



(12) 发明专利

(10) 授权公告号 CN 103281166 B

(45) 授权公告日 2016.05.25

(21) 申请号 201310178603.6

(22) 申请日 2013.05.15

(73) 专利权人 北京邮电大学

地址 100876 北京市海淀区西土城路 10 号

(72) 发明人 牛凯 陈凯

(74) 专利代理机构 北京德琦知识产权代理有限公司 11018

代理人 夏宪富

(51) Int. Cl.

H04L 1/18(2006.01)

H04L 1/00(2006.01)

(56) 对比文件

CN 101282202 A, 2008.10.08,

Peng Shi 等. Performance of Polar

Codes on Wireless Communication Channels. 《IEEE》. 2012, 第 1226-1229 页.

李斌 等. 极化码原理及应用. 《通信技术》. 2012, 第 45 卷 (第 10 期), 第 21-23 页.

审查员 杨凤欣

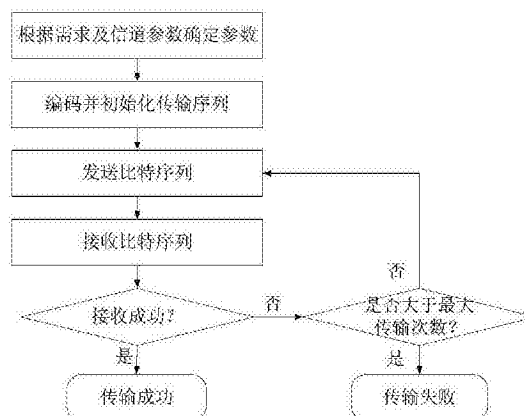
权利要求书4页 说明书11页 附图6页

(54) 发明名称

一种基于极化码的混合自动重传请求传输方法

(57) 摘要

一种基于极化码的混合自动重传请求传输方法,是发送端将发送的信息比特序列进行极化编码后得到的编码比特序列进行凿孔后,送入信道传输;接收端对接收信号译码并进行 CRC 校验;若通过校验,则给发送端反馈 ACK 信号;否则,发送 NACK 信号;若发送端接收到 NACK 信号,则将一部分信息比特不经编码再次发送给接收端,接收端根据第一次接收到的编码比特和新接收的信息比特重新译码;若译码结果仍未通过 CRC 校验,则发送端将另一部分信息比特不经编码再次发送给接收端,接收端再根据第一次接收到的编码比特、前一次接收到的信息比特和新接收到的信息比特重新译码;持续执行该过程,直到发送端接收到 ACK 信号,或发送次数达到预设的最大值时,结束一次完整的传输过程。



1.一种基于极化码的混合自动重传请求(HARQ)传输方法,其特征在于:信号发送端将准备发送的信息比特序列进行一次极化编码,得到的编码比特经过凿孔后,被送入信道进行传输;信号接收端对接收信号进行译码,并对译码结果进行循环冗余码(CRC)校验;若校验通过,则信号接收端经由反馈链路给发送端发送确认(ACK)信号;否则,给发送端发送非确认(NACK)信号;若发送端接收到NACK信号,则将其中部分信息比特不经过编码再次通过信道发送给接收端,接收端则根据第一次接收到的编码比特和新接收到的信息比特重新译码;若译码结果依然不能通过CRC校验,则发送端接收到NACK信号后,将另一部分信息比特不经过编码再次通过信道发送给接收端,接收端再根据第一次接收到的编码比特、前一次接收到的信息比特和新接收到的信息比特重新译码;上述过程持续执行,直到发送端接收到ACK信号,或者发送次数达到预设的最大值时,才结束一次完整的传输过程;该方法包括下述操作步骤:

(1)根据需求及信道参数确定下述各项传输参数:传输目的是信号发送端在最大发送次数 T 以内,使用码长为 N_0 的极化码,将一个包含有CRC校验比特、长度为 K 的信息比特序列经由二进制输入无记忆信道 W 传输至信号接收端,且在 T 次发送次数内,总共允许发送的最大比特数为 Q ;其中,正整数 N_0 为2的幂,且 $N_0 \geq K$;极化编码所需的信息信道的序号集合为 $\mathcal{A}$;极化码编码比特序列经过凿孔后的比特序列长度为 M ,其凿孔位置指示序列为 p ,预备重复传输的信息比特对应的信道序号依次存储于一个长度为 $Q-M$ 的重传序号序列 r ;在第1次、第2次、……、第 T 次发送后,接收端接收到的总比特数依次为: $N_1, N_2, \dots, N_T, 0 \leq N_1 \leq N_2 \leq \dots \leq N_T \leq Q$;

