



(12) 发明专利

(10) 授权公告号 CN 103069728 B

(45) 授权公告日 2016. 07. 06

(21) 申请号 201180040172. 6

H04W 88/04(2006. 01)

(22) 申请日 2011. 08. 09

H04B 7/02(2006. 01)

(30) 优先权数据

1056671 2010. 08. 19 FR

(85) PCT国际申请进入国家阶段日

2013. 02. 19

(86) PCT国际申请的申请数据

PCT/FR2011/051893 2011. 08. 09

(87) PCT国际申请的公布数据

W02012/022905 FR 2012. 02. 23

(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 李芳华

(51) Int. Cl.

H04B 7/155(2006. 01)

(56) 对比文件

CN 101448341 A, 2009. 06. 03,

KR 20050001302 A, 2005. 01. 06,

US 2010182916 A1, 2010. 07. 22,

Dereje H.

Woldegebreal. "Multiple-Access Relay Channel with Network". 《IEEE》. 2007,

审查员 陈世元

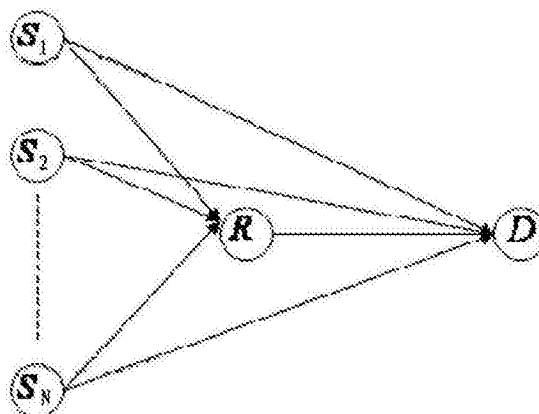
权利要求书2页 说明书12页 附图9页

(54) 发明名称

用于在通信网络中进行中继的方法和装置

(57) 摘要

本发明涉及一种在包括多个源、中继站、和接收器的通信网络中的选择性中继方法,其特征在于,该方法包括以下步骤:经由中继站接收所述源分别传送的消息,以便获得所述消息的估计;在中继站处检测所估计的消息的误差;并从该中继站向该接收器传送信号,该信号代表还没有检测到误差的单一消息,该信号由向没有检测到误差的消息应用的包括交织和编码的非双射满射函数产生。在控制信号指示在该代表性信号中代表哪些消息的情况下,该代表性信号由该中继站向该接收器传送。本发明还涉及通信网络中用于选择性中继的装置。



1. 一种在具有多个源(S_1 、 S_2 、.....、 S_N)、中继站(R)、和目的地(D)的通信网络中的选择性中继方法,该方法的特征在于,其包括以下步骤:

- 该中继站(R)接收所述源分别传送的消息(u_1 、 u_2 、.....、 u_N),以便获得所述消息的估计;
- 该中继站(R)检测所估计的消息(u_1 、 u_2 、.....、 u_N)中的误差;
- 该中继站(R)向该目的地(D)传送代表性信号,该信号仅代表没有检测到误差的那些消息、并且由向没有误差地检测到的消息应用的网络和信道编码函数产生,该网络和信道编码函数是满射函数而不是双射函数;和
- 在控制信号指示在该代表性信号中代表的至少一个消息的情况下,该代表性信号由该中继站(R)向该目的地(D)传送。

2. 根据前述权利要求的通信网络中的选择性中继方法,其中,在没有误差地检测到至少两个消息的情况下,该代表性信号由网络和信道编码函数产生,该函数取决于没有误差地检测到的消息的数目、并被应用到没有检测到误差的那些消息。

3. 根据权利要求1或权利要求2的通信网络中的选择性中继方法,其特征在于,借助于CRC类型代码来执行该误差检测步骤。

4. 根据权利要求2的通信网络中的选择性中继方法,其中该网络和信道编码函数仅包括没有检测到误差的那些消息的模2加的步骤。

5. 根据权利要求4的通信网络中的选择性中继方法,其中所述消息的模2加连同它们相应的CRC码一起执行。

6. 一种在具有多个源(S_1 、 S_2 、.....、 S_N)、和目的地(D)的通信网络中的选择性中继装置(R),该中继装置的特征在于,它包括以下部件,用于:

- 接收所述源分别传送的消息(u_1 、 u_2 、.....、 u_N),以便获得所述消息的估计;
- 检测所估计的消息中的误差;
- 向该目的地(D)传送代表性信号,该信号仅代表没有检测到误差的那些消息、并且由向没有误差地检测到的消息应用的网络和信道编码函数产生,该网络和信道编码函数是满射函数而不是双射函数;和
- 在控制信号指示在该代表性信号中代表的至少一个消息的情况下,该代表性信号由所述中继装置(R)向该目的地(D)传送。

7. 一种用于接收消息的方法,该消息接收方法在用于实现根据权利要求1到5中的任一个的中继方法的具有多个源(S_1 、 S_2 、.....、 S_N)和中继站(R)的MARC系统的目的地(D)中实现,该消息接收方法的特征在于,它包括以下步骤:

- 检测/解码步骤,在中继站(R)传送的指示在代表性信号中代表的至少一个消息的控制信号的控制下,联合应用来自源的接收消息、和来自中继站的接收信号,该接收信号代表来自源的、并且由中继站没有误差地接收到的消息。

8. 根据权利要求7的用于通信网络的消息接收方法,其中该代表性信号来自所述传送的代表性信号中代表的、所述控制信号所指示的消息的模2加。

9. 一种用于具有多个源(S_1 、 S_2 、.....、 S_N)和中继站(R)的通信网络的消息接收装置(D),该装置的特征在于,它包括以下部件,用于:

- 按照迭代方式、并且在中继站(R)传送的指示在代表性信号中代表的至少一个消息

的控制信号的控制下,对来自源的接收消息、和来自中继站的接收信号进行联合检测/解码,该接收信号代表由中继站没有误差地接收到的消息,该信号仅代表没有检测到误差的那些消息并且由网络和信道编码函数产生,所述网络和信道编码函数向通过相同交织函数交织的、并且没有误差地检测到的消息应用。

10.根据权利要求9的消息接收装置(D),其中该联合检测/解码部件包括具有软输入和软输出的解码器。

11.一种通信系统,包括根据权利要求6的至少一个中继装置(R)和根据权利要求9的至少一个接收装置(D)。

用于在通信网络中进行中继的方法和装置

技术领域

[0001] 本发明涉及用于在通信网络中进行中继的方法和装置。

[0002] 按照一般的方式,本发明涉及数字通信的领域。

背景技术

[0003] 本发明更具体地涉及网络编码的问题,网络具有形成该问题的一部分的中继站。本发明应用到(使用多接入中继信道(MARC)模型)由多个源、中继站、和目的地组成的多用户网络。在这种类型的网络拓扑中,源为了中继站R和目的地D的意图而广播它们的编码的信息序列。中继站不得不对从源接收的信号进行解码,并在添加适于创建空间分布网络代码的其自己的冗余的同时对接收的信号进行(联合)重新编码。在目的地处,包括从源接收的编码序列和从中继站发送的编码序列的空间分布编码序列的解码取决于联合信道/网络解码算法。出现的问题之一在于,从源节点到中继节点R的连接不总是使得能够在节点R处没有误差地解码所接收的信号。最终目的地必须能够恢复包括穿过的无线电链路的质量的接收信号的可靠性。此外,为了达到全分集,必须能够在链路中断的情况下恢复所有消息。本发明应用到所谓半双工(HD)和全双工(FD)中继站,并还应用到正交链路(没有干扰)和非正交链路。

[0004] 无线网络的节点之间的合作的构思在过去几年已变得日益成功。已经示出的是,该构思的某些实际实施例使得可能增加无线通信系统的传送的谱效率和可靠性两者。

[0005] 网络编码是其中网络的节点不仅共享它们自己的资源(功率、带宽等)而且共享它们的计算能力的高级形式的合作,由此创建当信息通过节点传播时、变得日益有效的一类分布编码。该编码导致在分集和编码方面的实质增长。

[0006] 在其中源不知道 $S \rightarrow R$ 信道的具有瑞利波衰落的中继信道的现实情况下,存在其中中继站将对来自源的消息进行不完全解码的非零概率。这可导致传播到目的地的误差。

[0007] 在现有技术中,IEICE Transactions on Communication, Vol.E92-B, No.11, November 2009中发表的作者为S.Tang, J.Cheng, C.Sun, R.Miura, S.Obana的科技出版物“Joint channel and network decoding for XOR-based relay in multi-access channel”中披露了能实现全分集的用于双源MARC网络的联合信道/网络代码,并且其通过应用用于中继的“联合选择性”功能来考虑源一到一中继站链路的不可靠性。为了这样做,如果没有误差地解码了从源接收的两个消息,则中继站传送所接收的消息的网络编码的版本。该现有技术科技出版物中描述的该技术包括至少以下两个缺陷:

[0008] • 中继功能取决于“联合选择性”方案:如果在中继站处将两个源消息之一检测为有错,则中继站不传送任何东西;以及

[0009] • “编码设计”限于以下情况,其中源和中继站使用相同编码方案。

[0010] ISWCS 2007, 4th International Symposium on Wireless Communication Systems, 2007, IEEE, Piscataway, NJ, USA, October 1, 2007 (2007-10-01) pp.732-736, XP031166866中发表的作者为Dereje H.Woldegebreal等的科技出版物“Multiple-access

relay channel with network coding and non-ideal source-relay channels”按照理论方式描述了MARC系统,其取决于以下假设,即,与目的地处的异或(XOR)解码分离地执行来自源和中继站的信号的信道解码。

[0011] 在“自适应”模式中,仅当中继站从源接收的两个消息已被正确解码时,中继站才传送网络编码。如果这没有发生(检测到错误),则中继站传送在没有错误的情况下解码的消息(如果存在该消息的话),或者中继站保持沉默。误差检测可基于循环冗余校验(CRC)并且中继站可然后添加“额外比特”的传送,以指示解码的结果。在没有描述实现MARC系统的方法的情况下、计算MARC系统的理论性能限制时,必然涉及该出版物。

