



(12) 发明专利

(10) 授权公告号 CN 102612822 B

(45) 授权公告日 2016.06.29

(21) 申请号 201080051765.8

(22) 申请日 2010.09.17

(30) 优先权数据

0956374 2009.09.17 FR

(85) PCT国际申请进入国家阶段日

2012.05.16

(86) PCT国际申请的申请数据

PCT/FR2010/051944 2010.09.17

(87) PCT国际申请的公布数据

W02011/033239 FR 2011.03.24

(73) 专利权人 法国电信公司

地址 法国巴黎

(72) 发明人 A. 哈特费 R. 维索兹 A. 伯赛特

(74) 专利代理机构 北京市柳沈律师事务所

11105

代理人 张玉红

(51) Int. Cl.

H04L 25/03(2006.01)

H04L 1/00(2006.01)

H03M 13/37(2006.01)

(续)

(56) 对比文件

Melda Yuksel 等. Mutiple-Antenna Cooperative Wireless Systems:A Diversity-Multiplexing Tradeoff Perspective. 《IEEE TRANSACTION ON INFORMATION THEORY》. 2007, 第 53 卷 (第 10 期), 3371-3393.

Georg Zeitler 等. On Quantizer Design for Soft Values in the Multiple-Access Relay Channel. 《IEEE ICC 2009》. 2009, 1-5.

Jun Hu 等. Low Density Parity Check Codes over Wireless Relay Channels. 《IEEE TRANSACTION ON WIRELESS COMMUNICATIONS》. 2007, 第 6 卷 (第 9 期), 3384-3394.

Xiaodong Wang 等. Iterative (Turbo) Soft Interference Cancellation and Decoding for Coded CDMA. 《IEEE TRANSACTION ON COMMUNICATIONS》. 1999, 第 47 卷 (第 7 期), 1046-1061.

审查员 张颖浩

权利要求书2页 说明书18页 附图6页

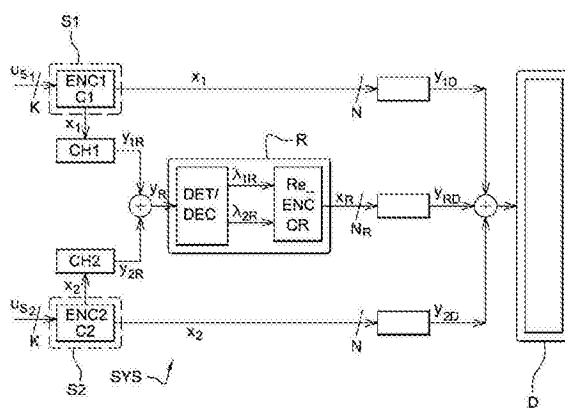
(54) 发明名称

用于具有半双工中继的多接入中继信道系统的用于传送数字信号的方法、以及对应的程序产品和中继装置

(57) 摘要

本发明涉及一种向网络传送数字信号的方法 (1), 该网络具有至少四个节点, 所述至少四个节点包括使用空间分布式网络代码的、通过非正交链路而彼此分离的两个发射机、中继、和接收机。该方法包括以下步骤: 每个发射机中的步骤 (2), 用于按照 K 个数据比特的块来传递码字, 该码字包括第一和第二冗余部分, 由此可以与该第二部分独立地对该第一部分进行解码; 步骤 (3), 包括在发射机中在 $\alpha N, \alpha \in [0, 1]$ 个传送间隔上传送该码字的第一部分; 步骤 (4), 包括该中继中的组合式迭代检测 / 解码, 以便分离源自于所述发射机的流量, 并且针对每个流量来确定表现了与该

码字相关联的 K 个数据比特的向量; 步骤 (5), 包括在该中继中对两个向量进行组合式编码, 以便确定冗余数据; 提供所述发射机中的顺序, 以便在 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个随后的传送间隔上传送该第二冗余部分; 以及提供该中继中的顺序, 以便在 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个随后的传送间隔上传送 (6) 该冗余数据。



[转续页]

[接上页]

(51) Int. Cl.

H04B 7/26(2006.01)

1. 一种用于网络的传送数字信号的方法(1),该网络具有至少四个节点,所述至少四个节点包括用于实现空间分布式网络代码的、通过非正交链路而链接到一起的两个发射机(S_1 、 S_2)、中继(R)、和接收机(D),该方法包括:

- 每个发射机中的利用调制和编码方案进行的编码步骤(2),用于每块K个信息比特地来传递码字,该码字包括第一部分和冗余第二部分,能够与该冗余第二部分独立地对该第一部分进行解码;

- 所述发射机的传送步骤(3),在 αN 个时隙期间传送该码字的第一部分,N为自然数;

- 该中继中的联合检测步骤和解码步骤(4),用于分离来自所述发射机的流,并且用于分别按照流来确定表现了与该码字相关联的K个信息比特的向量,检测和解码步骤迭代地交换用于表现码字的软信息,K为自然数;

- 该中继中的联合编码步骤(5),用于对两个向量进行编码,以便确定冗余信息;

- 对所述发射机进行定序,以在 $(1-\alpha)N$ 个接下来的时隙期间传送该冗余第二部分;以及

- 在传送步骤(6)中对该中继进行定序,以在 $(1-\alpha)N$ 个接下来的时隙期间传送该冗余信息, $\alpha \in [0,1]$ 。

2. 根据权利要求1的方法(1),其中,所述解码步骤实现硬解码。

3. 根据权利要求1的方法(1),其中,所述解码步骤实现软解码,并且该联合编码步骤实现软编码和基于码元概率计算比特概率,所述冗余信息是根据比特概率矩阵来确定的。

4. 根据权利要求1的方法(1),其中,该解码步骤实现软解码,并且该联合编码步骤实现软编码和码元的期望的计算,所述冗余信息是根据所述码元的期望的矩阵来确定的。

5. 根据权利要求1的方法(1),在所述发射机与该中继之间实现分布式特波码,并且其中,所述发射机中的编码步骤实现具有两个卷积编码器的并行级联的特波码。

6. 一种用于MARC系统的中继(R),该MARC系统用于实现根据权利要求1到5中任一项的传送方法,该中继包括:

- 联合检测部件(MUD)和包括两个并行的解码器(DEC1、DEC2)的解码部件(DET/DEC),所述联合检测部件(MUD)用于分离来自该MARC系统的两个发射机的流,所述解码部件(DET/DEC)用于根据两个流来分别确定各自表现了与码字相关联的K个信息比特的两个向量,该码字包括发射机分别在 αN 和 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间接连传送的两个部分,其中第一部分能够独立地进行解码、并且是由该中继进行解码以便确定该向量之一的部分,所述联合检测部件和解码部件迭代地交换用于表现码字的软信息;

- 联合编码部件(Re_ENC),用于通过应用调制和编码方案 C_R 对所述两个流的向量进行编码,以便确定冗余信息;以及

- 用于在 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间传送该冗余信息的部件,该 $(1-\alpha)N$ 个时隙在 αN 个时隙以后,在该 αN 个时隙期间,所述两个发射机传送所述码字的前两个部分, $\alpha \in [0,1]$ 。

7. 一种MARC系统(SYS),其中,中继是根据权利要求6的中继。

8. 一种用于MARC系统中的接收机的接收方法,该MARC系统要实现根据权利要求1到5中任一项的传送方法,该方法包括:

- 存储分别在 αN 个和 $(1-\alpha)N$ 个接连时隙期间接收到的数据的步骤,该数据对应于按照两部分码字的形式而针对发射机编码的K个信息比特,所述第一部分能够被独立于所述冗

余第二部分地解码,所述部分在 αN 个和 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间接连地传送,由所述中继在所述 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间传送的冗余对应于分别由所述两个发射机传送的两部分代码的已解码和联合编码的第一部分;以及

- 检测步骤和接下来的联合解码步骤,所述检测步骤用以使用在 αN 个时隙期间接收的数据来检测并分离来自所述发射机的流,和用于使用在 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间接收的数据来检测并分离来自所述发射机和所述中继的流,所述联合解码步骤用于通过同时地对所分离的流进行解码来使用所分离的流以便确定用于所述 K 个信息比特的每个的已解码值,所述检测和联合解码步骤迭代地交换用于表现码字的软信息, $\alpha \in [0, 1]$ 。

9. 一种用于MARC系统的接收机(D),该MARC系统用于实现根据权利要求1到5中任一项的传送方法,该接收机包括:

- 用于存储分别在 αN 个和 $(1-\alpha)N$ 个接连时隙期间接收到的数据的部件,该数据对应于按照两部分码字的形式而针对发射机编码的 K 个信息比特,所述第一部分能够被独立于所述冗余第二部分地解码,所述部分在 αN 个和 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间接连地传送,由所述中继在所述 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间传送的冗余对应于分别由所述两个发射机传送的两部分代码的已解码和联合编码的第一部分;以及

- 第一检测器部件(MUDI)和第二检测器部件(MUDII)和随后的联合解码器(DEC_c),所述第一检测器部件(MUDI)用以使用在 αN 个时隙期间接收的数据来检测并分离来自所述发射机的两个流,所述第二检测器部件(MUDII)使用在 $(1-\alpha)N$ 个时隙期间接收的数据来检测并分离来自所述发射机和所述中继的三个流,并且所述联合解码器(DEC_c)用于通过同时地对所分离的流进行解码来确定用于所述 K 个信息比特的每个的已解码值,所述第一检测器部件和第二检测器部件以及所述联合解码器迭代地交换用于表现码字的软信息, $\alpha \in [0, 1]$ 。

用于具有半双工中继的多接入中继信道系统的用于传送数字信号的方法、以及对应的程序产品和中继装置

技术领域

[0001] 本发明的领域是在多接入中继信道(MARC)网络中传送已编码的数据的领域。MARC网络是具有至少四个节点的电信系统,所述至少四个节点包括至少两个发射机、中继(relay)、和接收机。更确切地,本发明涉及网络编码,并且包含改善数据传送的质量,且具体地,改善接收机中的纠错解码的性能。

[0002] 本发明具体地、但是非排它性地应用于例如在实时的应用中经由移动网络来传送数据。

背景技术

[0003] 网络(尤其是移动网络)正在寻求容量、可靠性、能耗等方面上的显著增长。移动网络的传送信道以困难而闻名,并且导致相对低劣的传送可靠性。近年来,已经在编码和调制(尤其是出于能耗考虑和容量考虑)方面实现了显著进步。在其中多个收发机共享相同资源(时间、频率、和空间)的移动网络中,必须尽可能低地保持传送功率。

[0004] 这种低功率不利于覆盖,并因而不利于系统的容量,且更一般地不利于其性能。

[0005] 为了增加覆盖,以使得通信更加可靠,且更一般地以改善性能,一种方式在于依赖于中继,以用于增加频谱效率,并因而用于改善系统的传送效率和可靠性。如图1所示的MARC系统的拓扑使得源(节点 S_1 和 S_2)广播它们的已编码信息序列,以引起中继R和目的地D的注意。中继对它从节点 S_1 和 S_2 接收的信号进行解码,并且它在添加它自身的冗余的同时对它们联合地重新编码,从而创建空间分布式网络代码。在目的地D处,包括从源 S_1 和 S_2 直接接收的两个已编码序列、以及来自中继的已编码序列的三个空间分布式已编码序列的解码依赖于联合信道/网络解码算法。

[0006] 网络编码是协作的形式,其中网络的节点不但共享它们自身的资源(功率、频带等),而且共享它们的计算能力,从而创建随着信息通过节点的连续传播而增加的功率的分布式编码。它提供分集和编码方面的实质改善,并因而提供传送可靠性方面的实质改善。

[0007] 对于中继,已知两种类型的操作:半双工模式和全双工模式。

[0008] 在半双工模式中,存在对应于不同时隙的两个传送阶段,这是由于中继不能够同时进行接收和传送。在包括第一时隙(也称作传送间隔)的第一阶段期间,全部两个源都进行传送,但是中继不进行传送。中继进行解码,并联合地重新编码,以便推导出它要在接下来的时隙期间传送的信号。在包括第二时隙的第二阶段期间,中继传送它在第一时隙期间确定的信号,并且源传送关于与在第一时隙期间传送的信息相同的信息的奇偶第二序列。半双工类型的中继引人注目,这是因为简单的通信方案,并因为可以实现它们的容易性和由其衍生的低成本。

[0009] 在全双工模式中,中继从两个源接收新的信息块,并它同时地基于它事先已经接收到的块来向目的地传送它自身的码字。与半双工中继相比,全双工中继使得可能实现更大的容量。

[0010] 文章[1]和[2]描述了用于MARC系统的联合信道/网络编码,如图2所示。正在考虑的MARC系统使得链路CH14、CH24、CH13、CH43、和CH23正交,并另外,将两个源与中继之间的链路假设为是完全可靠的。在这个应用中,链路是两个或更多节点之间的通信信道,并且它可以是物理的或逻辑的。当链路是物理的时,则将它一般地称作“信道”。在第一传送阶段期间,两个源S1和S2向中继R并且向目的地D广播已编码的信息。中继R选取来自两个用户的、它假设为已经完美解码的流,并且它通过使用线性网络编码方案来按照线性方式对它们进行组合。在第二阶段期间,中继向目的地D传送附加的奇偶序列。一旦目的地已经接收、存储并且重新组织了所有的流,则将此联合信道/网络代码认为是可以迭代解码的空间分布式联合信道/网络代码。此联合代码导致分集和编码方面上的实质增长。