(2)对传输序列进行编码和初始化:将长度为 K 的信息序列与收、发两端都预先已知的长度为 N_0-K 的固定比特序列根据信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 进行组合,构成一个长度为 N_0 的比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$,再将该比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$ 送入一个传统极化码编码器进行极化编码,并根据凿孔位置指示序列 p 进行凿孔后,得到 M 个比特 $v_{1:M}$;然后,将这些比特与根据重传序号序列 r 确定的 $Q-M$ 个重传信息比特 $z_{1:Q-M}$ 组合在一起,构成一个长度为 Q 的待发送序列 $x_{1:Q}$;其中, $z_k = u_{r_k}$,自然数下标 k 是重传信息比特向量中的元素序号,其最大值是 $Q-M$,且待发送序列长度 $x_{1:Q}$ 的前 M 个元素分别与 $v_{1:M}$ 相等,即 $x_{1:M} = v_{1:M}$,后 $Q-M$ 个元素分别与 $z_{1:Q-M}$ 相等,即 $x_{M+1:Q} = z_{1:Q-M}$;再设置发送次数计数器的初始值 $t=0$;

(3)发送比特序列:将发送次数计数器的值 t 加1后,判断 $t > T$ 是否成立,若是,则终止传输过程,宣告传输失败,结束该方法全部操作;否则,信号发送端按照下述方法发送一个比特序列:

若 $t=1$,则顺序发送待发送比特序列的前 N_1 个比特 $\mathbf{x}_{1:N_1}$;否则,顺序发送待发送比特序列的第 $N_{t-1}+1$ 到第 N_t 个比特,即 $\mathbf{x}_{(N_{t-1}+1):N_t}$;

(4)接收比特序列:信号接收端采用串行抵消译码算法对经过前 t 次传输从信道中总共接收到的信号序列 $\mathbf{y}_{1:N_t}$ 进行极化码译码,再对得到的译码比特序列进行CRC校验,并判断是否能够通过CRC校验;

若CRC校验失败,则接收端通过反馈链路发送一个NACK信号给发送端,返回执行步骤(3);

若CRC校验通过,则接收端通过反馈链路发送一个ACK信号给发送端,成功完成本次传输过程。

2.根据权利要求1所述的方法,其特征在于:所述步骤(1)中,预设的参数只有三个:信息序列长度K、最大传输次数T和传输的最大比特数Q,而包括极化码码长 N_0 、信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、经过凿孔后的比特序列长度M、凿孔位置指示序列p、重传序号序列r、以及每次传输后接收端接收到的总比特数 $N_1, N_2, \dots, N_T$ 的各项参数都是执行下述步骤得到的:

(11)初始化设置参数集合 $\mathcal{S}_{opt} = \emptyset$,最佳吞吐率 $\eta_{opt} = 0$,最优凿孔后的比特序列长度 $m_{opt} = 0$,其中, $\emptyset$ 表示空集;并初始化设置凿孔后的比特序列长度 $m = K$;

(12)根据信息序列长度K和凿孔后的比特序列长度m,计算得到长度为 $Q-m+1$ 的传输出错概率序列e,用于存储发送比特总数n在 $\{m, m+1, \dots, Q\}$ 中取值时,在串行抵消译码算法下传输出错的概率值;同时得到相应的信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列p和重传序号序列r;

(13)搜索并得到当信息序列长度为K、凿孔后的比特序列长度为m时的最佳配置参数集合S与最佳配置下的吞吐率估计值 η ;并判断 $\eta > \eta_{opt}$ 是否成立,若是,则执行后续步骤(14);否则,跳转执行步骤(15);

(14)记录并更新所配置的传输参数: $\mathcal{S}_{opt} = \mathcal{S}, \eta_{opt} = \eta, m_{opt} = m$;

(15)判断 $m < Q$ 是否成立,若是,则设置 $m = m+1$,然后返回执行步骤(12);否则,执行后续步骤(16);

(16)整理并输出最优配置方案的参数:将 $\mathcal{S}_{opt}$ 中的元素从小到大顺序排列,依次赋值给 $N_1, N_2, \dots, N_T$;再设置 $M = m_{opt}$ 和 $N_0 = 2^{\lceil \log_2 M \rceil}$,其中, $\lceil \cdot \rceil$ 表示向上取整操作。