[0012] 本发明寻求改进该情况。

发明内容

[0013] 为此,本发明提供了一种在具有多个源、中继站和目的地的通信系统中进行选择性地中继的方法,该方法包括以下步骤:

[0014] • 该中继站接收所述源分别传送的消息,以便获得所述消息的估计;

[0015] • 该中继站检测所估计的消息中的误差;

[0016] • 该中继站向该目的地传送代表性信号,该信号仅代表没有检测到误差的那些消息,并且由向没有误差地检测到的消息应用的非双射满射函数引起,该函数包括交织和编码;和

[0017] • 在控制信号指示在该代表性信号中代表的至少一个消息的情况下(即,参与所述信号),该代表性信号由该中继站向该目的地传送。

[0018] 必须交织没有误差地检测到的消息,以便在目的地处执行源和中继信号的联合信道解码。

[0019] 由此,当源一到一中继站链路不是非常可靠时,本发明的方法使得可能限制误差从中继站向目的地的传播。

[0020] 在两个源的特定情况下,该代表性信号对于没有误差地检测到的每一消息指示该消息仅来自所述源中的相应一个源、或者没有误差的两个消息来自两个源。结果,在检测到来自两个源的消息具有误差的情况下,中继站不单独地传送任何信号。在其他情况下,中继站传送消息,该消息代表来自两个源之一的消息(当有误差地检测到另一消息时)、或者代表其每一个来自所述源中的相应一个源的两个消息(当没有误差地检测到两个消息时)。当存在多于两个源时,以上原理按照类似方式应用,两个源由n个源代替,n是源的数目,其被理解为传送的信号代表最多n个消息,但是它可同样地代表它们中的仅一个消息。

[0021] 在一个实现中,在没有误差地检测到至少两个消息的情况下,该代表性信号由网络和信道编码函数产生,该函数取决于没有误差地检测到的消息的数目、并且被应用到没有检测到误差的那些消息。利用这样的编码,中继站传送的信号不能使得目的地检测到源所传送的消息;目的地必须实现同时利用中继站发送的代表性信号、以及目的地接收的直接来自源的信号的联合检测。假设中继站错误检测的消息不参与代表性信号的内容,则这通过提供仅代表中继站已没有误差地接收到的至少一个信号的信号,来有利地使得可能改进联合检测方法。

[0022] 当中继站没有误差地检测不到消息时,中继站不传送任何代表性信号。

[0023] 在一个实现中,借助于CRC类型代码来执行误差检测步骤。这使得可能优化误差检测。

[0024] 在特定实现中,网络和信道编码函数包括仅没有检测到误差的那些消息的模2(异或(XOR))加。如果所有其他是已知的,则这使得可能恢复消息。在知道模2加和其他消息的情况下,可能恢复一个消息。可以在该上下文中使用控制信号,以便确定按照该方式恢复的消息所源自的源。

[0025] 在一个实现中,消息的模2(异或)加和它们相应的CRC代码一起执行。这使得可能在目的地处测试消息中的误差的存在,该消息由来自中继站的接收信号解码,并且由来自在目的地处接收的直接来自源的信号的解码/检测的先验信息解码。这导致目的地处的接收的简化。

[0026] 在一个实施例中,中继站向没有检测到误差的消息应用信道编码。尽管模2(异或)加使得可能向系统提供全分集(即,使得可能在单一链路中断的情况下,恢复所有消息——知道模2加和其他消息,可能恢复一个消息),但是该信道编码使得可能按照对中继站处的XOR产生的信号的编码所引起的附加冗余的成本,实现每一源的二进制误差率(或目的地处的每一源的每一消息的误差率)的更好性能。该实现中在中继站处组合来自源的数据的方式使得可能获得目的地处的全分集,同时使得误差向目的地的传播最小化。

[0027] 本发明还提供了一种在具有多个源和目的地的通信网络中的选择性中继装置,该中继装置的特征在于,它包括以下部件,用于:

[0028] • 接收所述源分别传送的消息,以便获得所述消息的估计;

[0029] • 检测所估计的消息中的误差;

[0030] • 向该目的地传送代表性信号,该信号代表仅没有检测到误差的那些消息,并且由向没有误差地检测到的消息应用的并包括交织和编码的非双射满射函数产生;和

[0031] • 在控制信号指示在该代表性信号中代表的至少一个消息的情况下,该代表性信号由所述中继装置向该目的地传送。

[0032] 本发明还提供了一种包括代码指令的计算机程序,当该指令由处理器运行时,用于实现选择性中继方法的步骤。

[0033] 本发明还提供了一种用于包括代码指令的计算机程序的记录介质,当该指令由处理器运行时,用于实现选择性中继方法的步骤。

[0034] 本发明还提供了一种用于接收消息的方法,该消息接收方法在用于实现根据本发明的中继方法的具有多个源和中继站的MARC系统的目的地中实现,该消息接收方法的特征在于它包括以下步骤:

[0035] • 迭代检测/解码,在中继站传送的指示在代表性信号中代表的至少一个消息的控制信号的控制下,联合应用到来自源的接收消息、和来自中继站的接收信号,该接收信号代表来自源的、并且由中继站没有误差地接收到的消息。

[0036] 在一个实现中,该代表性信号来自由所述传送的代表性信号中代表的所述控制信号指示的消息的模2加。

[0037] 如上所述,该模2加使得可能在知道所有其他消息的情况下恢复消息。知道模2加和其他消息使得可能恢复一个消息,并由此当存在仅一个中断的链路时,可能恢复所有消息。

[0038] 在一个实现中,检测/解码步骤是迭代的。迭代方法对于在目的地处实际执行联合检测是最有效的(在性能和复杂性方面),同时连同从中继站接收和传送的代表性信号一起来利用从源接收和传送的信号。

[0039] 本发明还提供了一种用于具有多个源和中继站的通信网络的消息接收装置,该装置的特征在于它包括以下部件,用于:

[0040] • 按照迭代方式并且在中继站传送的指示在代表性信号中代表的至少一个消息的控制信号的控制下,对来自源的接收消息、和来自中继站的接收信号进行联合检测/解码,该接收信号代表由中继站没有误差地接收到的消息。

[0041] 本发明还提供了一种包括代码指令的计算机程序,当该指令由处理器运行时,用于实现该接收方法的步骤。

[0042] 本发明还提供了一种用于包括代码指令的计算机程序的记录介质,当该指令由处理器运行时,用于实现该接收方法的步骤。

[0043] 上面在中继方法的上下文中描述的可选特征可应用到上述中继装置、程序、和记录介质。

[0044] 本发明还提供一种通信系统,包括上面说明的至少一个中继装置和至少一个接收装置。

附图说明

[0045] 在纯粹为了本发明的实现的说明目的而给出的以下描述的帮助下,并且参考附图,可更好地理解本发明,其中:

[0046] 图1示出了本发明的方法的实现;

[0047] 图2示出了MARC类型信道;

[0048] 图3示出了在多用户MARC网络中与链路的合作的方案;

[0049] 图4a示出了在选择无错消息的一般情况下的中继站的处理;

[0050] 图4b示出了特别用于异或和空时编码/调制的中继站的处理;

[0051] 图4c示出了特别用于异或和ST-BICM的中继站的处理;

[0052] 图4d示出了用于异或和ST-BICM情况的中继站的处理的等效模型;

[0053] 图4e示出了用于异或和BICM情况的中继站的处理的等效模型;

[0054] 图5示出了中继站处的检测/解码方案;

[0055] 图6是解调器的详细方案;

[0056] 图7是解码器的详细方案;以及

[0057] 图8、9和10是目的地处的联合检测/解码方案。

具体实施方式

[0058] 下面关于MARC网络进行以下假设:

[0059] • 源、中继站、和目的地被很好地同步;以及

[0060] • 源是独立的(它们之间不存在相关性)。

[0061] 图1示出了在一个实现中的本发明的方法。该方法包括:接收步骤(在图1中写作REC),其中中继站R接收消息 $u_1, u_2, \dots, u_N$,所述消息中的每一个与相应源关联;检测步

骤(在图1中写作DET),其中中继站R检测消息中的误差;和传送步骤(在图1中写作TRANS),其中中继站(R)向目的地(D)传送信号,该信号代表仅没有检测到误差的那些消息。该代表性信号连同控制信号一起由中继站R传送到目的地D,该控制信号指示在该代表性信号中代表哪些消息。

[0062] 图2是在中继信道R的帮助下在N个节点 $S_1, S_2, \dots, S_N$ 和目的地D之间的通信的抽象模型。本发明的通信系统包括至少中继站R和目的地D。作为说明,在下面的描述中,对MARC网络给予考虑,MARC网络具有所谓“半双工”中继站(即,不能同时接收和传送的中继站),并具有时间正交的链路。由此,区分N+1个传送阶段。源 $S_1, \dots, S_N$ 在前N个传送阶段期间向中继站和目的地广播它们的数据。中继站沉默并执行联合解码/重新编码,以便推导出在下一阶段期间要发送的信号。源使用信道代码,而中继站中使用网络代码,以便智能组合从N个源检测的消息。下面,对于该模型提出新的联合信道/网络编码/解码方法。

[0063] 作为示例,每一源是通信网络中的移动终端。作为示例,中继站可以是“轻量级”基站或终端,而目的地可以是例如基站。

[0064] 在变型中,每一源可以是例如基站。中继站可以例如是“轻量级”基站或终端,而目的地可以是例如终端。

[0065] 在这些变型配置中,目的地在从所有源接收消息的意义上可以是集中器(concentrator)节点,并且它可以适于解码按照联合方式接收的所有消息。

[0066] 图3中示出了该系统的模型。

[0067] 源 $S_1, \dots, S_N$ 试图将分割为块 $u_1, \dots, u_N$ 的它们的数据传送到目的地。在一个实现中,每一消息块包括它自己的循环冗余校验(CRC)。块 $u_i \in F_2^K, i \in \{1, \dots, N\}$ 具有长度K,并且假设源在统计上是独立的(F_2 是两个元素的伽罗瓦域)。每一源 S_i 具有 T_i 个天线,并使用空时调制和编码方案 Θ_i ,该方案将每一消息向量 u_i 与属于基数 $|\mathcal{X}_i| = 2^{q_i} (q_i \in \mathbb{N})$ 的复杂星座 x_i 的编码和调制信号 $\mathbf{X}_i \in \mathcal{X}_i^{T_i \times N_i}$ 相关联:

$$[0068] \quad \Theta_i: F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_i^{T_i \times N_i}$$