[0011] S. Yang和R. Koetter[3]已经评估了用于MARC系统的网络编码的性能,如图3所示,该MARC系统具有正交的链路,但是存在有噪的源-中继链路。作者提出了软解码和转发技术,该软解码和转发技术依赖于生成如通过计算用于已编码比特/码元的后验概率(APP)的算法所获得的、用于要传送的比特的离散概率分布。每个源S1、S2生成要传送到中继R的码字。中继R使用以其作者L. Bahl、J. Cocke、F. Jelinek、和J. Raviv[4]所命名的BCJR解码算法来以对数似然比(LLR)的形式对它们进行解码,并然后执行与两个已接收码字的按位模二和(XOR运算)对应的非记忆加权网络编码,该加权编码在于:使用两个源的LLR L_1 、 L_2 来生成与XOR运算对应的第三LLR L_R 。最后,按照模拟的形式来向目的地D传送此第三LLR。因而,目的地具有三个观测(observation):来自两个源的观测和来自LLR的观测。目的地在利用中继所提供的附加信息的同时,执行来自源S1和S2的流的联合的和迭代的解码。该文章陈述了,即使在严重有噪的 $S_1 \rightarrow R$ 和 $S_2 \rightarrow R$ 链路的情况下,与没有协作(并因而,没有中继)的方案相比,网络编码也提供了编码改善。在使用二进制相移键控(BPSK)时描述了该方法,但是不能将该方法转用到比四更大阶的调制,这是由于在第三步骤期间计算的表达式仅仅可应用于二阶或四阶(例如,正交相移键控(QPSK))的调制。

[0012] 在这些各种的已知系统中,解码误差只有在不存在干扰的情况下才减少,这是由于作为正交链路的结果而将正在考虑的MARC系统假设为是没有干扰的。此外,在于施加正交链路的约束导致了频谱资源的非最优利用(utilization),并因而导致了网络容量上的限制。

发明内容

[0013] 本发明提供了一种用于网络的传送数字信号的方法,该网络具有至少四个节点,所述至少四个节点包括用于实现空间分布式网络代码的、通过非正交链路而链接到一起的两个发射机、中继、和接收机,该方法包括:

[0014] • 每个发射机中的编码步骤,用于每块K个信息比特地来传递码字,该码字包括第一部分和冗余第二部分,能够与该冗余第二部分独立地对该第一部分进行解码;

[0015] • 所述发射机的传送步骤,在 aN , $a \in [0, 1]$ 个时隙期间传送该码字的第一部分;

[0016] • 该中继中的迭代联合检测/解码步骤,用于分离来自所述发射机的流,并且用于按照流来确定表现了与该码字相关联的K个信息比特的向量;

[0017] • 该中继中的联合编码步骤,用于对两个向量进行编码,以便确定冗余信息;

[0018] • 该中继的传送步骤,用于传送该冗余信息;

[0019] • 对所述发射机进行定序(sequencing),以在 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个接下来的时隙期间传送该冗余第二部分;以及

[0020] • 在传送步骤中对该中继进行定序,以在 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个接下来的时隙期间传送该冗余信息。

[0021] 本发明还提供了一种用于MARC系统的中继。

[0022] 因而,用于实现本发明的传送方法的本发明的中继包括:

[0023] • 迭代联合检测/解码部件,用于分离来自该MARC系统的两个发射机的流,并且用于按照流来确定表现了与码字相关联的K个信息比特的向量,该码字包括发射机在 $\alpha N, \alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间接连发射的两个部分,其中第一部分能够独自地进行解码,并且是由该中继进行解码以便确定该向量的部分;

[0024] • 联合编码部件,用于对所述两个流的向量进行编码,以便确定冗余信息;以及

[0025] • 用于在 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间传送该冗余信息的部件,该 $(1-\alpha)N, \alpha \in [0, 1]$ 个时隙在 $\alpha N, \alpha \in [0, 1]$ 个时隙以后,在该 $\alpha N, \alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间,所述两个发射机传送所述码字的前两个部分。

[0026] 由所述发射机进行的传送的步骤同时地发生,由此使得可能最大化公共频谱资源。因此,干扰存在于由中继接收到的信号和由目的地接收到的信号之间,这是因为当首先在所述发射机与中继之间的它们的传送期间以及其次在所述发射机与目的地(接收机)之间的它们的传送期间源信号的叠加。

[0027] 因而,本发明具体地依赖于,将联合检测/解码步骤和联合编码步骤引入到中继中,因而使得能够分离由两个源同时传送的流,并且使得所有的分散的发射机能够受益于空间分布式网络代码上的编码改善,而无需降低频谱效率。本发明的方式使得可能在接收机中实现迭代解码(该迭代解码依赖于在中继中生成的冗余),而无需发射机功率上的任何增加,以便实现系统的覆盖上的和频谱效率上的增加。

[0028] 在具体实现中,发射机方法使得该迭代联合检测/解码步骤实现硬解码。

[0029] 具体地,将具有与在中继中接收到的每个比特的值有关的硬判决做出的这种解码模式适于其中链路是完美可靠的MARC系统。在此上下文中,该中继可以在没有误差的情况下解码来自源的信息。因而,硬解码具体地适用于这种MARC系统,这是由于它没有软解码复杂,并且由于它实现起来很快。

[0030] 在具体实现中,传送方法使得该迭代联合检测/解码步骤实现软解码,并且该联合编码步骤实现软编码和在比特级别处执行的边缘化。

[0031] 具体地,将这种解码模式适于MARC系统,该MARC系统具有含有瑞利衰落的信道,并且没有源/中继信道的源处的知识。在此上下文中,存在中继不完美地解码来自源的信息的非零概率。选择软解码使得可能限制中继传播误差。

[0032] 在具体实现中,传送方法使得该迭代联合检测/解码步骤实现软解码,并且该联合编码步骤实现软编码和压缩。

[0033] 具体地,将这种解码模式适于MARC系统,该MARC系统具有含有瑞利衰落的信道,并且没有源/中继信道的源处的知识。在此上下文中,存在中继不完美地解码来自源的信息的非零概率。选择软解码使得可能限制中继传播误差。另外,与使用软编码和边缘化的模式不同,跟随有压缩的软编码使得可能在中继中使用任何类型的调制,这是由于使用软编码和

边缘化的模式使得必须在中继处使用BPSK(或QPSK)调制。

[0034] 在具体实现中,传送方法使得使用最小均方不相关误差(MMSUE)准则来执行该压缩。

[0035] 使用MMSUE准则使得可能基于后验概率来在中继处执行最优估计,并因而,使得可能通过减少中继中误差的数目来最大化目的地的信噪比(SNR)。

[0036] 在具体实现中,传送方法在所述发射机与该中继之间实现分布式特波(turbo)编码。另外,所述发射机中的编码的步骤实现具有两个卷积编码器的并行级联的特波码。

[0037] 例如,按照发射机来构成码率1/3的特波码的分布式特波码(两个递归系统卷积码(RSCC)的并行级联,其每一个经由伪随机交织器而具有1/2的码率),并且在中继处,构成具有2/3的码率的RSCC的分布式特波码,在其以前领先有用于来自解码器的每个流的交织器。在发射机处选择具有并行级联的分布式特波码使得空间分布式网络编码非常易于实现以用于具有半双工中继的MARC系统,通过构造,该半双工中继具有由系统部分和三个冗余部分的级联组成的代码。此级联使得可能在第一时隙期间传送系统部分和第一冗余部分,并且在第二时隙期间传送第二冗余部分。因而,此级联使得易于确保中继向与系统部分对应的信息比特提供新的冗余信息,而与在第二时隙期间从发射机向目的地直接传送的第二冗余部分无关。因而,该目的地具有几个冗余,由此使得非常强大的解码成为可能,并因而改善了可靠性。

[0038] 本发明还提供了一种用于在MARC系统的接收机中使用的接收的接收方法,该MARC系统要实现本发明的传送方法。该接收方法包括:

[0039] • 在两个块中存储分别在 αN 个和 $(1-\alpha)N$, $\alpha \in [0, 1]$ 个接连时隙期间接收到的数据的步骤,该数据对应于以两部分码字的形式而按照发射机所编码的 K 个信息比特,所述部分在 αN 个和 $(1-\alpha)N$, $\alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间接连地传送;以及

[0040] • 按照块的检测步骤,在该检测步骤以后跟随有联合解码步骤,用于迭代地动作以分离来自所述发射机和来自中继的流,并且用于使用如针对每个发射机所分离的流,以便确定用于所述 K 个信息比特的已解码值。

[0041] 本发明还提供了一种用于MARC系统的接收机,该MARC系统用于实现本发明的传送方法。该接收机包括:

[0042] • 用于在两个块中存储分别在 αN 个和 $(1-\alpha)N$, $\alpha \in [0, 1]$ 个接连时隙期间接收到的数据的部件,该数据对应于以两部分码字的形式而按照发射机所编码的 K 个信息比特,所述部分在 αN 个和 $(1-\alpha)N$, $\alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间接连地传送;以及

[0043] • 两个块检测器部件,在该两个块检测器部件以后跟随有联合解码器,用于迭代地动作以分离在 αN 个时隙期间来自所述发射机的两个流、并且分离在 $(1-\alpha)N$, $\alpha \in [0, 1]$ 个时隙期间来自所述发射机和来自中继的三个流,以便按照发射机来确定用于来自自己分离的流的 K 个信息比特的已解码值。

[0044] 此接收方法和此接收机具有适于用于实现本发明的传送方法的MARC系统的优点。

[0045] 以上各种实现可以可选地与这些实现中的一个或多个进行组合,以便定义其他实现。

[0046] 本发明还提供了一种MARC系统(可能地为多入多出(MIMO)系统),该MARC系统适于实现本发明的方法。

[0047] 因而,本发明的MARC系统包括本发明的中继。

[0048] 在优选实现中,通过合并在一个或多个电子电路(诸如,芯片)中的传送或接收程序的指令来确定该传送方法和该接收方法的步骤,可以将所述一个或多个电子电路自身安排在该MARC系统的电子装置中。当将该程序加载到诸如处理器或等效物(然后通过运行该程序来控制其操作)之类的计算机元件中时,可以同样良好地实现本发明的传送或接收方法。

[0049] 结果,本发明还提供了一种计算机程序,具体地,一种数据介质上或中的、并且适合于实现本发明的计算机程序。该程序可以利用任何编程语言,并它可以处于源代码、目标代码或介于源代码与目标代码之间的中间代码的形式(诸如,部分编译形式)中、或处于用于实现根据本发明方法的任何其他期望形式中。

[0050] 该数据介质可以是能够存储该程序的任何实体或装置。例如,该介质可以包括存储部件,诸如,只读存储器(ROM),例如致密盘(CD)ROM、或微电子电路ROM;或实际上的磁记录部件,例如软盘或硬盘。

[0051] 替换地,该数据介质可以是其中合并了该程序的集成电路,该电路被适于运行正在讨论的方法或在运行正在讨论的方法中进行使用。

[0052] 此外,该程序可以被转换为诸如电信号或光信号之类的可传送形式,该可传送形式适合于经由电缆或光缆,通过无线电、或通过其他手段而传输。具体地,可以从因特网类型的网络中下载本发明的程序。

附图说明

[0053] 一旦参考附图而阅读了仅仅作为非限制性的说明性示例所给出的优选实施例的以下描述,本发明的其他特性和优点更加清楚得显现,在附图中:

- [0054] • 图1是图示了MARC系统的基本拓扑的图;
- [0055] • 图2示出了具有各个节点之间的正交链路的现有技术MARC系统的第一示例;
- [0056] • 图3示出了具有各个节点之间的正交链路的现有技术MARC系统的第二示例;
- [0057] • 图4示出了具有系统的节点之间的非正交链路的本发明MARC系统的示例;
- [0058] • 图5是如图4所示的MARC系统所实现的本发明传送方法的简化流程图;
- [0059] • 图6是本发明的中继的第一实施例的图;
- [0060] • 图7是本发明的中继的第二实施例的图;
- [0061] • 图8是本发明的中继的第三实施例的图;
- [0062] • 图9是在中继中实现的压缩的示例的图;
- [0063] • 图10是如图6、7、或8所示的中继的联合检测器/解码器DET/DEC的详细图;
- [0064] • 图11是图10所示的联合检测器/解码器DET/DEC的MUD的详细图;
- [0065] • 图12是图10所示的联合检测器/解码器DET/DEC的解码器DEC_i的详细图;
- [0066] • 图13是本发明的接收机的联合检测器/解码器的图;
- [0067] • 图14是示出了本发明的中继中的操作的定序的图;以及
- [0068] • 图15是本发明的接收机的联合检测器/解码器的详细图。

具体实施方式

[0069] 本发明提出了一种新颖方式,该新颖方式用于使用如图4所示的MARC系统的中继来在如图5所示的本发明的方法1中改善传送的频谱效率,同时仍然使得解码在接收机中能够简单和有效。

[0070] 在传送信道上不存在约束;它可以经历快速或慢速衰落,它可以是频率选择性的,并且它可以是多入多出(MIMO)信道。在下面的描述中,将两个源、中继、和目的地假设为完美地同步,并且两个源是独立的(它们之间不存在相关性)。