3.根据权利要求2所述的方法,其特征在于,所述步骤(12)包括下列操作内容:

(121)根据凿孔后的比特序列长度m的值,采用传统凿孔极化编码方法,构造一个信息比特数为K、凿孔前码长为 $n_0 = 2^{\lceil \log_2 m \rceil}$ 、凿孔后码长为m的凿孔极化码,其中的信息信道的序号集合为 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列为p;再利用密度进化计算得到发送全零序列时,各个信息信道的接收信号的对数似然比LLR值的概率密度函数 $\mathbf{a}_{n_0}^{(i)}$,其中,括号中的上标i为信道序号,且满足 $i \in \mathcal{A}$;

(122)分别初始化设置传输出错概率序列e和重传信息比特对应的信道序列r为一个长度为 $Q-m+1$ 的全零序列和一个长度为 $Q-m$ 的全零序列,并令重传信息比特对应的信道序号 $k = 1$;

(123)对归属于信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 中的每个信道,分别计算其传输出错的概率 $q_i = 1 - \int_{-\infty}^0 \mathbf{a}_{n_0}^{(i)}(x) dx$,并更新传输出错概率序列 $e_k = \sum_{i \in \mathcal{A}} q_i$;

(124)找出当前最不可靠的信息信道,即从 $\mathcal{A}$ 中选出使得 q_i 值最大的信息信道序号i,再设置重传信息比特对应的信道序号 $r_k = i$,并更新该信道所对应的LLR的概率密度函数 $\mathbf{a}_{n_0}^{(i)} = \mathbf{a}_{n_0}^{(i)} \otimes \mathbf{a}$;其中,a为通过信道W传输比特0时,接收信号的LLR值的概率密度函数,运算 $\otimes$ 表示卷积;

(125)判断 $k < Q-m$ 是否成立,若成立,则设置 $k=k+1$ 后,返回执行步骤(123);否则,按照公式 $e_{Q-m+1} = \sum_{i \in \mathcal{A}} \left(1 - \int_{-\infty}^0 \mathbf{a}_{n_0}^{(i)}(x) dx\right)$ 设置传输出错概率序列中的最后一个元素,并记录得到的传输出错概率序列 e 、信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列 p 和重传序号序列 r 的数值,并结束计算过程。

4. 根据权利要求2所述的方法,其特征在于,所述步骤(13)中的搜索操作包括下列内容:

(131)初始化设置在信息序列长度为 K 、凿孔后序列长度为 m 时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S} = \emptyset$,最佳配置下的吞吐率估计值 $\eta = 0$,且传输次数序号 $l = 1$;

(132)设置一个临时集合 $\mathcal{T}_1 = \mathcal{S}$,并设置 $n = m$;

(133)判断 $n \in \mathcal{S}$ 是否成立,若成立,则跳转执行步骤(137);否则,执行后续步骤(134);

(134)设置临时集合 $\mathcal{T}_2 = \mathcal{S} \cup \{n\}$,然后将集合 $\mathcal{T}_2$ 中的元素从小到大顺序排列后,依次赋值给 $n_1, n_2, \dots, n_l$;

(135)根据传输出错概率序列 e ,计算当信息序列长度为 K 、凿孔后序列长度为 m 、最多进行1次传输、且每次传输后接收端收到的总比特数依次为 $n_1, n_2, \dots, n_l$ 时的吞吐率估计值

$$\rho = \frac{K \times (1 - e_{n_l-m+1})}{\sum_{t=1}^l n_t \times (e_{n_{t-1}-m+1} - e_{n_t-m+1}) + n_l \times e_{n_l-m+1}}$$
; 式中,自然数变量 t 为传输次数序号的临时数值,其最大值为1;

(136)判断 $\rho > \eta$ 是否成立,若是,则设置 $\mathcal{T}_1 = \mathcal{S} \cup \{n\}$,并记录 $\eta = \rho$;否则,直接执行步骤(137);

(137)判断 $n < Q$ 是否成立,若是,则设置 $n = n+1$,返回执行步骤(133);否则,执行步骤(138);

(138)记录 $\mathcal{S}$ 中元素个数为1时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S} = \mathcal{T}_1$ 及其对应的吞吐率估计值 η ;