[0069] X_i 在下面被称作源 S_i 所传送的码字。假设N个源 S_i 在N个正交传送阶段中传送它们的码字 $\mathbf{X}_i \in \mathcal{X}_i^{T_i \times N_i}$,每一个在 N_i 个信道利用期间。

[0070] 具有 R_x 个接收天线和 T_R 个传送天线的中继站在前N个阶段期间接收码元的扰乱版本 $y_{iR,k} \in C^{R_x}$:

$$[0071] \quad y_{iR,k} = \sum_{m=0}^M \mathbf{H}_{iR,k,m} \mathbf{x}_{i,k-m} + \mathbf{n}_{iR,k} \quad k=1, \dots, N_i, \quad i \in \{1, \dots, N\}$$

[0072] 其中 $\mathbf{n}_{iR,k} \in C^{R_x}$ 指定加性噪声向量, $\mathbf{H}_{iR} \in C^{R_x \times T_i}$ 指定在N个源和中继站之间的衰落系数的矩阵,而M指定信道存储(信道的存储效果与传播延迟或“延迟扩展”关联)。该延迟促使传送的信号被叠加,这导致码元之间的干扰。对于传送信道没有约束。它可具有“快”或“慢”的衰落,它可以是频率选择性的,它可具有多输入和多输出(MIMO)。

[0073] 中继站执行检测/解码以从每一源获得估计的比特向量 $\hat{\mathbf{u}}_i \in F_2^K$ 。其后它执行误差检测(图4a)(例如,使用CRC)。图4a中称为REC的接收模块接收 $Y_{1R}, Y_{2R}, \dots, Y_{NR}$,并向误差检

测和选择模块(图4a中称为DET)传送 $\hat{u}_1, \hat{u}_2, \dots, \hat{u}_N$, 其中 Y_{iR} 是从源 i 接收的码元的扰乱版本的集合,

[0074] 下面假设误差检测是非常好的。假设 J 是在没有误差的情况下检测的消息的索引的集合 $J = \{j_1, j_2, \dots, j_{|J|}\}$ 。中继站具有可用的一连串函数 $\{\Theta_{R,i}, i=1, \dots, N\}$ 。取决于没有误差地检测到的消息的数目, 中继站如下应用函数 $\Theta_{R, |J|}$, 该函数将信号 $\mathbf{X}_R \in C^{T_R \times N_R}$ (对于 $J \neq \emptyset$) 与集合 $\{u_{j_1}, u_{j_2}, \dots, u_{j_{|J|}}\}$ 关联:

$$[0075] \quad \Theta_{R, |J|} : \underbrace{F_2^K \times F_2^K \times \dots \times F_2^K}_{|J| \text{ 次}} \rightarrow C^{T_R \times N_R}$$

[0076] 并且 $\mathbf{X}_R = \mathbf{0}_{T_R \times N_R}$ (对于 $J \neq \emptyset$) (没有来自中继站的传送)。

[0077] 一般, 函数 $\Theta_{R, |J|}$ 对于没有误差地检测的消息 $\{u_{j_1}, u_{j_2}, \dots, u_{j_{|J|}}\}$ 是满射函数, 但是不是双射函数, 该函数被称为网络和信道编码函数(对于 $|J| > 1$)。结果, 在目的地不能从中继站传送的信号中单独检测来自源的消息 $\{u_{j_1}, u_{j_2}, \dots, u_{j_{|J|}}\}$, 而是来自源的消息 $\{u_{j_1}, u_{j_2}, \dots, u_{j_{|J|}}\}$ 必须在目的地(D)处经受基于与消息 $\{u_{j_1}, u_{j_2}, \dots, u_{j_{|J|}}\}$ 对应的源 $(S_{j_1}, S_{j_2}, \dots, S_{j_{|J|}})$ 所传送的信号和中继站所传送的信号两者的联合检测方法。

[0078] 在一个实现中, 在具有两个源和中继站处的仅一个传送天线的配置中, 函数 $\Theta_{R, 1}$ 是例如链接交织器、速率1/2的系统递归卷积码(接受一个输入)、K个奇偶校验位的选择、信道交织器、和调制的结果。

[0079] 函数 $\Theta_{R, 2}$ 是链接没有误差地检测的两个消息上的相同交织器、接受作为交织消息的两个输入的速率2/3的系统递归卷积码、K个奇偶校验位的选择、信道交织器、和调制的结果。

[0080] 在一个实现中, 函数 $\Theta_{R, i}$ 由两个步骤组成:

[0081] • 在第一步骤中, 中继站使用异或(XOR)运算来添加没有误差地检测到的所有消息, 以获得K比特消息 $\mathbf{u}_R = \bigoplus_{j \in J} \mathbf{u}_j = \mathbf{u}_{j_1} \oplus \mathbf{u}_{j_2} \oplus \dots \oplus \mathbf{u}_{j_{|J|}}$ (逐比特地执行消息的异或相加)。所应用的函数由此作为无误差消息的数目的函数而不同; 以及

[0082] • 在第二步骤中, 中继站向消息 $\mathbf{u}_R$ 应用函数 Θ_R , 以便获得信号:

$$[0083] \quad \mathbf{X}_R = \begin{cases} \mathbf{0}_{T_R \times N_R} & \text{for } J = \emptyset \\ \Theta_R(\mathbf{u}_R) \in C^{T_R \times N_R} & \text{for } J \neq \emptyset \end{cases}$$

[0084] 该信号在信道的 N_R 次使用中并在传送阶段 $N+1$ 期间要由中继站发送到目的地(图4b)。该函数 Θ_R 是空时调制和编码方案, 该方案将每一向量 $\mathbf{u}_R$ 与属于基数 $|\mathcal{X}_R| = 2^{q_R}$ ($q_R \in \mathbb{N}$) 的复杂星座 $\mathcal{X}_R$ 的编码和调制信号 $\mathbf{X}_R \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_R}$ 相关联:

$$[0085] \quad \Theta_R : F_2^K \rightarrow \mathcal{X}_R^{T_R \times N_R}$$

[0086] 当它不是空集合时, 中继站将集合 J 用信号传送到目的地。规定参加网络和信道编

码的消息的控制信号(这里,连同消息一起传送的“带内”信号)由此由中继站发送到目的地。

[0087] 最后,目的地观察在N+1传送阶段期间来自N个源和中继站的发送信号。目的地尝试恢复消息 $u_1, \dots, u_N$ 。

[0088] 图4c示出了中继站处的专用于XOR网络编码和空时比特交织编码调制(ST-BICM)信道编码的处理方案。所提出的方案可被看作所谓“选择性XOR”协议。

[0089] 中继站按照硬方式来解码来自N个源的数据。它拒绝错误的块以便避免误差传播,并且它利用XOR来组合所有无误差块,即 $\mathbf{u}_R = \bigoplus_{j \in J} \mathbf{u}_j = \mathbf{u}_{j_1} \oplus \mathbf{u}_{j_2} \oplus \dots \oplus \mathbf{u}_{j_{|J|}}$, 其中J是没有误差地解码的消息的索引的集合(或至少假设作为基数|J|的CRC校验 $J = \{j_1, j_2, \dots, j_{|J|}\}$ 的结果是无误差的)(即,集合J中的元素的数目等于|J|),并且 $\oplus$ 代表两个消息的逐比特的模2加。按照等效方式,XOR运算可如下按照矩阵形式书写:

$$[0090] \quad \mathbf{u}_R = \begin{bmatrix} \mathbf{I}_1 & \mathbf{I}_2 & \dots & \mathbf{I}_{|J|} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{u}_{j_1} \\ \mathbf{u}_{j_2} \\ \dots \\ \mathbf{u}_{j_{|J|}} \end{bmatrix}$$

[0091] 其中 $\mathbf{I}_j$ 是维度 $K \times K$ 的单位矩阵。

[0092] 结果,对于没有误差地解码的消息的XOR运算是相对于由维度 $K|J|$ 的向量中的消息的链接所产生的 $\mathbf{u}_C = \begin{bmatrix} \mathbf{u}_{j_1}^T & \mathbf{u}_{j_2}^T & \dots & \mathbf{u}_{j_{|J|}}^T \end{bmatrix}^T \in F_2^{K|J|}$ 的线性函数。

[0093] 此外,其特定性质是:每一消息由与消息的余数的模2加产生以便给出 $\mathbf{u}_R$,并且如果知道所有其他消息,则由此可从 $\mathbf{u}_R$ 得到消息。已相加的消息通过来自中继站的带内信令(通过控制信号的传送)而被指示到目的地,如上所述。

[0094] $\mathbf{u}_R$ 中涉及的消息 u_j 最好包括相应CRC,即,XOR函数被应用到消息连同它们的CRC。

[0095] 组合的比特由交织器 π 交织,并且它们使用基于二进制和线性编码函数 $C: F_2^K \rightarrow F_2^{q_R K}$ 的中继站、二进制交织器 π_R 和码元比特编码函数(调制) $\varphi_R: F_2^{q_R K} \rightarrow \mathcal{X}_R^T$ 的编码和调制方案来处理,其中 $\mathcal{X}_R$ 是基数 $|\mathcal{X}_R| = 2^{q_R}$ 的获得的码元的星座, q_R 是自然整数。

[0096] 假设 Π 是与 π 对应的维度 $K \times K$ 的交织矩阵, G_C 是维度 $n_R \times K$ (并且具有速率 $\frac{K}{n_R}$)的生成代码C的矩阵,并且假设 $c_{R,k}, k=1, \dots, n_R$ 是来自编码器C的输出端的代码比特。这给出:

$$[0097] \quad \mathbf{c}_R = G_C \Pi \begin{bmatrix} \mathbf{u}_{j_1} \\ \mathbf{u}_{j_2} \\ \dots \\ \mathbf{u}_{j_{|J|}} \end{bmatrix}$$

[0098] 对于 F_2 执行所有运算。

[0099] 生成的码元 $\mathbf{X}_R \in \mathcal{X}_R^{T_R \times N_R}$ 然后在信道的 N_R 次利用期间被发送到目的地。应观察到, $\mathbf{X}_R$

