（XからYに）
スタック
一部の内部和
132
108
次のベクトル
X = Pc 並列結果、
Y = 使用可能なスタック・ポート

【図６】


開始
終了
150
初期設定:
V = A
Z = I
i = 0
i<M ?
N
Y
i増分する
(次式を)計算する
Zを位取りし、位取り係数を決定する
ci = 1
WHILE Zi > 4: Zi = Zi /4; ci = ci *2
WHILE Zi <0.25: Zi = Zi *4; ci = ci /2
vii = Zi ci
j = i + 1
j<M ?
N
Y
j増分する
上側三角行要素を計算する
(次式)を位取りする
vij = vij /ci

【図７】


開始
終了
200
初期設定:
K = I
P = H
i = 0 (ピボットの行)
i<N ?
N
Y
i増分する
j = i + 1 (ピボットの列)
j<M ?
N
Y
j増分する
以下の係数を計算する:
Kj = |pii|2 kj + |pji|2 kj
Ki = ki ki Kj
gii = pii* kj
gij = pji* ki
gji = - pij
gjj = - pii
Ks を位取りし、位取り係数を決定する
ci = cj = 1
WHILE Ki > 4: Ki = Ki /4; ci = ci *2
WHILE Ki <0.25: Ki = Ki *4; ci = ci /2
WHILE Kj > 4: Ki = Kj /4; cj = cj *2
WHILE Kj <0.25: Kj = Kj *4; cj = cj /2
l = i
l<M ?
N
Y
l増分する
(次式)を回転させる
Pli = gii pli + gij plj
Plj = gji pli + gjj plj
(次式)を位取りする
Pli = Pli /ci
Plj = Plj /cj

フロントページの続き

(74)代理人 100096943
弁理士 臼井 伸一
(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 リンダ メアリー デイヴィス
オーストラリア国 エヌエスダブリュ ２０６６ レーン コウヴ, バーンズ ベイ ロード １０５, ユニット １１
(72)発明者 ディヴィッド ギャレット
アメリカ合衆国 ０７７４７ ニュージャーシィ, オールド ブリッジ, ウィンチェスター コート ３
(72)発明者 バートランド エム. ホッチワルド
アメリカ合衆国 ０７９０１ ニュージャーシィ, サミット, マウンテン アヴェニュー ２８
(72)発明者 ステファン テン ブリンク
アメリカ合衆国 ９２６０６ カリフォルニア, アーヴィン, サンタ バーバラ ３６０

審査官 彦田 克文

(56)参考文献 特開２００４－０９６７４５（ＪＰ，Ａ）
特開２００４－１８０３２２（ＪＰ，Ａ）
特開２００５－２６９６５４（ＪＰ，Ａ）
特開２００２－３５９５６４（ＪＰ，Ａ）
H. Vikalo et al., Low-Complexity Iterative Detection and Decoding of Multi-Antenna Systems Employing Channel and Space-Time Code, IEEE 2002. Conference Record of the Thirty-Sixth Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers, 米国, ２００２年１１月, Volume 1, Pages 294 - 29

(58)調査した分野(Int.Cl., ＤＢ名)
Ｈ０４Ｌ ２７／３４
Ｈ０４Ｂ ７／０４
Ｈ０４Ｊ ９９／００
Ｈ０４Ｌ ２７／１８