(139)判断 $l < T$ 是否成立,若是,则设置 $l = l+1$,返回执行步骤(132);否则,结束该步骤(13)的搜索过程。

5. 根据权利要求1所述的方法,其特征在于,所述步骤(4)中,执行译码算法所需的路径度量计算操作包括下列内容:

(41)用序列 $\hat{\mathbf{u}}_{1:t}$ 表示某一条译码路径,且与传统的凿孔极化码的译码方法相同,根据第1次传输时的接收信号序列 $\mathbf{y}_{1:M}$ 及序号为 i 的极化子信道的信道转移函数 $W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \mathbf{u}_{1:i-1} | u_i)$ 计算条件概率 $P(\mathbf{y}_{1:M} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t}) = \frac{W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \hat{\mathbf{u}}_{1:t-1} | \hat{u}_t)}{2^{t-1}}$; 式中,转移函数 $W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \mathbf{u}_{1:i-1} | u_i)$ 为通过信道 $W_N^{(i)}$ 发送比特 u_i 时,接收信号为 $\mathbf{y}_{1:M}$ 与 $\mathbf{u}_{1:i-1}$ 的概率;

(42)根据第2次到第 t 次传输时得到的接收信号序列 $\mathbf{y}_{M+1:N_t}$ 与信道 W 的转移概率函数 $W(y|x)$,计算条件概率 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t})$; 其中,转移概率函数 $W(y|x)$ 为通过信道 W 发送比特 x 时,接

收信号为 y 的概率;

(43)按照公式 $P(\mathbf{y}_{1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) = P(\mathbf{y}_{1:M} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) \cdot P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i})$ 计算当发送信号为 $\hat{\mathbf{u}}_{1:i}$ 时接收信号为 $\mathbf{y}_{1:N_t}$ 的概率,并用该条件概率值表示长度为 i 的路径 $\hat{\mathbf{u}}_{1:i}$ 的路径度量。

6.根据权利要求5所述的方法,其特征在于,所述步骤(42)包括下列操作内容:

(421)初始化设置条件概率 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) = 1$,并设置序号偏置值 $j = 1$;

(422)判断 $r_j \leq i$ 是否成立,若成立,则 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) = P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) \cdot W(y_{M+j} | \hat{u}_{r_k})$;否则,

$$P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) = \frac{1}{2} \times P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i}) \times (W(y_{M+j} | 0) + W(y_{M+j} | 1));$$

(423)判断 $j < N_t - M$ 是否成立,若成立,则设置 $j = j + 1$,并返回执行步骤(422);否则,执行后续步骤(424);

(424)记录得到的 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:i})$ 值,并结束计算过程。

一种基于极化码的混合自动重传请求传输方法

技术领域

[0001] 本发明涉及一种基于极化码的混合自动重传请求传输方法,用于解决数字通信系统中由于传输信道对通信过程的干扰,使得传输数据出现错误的问题;确切地说,涉及一种采用极化码作为纠错编码的数字通信系统中,通过混合自动重传请求进行信号传输的方法。属于数字通信的信道编码技术领域。