使得可能回到 u_R ,并由此实际上是码字。

[0100] 显而易见的是,矩阵 Π 和 I_j 是可互换的,从而改变XOR和交织器 π 的排序给出图4c和4d中示出的并如下代表的等效模型:

$$\begin{aligned}
 \mathbf{c}_R &= \mathbf{G}_C \begin{bmatrix} \Pi & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \Pi & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & \dots & \dots & \Pi \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{u}_{j_1} \\ \mathbf{u}_{j_2} \\ \dots \\ \mathbf{u}_{j_{|J|}} \end{bmatrix} \\
 [0101] \quad &= \mathbf{G}_{C_R} \begin{bmatrix} \Pi & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \Pi & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & \dots & \dots & \Pi \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{u}_{j_1} \\ \mathbf{u}_{j_2} \\ \dots \\ \mathbf{u}_{j_{|J|}} \end{bmatrix} \\
 &= \mathbf{G}_{C_R} \mathbf{u}'_c
 \end{aligned}$$

[0102] 下面, C_R 用来书写与由编码器C遵循的XOR所组成的中继站等效的编码器,并且 $\mathbf{G}_{C_R}$ 用来书写生成等效编码器 C_R 的矩阵。该矩阵代表传统上接受软入软出(SISO)解码的交织和链接的消息 $\mathbf{u}'_c$ 的线性代码。

[0103] 下面,对于具有两个源($N=2$)的MARC网络给予考虑,并且假设源、中继站、和目的地中的每一个装配有用于传送和/或接收的相应单一天线,即 $T_1=T_2=T_R=R_x=1$ 。此外,两个源和中继站处的调制编码方案基于比特交织编码调制(BICM)。BICM是任何顺序的二进制编码器、二进制交织器、和调制器的串联链接。

[0104] 图4e中示出了下面考虑的中继站的处理。

[0105] 假定 $N=2$,则控制消息或信号向目的地给予四个可能值中的一个值:

- [0106] • 值0:仅没有误差地检测到来自源1的消息;
- [0107] • 值1:仅没有误差地检测到来自源2的消息;
- [0108] • 值2:没有误差地检测到来自两个源的两个消息;以及
- [0109] • 值3:具有误差地检测到两个消息。

[0110] 在该特定情况下,控制消息需要传送两个比特。

[0111] 在该一般情况下, 2^N 个值是可能的,由此需要传送 N 个比特。应观察到,当没有误差地检测到所有消息时,没有必要传送控制消息。目的地仅可通过分析所接收的信号功率,来确定中继站是否进行传送。

[0112] 与任何消息向量 $\mathbf{u}_1 \in F_2^K$ 和 $\mathbf{u}_2 \in F_2^K$ 关联的对应于两个源的编码方案在 $C_i: F_2^K \rightarrow F_2^{n_i}$ 的应用中(n_1 和 n_2 :编码比特的长度)编码比特 $\mathbf{c}_1 \in F_2^{n_1}$ 和 $\mathbf{c}_2 \in F_2^{n_2}$,比特 $\mathbf{c}_1 \in F_2^{n_1}$ 和 $\mathbf{c}_2 \in F_2^{n_2}$ 要由 π_1 和 π_2 交织以给出 $\mathbf{V}_1 \in F_2^{N_1 \times q_1}$ 和 $\mathbf{V}_2 \in F_2^{N_2 \times q_2}$,并(使用两个源的调制方案)被调制为属于复杂星座的码元(码字) $\mathbf{x}_1 \in \mathcal{X}_1^{N_1}$ 和 $\mathbf{x}_2 \in \mathcal{X}_2^{N_2}$ 。假设使用的标签是 $\phi_1: F_2^{q_1} \rightarrow \mathcal{X}_1 \subseteq C$ 和 $\phi_2: F_2^{q_2} \rightarrow \mathcal{X}_2 \subseteq C$,其中 S_1 和 S_2 的每一调制的码元分别属于基数 $|\mathcal{X}_1|=2^{q_1}$ 和 $|\mathcal{X}_2|=2^{q_2}$ 的复数集合 $\mathcal{X}_1$ 和 $\mathcal{X}_2$ 。由此,

$v_{i,k,l} = \varphi_{i,l}^{-1}(x_{i,k})$ 表示 $x_{i,k}$ ($k=1, \dots, N_i, l=1, \dots, q_i$ 对于 $i \in \{1, 2\}$) 的二进制标记的第 l 比特。

[0113] 在中继站处, (上面定义的) 编码 C_R 被应用到与没有误差地检测并由 π 交织的一连串消息对应的向量 u_C 。产生的代码比特向量如上所述由向量 $c_R \in F_2^{n_R}$ 书写。向量 C_R 然后由交织器 π_R 交织, 以给出编码和交织后的比特 $V_R \in F_2^{N_R \times q_R}$, 以及比特到码元编码 $\varphi_R: F_2^{q_R} \rightarrow \mathcal{X}_R \subseteq \mathbb{C}$, 其中 $\mathcal{X}_R$ 指定利用基数 $|\mathcal{X}_R| = 2^{q_R}$ 获得的码元的星座。中继站所发送的信号 (码字) 被写作 $\mathbf{x}_R \in \mathcal{X}^{N_R}$ 。

[0114] 如上所述, 存在在所有信号的传送之前在比特级别伪随机的交织器、以及与相应接收机对应的去交织器。使用这些交织器, 用于破坏连续传送的比特之间的相关性, 由此使得可能迭代执行联合检测/解码。

[0115] 假设在中继站处和在目的地处使用这些交织器和检测/解码模型, 如下面详细解释的那样。

[0116] 为了简化表述, 下面理解的是, 系统具有一个传送天线和一个接收天线, 其具有准静态的瑞利衰落, 并且接收机具有噪声差异以及衰落系数的最好知识。

[0117] 图5中示出了向中继站应用的检测/解码方案。

[0118] 中继站观察来自两个源的信号:

$$[0119] \quad y_{iR,k} = h_{iR} x_{i,k} + n_{iR,k} \quad k=1, \dots, N_i, i \in \{1, 2\} \quad (1)$$

[0120] 其中 $n_{iR,k}$ 指定具有分布 $CN(0, \sigma_n^2)$ 的加性噪声, 而 h_{iR} 指定源 i 和中继站之间的衰落系数。

[0121] 为了从每一源提取信息, 使用和对应于两个源的解码器一起工作的解调器, 迭代进行该动作, 以便最好地利用可用信息。

[0122] 在每一迭代中, 解码器接受编码比特 $\{L(c_i)\}$ 的内在对数似然性比率 (LLR), 并且它们传递编码比特 c_i 上的外在对数似然性比率 $\{E(c_i)\}$ 。在重新交织之后, 将外在对数似然性比率 $E(V_i)$ 当作解调器的输入端上的先验对数似然性比率。

[0123] 当消息被完美解码时或者当达到某一数目的迭代之后, 迭代停止。

[0124] 图6示出了解调器的详细方案。 Π_i^{-1} 指定与 S_i 的传送时使用的交织器对应的信道的去交织器。

[0125] 图7中示出了具有对应去交织器的解码器的详细方案。

[0126] 下面是单用户检测器的细节的解释, 该检测器使用最大后验 (MAP) 标准, 利用信道 y_{iR} 的嘈杂观察根据每一源的代码比特来计算软信息、以及每一比特的先验信息。

[0127] 使用以下等式来计算来自每一源的码元的第 l 比特的 LLR $v_{i,l} = \varphi_{i,l}^{-1}(x_i)$ 。

[0128] (为了简化表示, 可省略时间索引。)

$$\begin{aligned}
\Lambda(v_{i,l}) &= \log \frac{P(v_{i,l}=1|y_{iR})}{P(v_{i,l}=0|y_{iR})} \\
&= \log \frac{\sum_{x \in Z_i: \varphi_{i,l}^{-1}(x)=1} p(y_{iR}|x_i=x) e^{p(x)}}{\sum_{x \in Z_i: \varphi_{i,l}^{-1}(x)=0} p(y_{iR}|x_i=x) e^{p(x)}} \\
[0129] \quad &= \log \left(\frac{\sum_{x \in Z_i: \varphi_{i,l}^{-1}(x)=1} \exp \left(-\left\| \frac{y_{iR} - h_{iR} x}{\sigma_n} \right\|^2 + p(x) \right)}{\sum_{x \in Z_i: \varphi_{i,l}^{-1}(x)=0} \exp \left(-\left\| \frac{y_{iR} - h_{iR} x}{\sigma_n} \right\|^2 + p(x) \right)} \right) \quad (2)
\end{aligned}$$

[0130] 其中：

$$[0131] \quad p(x) = \sum_{l'=1}^{\log_2 |Z_i|} \varphi_{i,l'}^{-1}(x) E(v_{i,l'}) \quad (3)$$

[0132] ($i \in \{1, 2\}$ 和 $l' \neq 1$)

[0133] 其中 $\{E(v_{i,1})\}$ 是解码器所供应的每一码元的比特上的先验对数似然性比率。

[0134] 来自MAP检测器的输出端处的外在对数似然性比率基于下式来计算(在去交织之后)：

$$[0135] \quad L(v_{i,1}) = \Lambda(v_{i,1}) - E(v_{i,1}) \quad (4)$$

[0136] 当目的地(从两个源以及从中继站)接收到所有三个信号时,它开始来自源的消息的联合检测/解码。在目的地处接收的信号的向量如下书写：

$$[0137] \quad y_{iD,k} = h_{iD,k} x_{i,k} + n_{iD,k} \quad k=1, \dots, N_i, i \in \{1, 2\}$$

$$[0138] \quad y_{RD,k} = h_{RD,k} x_{R,k} + n_{RD,k} \quad k=1, \dots, N_R$$

[0139] 该联合解码还取决于从中继站接收的控制信号(也已知为“边信息”)：

[0140] • 如果控制信号给予值0,则 $u_R = u_1$, 即, 中继站发送的信号对应于来自源1的消息的编码 C 。

[0141] • 如果控制信号给予值1,则 $u_R = u_2$, 即, 中继站发送的信号对应于来自源2的消息的编码 C 。

[0142] • 如果控制信号给予值2,则 $u_R = u_1 \oplus u_2$, 即, 中继站发送的信号对应于XOR运算的结果, 并由此对应于向来自两个源的消息施加的编码 C_R 。