[0071] 在此申请中使用以下符号。

[0072] 使用粗体字符来书写所有向量。

[0073] 向量 \mathbf{v} 具有写为 $[\mathbf{v}]_k$ 或 v_k 的其第 k 个元素。

[0074] 多维函数 F 选取维度 $m \times q$ 的矩阵 A 作为输入,其中每个元素 a_{ij} (对于所有 $i=1, \dots, m$ 并且 $j=1, \dots, q$)属于集合 E ,并且它输出维度 $n \times p$ 的矩阵 B ,其中每个元素 b_{ij} (对于所有 $i=1, \dots, n$ 并且 $j=1, \dots, p$)属于集合 G ,使得将 $F(A)=B$ 写作:

[0075] $F: E^{m \times q} \rightarrow G^{n \times p}$

[0076] 将符合均值 μ_x 和协方差 σ_x^2 的具有圆对称的高斯分布的复随机变量 x 的概率密度写作: $CN(\mu_x, \sigma_x^2)$ 。

[0077] F_2 是二元伽罗瓦(Galois)域, R 是实数的域,而 C 是复数的域。设 X 是属于域 E 的维度 $N \times M$ 的矩阵,即 $X \in E^{N \times M}$, x_k 表示其第 k 列($k=1, \dots, M$)。

[0078] 使用大写字母的非斜体字符来书写函数。

[0079] 设 x 是具有概率关系 $p(x)$ 的离散随机变量, $E(x)$ 指定了 x 的数学期望:

[0080] $E(x) = \sum_i x_i p(x_i)$

[0081] 在统计上独立的并且分别装备有 T_{s_1} 个和 T_{s_2} 个天线的两个源 S_1 、 S_2 (两个发射机)在步骤2中,动作为通过应用由编码器 ENC_1 和 ENC_2 实现的调制和空间时间信道编码方案 C_1 和 C_2 来对被分段为 K 比特块的信息数据 \mathbf{u}_{s_1} 、 \mathbf{u}_{s_2} 进行编码。因而,在步骤2中,源的调制和编码方案 C_1 和 C_2 动作为将任何信息向量 $\mathbf{u}_{s_1} \in F_2^K$ 、或 $\mathbf{u}_{s_2} \in F_2^K$ 与相应的已编码和已调制的码元 $\mathbf{X}_{s_1} \in \mathcal{X}_1^{T_{s_1} \times N}$ 、或 $\mathbf{X}_{s_2} \in \mathcal{X}_2^{T_{s_2} \times N}$ 相关联,该码元 $\mathbf{X}_{s_1} \in \mathcal{X}_1^{T_{s_1} \times N}$ 、或 $\mathbf{X}_{s_2} \in \mathcal{X}_2^{T_{s_2} \times N}$ 属于基数(cardinality) $|\mathcal{X}_1|=2^p$ 和 $|\mathcal{X}_2|=2^q$ ($p, q \in \mathbb{N}$)的复星座 x_1 和 x_2 :

[0082] $C_1: F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_1^{T_{s_1} \times N}$

[0083] $C_2: F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_2^{T_{s_2} \times N}$

[0084] 下面,将 \mathbf{X}_{s_1} 和 \mathbf{X}_{s_2} 称作如由源 S_1 和 S_2 所分别传送的“最终”码字。然后,源在步骤3中动作为在两个传送阶段期间传送最终码字 $\mathbf{X}_{s_1} \in \mathcal{X}_1^{T_{s_1} \times N}$ 和 $\mathbf{X}_{s_2} \in \mathcal{X}_2^{T_{s_2} \times N}$,第一传送阶段持续 αN 个信道利用(αN 个时隙),而第二传送阶段持续 $N_r=(1-\alpha)N$ 个信道利用,其中 $\alpha \in [0, 1]$,并且其中 N 指定了在两个传送阶段期间信道的利用的总数。

[0085] 在第一阶段期间,源在步骤3中动作为传送它们最终码字的 αN 个分片(fraction)。这些分片必须是可自行解码的,即: $\mathbf{X}_{s_1}^{(1)} = (\mathbf{x}_{s_1,1}, \dots, \mathbf{x}_{s_1,\alpha N})$ 和 $\mathbf{X}_{s_2}^{(1)} = (\mathbf{x}_{s_2,1}, \dots, \mathbf{x}_{s_2,\alpha N})$ 也是在最终码字 \mathbf{X}_{s_1} 和 \mathbf{X}_{s_2} 中分别包括的码字。

[0086] 装备有 R_x 个接收天线和 T_r 个传送天线的中继 R 在第一阶段期间接收数据

$\mathbf{Y}_R \in C^{R_x \times N}$, 该数据 $\mathbf{Y}_R \in C^{R_x \times N}$ 包括如在信道CH1、CH2上传送的码字 $\mathbf{Y}_{1R} \in C^{R_x \times N}$ 、 $\mathbf{Y}_{2R} \in C^{R_x \times N}$ (或它们中的至少一些)的叠加。

[0087] 下面,在此文献中,参考 \mathbf{X}_{S_1} 和 \mathbf{X}_{S_2} 来使用通用术语“码字”,并且更一般地,将术语“码字”用于作为利用调制和编码方案 C_i 进行的编码的结果所获得的任何向量/矩阵。

[0088] 因而,码字 \mathbf{Y}_{1R} 、 \mathbf{Y}_{2R} 是已传送的码字 \mathbf{X}_{S_1} 、 \mathbf{X}_{S_2} 的已扰动版本,并且按照以下形式来书写它们的叠加:

$$\begin{aligned} [0089] \quad \mathbf{y}_{R,k} &= \mathbf{y}_{1R,k} + \mathbf{y}_{2R,k} \\ [0090] \quad &= \sum_{m=0}^M \mathbf{H}_{S_1R,k,m} \mathbf{x}_{S_1,k-m} + \sum_{m=0}^M \mathbf{H}_{S_2R,k,m} \mathbf{x}_{S_2,k-m} + \mathbf{n}_{SR,k} \end{aligned} \quad (1)$$

[0091] 其中, $k=1, \dots, \alpha N, \alpha \in [0, 1]$

[0092] 其中: $\mathbf{n}_{SR,k} \in C^{R_x}$ 指定了加性噪声向量, $\mathbf{H}_{S_1R} \in C^{R_x \times T_{S_1}}$ 和 $\mathbf{H}_{S_2R} \in C^{R_x \times T_{S_2}}$ 指定了两个源与中继之间的衰落系数矩阵,并且 M 指定了信道的记忆(信道的记忆效应与传播延迟或“延迟扩展”相关联)。此延迟引起已传送信号被叠加,这导致了码元之间的干扰。

[0093] 在步骤4中,中继R借助于联合检测器/解码器DET/DEC,按照可以被叫做“硬”或“软”的方式,来执行已接收数据的联合检测/解码,以便从其推导出表现了来自两个源的二进制数据的实值向量 $\lambda_{1R} \in R^k$ 、 $\lambda_{2R} \in R^k$ 。

[0094] 其后,在步骤5中,中继使用这两个向量 λ_{1R} 和 λ_{2R} ,以应用如下面详细描述的功能 Θ ,以便获得冗余信息 $\mathbf{X}_R = \Theta(\lambda_{1R}, \lambda_{2R}) \in C^{T_R \times N_R}$,在步骤6,中继在信道的 $N_R = (1-\alpha)N$ 个利用上并且在第二传送阶段期间将该冗余信息中发送到目的地。

[0095] 在此第二阶段期间,源在步骤3中并且在信道的 N_R 个利用上,动作为传送已调制码元 $\mathbf{X}_{S_1}^{(II)} = (\mathbf{x}_{S_1, \alpha N+1}, \dots, \mathbf{x}_{S_1, N})$ 和 $\mathbf{X}_{S_2}^{(II)} = (\mathbf{x}_{S_2, \alpha N+1}, \dots, \mathbf{x}_{S_2, N})$,例如对应于与在第一阶段期间发送的信息相同的信息的奇偶性。

[0096] 目的地观测到由源在第一传送阶段期间传送的码元的叠加以及由源和中继在第二阶段期间传送的码元的叠加。目的地执行迭代的联合检测/解码,以便从这些已叠加信号中恢复消息 \mathbf{u}_{S_1} 和 \mathbf{u}_{S_2} 。

[0097] 在各个实施例中,可以重复基本拓扑,以便确定具有几个中继和几个目的地的MARC系统,每个中继与至少两个发射机和接收机相关联。在其他实施例中,基本拓扑的两个发射机可以构成具有至少两个发射天线的单一发射机。在所有情况下,中继和接收机接收经由相异的传送信道所传送的码字。

[0098] 因而,每个中继R提供使得能够在接收机处改善解码的冗余码字 X_R 。通过分离来自两个发射机的流(这是因为来自两个发射机 S_1 、 S_2 的码字 Y_{1R} 、 Y_{2R} 由于非正交链路 $S_1 \rightarrow R$ 、 $S_2 \rightarrow R$ 而被叠加在公共接收的流 Y_R 中),并且通过联合编码从已叠加流中提取的值,来形成这些冗余码字。

[0099] 可以作为编码的类型和代码级联的类型(并行、串行、或任意)的函数来设想数个变化实现。

[0100] 可以在发射机中并且在中继中使用数个类型的代码,假设它们是线性代码的话。尤其是可能利用:

[0101] • 卷积码;

- [0102] • BCH码;
- [0103] • 里得-所罗门(RS)码;
- [0104] • 特波码;
- [0105] • 二进制或非二进制低密度奇偶校验(LDPC)码;和/或
- [0106] • 奇偶码。
- [0107] 可能在发射机中并且在中继中使用相同的代码,亦或使用不同的代码。
- [0108] 在第一实施例中,图4所示的MARC系统具有源S1、S2与中继R之间的链路CH1、CH2,将所述链路假设为完全可靠,换言之,所述链路具有非常好的质量,并且解码在实践中没有误差。
- [0109] 图6所示的中继R借助于硬联合检测器/解码器DET/DEC_d来对于来自两个源的数据执行硬解码,并且它利用使用调制和空间时间编码方案C_R的硬联合编码器Re_ENC_d来对数据联合地重新编码。
- [0110] 来自联合检测器/解码器DET/DEC_d的输出 $\hat{\mathbf{u}}_{S_1}$ 、 $\hat{\mathbf{u}}_{S_2}$ 选取由联合编码器Re_ENC_d所使用的二进制值:
- [0111] $\lambda_{1R} = \hat{\mathbf{u}}_{S_1} \in F_2^K$
- [0112] $\lambda_{2R} = \hat{\mathbf{u}}_{S_2} \in F_2^K$
- [0113] 硬联合编码器Re_ENC_d利用二进制值的两个输入向量,并且通过应用调制和空间时间编码方案C_R来输出离散码元 $\mathbf{S}_R^1 \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$ 的矩阵,其中 x_R 是基数 $|x_R|=2^m$ ($m \in \mathbb{N}$)的复星座:
- [0114] $C_R: F_2^K \times F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$
- [0115] 其产生离散码元 $\mathbf{S}_R^1 \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$ 。
- [0116] 其后,应用列选择函数 Ω :
- [0117] $\Omega: \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1} \rightarrow \mathcal{X}_R^{T_R \times N_0}$
- [0118] 其中 $N_0 \leq N_1$,由此选择矩阵 $\mathbf{S}_R^1 \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$ 的 N_0 个列,以便获得冗余码元 $\mathbf{S}_R \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_0}$,使得 $\mathbf{S}_R = \Omega(\mathbf{S}_R^1)$ 。
- [0119] 在 $N_0=N_R$ 个时隙期间,中继传送这些离散码元 X_R 。可以按照以下形式来表达这些离散码元 X_R :
- [0120] $\mathbf{X}_R = \beta \mathbf{S}_R = \Theta(\hat{\mathbf{u}}_{S_1}, \hat{\mathbf{u}}_{S_2}) \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_0}$
- [0121] 其中, β 是功率规格化因子,并且 Θ 是来自两个源的已估计数据的确定性函数。
- [0122] 在第二实施例中,图4所示的MARC系统具有源S1、S2与中继R之间的链路CH1、CH2,所述链路CH1、CH2具有瑞利(Rayleigh)衰落。另外,所述源没有源与中继之间的链路的知识。结果,存在中继不完美地解码来自两个源的消息的非零概率。在这种情形下,存在中继将误差传播到目的地的风险。
- [0123] 这个实施例使得可能在目的地处并且在执行联合解码的同时,考虑到在中继中出现的解码误差。
- [0124] 在此实施例中,图7和8所示的中继R借助于软联合检测器/解码器DET/DEC_s来执行软联合检测/解码,以便获得信息比特的APP($\{P(u_k=0,1)\}$)。
- [0125] 按照如下定义的对数似然比(LLR)的形式来计算信息比特的APP:

$$[0126] \quad [\lambda_{1R}]_k = L(u_{S_i,k}) = [\mathbf{L}(\mathbf{u}_{S_i})]_k = \ln \frac{P(u_{S_i,k} = 1)}{P(u_{S_i,k} = 0)}, k=1, \dots, K \quad i=1, 2$$

[0127] 因而:

$$[0128] \quad \lambda_{1R} = \mathbf{L}(\mathbf{u}_{S_1}) \in R^K$$

$$[0129] \quad \lambda_{2R} = \mathbf{L}(\mathbf{u}_{S_2}) \in R^K$$

[0130] 然后,中继基于以下调制和编码方案 C_R ,使用下面详细描述联合编码器 Re_ENC_s ,来执行加权的网络空间-时间联合重新编码:

$$[0131] \quad C_R: F_2^K \times F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$$