背景技术

[0002] 极化码(Polar Codes)是2009年由E. Arıkan提出的一种被严格证明可以达到信道容量的构造性的信道编码方法。在进行极化编码之前,先要对 $N=2^n$ 个独立的二进制输入信道(或对同一个信道的先后N次使用,即一个信道的N个可用时隙),应用图1所示的信道极化的基本单元对二进制输入离散信道反复进行极化,其中的n为自然数。最基本的信道极化是对两个相同的未经极化的信道 $W: \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$ 进行单步极化操作,其中, $\mathcal{X}$ 是信道输入符号的集合(对于二进制输入信道, $\mathcal{X}$ 取值为 $\{0,1\}$), $\mathcal{Y}$ 是信道输出符号的集合。如图1所示,标记该极化信道的输入比特分别为 u_1 和 u_2 ,该两个输入比特通过一个模二加法器得到 x_1 ,另一方面将 u_2 直接赋值给 x_2 ,即 $x_1 = u_1 \oplus u_2$, $x_2 = u_2$, $\oplus$ 为模二加运算。再把 x_1 和 x_2 分别送入未经极化信道 W 后,得到的输出为 y_1 和 y_2 。从该信道极化基本单元的输入(u_1 和 u_2)和两个信道的输出(y_1 和 y_2)看,原本独立的两个未经极化的信道 W 被合并成一个两输入两输出的向量信道 $W_2: \mathcal{X}^2 \rightarrow \mathcal{Y}^2$,其中 $\mathcal{X}^2 = \mathcal{X} * \mathcal{X}$,运算符 $*$ 为笛卡尔积。该向量信道包含两个子信道 $W_2^{(1)}: \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y} * \mathcal{X}$ (输入为 u_1 、输出为 $y_1 y_2$)和 $W_2^{(2)}: \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$ (输入为 u_2 输出为 $y_1 y_2 u_1$),这两个子信道即是两个极化信道。经过该单步极化过程,从信道容量上看, $I(W_2^{(1)}) + I(W_2^{(2)}) = 2 \times I(W)$, $I(W_2^{(1)}) \leq I(W) \leq I(W_2^{(2)})$,其中 $I(\cdot)$ 表示求信道容量的函数。也就是说:单步极化后,在和容量保持不变的情况下,相比原本未经极化的信道,极化后的信道容量发生了偏离:一个增加,一个减少。如果对两组已经一次极化操作的信道,再在该两组互相独立的转移概率相同的极化信道之间,分别进行单步极化操作,该偏离会更加明显,称这一组单步极化操作为第二层极化操作,前一组单步极化操作被称为第一层极化操作。每多做一层极化操作,需要的信道数就会比原先多一倍。因此,对 $N=2^n$ 个信道进行完全的极化,共需要n层极化操作,且每一层极化操作包括了N次单步极化操作。如不加特殊说明,“对N个信道进行极化操作”是指完全极化。

[0003] 理论上已经证明,对接近无穷多个信道进行极化操作后,会出现一部分信道的容量为1(即通过其传输的比特一定会被正确接收),其余信道容量为0(即完全无法在其上可靠地传输比特)的现象,而容量为1的信道占全部信道的比例正好为原二进制输入离散信道的容量。

[0004] 图2所示是长度为N的信道极化装置的递归结构示意图,其中递归的最小单元(即 $N=1$ 时)为图1所示的基本单元。

[0005] 参见图3,介绍一个实用的信道极化装置的递归结构,长度为 N (对 N 个信道进行极化)的信道极化装置可以用长度为 $\frac{N}{2}$ 的信道极化装置作递归操作来表示,递归过程中的最小单元(即 $N=2$ 时)就是图1所示的基本单元。图2中的信道极化装置中有一个长度为 N 的比特反转交织器,其功能是:先将输入端的十进制序号 i 按二进制表示为 $(b_n b_{n-1} \cdots b_1)$,其中, $n = \log_2 N$,再将该二进制序列反序,得到 $(b_1 b_2 \cdots b_n)$,最后重新按十进制表示成 $\theta(i)$,作为输入序号 i 对应的输出序号。比特反转交织器的用处是将输入端序号为 i 的比特映射到序号 $\theta(i)$ 处。根据编码速率(R)对 N 个信道进行极化,并选取其中容量最大的 K 个信道(或者等价地,选取可靠性最高的 K 个信道,可靠性度量是采用密度进化(Density Evolution)工具或计算巴塔恰里亚(Bhattacharyya)参数得到的),以承载用于传输消息的比特,并称该部分比特为信息比特和称该部分信道为信息信道(其中 $K = \lfloor N \cdot R \rfloor$, $\lfloor \cdot \rfloor$ 为向下取整运算),其余未被选中的信道则传输一个约定的比特序列,称其为固定比特序列,并称该部分信道为固定信道(若信道对称,则可简单地传输全零序列),从而形成一个从承载信息的 K 个比特到最终送入信道的 N 个比特的映射关系,这样的一种映射关系即为极化码,其码长(编码后得到的二进制信号所包含的比特数)等于信道极化装置的长度 N 。

[0006] 由信息比特和固定比特组成的、送入信道极化装置的二进制信号序列 $(u_1, \cdots, u_N)$ 为编码码块(其顺序与其送入的极化信道的序号一致,即 u_i 送入 $W_N^{(i)}$,且序号 i 为1到 N 的正整数, $W_N^{(i)}$ 表示将 N 个信道 W 极化后得到的序号为 i 的极化信道)。编码码块经过信道极化装置后,得到的 $x_1 \cdots x_N$ 又通过 N 个独立信道 W ,接收到的信号序列为 $(y_1, \cdots, y_N)$ 。