[0143] • 如果控制信号给予值3(或者如果没有传送控制信号), 则中继站不传送任何东西。

[0144] 对于每一情况, 下面详细描述检测和解码方案。

[0145] 在该示例中, 提出特定编码/解码方案, 这使得可能在目的地处执行迭代联合解码。假设两个源使用系统码。解码方案在图8、9和10中示出, 并且取决于XOR中包括的消息而用于不同情况。

[0146] 对于其中中继站传送的情况, 如图8和9中可以看出的, 存在与在解码来自每一源的信息块时所涉及的传送的三个阶段对应的三个解调器。

[0147] 在每一迭代中, 这三个解调器生成代码比特上的LLR。下面描述解调器的操作。

[0148] SISO解码器接受代码比特的这些内在对数似然性比率 $L(c_1)$ 、 $L(c_2)$ 、 $L(c_R)$ ，并且它们在代码比特上传递外在对数似然性比率 $E(c_1)$ 、 $E(c_2)$ 、 $E(c_R)$ 。在重新交织之后，这些值作为先验信息被引入解调器中。解码器SISO1、SISO2、SISOR分别基于代码 C_1 、 C_2 、和 C_R ，并且SISOR接受并产生仅与XOR中包括的来自源的消息对应的LLR。

[0149] 解码、迭代、和排序的细节取决于规定在XOR中包括哪些消息的控制信号，并且取决于目的地处的CRC校验。可区分下面三种情况。

[0150] 在第一情况(对应于具有值2的控制信号)下，如图8中所示，中继站发送两个消息的XOR：

[0151] 假设 L_{s_i} 是系统比特的软信息并且 L_{p_i} 是与两个源对应的奇偶校验比特的软信息($i=1,2$)。还假设 $E_{s_i(j)}$ 和 $E_{p_i(j)}$ 指定关于解码器SISOj($j=1,2$)生成的系统比特和奇偶校验比特的的外在信息，并且 $E_{s_i(R)}$ 是关于解码器SISOR生成的来自两个源的系统比特的的外在信息。

[0152] 在该上下文中，实现以下处理：

[0153] 1.解调器1、2和R在重新交织之后动作以将下面的 $E_{s_1(1)} + \pi^{-1}(E_{s_1(R)})$ 、 $E_{p_1(1)}$ 、 $\pi^{-1}(E_{s_2(R)}) + E_{s_2(2)}$ 、 $E_{p_2(2)}$ 和 $E(c_R)$ 当作先验信息，并且它们产生内在对数似然性比率(在第一迭代中没有先验信息)。

[0154] 2.SISO1和SISO2同时操作：

[0155] • SISO1使用 L_{s_1} 和 L_{p_1} ，将(在前一迭代中获得的) $\pi^{-1}(E_{s_1(R)})$ 当作先验信息并计算 $E_{s_1(1)}$ 和 $E_{p_1(1)}$ 。

[0156] • SISO2使用 L_{s_2} 和 L_{p_2} ，将(在前一迭代中获得的) $\pi^{-1}(E_{s_2(R)})$ 当作先验信息并计算 $E_{s_2(2)}$ 和 $E_{p_2(2)}$ 。

[0157] 3.SISOR使用 $\pi(L_{s_1})$ 、 $\pi(L_{s_2})$ 和 $L(c_R)$ ，将 $\pi(E_{s_1(1)})$ 和 $\pi(E_{s_2(2)})$ 当作先验信息，并计算 $E_{s_2(R)}$ 、 $E(c_R)$ 和 $E_{s_1(R)}$ 。

[0158] 4.返回到步骤1(考虑新的先验值)。

[0159] 只要已正确解码了两个消息(因为存在CRC，所以每一解码器SISO能验证在解码的消息中是否存在误差)或者在达到某一数目迭代之后，以上处理停止。还应观察到的是，如果在给定迭代期间没有误差地解码了这两个消息之一，则停止与该消息对应的软计算处理，其LLR被设置为无穷大。这可加速和简化解码。

[0160] 最后，基于下面来进行硬判决：

[0161] $\hat{u}_1 \rightarrow L_{s_1} + E_{s_1(1)} + \pi^{-1}(E_{s_1(R)})$

[0162] $\hat{u}_2 \rightarrow L_{s_2} + E_{s_2(2)} + \pi^{-1}(E_{s_2(R)})$

[0163] 在第二情况(对应于具有值0或1的控制信号)下，如图9中所示，中继站发送已经没有任何误差地检测到的这两个消息之一：

[0164] 当中继站发送与 u_i 对应的码元时，解码器SISOR仅与解调器i和解码器SISOi交换软信息。在中继站处按照与上述解码相同的方式来解码消息 u_j ， $j \neq i$ 。

[0165] 在第三情况(对应于具有值3的控制信号或对应于所述信号的未传送)下，如图10

中所示,中继站不传送任何东西。

[0166] 在该情况下,由于目的地还直接从源接收消息,所以目的地处的解码与中继站处的上述解码类似。应观察到,目的地可以检测到该情况,而不从中继站接收带内控制消息。

[0167] 当在两个源处和中继站处使用格雷码元编码时,解调器和解码器SISO之间的迭代的次数被设置为1(然后,可省略图5、8、9和10中的所有虚线)。然而,在交换关于系统比特的外在信息的解码器SISO之间执行迭代。如上所述,只要正确解码了两个消息或者在达到某一数目的迭代之后,迭代停止。