[0132] 编码器使用二进制值的两个向量,并且产生属于 $\mathcal{X}_R^{T_R \times N_1}$ 的离散码元 \mathbf{S}_R^1 的矩阵,其中 x_R 是基数 $|x_R| = 2^m (m \in \mathbb{N})$ 的复星座。

[0133] 按照以下形式来表现使用应用于代码 C_R 的BCJR算法的加权网络空间-时间编码函数:

$$[0134] \quad C_R^S: R^K \times R^K \rightarrow R^{(|x_R|^{T_R} - 1) \times N_1}$$

[0135] 由联合编码器 Re_ENC_s 所实现的加权网络编码函数使用实值的两个向量(已解码比特的LLR的向量),并且它按照 $(2^{mT_R} - 1)$ LLR的形式来提供码元 $\mathbf{s}_{R,k}^1 \in \mathcal{X}_R^{T_R}$ 的 T_R 维概率:

$$[0136] \quad \ln \frac{P(\mathbf{s}_{R,k}^1 = \mathbf{a}_i)}{P(\mathbf{s}_{R,k}^1 = \mathbf{a}_0)}$$

[0137] 即:

$$[0138] \quad \mathbf{P}(\mathbf{S}_R^1)_{i,k} = \ln \frac{P(\mathbf{s}_{R,k}^1 = \mathbf{a}_i)}{P(\mathbf{s}_{R,k}^1 = \mathbf{a}_0)}$$

[0139] 其中, $\mathbf{a}_i \in \mathcal{X}_R^{T_R}$ 并且 $\bigcup_{i=0}^{2^{mT_R}-1} \{\mathbf{a}_i\} = \mathcal{X}_R^{T_R} \quad i=1, \dots, 2^{mT_R}-1, k=1, \dots, N_1$ 。

[0140] 其确定了矩阵 $\mathbf{P}(\mathbf{S}_R^1) \in R^{(|x_R|^{T_R} - 1) \times N_1}$ 。

[0141] 最后,将列选择函数 Ω^S (其去除与列选择函数 Ω 所去除的向量相关的所有概率) 应用于矩阵 $\mathbf{P}(\mathbf{S}_R^1) \in R^{(|x_R|^{T_R} - 1) \times N_1}$ 。因而,这定义了函数:

$$[0142] \quad \Omega^S: R^{(|x_R|^{T_R} - 1) \times N_1} \rightarrow R^{(|x_R|^{T_R} - 1) \times N_0}$$

[0143] 其中, $N_0 \leq N_1$, 使得 $\mathbf{P}(\mathbf{S}_R) = \Omega^S(\mathbf{P}(\mathbf{S}_R^1))$

[0144] 图7所示的中继对应于以下具体实施例,其中在传送冗余向量之前,在联合重新编码以后跟随有边缘化(marginalization)MARG。

[0145] 此具体模式适用于以下中继,在该中继中,调制和空间-时间编码方案 C_R 基于二进制编码函数(可能包括交织器): $C: F_2^K \times F_2^K \rightarrow F_2^{N_1 \times T_R \times m}$ 并且基于用于将比特与码元相关联的调制(比特到码元的编码函数) $\varphi_R: F_2^m \rightarrow \mathcal{X}_R \subseteq \mathbf{C}$ (其中, \subseteq 意味着“的子集”), 其中 x_R 指定基数 $|x_R| = 2^m$ 的所获得码元的星座,即 $s_{R,k,l}^1 = \varphi_R(c_{R,k,l(1)}^1, \dots, c_{R,k,l(m)}^1)$ 。此编码和空间-时间调制方案的示例是空间时间比特交织编码调制(ST-BICM)。

[0146] 边缘化操作 Ψ 在于,按照形式 $\mathbf{P}(\mathbf{S}_R)_{i,k}$ 所存储的码元概率 $P(\mathbf{s}_{R,k})$ 来计算比特概率,以便提供用于APP比的对数。

[0147] 假设 $\mathbf{C}_R \in F_2^{N_0 \times T_R \times m}$ 是二进制冗余信息并且 $c_{R,k,t(l)} = \varphi_{R(l)}^{-1}(s_{R,k,t})$ 指定码元 $s_{R,k,t}$ 的第 l 比特 ($k=1, \dots, N_0, l=1, \dots, m, t=1, \dots, T_R$), 则应用通过表达式 $\Psi: R^{(|\mathcal{X}_R|^{T_R-1}) \times N_0} \rightarrow R^{T_R \times m \times N_0}$ 所描述的边缘化函数 Ψ 使得可能根据概率:

$$[0148] \quad P(c_{R,k,t(l)} = b) = \sum_{\mathbf{a} \in \mathcal{X}_R^{T_R} : \varphi_{R(l)}^{-1}(\mathbf{a}_l) = b} P(\mathbf{s}_{R,k} = \mathbf{a}) \quad b = 0, 1$$

[0149] 来获得比特 $c_{R,k,t(l)}$ 的 LLR $L(c_{R,k,t(l)})$:

$$[0150] \quad L(c_{R,k,t(l)}) = \ln \left(\frac{P(c_{R,k,t(l)} = 1)}{P(c_{R,k,t(l)} = 0)} \right)$$

[0151] 其中:

$$[0152] \quad P(\mathbf{s}_{R,k} = \mathbf{a}_i) = c_0 e^{\mathbf{P}(\mathbf{s}_{R,k})_{i,k}} \quad i = 1, \dots, 2^{mT_R} - 1 \quad \text{其中,} \quad c_0 = P(\mathbf{s}_{R,k} = \mathbf{a}_0) = \frac{1}{1 + \sum_{i=1}^{2^{mT_R}-1} e^{\mathbf{P}(\mathbf{s}_{R,k})_{i,k}}}$$

[0153] 其中, 矩阵 $\mathbf{L}(\mathbf{c}_R) \in R^{T_R \times m \times N_0}$ 定义如下:

$$[0154] \quad [L(\mathbf{c}_R)]_{t, (k-1)m+1} = L(c_{R,k,t(l)}) \quad k=1, \dots, N_0, t=1, \dots, T_R, l=1, \dots, m$$

[0155] 然后, 在 $N_R = mN_0$ 个时隙期间 (如果该方法使用正交信道和同相信道, 则 $N_R = mN_0/2$), 向接收机传送冗余信息 $X_R = \beta L(\mathbf{c}_R)$, 其中 β 是功率规格化因子。

[0156] 此具体实施例可应用于所有种类的调制, 然而, 由于中继按照 LLR 的形式来传送与比特对应的软值, 所以将频谱效率限于 BPSK 调制 (或 QPSK 调制) 可用的频谱效率。

[0157] 图 8 所示的中继对应于以下具体实施例, 其中在传送冗余向量以前, 在联合重新编码以后跟随有压缩 COMP。可以按照以下形式来书写压缩函数 Ψ :

$$[0158] \quad \Psi: R^{(|\mathcal{X}_R|^{T_R-1}) \times N_0} \rightarrow C^{T_R \times N_0}$$

[0159] 对概率分布进行压缩的操作具有以下优点, 即, 使得能够传送与如编码器在单一时隙上提供的码元的概率相关的所有软信息, 而与调制和编码方案 C_R 的调制无关。

[0160] 以下示例对应于特殊情况 MMSUE 压缩。在图 9 中示出了用于在中继中执行以便实现 MMSUE 压缩的操作的方案。

[0161] 在码元上执行并且通过下式表现的边缘化函数 Ψ_1 :

$$[0162] \quad \Psi_1: R^{(|\mathcal{X}_R|^{T_R-1}) \times N_0} \rightarrow R^{T_R \times (|\mathcal{X}_R|-1) \times N_0}$$

[0163] 利用 LLR 向量 $\mathbf{P}(\mathbf{S}_R) \in R^{(|\mathcal{X}_R|^{T_R-1}) \times N_0}$, 并且它提供 LLR $\Delta_{t,j,k}$ 。

[0164] 设:

[0165] $\Delta \in R^{T_R \times (|\mathcal{X}_R|-1) \times N_0}$, 其中,

$$[0166] \quad \Delta_{t,j,k} = \ln \frac{P(s_{R,k,t} = b_j)}{P(s_{R,k,t} = b_0)}$$

[0167] 并且 $b_j \in \mathcal{X}_R, \bigcup_{j=0}^{2^m-1} \{b_j\} = \mathcal{X}_R$

[0168] 其中 $j=1, \dots, 2^m-1, k=1, \dots, N_0, t=1, \dots, T_R$, 并且其中:

$$[0169] \quad P(s_{R,k,t} = b_j) = \sum_{i: a_{i,j} = b_j} P(\mathbf{s}_{R,k} = \mathbf{a}_i) = \sum_{i: a_{i,j} = b_j} c_0 e^{\mathbf{P}(\mathbf{s}_{R,k})_{i,j}}$$

$$[0170] \quad b_j \in x_R, j=0, \dots, 2^m-1, i=1, \dots, 2^{mT_R}-1, c_0 = P(\mathbf{s}_{R,k} = \mathbf{a}_0) = \frac{1}{1 + \sum_{i=1}^{2^{mT_R}-1} e^{P(\mathbf{s}_R)_i, k}}$$

[0171] 在具体实施例中,可以将此边缘化函数直接地合并并在软重新编码/调制步骤中。

[0172] MMSUE压缩函数 Ψ_2 在于,计算码元 $s_{R,k,t}$ 的期望。按照以下形式来书写它:

$$[0173] \quad \Psi_2: R^{T_R \times (|x_R|-1) \times N_0} \rightarrow C^{T_R \times N_0}$$

[0174] 它利用LLR $\Delta_{t,j,k}$, 并且它计算:

$$[0175] \quad E(s_{R,k,t}) = \sum_{j=0}^{|x_R|-1} b_j P(s_{R,k,t} = b_j) = \sum_{j=0}^{|x_R|-1} b_j K_0 e^{\Delta_{t,j,k}}$$

$$[0176] \quad b_j \in x_R, j=0, \dots, 2^m-1, \text{ 其中, } K_0 = P(s_{R,k,t} = b_0) = \frac{1}{1 + \sum_{j=1}^{|x_R|-1} e^{\Delta_{t,j,k}}}, \Delta_{t,0,k}=0$$

[0177] 在矩阵 $\mathbf{E}(\mathbf{s}_R) \in C^{T_R \times N_0}$ 中存储所计算的期望 $E(s_{R,k,t})$, 并且在信道的 $N_R=N_0$ 个利用期间,将冗余信息 $X_R = \beta E(\mathbf{s}_R)$ 发送到目的地,其中 β 是功率规格化因子。

[0178] 在中继的具体实施例的以下描述中,将源S1、S2(发射机)假设为实现比特交织编码调制(BICM)调制和编码方案,即这些方案包括二进制编码器、比特到比特交织器(称作信道的交织器)和调制器的串行级联。因而,在传送信号以前,正在考虑的发射机包括比特级别的伪随机交织器。结果,中继和接收机两者都包括对应的解交织器。交织器用于破坏相继传送的比特之间的相关性,由此使得能够更加有效地执行迭代联合检测/解码。

[0179] 为了简化符号,下面假设,在所有的发射机和接收机中使用单一发射天线和单一接收天线,即 $T_{S_1} = T_{S_2} = R_X = 1$ 。此外,假设瑞利衰落是准静态的、信道不具有任何记忆、并且接收机具有噪声的方差和衰落系数的完美知识。

[0180] 与两个源对应的编码方案将每个消息向量 $\mathbf{u}_{S_1} \in F_2^K$ 和 $\mathbf{u}_{S_2} \in F_2^K$ 与已编码比特 $\mathbf{c}_{S_1} \in F_2^{n_1}$ 和 $\mathbf{c}_{S_2} \in F_2^{n_2}$ (n_1 和 n_2 : 编码比特长度)相关联,所述已编码比特 $\mathbf{c}_{S_1} \in F_2^{n_1}$ 和 $\mathbf{c}_{S_2} \in F_2^{n_2}$ 被交织以给出 $\mathbf{V}_{S_1} \in F_2^{N \times p}$ 和 $\mathbf{V}_{S_2} \in F_2^{N \times q}$,并然后被(使用两个源的调制方案来)在属于复星座的码元(码字) $\mathbf{x}_{S_1} \in \mathcal{X}_1^N$ 和 $\mathbf{x}_{S_2} \in \mathcal{X}_2^N$ 中进行调制。假设所使用的标签是 $\phi_1: F_2^p \rightarrow \mathcal{X}_1 \subseteq C$ 和 $\phi_2: F_2^q \rightarrow \mathcal{X}_2 \subseteq C$,其中S1和S2的每个已调制码元分别属于基数 $|x_1|=2^p$ 和 $|x_2|=2^q$ 的复集合 x_1 和 x_2 ,则 $v_{S_1,k(l)} = \phi_{1(l)}^{-1}(x_{S_1,k})$ 指定了 $x_{S_1,k}$ 的二进制标签的第 l 比特($k=1, \dots, N$, 对于S1, $l=1, \dots, p$, 以及对于S2, $l=1, \dots, q$)。