[0007] 上述过程也可以等价地描述为:将序列 $u = (u_1, \cdots, u_N)$ 乘以矩阵 G_N ,即 $x = u \cdot G_N$,其中,矩阵 $G_N = B_N \cdot F_2^{\otimes n}$, $N \times N$ 的矩阵 B_N 为比特反序置换矩阵, $F_2 = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$ 的上标 $\otimes n$ 表示求 n 个 F_2 的克罗内克积。矩阵 B_N 是将一个 $N \times N$ 的单位方阵的各个行按照比特反序重排才得到的:对每一个序号 $i \in \{1, 2, \dots, N\}$, $(i-1)$ 的二进制表示为 $(b_n, b_{n-1}, \dots, b_1)$,找出一个 $j \in \{1, 2, \dots, N\}$ 使得 $(j-1)$ 的二进制表示为 $(b_1, b_2, \dots, b_n)$,令 B_N 的第 i 行等于 I_N 的第 j 行。

[0008] 如果极化码码长不为2的幂次。例如:假设码长 $M = 2^{\lceil \log_2 N \rceil}$,其中, $\lceil \cdot \rceil$ 为向上取整运算。需要先按照以上方法构造一个 N 维的信道极化变换。该变换需要 N 个独立信道,其中 M 个信道是通过对信道 W 的 M 次独立使用得到的,剩余的 $N-M$ 个为与 W 具有相同输入输出信号集、但信道容量为零的虚拟信道。虚拟信道的排列位置按照以下方法决定:先给定一个 N 维

的向量 q ,其中前 $N-M$ 个元素为1,后 M 个元素为0,即 $q = \left(\underbrace{1, \dots, 1}_{N-M \text{ 个}}, \underbrace{0, \dots, 0}_{M \text{ 个}} \right)$,然后,对该向量进行

比特反序重排,得到凿孔位置指示序列 $p = B_N \cdot q$ 。对序号 $i \in \{1, 2, \dots, N\}$,若 $p_i = 1$,则表示第 i 个独立信道为虚拟信道;否则,表示第 i 个独立信道为信道 W 的一次独立使用。进行了上述操作以后,与普通极化码一样,从得到的极化信道 $W_N^{(i)}$ 中选出最可靠的 K 个信道作为信息信道,用于承载信息比特;其余的信道,则设置为固定信道。通过这种方法得到的极化码称为凿孔极化码。

[0009] 凿孔极化编码过程也可以等价地描述成:将序列 $u=(u_1, \dots, u_N)$ 乘以矩阵 G_N ,即 $x=u \cdot G_N$,其中,矩阵 $G_N = B_N \cdot F_2^n$, B_N 为比特反序置换矩阵, $F_2 = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$, F_2^n 表示 n 个 F_2 的克罗内

克积。然后,将得到的向量 x 根据凿孔位置指示序列 p 进行凿孔,其中, $p_i=1$ 表示凿去比特 x_i , $p_i=0$ 表示保留比特 x_i ,得到最终的发送码字 $v=(v_1, \dots, v_M)$ 。

[0010] 在构造极化码时,对二进制删除信道以外的一般信道,都需要使用密度进化工具来计算极化信道的可靠度。下面简单介绍一下使用密度进化计算极化码可靠性的方法:

[0011] 假设发送的信息块为一个 K 长的全零序列,则其编码后的码字为一个 N 长的全零序列。经过信道传输,接收端可以根据接收到的序列 $(y_1 \dots y_N)$ 计算得到各个编码比特的对数似然比(LLR)的值。再用 $\mathbf{a}_N^{(i)}$ 表示第 i 个极化信道 $W_N^{(i)}$ 上当发送比特为零时,接收比特的LLR值的概率密度函数。利用极化码的结构, $\mathbf{a}_N^{(i)}$ 是按照以下方法递归计算得到:

$\mathbf{a}_N^{(i)} = \mathbf{a}_{N,1}^{(i)}$, $\mathbf{a}_{2k,j}^{(2i-1)} = \mathbf{a}_{k,2j-1}^{(i)} \oplus \mathbf{a}_{k,2j}^{(i)}$, $\mathbf{a}_{2k,j}^{(2i)} = \mathbf{a}_{k,2j-1}^{(i)} \otimes \mathbf{a}_{k,2j}^{(i)}$;其中,运算符 $\oplus$ 和 $\otimes$ 分别表示校验节点域卷积和变量节点域卷积。 $k = \frac{N}{2}, \frac{N}{4}, \dots, 1$ 。对应每一个 k 的取值,有 $i=1, 2, \dots, k$ 和 $j=1, 2, \dots, \frac{N}{2k}$ 。 $\mathbf{a}_{1,j}^{(1)}$ 对应第 j 个编码比特的LLR值的概率密度函数,其中 $j=1, 2, \dots, N$ 。