[0168] 上面作为示例描述了本发明。可设想本发明的其他变型,而不由此脱离本专利的范围。

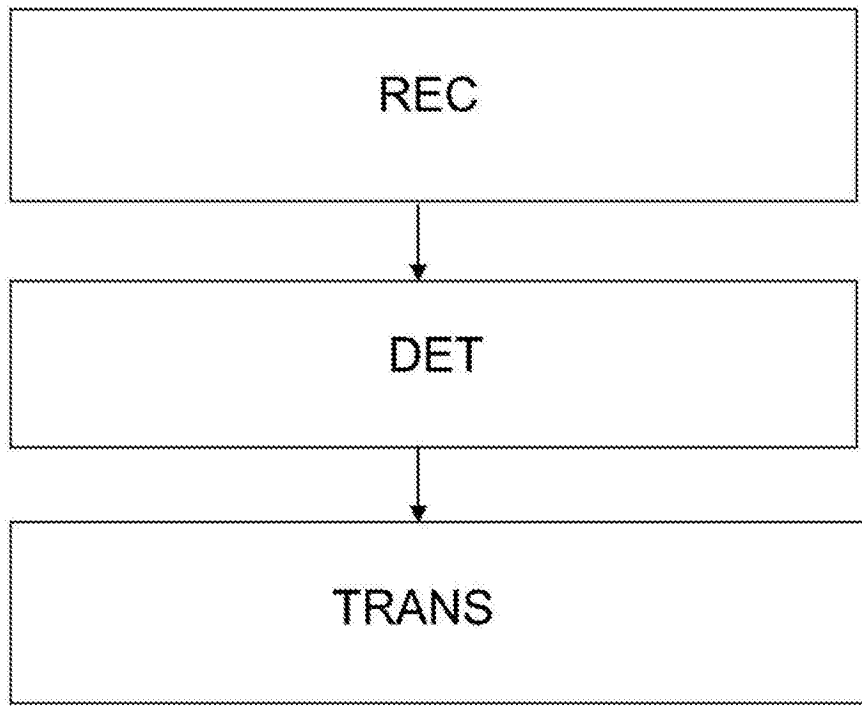


图1

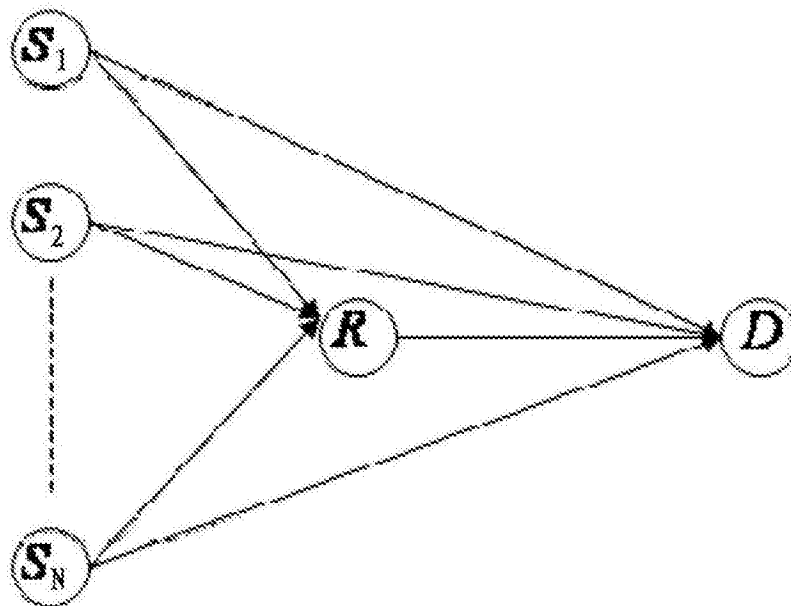


图2

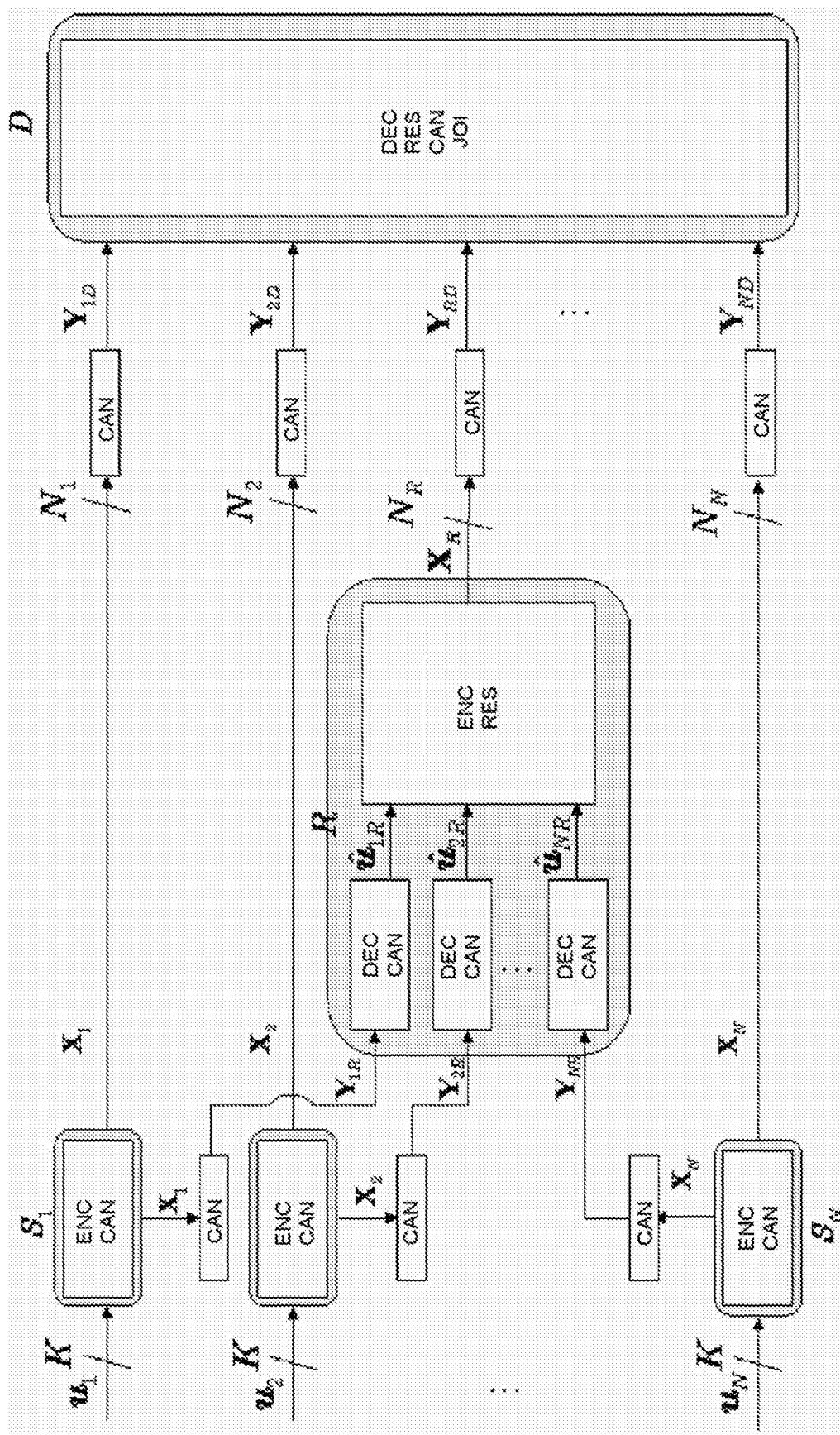


图3

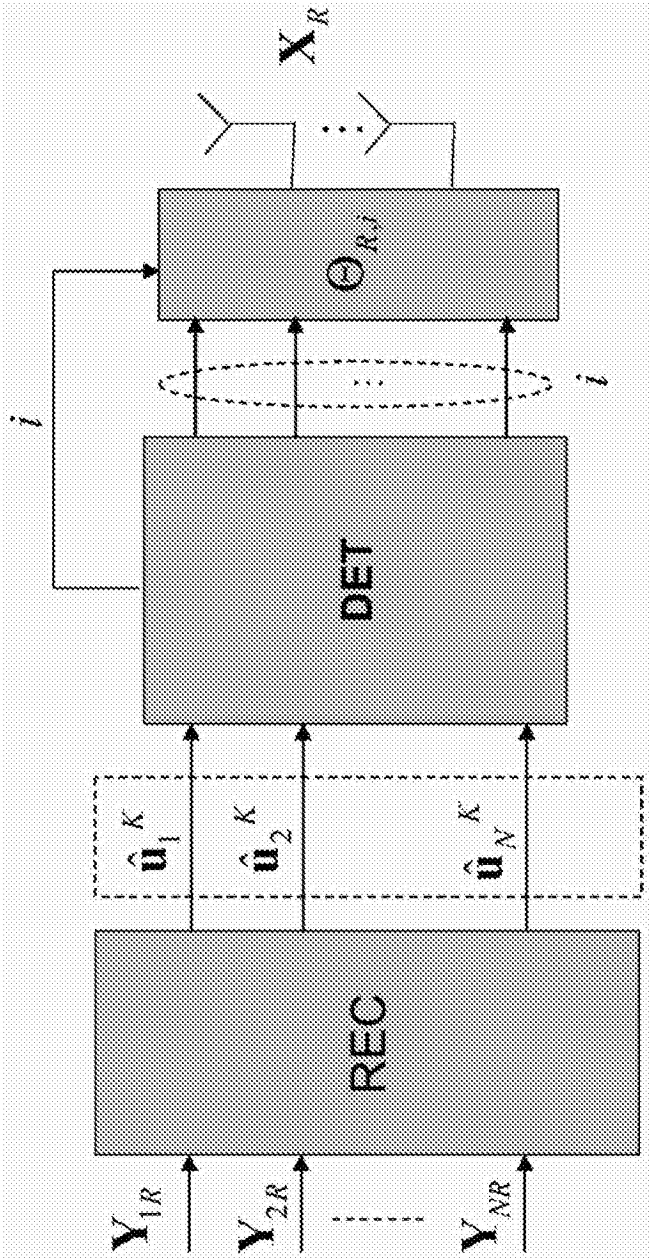


图4a