[0181] 与中继对应的编码和调制方案 C_R 基于二进制代码 $F_2^K \times F_2^K \rightarrow F_2^{n'}$ (将冗余的已编码比特的向量写作 $\mathbf{c}_R, \mathbf{c}_R \in F_2^{n'}, n' < n$)、交织器(将已编码和已交织的比特写作 $\mathbf{V}_R \in F_2^{N_R \times m}$)、和具有比特到码元编码 $\phi_R: F_2^{m'} \rightarrow \mathcal{X}_R \subseteq C$ 的调制器,其中 x_R 指定了基数 $|x_R|=2^m$ 的所获得的码元的星座。将中继所传送的信号(码字)写作 $\mathbf{x}_R \in C^{N_R}$ 。

[0182] 下面,更加详细地描述中继的操作。

[0183] 在图10中示出了联合检测器/解码器DET/DEC。该描述同样很好地适用于其中检测器/解码器的判决选取为硬或软的状态。

[0184] 联合检测器/解码器DET/DEC按照迭代的方式来应用联合检测/解码方案。通过跟

随有并行的两个解码器DEC1和DEC2的多用户检测器MUD来实现该方案。

[0185] 中继R接收如通过等式(1)所表达的、来自两个源S1、S2的信号的叠加,当信道没有引入任何传播延迟(无记忆准静态信道)时,可以简化该等式(1):

$$[0186] \quad y_{R,k} = y_{1R,k} + y_{2R,k} \quad k=1, \dots, aN \quad (2)$$

$$[0187] \quad = h_{S_1R} x_{S_1,k} + h_{S_2R} x_{S_2,k} + n_{SR,k}$$

[0188] 其中, $n_{SR,k}$ 指定具有分布 $CN(0, \sigma_n^2)$ 的高斯加性噪声,并且其中 h_{S_1R} 、 h_{S_2R} 指定相应的源S1、S2与中继R之间的链路的系数。

[0189] 在每次迭代处,在图11中概略性示出的多用户检测器MUD分离来自所接收到的数据的流 y_R , 通过实现最大后验检测器MAP来从每个源中提取信息。检测器MAP通过利用来自信道的有噪观测 y_R 和由解码器DEC $_i$ 在先前迭代处提供的关于已编码和已交织比特的先验信息和 $\{E_x(\mathbf{V}_{S_1})\}$ 、 $\{E_x(\mathbf{V}_{S_2})\}$, 来以对数似然比(LLR)和 $\{L(\mathbf{c}_{S_1})\}$ 、 $\{L(\mathbf{c}_{S_2})\}$ 的形式计算来自两个源的已编码比特的软信息。

[0190] 使用以下等式来计算来自每个源的码元的第 l 比特 $v_{S_i(l)} = \varphi_{i(l)}^{-1}(x_{S_i})$ 的对数似然比(LLR),其中为了简化而省略了符号时间索引:

$$[0191] \quad \Lambda(v_{S_i(l)}) = \log \frac{P(v_{S_i(l)} = 1 | y_R)}{P(v_{S_i(l)} = 0 | y_R)}$$

$$[0192] \quad (3)$$

$$[0193] \quad = \log \frac{\sum_{x_i \in \mathcal{X}_i: \varphi_{i(l)}^{-1}(x_i) = 1} \sum_{x_j \in \mathcal{X}_j} p(y_R | x_{S_i} = x_i, x_{S_j} = x_j) e^{\xi(x_i) + \zeta(x_j)}}{\sum_{x_i \in \mathcal{X}_i: \varphi_{i(l)}^{-1}(x_i) = 0} \sum_{x_j \in \mathcal{X}_j} p(y_R | x_{S_i} = x_i, x_{S_j} = x_j) e^{\xi(x_i) + \zeta(x_j)}}$$

[0194] ($i, j = 1, 2$, 并且 $i \neq j$)

[0195] 在已知噪声的高斯分布的情况下,这使得可能写出:

[0196]

$$\Lambda(v_{S_i(l)}) = \log \left(\frac{\sum_{x_i \in \mathcal{X}_i: \varphi_{i(l)}^{-1}(x_i) = 1} \sum_{x_j \in \mathcal{X}_j} \exp \left(- \left\| \frac{y_R - h_{S_1R} x_i - h_{S_2R} x_j}{\sigma_n} \right\|^2 + \xi(x_i) + \zeta(x_j) \right)}{\sum_{x_i \in \mathcal{X}_i: \varphi_{i(l)}^{-1}(x_i) = 0} \sum_{x_j \in \mathcal{X}_j} \exp \left(- \left\| \frac{y_R - h_{S_1R} x_i - h_{S_2R} x_j}{\sigma_n} \right\|^2 + \xi(x_i) + \zeta(x_j) \right)} \right) \quad (4)$$

[0197] 其中:

[0198]

$$\xi(x_i) = \sum_{l'=1}^{\log_2 |\mathcal{X}_i|} \varphi_{i(l')}^{-1}(x_i) E_x(v_{S_i(l')}) \quad (5)$$

[0199]

$$\zeta(x_j) = \sum_{l'=1}^{\log_2 |\mathcal{X}_j|} \varphi_{j(l')}^{-1}(x_j) E_x(v_{S_j(l')}) \quad (6)$$

[0200] ($i, j = 1, 2, i \neq j$, 并且 $l' \neq l$)

[0201] 其中, $\{E_x(v_{S_i(l')})\}$ 是如由解码器在先前迭代上提供的、用于每个码元的比特的先验

对数似然比。

[0202] 使用以下表达式来计算在来自检测器MAP的出口处的外在(extrinsic)对数似然比(LLR)：

[0203]

$$L(v_{S_i(t)}) = \Lambda(v_{S_i(t)}) - E_x(v_{S_i(t)}) \quad (7)$$

[0204] 在由解交织器 π_c^{-1} 执行的解交织之后,MUD提供用于已编码比特的的外在对数似然比(LLR) $L(c_{S_i})$,该解交织器 π_c^{-1} 执行对于在传送时使用的、与信道编码相关联的交织器的逆功能。

[0205] 在每次迭代上,在图12中概略性示出的解码器DEC_i分别利用由MUD提供的已编码比特的内在(intrinsic)对数似然比(LLR) $\{L(c_{S_1})\}$ 和 $\{L(c_{S_2})\}$ 的向量。它们传递用于已编码比特 c_{S_1} 和 c_{S_2} 的外在对数似然比 $\{E_x(c_{S_1})\}$ 和 $\{E_x(c_{S_2})\}$ 。在交织之后,MUD在接下来的迭代中将已编码和已交织比特的的外在对数似然比 $E_x(V_{S_1})$ 和 $E_x(V_{S_2})$ 用作先验对数似然比。交织器与在传送时使用的、和信道编码相关联的交织器一致。

[0206] 在最后的迭代处,每个解码器DEC_i选取硬/软判决,并且提供表现出K个信息比特 u_{S_i} 的向量 $\hat{u}_{S_i} / L(u_{S_i})$ 。

[0207] 在半双工的状况下,在给定发射机和中继的定序之后,每个发射机分别在 $\alpha N, \alpha \in [0, 1]$ 个第一时隙期间并且在 $(1-\alpha)N$ 个第二时隙期间传送码字的第一部分和第二冗余部分,并且中继在这 $(1-\alpha)N$ 个第二时隙期间传送冗余向量。

[0208] 接收机接收在 $(1-\alpha)N$ 个第二时隙期间的并且来自两个源和中继的已传送码字的叠加。它通过利用叠加信号并且利用如在 αN 个时隙期间传送的来自两个源的已接收的叠加消息,来实现用于确定原始消息的处理。通过图13所示的联合检测器/解码器来实现该处理。出于简化的目的,未示出信道的交织器。

[0209] 联合检测器/解码器具有并行的两个检测器MUD_i,所述两个检测器MUD_i以后跟随有联合解码器DEC_c。每个MUD_i使用与 αN 个和 $(1-\alpha)N$ 个时隙分别相关的信息。可以按照以下形式来表达在这两个接连的阶段期间传送的信号：

[0210]

$$y_{D,k}^{(I)} = h_{S_1D,k}^{(I)} x_{S_1,k}^{(I)} + h_{S_2D,k}^{(I)} x_{S_2,k}^{(I)} + n_k^{(I)} \quad (8)$$

[0211] (对于 αN 个第一时隙),其中 $k=1, \dots, \alpha N$,并且

[0212]

$$y_{D,k}^{(II)} = h_{S_1D,k}^{(II)} x_{S_1,k}^{(II)} + h_{S_2D,k}^{(II)} x_{S_2,k}^{(II)} + h_{RD,k}^{(II)} x_{R,k}^{(II)} + n_k^{(II)} \quad (9)$$

[0213] (对于 $(1-\alpha)N$ 个第二时隙),其中 $k=\alpha N+1, \dots, N$ 。

[0214] 以下描述涉及用于具体的MARC系统的、本发明的传送方法和接收方法的实现。

[0215] MARC系统具有半双工中继,该半双工中继实现分布式特波码类型的特定编码/解码方案。两个源利用具有1/3的码率的并且通过经由伪随机交织器 π_1 而并行级联的两个RSCC构成的特波编码器,来对分段为长度K的块的数据进行编码。该编码的结果在于由三个部分组成的已编码比特:第一部分包括系统部分、作为第一冗余部分的第二部分、和作为第二冗余部分的第三部分。在交织和调制之后,发射机在第一时隙期间向中继并且向目的地

(接收机)传送已编码比特的第一和第二部分(即,这是码字的第一部分)。在交织和调制之后,发射机在第二时隙期间向目的地(接收机)传送已编码比特的第三部分(即,这是码字的第二部分)。在这种情况下:

[0216] $N=3K, \alpha=2/3$

[0217] 中继接收在第一时隙期间传送的信号,并且对其执行软联合检测/解码,在软联合检测/解码以后跟随有软编码和压缩,如上面参考图8所描述的。

[0218] 在软解码之后,中继获得表现了每个源 \mathbf{u}_{S_i} 的 K 个信息比特的 $\lambda_{1R} = \mathbf{L}(\mathbf{u}_{S_1})$ 和 $\lambda_{2R} = \mathbf{L}(\mathbf{u}_{S_2})$ 。

[0219] 其后,根据 λ_{1R} 和 λ_{2R} , 中继确定要在第二时隙期间传送的冗余向量 X_R 。为此目的,中继对表现了来自两个源的流的 λ_{1R} 和 λ_{2R} 进行交织,并且借助于两个交织器 π_2 来这么做,并然后它借助于码率 $2/3$ 的软RSCC编码器 Re_ENC_s 来对已交织数据进行编码。中继仅仅传送奇偶比特。这示出在图14中。

[0220] 在目的地处,接收方法将高斯模型应用于对来自中继的已接收信号上的总扰动进行建模。

[0221] 为了使得目的地处的SNR最大化,MARC系统使用MMSUE准则:中继基于后验概率来做出最优估计。所选择的准则用来对中继的职责进行优化。中继所执行的MMSUE压缩的原则如下。

[0222] 中继生成与属于星座 X_R 的码元 $s_{R,k}$ 有关的概率:

[0223] $\varphi_R: F_2^m \rightarrow X_R \subseteq C$ 其中,每个已调制码元属于基数 $|X_R| = 2^m$ 的复集合 X_R 。因而, $v_{R,k(i)} = \varphi_{R(i)}^{-1}(s_{R,k})$, $k=1, N_R, i=1, \dots, m$ 指定了二进制标签 $s_{R,k}$ 的第 i 比特。将码元的能量规格化为1,以便简化符号。

[0224] 中继在 N_R 个时隙上传送关于来自节点 S_1 和 S_2 的分组的信息,使用 C_R 来对该信息进行编码和调制。中继在 N_R 个时隙期间传送接下来的复码元:

$$[0225] \quad x_{R,k} = f(s_{R,k}) = \sqrt{\frac{P_R}{\sigma_{\tilde{s}_{R,k}}^2}} \tilde{s}_{R,k}, k=1, \dots, N_R \quad (10)$$

[0226] 其中:

[0227]

$$\tilde{s}_{R,k} = \sum_{a \in X_R} s_{R,k} P(s_{R,k} = a) \quad (11)$$

[0228] 以及

[0229]

$$\sigma_{\tilde{s}_R}^2 = \frac{1}{N_R} \sum_{k=1}^{N_R} |\tilde{s}_{R,k}|^2 \quad (12)$$

[0230] 其中, P_R 是可用于中继的能量。

[0231] 在接收机处,在无干扰高斯信道的特殊情况下,在均方误差的意义中检测码元 $x_{R,k}$, 以便获得估计 $\hat{x}_{R,k} = x_{R,k} + n_k$, 其中,在第一高斯近似中,将 n_k 假设为是高斯的并且具有已知的方差 σ^2 。

[0232] 通过将MMSUE概念推广到已编码数据,可以按照以下形式来表达估计 $\hat{x}_{R,k}$:

$$[0233] \quad \hat{x}_{R,k} = x_{R,k} + n_k$$

$$[0234] \quad = \frac{\sigma_{\tilde{s}_R}}{\sigma_{s_R}^2} \sqrt{P_R} (s_{R,k} + e_k) + n_k \quad (13)$$

$$[0235] \quad = \sigma_{\tilde{s}_R} \sqrt{P_R} s_{R,k} + \sigma_{\tilde{s}_R} \sqrt{P_R} e_k + n_k$$

$$[0236] \quad = \sigma_{\tilde{s}_R} \sqrt{P_R} s_{R,k} + n'_k$$

[0237] n'_k 的方差是 $\sigma^2 + P_R(1 - \sigma_{\tilde{s}_R}^2)$ 。

[0238] n'_k 上的第二高斯近似用来恢复概率 $P(s_{R,j}=a)$, $a \in x_R$, 该概率与以下式子成比例:

[0239]

$$e^{-\frac{|\hat{x}_{R,k} - \sigma_{\tilde{s}_R} \sqrt{P_R} s_{R,k}|^2}{\sigma^2 + P_R(1 - \sigma_{\tilde{s}_R}^2)}} \quad (14)$$

[0240] 通过假设,分布式网络的节点已知它们相应的传送功率。

[0241] 中继在与系统递归码的K个奇偶比特单独对应的第二时隙期间传送冗余向量 x_R 。

[0242] 因而,在第一时隙期间,目的地接收由两个发射机传送的码字的叠加:包括系统部分的码字的第一部分、和已编码比特的第一冗余部分。在第二时隙期间,目的地接收由全部两个发射机并且由中继传送的码字的叠加:与已编码比特的冗余的第二部分对应的来自源的码字的第二部分、连同来自中继的冗余向量。

[0243] 在接收到这些各个码字之后,接收机借助于联合检测器/解码器来对各个接收到的流进行检测和解码。图15所示的此联合检测器/解码器包括并行的两个检测器MUDI和MUDII,在所述两个检测器MUDI和MUDII以后跟随有联合解码器DEC_c。

[0244] 在每次迭代处,两个检测器MUDI使用MAP检测器来分别对(来自两个源的)两个流和(来自两个源并且来自中继的)三个流进行分离,并且它们计算用于已编码比特的对数似然比(LLR)。

[0245] 检测器MUDI使用与第一时隙对应的信号,并且分离来自两个源的流;它提供用于在第一时隙期间传送的已编码比特的对数似然比(LLR) $\mathbf{L}(c_{s_1}^{(I)})$ 和 $\mathbf{L}(c_{s_2}^{(I)})$ 。检测器MUDI的操作的原理与上面参考图11所描述的操作一致。

[0246] 检测器MUDII使用与第二时隙对应的信号,并且分离来自两个源的和来自中继的流。MUDII使用MAP检测器,并且其中检测器MUDII操作的原理与上面参考图11所描述的操作一致,除了它需要被适于分离三个流和MUDII需要考虑在中继中执行的MMSUE压缩之外:检测器MUDII需要在它正在执行检测的同时考虑MMSUE等效噪声的方差。

[0247] 检测器MUDII提供用于如在第二时隙期间传送的、来自两个源并且来自中继的已编码比特的对数似然比(LLR) $\mathbf{L}(c_{s_1}^{(II)})$ 、 $\mathbf{L}(c_{s_2}^{(II)})$,和 $\mathbf{L}(c_R^{(II)})$ 。可如下表达输入到检测器MUDII的信号:

$$[0248] \quad y_D^{(II)} = h_{S_1D}^{(II)} x_{S_1,k}^{(II)} + h_{S_2D}^{(II)} x_{S_2,k}^{(II)} + h_{RD}^{(II)} x_{R,k}^{(II)} + n_k^{(II)}$$

$$[0249] \quad = h_{S_1D}^{(II)} x_{S_1,k}^{(II)} + h_{S_2D}^{(II)} x_{S_2,k}^{(II)} + h_{RD}^{(II)} \left(\sigma_{s_k}^{(II)} \sqrt{P_R} (s_{R,k}^{(II)} + e_k^{(II)}) \right) + n_k^{(II)} \quad (15)$$

$$[0250] \quad = h_{S_1D}^{(II)} x_{S_1,k}^{(II)} + h_{S_2D}^{(II)} x_{S_2,k}^{(II)} + h_{RD}^{(II)} \sigma_{s_k}^{(II)} \sqrt{P_R} s_{R,k}^{(II)} + n'_k$$

[0251] $k=2K+1, \dots, 3K$

[0252] 其中:

[0253]

$$n'_k = h_{RD}^{(II)} \sigma_{s_k}^{(II)} \sqrt{P_R} e_k^{(II)} + n_k^{(II)} \quad (16)$$

[0254] 是目的地处的等效噪声,其表现了零的均值和方差 $\sigma_{n'}^2$:

[0255]

$$\sigma_{n'}^2 = \sigma_{n^{(II)}}^2 + P_R |h_{RD}^{(II)}|^2 (1 - \sigma_{s_k}^2) \quad (17)$$

[0256] 在假设三个流干扰并且已知用于噪声的表达式的情况下,检测器MUDII确定以下等式,其中为了简化符号而已经省略了时间索引:

[0257]

$$\Lambda(v_{R(I)}^{(II)}) = \log \left(\frac{\sum_{s_R \in \mathcal{X}_R} A}{\sum_{s_R \in \mathcal{X}_R} B} \right) \quad (18)$$

[0258] 其中:

[0259]

$$A = \sum_{x_1 \in \mathcal{X}_1, x_2 \in \mathcal{X}_2} \exp \left(- \frac{\left\| y_D^{(II)} - \sum_{j=1}^2 h_{S_jD}^{(II)} x_j - h_{RD}^{(II)} \sigma_{s_R}^{(II)} \sqrt{p_R} s_R \right\|^2}{\sigma_{n'}^2} + \sum_{j=1}^2 \xi(x_j) + \xi(s_R) \right)$$

[0260] (19)

[0261]

$$B = \sum_{x_1 \in \mathcal{X}_1, x_2 \in \mathcal{X}_2} \exp \left(- \frac{\left\| y_D^{(II)} - \sum_{j=1}^2 h_{S_jD}^{(II)} x_j - h_{RD}^{(II)} \sigma_{s_R}^{(II)} \sqrt{p_R} s_R \right\|^2}{\sigma_{n'}^2} + \sum_{j=1}^2 \xi(x_j) + \xi(s_R) \right)$$

[0262] (20)

[0263] 其中:

[0264]

$$\xi(x_j) = \sum_{l=1}^{\log_2 |X_j|} \varphi_{j(l)}^{-1}(x_j) E_x(v_{S_j(l)}^{(II)}) \quad (21)$$

[0265]

$$\xi(s_R) = \sum_{l=1}^{\log_2 |X_R|} \varphi_{R(l)}^{-1}(s_R) E_x(v_{R(l)}^{(II)}) \quad (22)$$

[0266] 以及

[0267] $L(v_{R(1)}^{(II)}) = \Lambda(v_{R(1)}^{(II)}) - E_x(v_{R(1)}^{(II)})$ (23)

[0268] 在解交织之后,在来自检测器MUDII的输出处获得值 $L(c_{R(1)}^{(II)})$ 。

[0269] 检测器MUDII按照一致的方式来进行操作,以计算用于与来自源的流对应的已编码比特的对数似然比 $L(c_{S_1}^{(II)})$ 和 $L(c_{S_2}^{(II)})$ 。

[0270] 联合解码器DEC_c由两个特波解码器DTC1和DTC2组成,所述两个特波解码器DTC1和DTC2中的每一个具有三个解码器SIS01、SIS02、SIS03、SIS04、和SIS05,所述解码器具有软输入和软输出,其中所述解码器之一被共享:SIS03(DEC)。解码器SIS0i使用已编码比特的内在对数似然比 $L(c_{S_1}^{(I)})$ 、 $L(c_{S_2}^{(I)})$ 、 $L(c_{S_1}^{(II)})$ 、 $L(c_{R(1)}^{(II)})$ 和 $L(c_{S_2}^{(II)})$,并且它们提供用于已编码比特的外在对数似然比 $E_x(c_{S_1}^{(I)})$ 、 $E_x(c_{S_2}^{(I)})$ 、 $E_x(c_{S_1}^{(II)})$ 、 $E_x(c_{S_2}^{(II)})$ 和 $E_x(c_{R(1)}^{(II)})$ 。在交织之后,检测器MUDI将这些值用作先验信息。

[0271] 设 $L_{S_i}^I$ 是与来自两个源的比特相关的软信息,并且设 $L_{P_i}^I$ 、 $L_{P_i}^H$ 、 $L_{P_i}^H$ 是用于如由MUDI和MUDII提供的、与两个源并且与中继对应的奇偶比特的软信息($i=1,2$)。

[0272] 设 $E_{S_i(j)}^I$ 、 $E_{P_i(j)}^I$ 、 $E_{P_i(j)}^H$ 和 $E_{P_i(j)}^H$ 是由解码器SIS0j($j=1, \dots, 5$)生成的外在信息。

[0273] 由联合解码器DEC_c执行的迭代处理如下地发生:

[0274] 1) 检测器MUDI(在重新交织之后)利用 $E_{S_1(1)}^I + \Pi_1^{-1}(E_{S_1(2)}^I) + \Pi_2^{-1}(E_{S_1(3)}^I)$ 、 $E_{P_1(1)}^I$ 、 $\Pi_2^{-1}(E_{S_2(3)}^I) + \Pi_1^{-1}(E_{S_2(4)}^I) + E_{S_2(5)}^I$ 、 $E_{P_2(5)}^I$,并且检测器MUDII(在重新交织之后)利用 $E_{P_1(2)}^H$ 、 $E_{P_1(3)}^H$ 、 $E_{P_2(4)}^H$ 作为先验信息,并且它们产生内在对数似然比(第一迭代不同之处在于然后不存在先验信息)。

[0275] 2) DTC 1和DTC 2是有源的:

[0276] 2.a) SIS01和SIS05同时地操作:

[0277] • SIS01使用 $L_{S_1}^I$ 和 $L_{P_1}^I$ 连同如在先前迭代处获得的 $\Pi_2^{-1}(E_{S_1(3)}^I) + \Pi_1^{-1}(E_{S_1(2)}^I)$ 作为先验信息,并且通过使用BCJR算法来计算 $E_{S_1(1)}^I$ 和 $E_{P_1(1)}^I$;

[0278] • SIS05使用 $L_{S_2}^I$ 和 $L_{P_2}^I$ 连同在先前迭代处获得的 $\Pi_1^{-1}(E_{S_2(4)}^I) + \Pi_2^{-1}(E_{S_2(3)}^I)$ 作为先验信息,并且借助于BCJR算法来计算 $E_{S_2(5)}^I$ 和 $E_{P_2(5)}^I$;

[0279] 2.b) SIS02和SIS04同时地操作:

[0280] • SIS02使用 $\Pi_1(L_{S_1}^I)$ 和 $L_{P_1}^H$ 并且使用 $\Pi_1(E_{S_1(1)}^I) + \Pi_1(\Pi_2^{-1}(E_{S_1(3)}^I))$ (来自先前迭代的和的第二元素)作为先验信息,并且使用BCJR算法来计算 $E_{P_1(2)}^H$ 和 $E_{S_1(2)}^I$;

[0281] • SIS04使用 $\Pi_1(L_{S_2}^I)$ 和 $L_{P_2}^H$ 并且使用 $\Pi_1(E_{S_2(5)}^I) + \Pi_1(\Pi_2^{-1}(E_{S_2(3)}^I))$ (来自先前迭代的和的第二元素)作为先验信息,并且借助于BCJR算法来计算 $E_{P_2(4)}^H$ 和 $E_{S_2(4)}^I$;

[0282] 2.c) SIS03使用 $\Pi_2(L_{S_1}^I)$ 、 $\Pi_2(L_{S_2}^I)$ 和 $L_{P_R}^H$,并且使用 $\Pi_2(E_{S_1(1)}^I) + \Pi_2(\Pi_1^{-1}(E_{S_1(2)}^I))$ 和 $\Pi_2(E_{S_2(5)}^I) + \Pi_2(\Pi_1^{-1}(E_{S_2(4)}^I))$,作为先验信息,并且借助于BCJR算法来计算 $E_{S_2(3)}^I$ 、 $E_{P_2(3)}^H$ 和 $E_{S_1(3)}^I$ 。

[0283] 3) 考虑到新的先验值而返回到步骤1)。

[0284] 在几次迭代之后,基于下式来选取硬判决:

[0285] $\mathbf{L}_{S_1}^I + \mathbf{E}_{x_{S_1(1)}}^I + \Pi_1^{-1}(\mathbf{E}_{x_{S_1(2)}}^I) + \Pi_2^{-1}(\mathbf{E}_{x_{S_1(3)}}^I)$

[0286] 以及

[0287] $\mathbf{L}_{S_2}^I + \Pi_2^{-1}(\mathbf{E}_{x_{S_2(3)}}^I) + \Pi_1^{-1}(\mathbf{E}_{x_{S_2(4)}}^I) + \mathbf{E}_{x_{S_2(5)}}^I$

[0288] 以提供 $\hat{\mathbf{u}}_{S_1}$ 和 $\hat{\mathbf{u}}_{S_2}$ 。

[0289] 在具体使用中,两个源对应于两个不同用户,例如两个移动终端。在另一使用中,两个源可以对应于可从单一终端接入的两个不同服务,但是在这种情况下,终端装备有至少两个天线,所述至少两个天线确定终端与中继之间的和终端与目的地之间的两个不同传播信道。

[0290] 参考文献

[0291] [1]C.Hausl,F.Schrenckenbach,I.Oikonomidis,G.Bauch,"Iterative network and channel coding on a Tanner graph,"Proc.Annual Allerton Conference on Communication,Control and Computing,Monticello,IL,2005。

[0292] [2]C.Hausl,P.Dupraz,"Joint Network-Channel Coding for the Multiple-Access Relay Channel,"Proc.IEEE SECON'06,Reston,VA,Sept.2006。

[0293] [3]S.Yang,R.Koetter,"Network coding over a noisy relay:A belief propagation approach",Proc.IEEE ISIT'07,Nice,France,June 2007。

[0294] [4]L.Bahl,J.Cocke,F.Jelinek,and J.Raviv,"Optimal Decoding of Linear Codes for minimizing symbol error rate",IEEE Transactions on Information Theory,vol.IT-20(2),pp.284-287,March 1974。

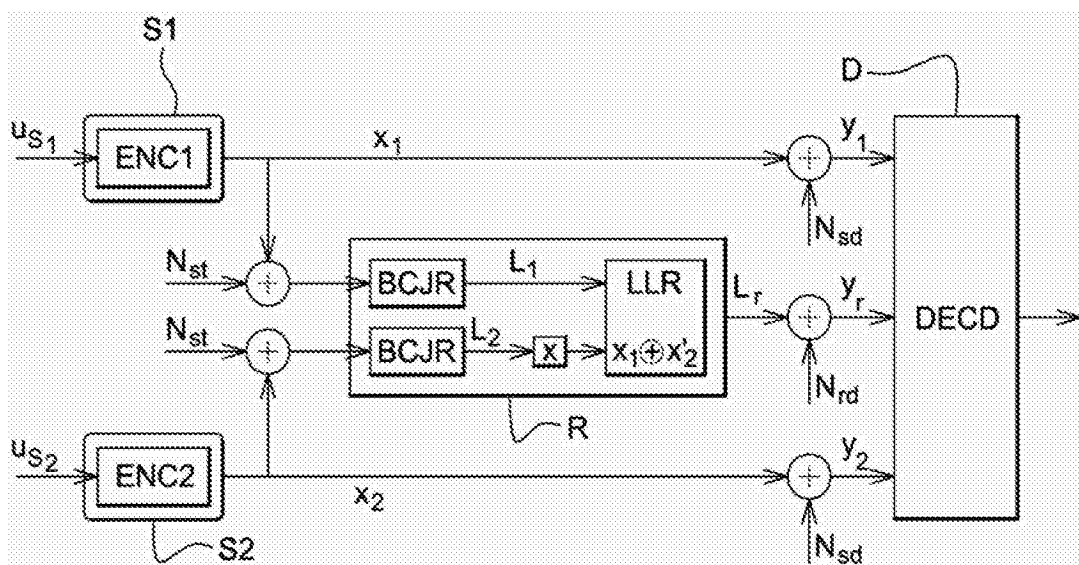
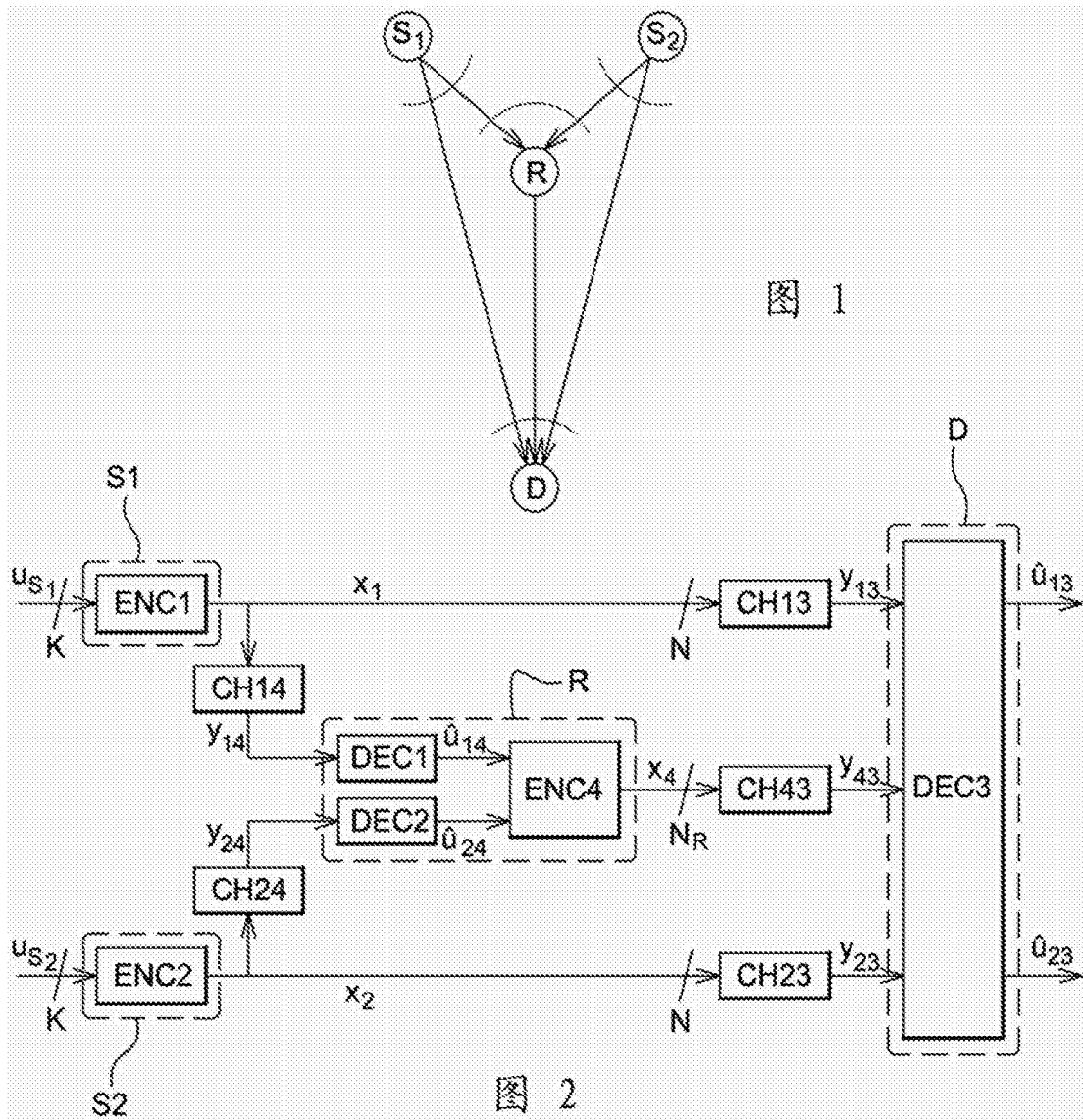