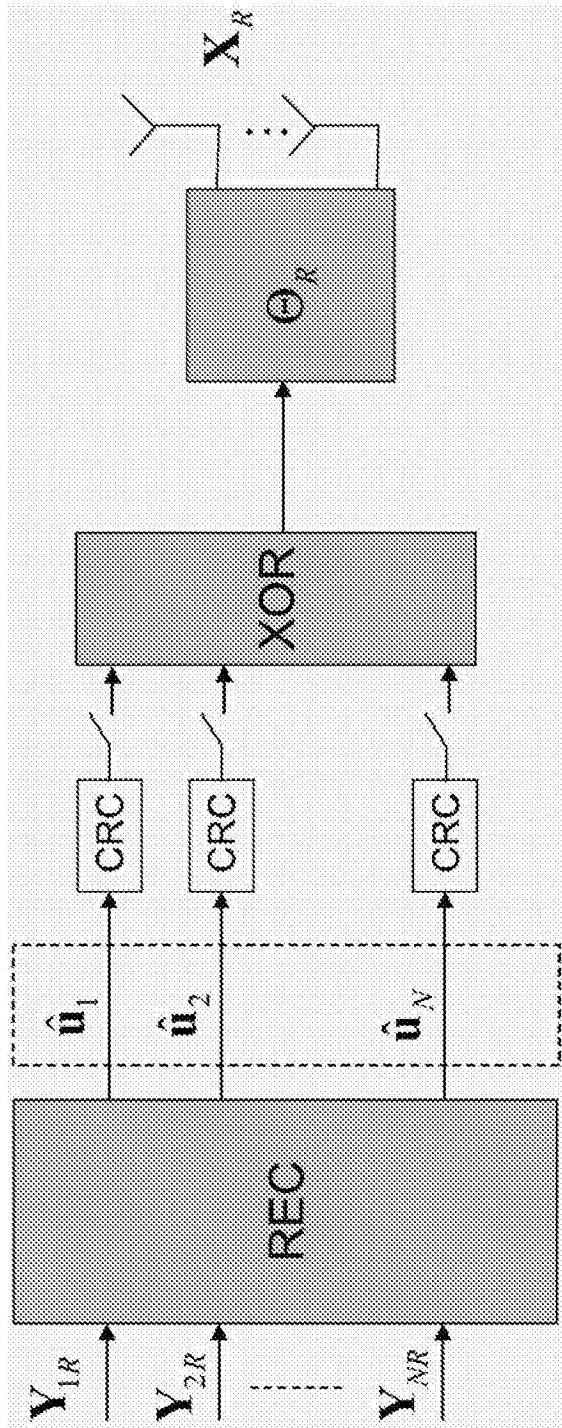


图4b

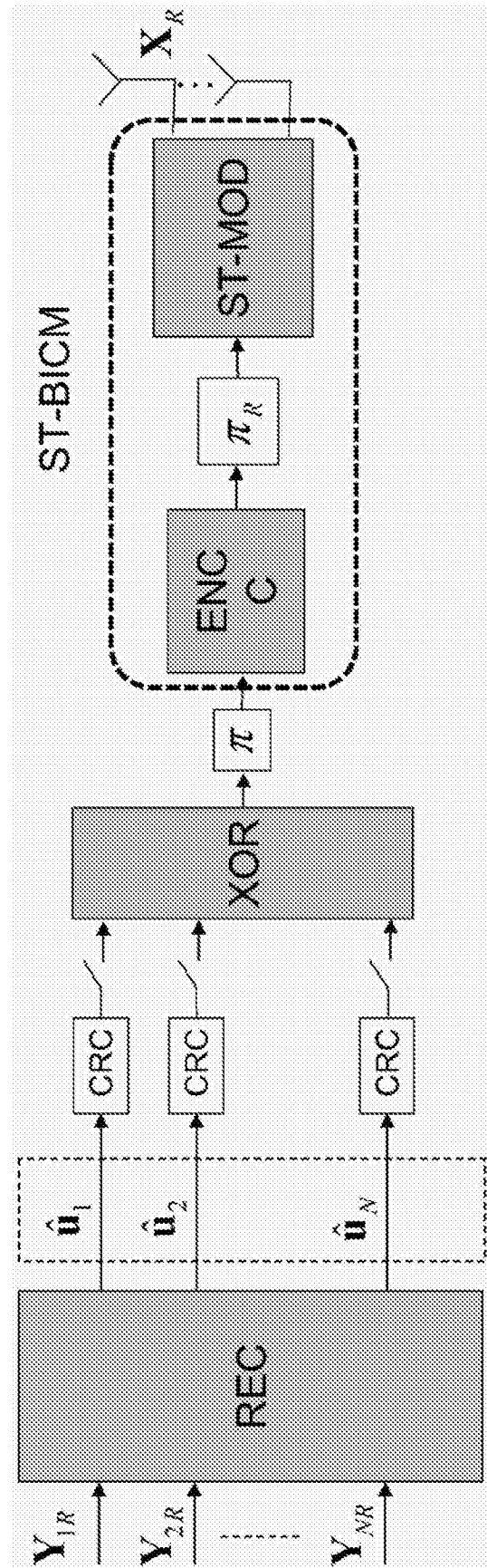


图4c

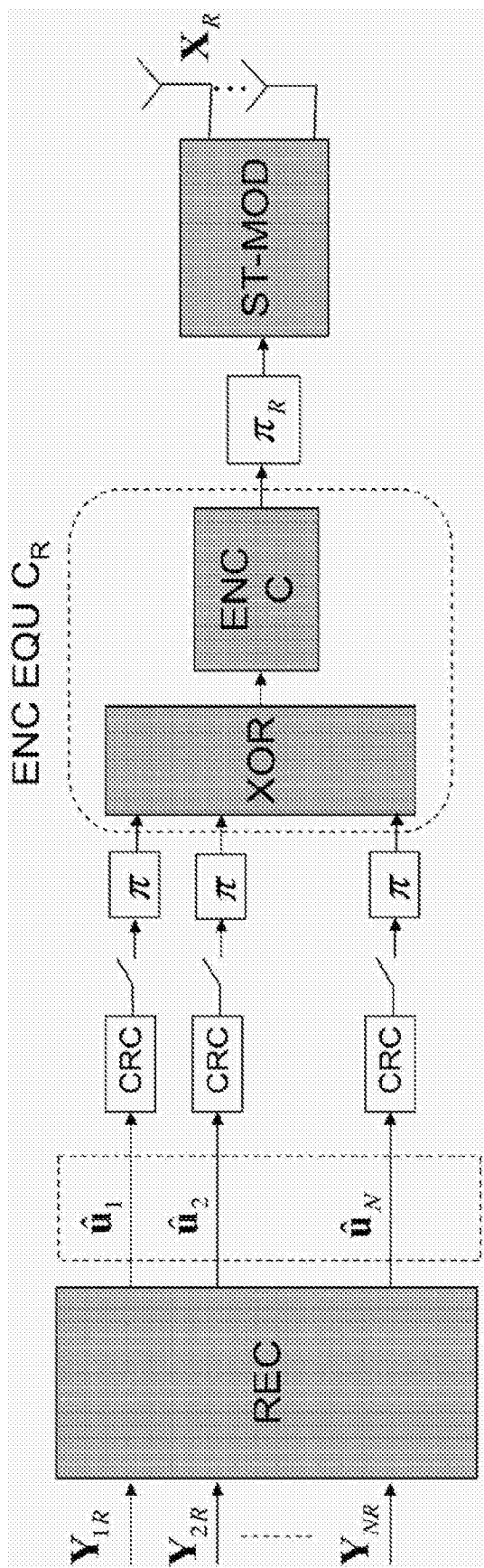


图4d

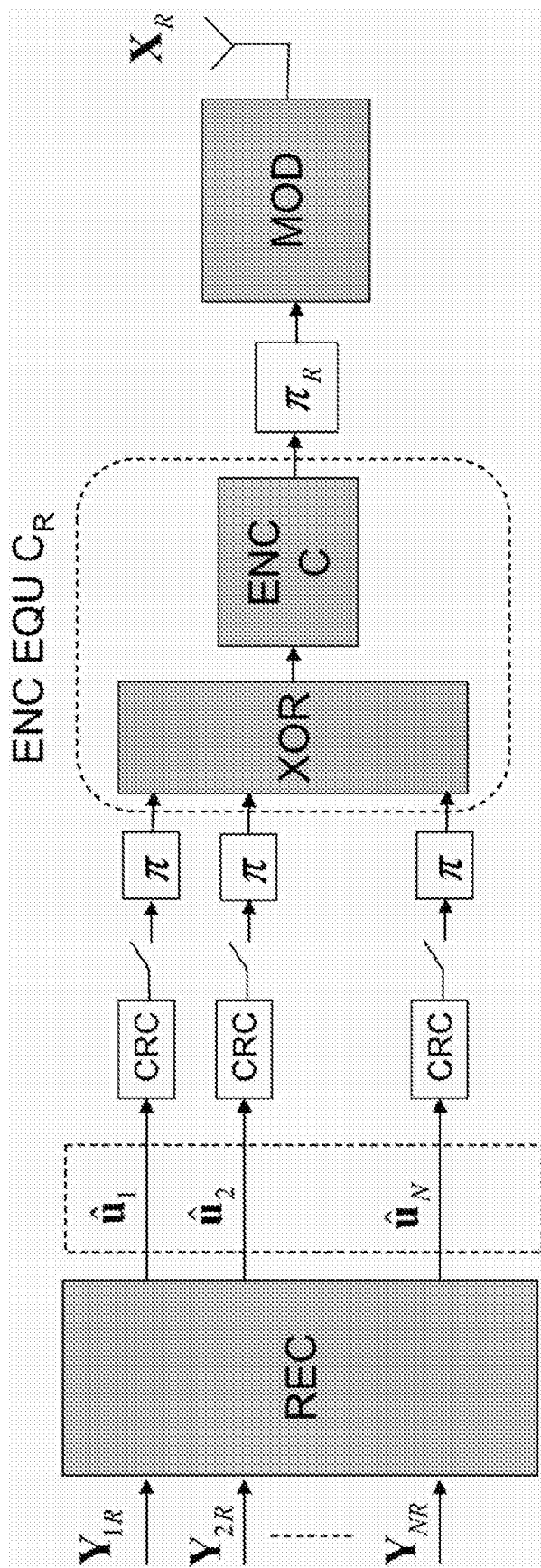


图4e

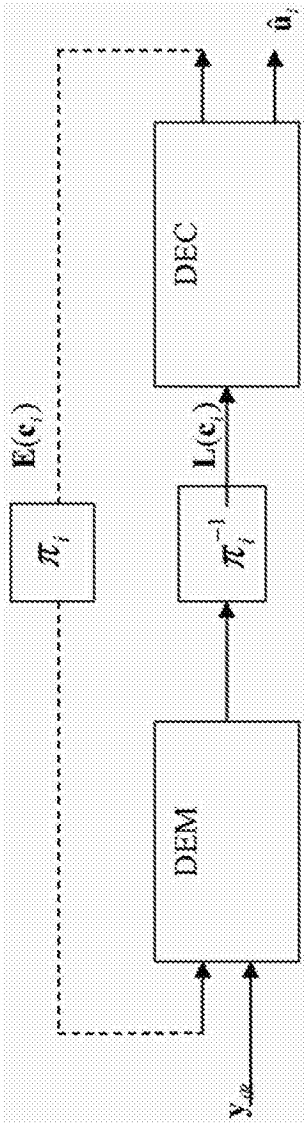