图 3

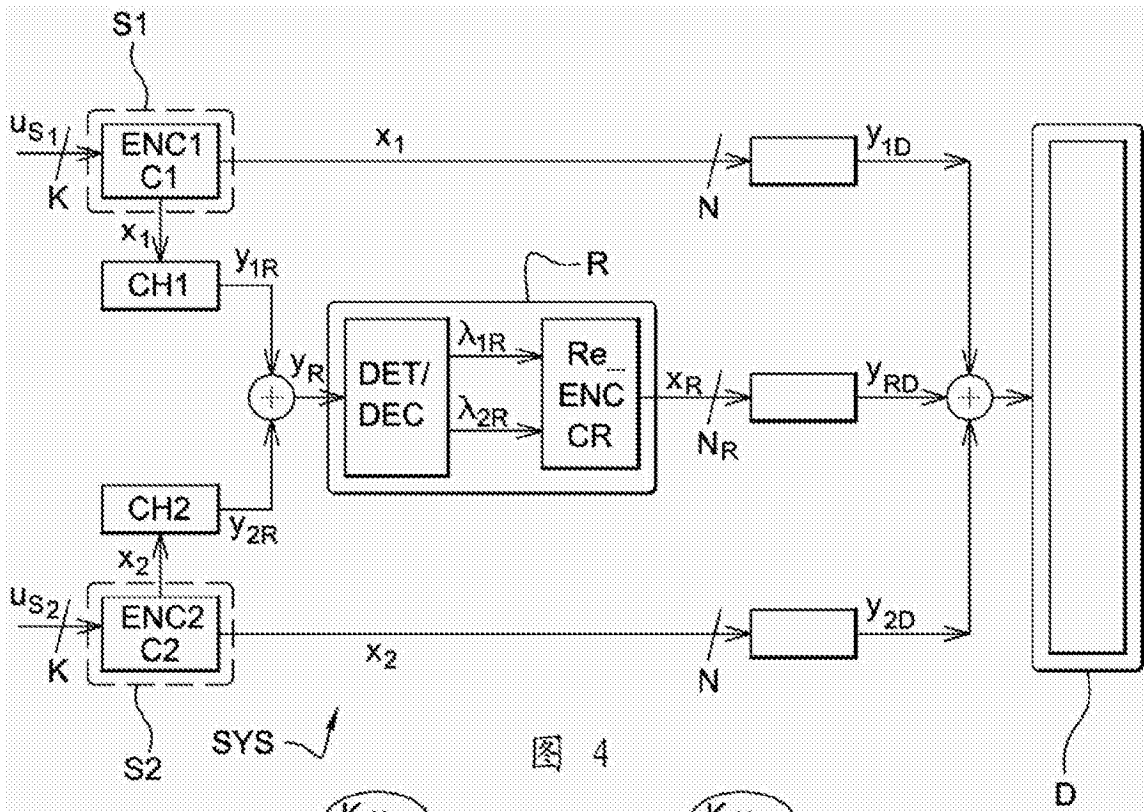


图 4

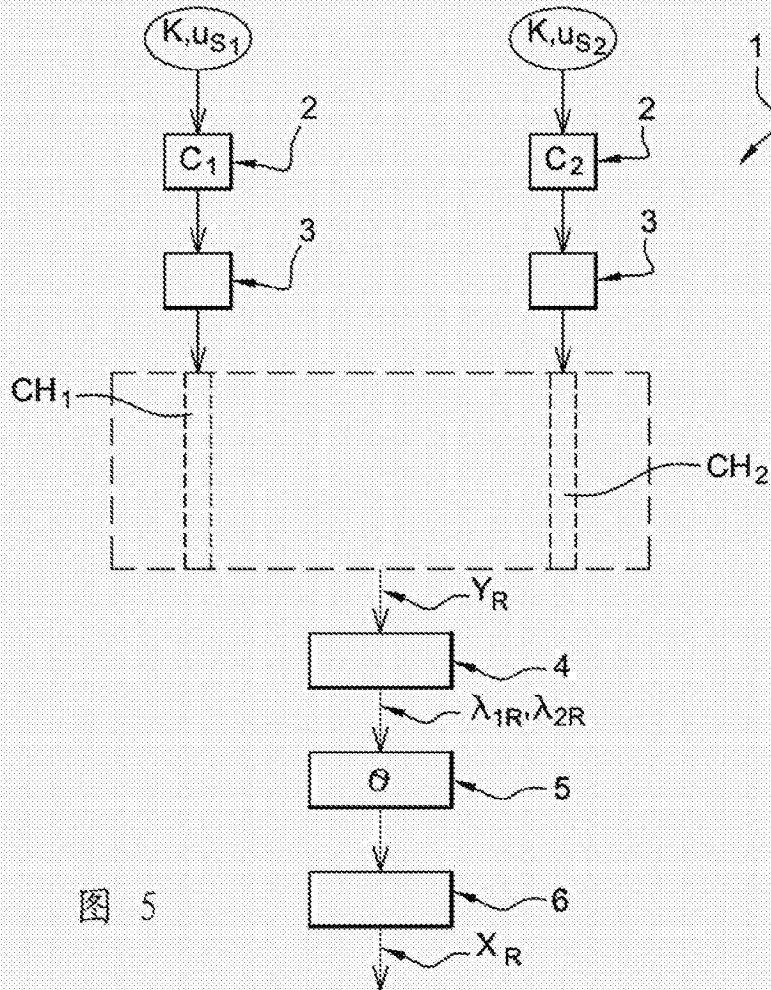


图 5

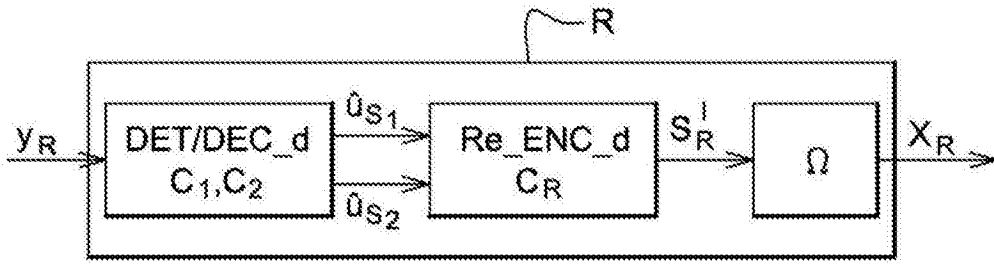


图6

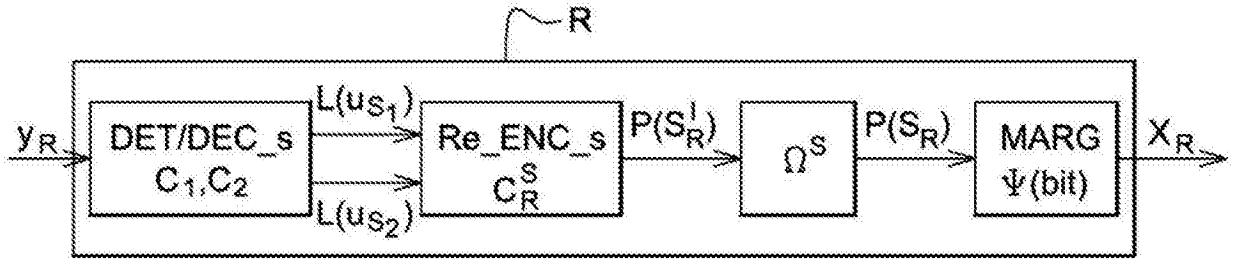


图7

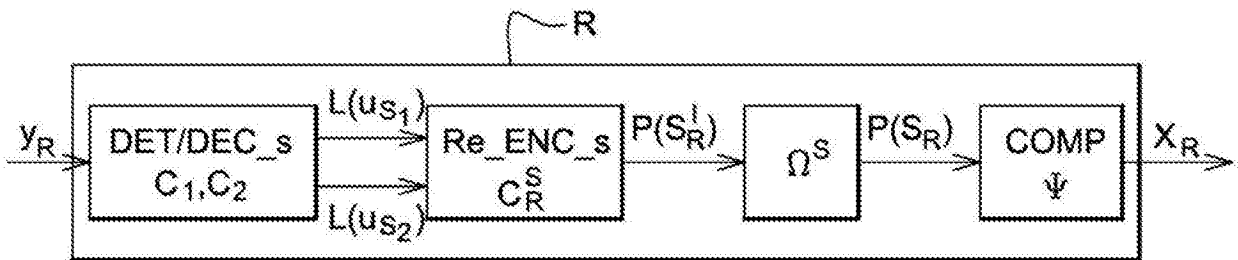


图8

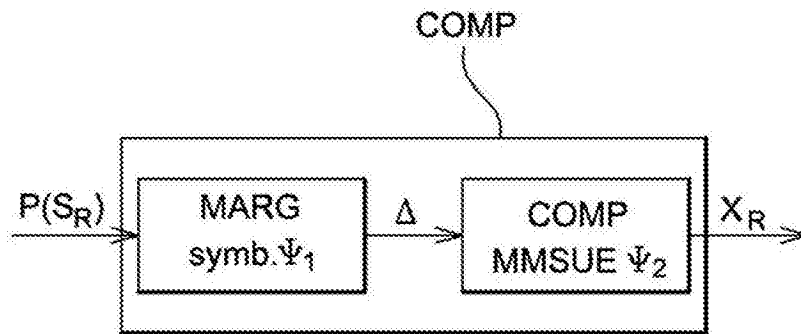


图9

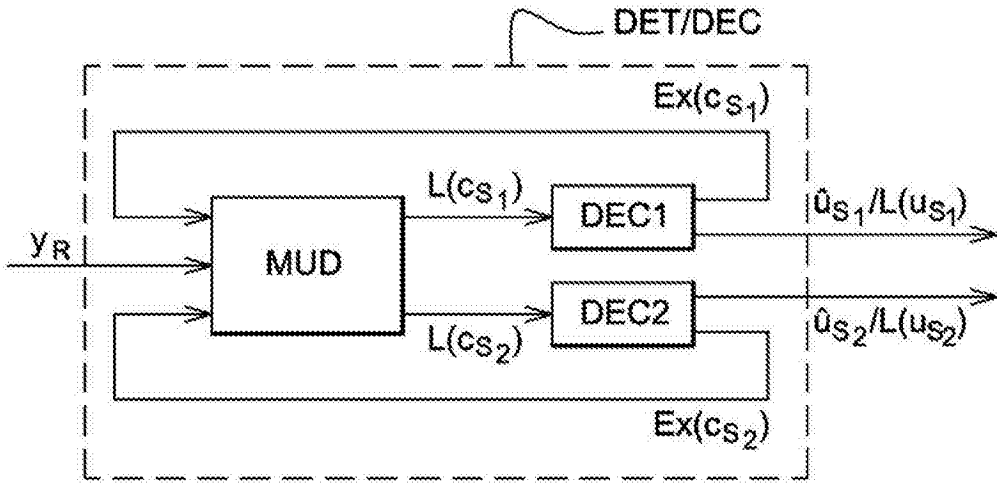


图10

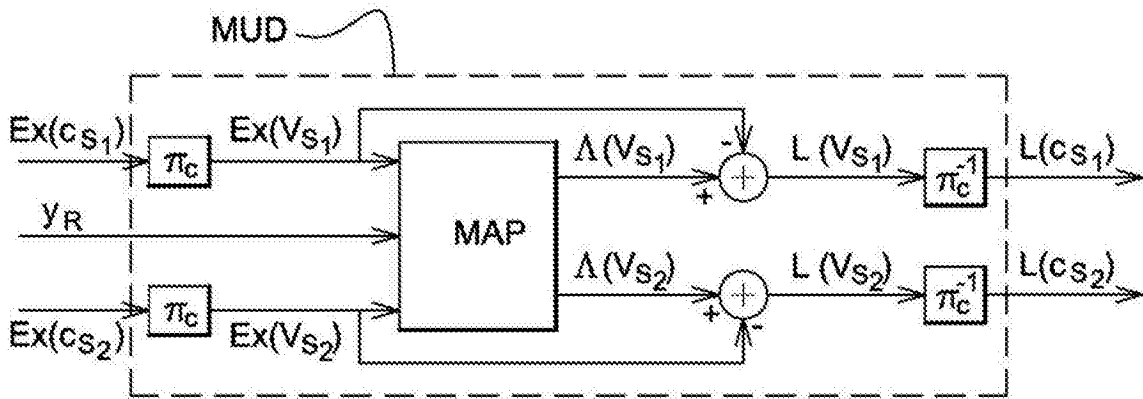


图11

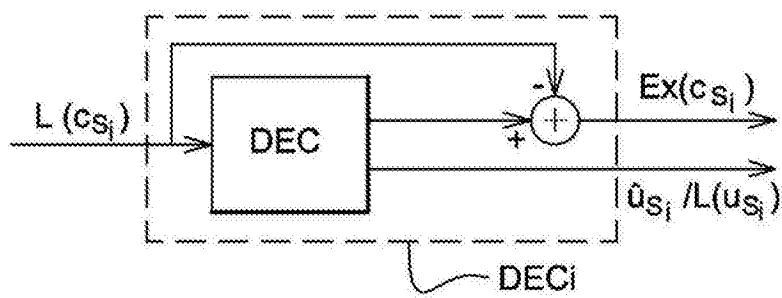


图12

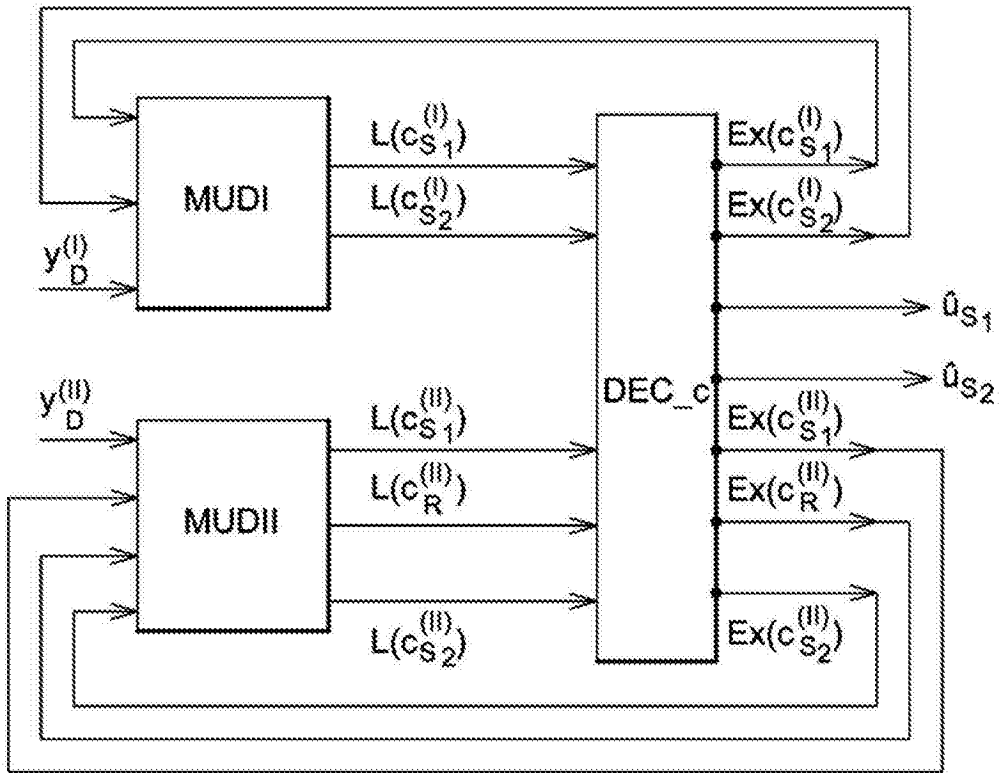


图13

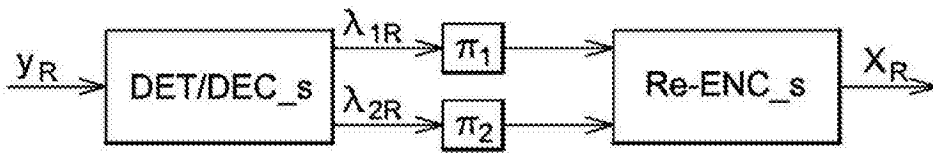


图14

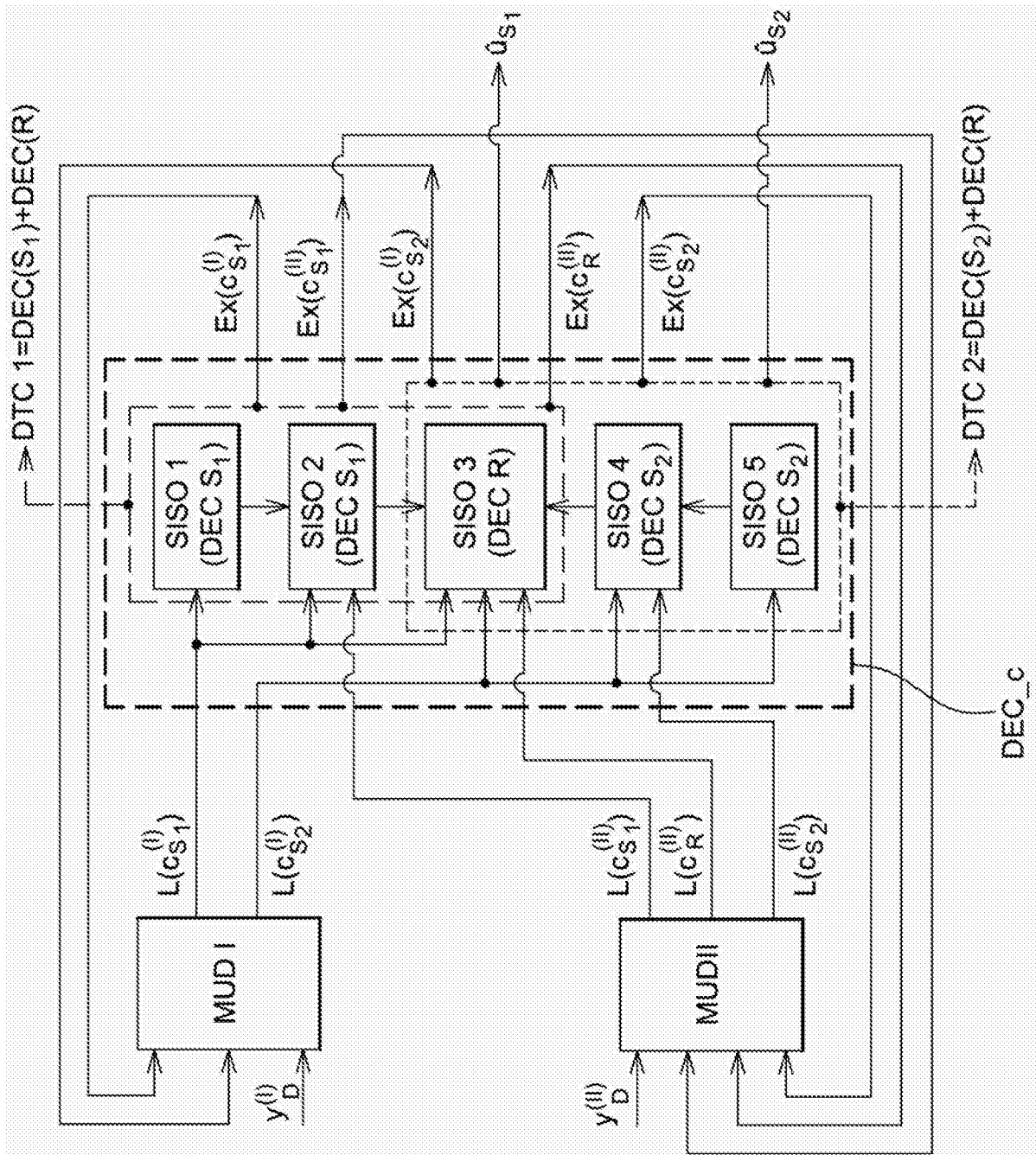


图15