图5

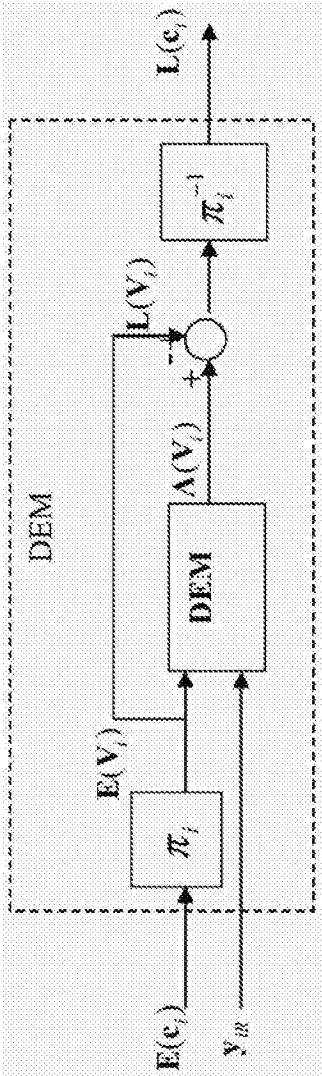


图6

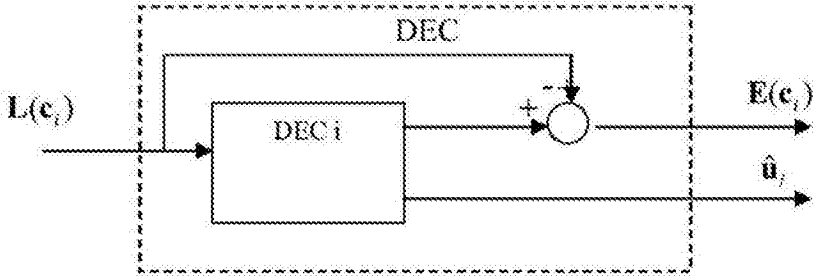


图7

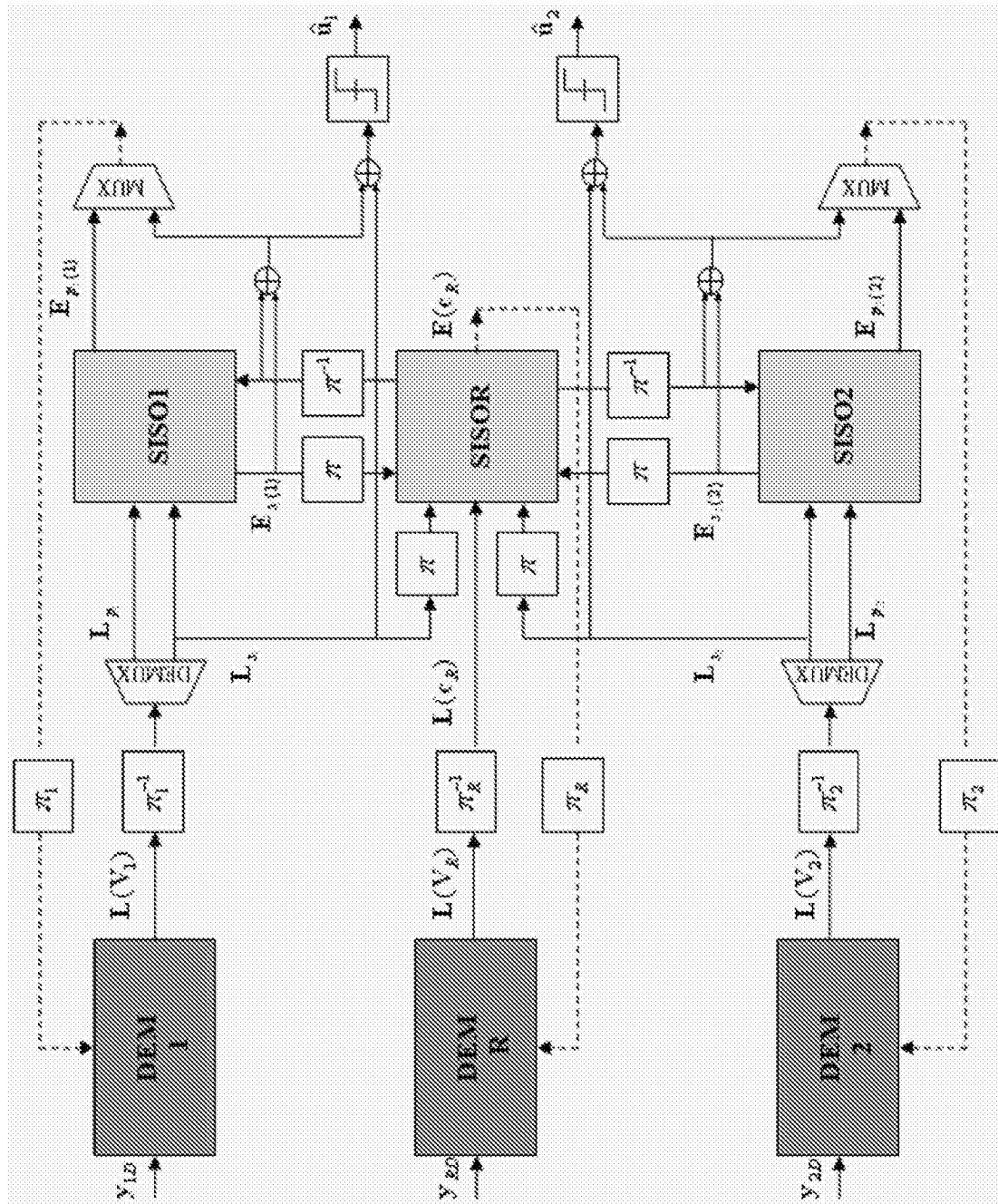


图8

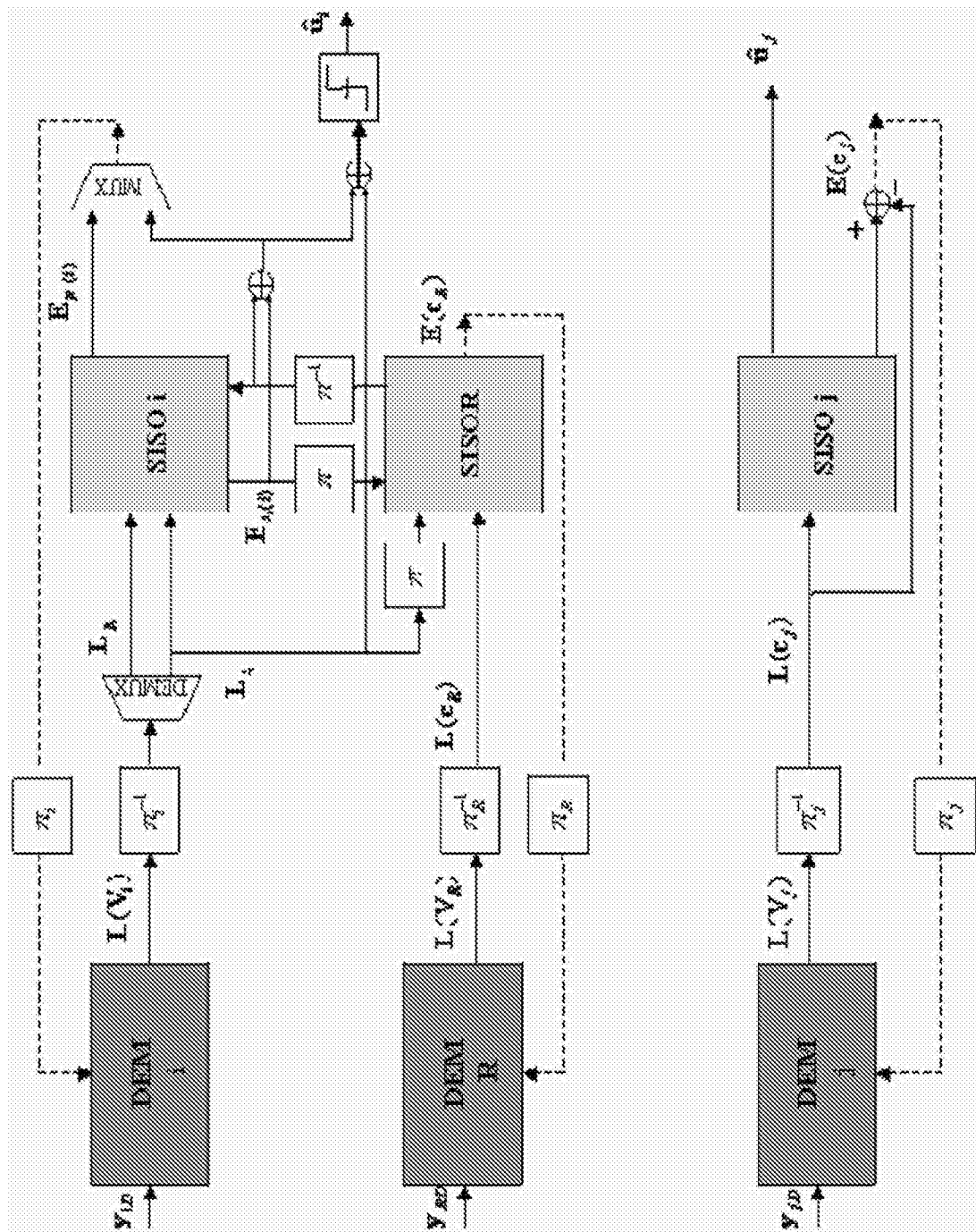


图9

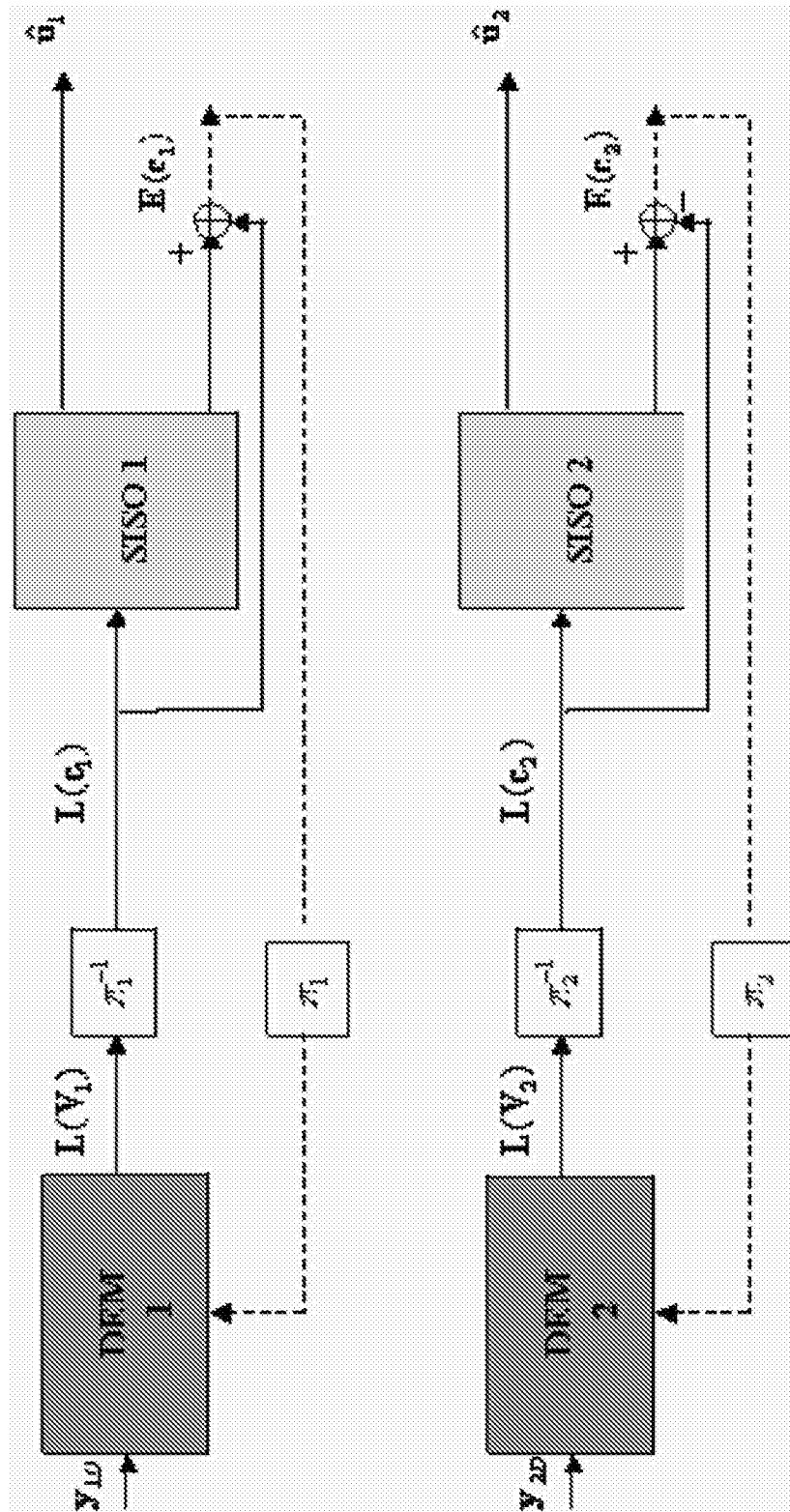


图10