[0012] 给定一个二进制输入信道 W ,以及其在输入为比特零时输出LLR值的概率密度函数 a ,该信道的可靠度可以通过计算其传输出错概率进行评估,传输出错概率计算公式为:

$P(W) = 1 - \int_{-\infty}^0 \mathbf{a}(x) dx$ 。由此可以根据 $\mathbf{a}_{N,i}^{(i)}$ 得到各个极化信道 $W_N^{(i)}$ 的可靠性。

[0013] 在信号接收端,极化码译码器任务是根据接收信号序列 $(y_1, \dots, y_N)$ 得到发送比特序列 $(u_1, \dots, u_N)$ 的一组比特估计序列 $(\hat{u}_1, \dots, \hat{u}_N)$ 。对于凿孔极化码, $(y_1 \dots y_N)$ 中极化码可使用串行抵消SC(successive cancellation)算法,对编码码块中的每个比特按照序号 i 从1到 N 依次进行译码:

$\hat{u}_i = \begin{cases} u_i, & \text{当 } i \text{ 是一个固定比特位置时} \\ h_i(y_1 \dots y_N, \hat{u}_1 \dots \hat{u}_i), & \text{当 } i \text{ 是一个信息比特位置时} \end{cases}$;式中,信息比特

的判决函数为: $h_i(y_1 \dots y_N, \hat{u}_1 \dots \hat{u}_i) = \begin{cases} 0, & \text{如果 } \frac{P(y_1, \dots, y_N | \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1}, 0)}{P(y_1, \dots, y_N | \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1}, 1)} \geq 1 \\ 1, & \text{如果 } \frac{P(y_1, \dots, y_N | \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1}, 0)}{P(y_1, \dots, y_N | \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1}, 1)} < 1 \end{cases}$;其中,

$P(y_1, \dots, y_N | \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1}, \hat{u}_i) = \frac{1}{2} \cdot W_N^{(i)}(y_1, \dots, y_N, \hat{u}_1, \dots, \hat{u}_{i-1} | \hat{u}_i)$;函数 $W_N^{(i)}(y_1 \dots y_N, u_1 \dots u_{i-1} | u_i)$ 为序号为 i 的极化子信道 $W_N^{(i)}$ 的转移概率函数,表示发送信号 u_i 通过信道 $W_N^{(i)}$ 得到输出 $y_1 \dots y_N$ 和 $u_1 \dots u_{i-1}$ 的概率。

[0014] 串行抵消译码方法还可以描述为一个码树上的搜索过程(图3为一个简单示例)。串行抵消译码是在码树上逐步扩展,每次从两条候选路径选择其中具有相对大概率值的一

条,并在这条路径的基础上,继续进行下一步路径的扩展。

[0015] 作为串行抵消译码的一个改良型,串行抵消列表译码允许保留多条候选路径,而不是仅仅一条,以此扩大搜索范围,并减小在搜索过程中离开正确路径的概率。其具体方法是:将所有的候选路径与其对应的可靠性度量值都存储于一个列表中。该列表中的所有候选路径都被同步扩展,所以每次扩展后,该列表中的候选路径数量就会翻倍。接着,丢弃那些可靠性度量值较小的部分候选路径,以保证候选路径数始终不大于列表大小的一半。并在译码结束时,从表中找出可靠性度量值最大的那条路径,其对应的比特估计序列即为译码结果。

[0016] 串行抵消译码的另外一个改良为串行抵消堆栈译码。它是使用一个有序堆栈,用于存储候选路径,而不是列表。串行抵消堆栈译码的过程中,每次都只基于可靠性度量最大的那一条候选路径(位于堆栈栈顶)进行扩展。当出现栈顶路径到达码树的某一个叶子节点时,就停止译码过程,并且将该路径所对应的比特估计序列输出,作为译码结果。

[0017] 如果信息块包含了循环冗余信息,即信息块序列的循环冗余校验结果为全零序列,就可以使用循环冗余校验辅助的串行抵消列表/堆栈译码算法进行译码。采用这种译码方法,有限码长极化码的抗噪性能可以得到很大幅度的提高。

[0018] 在对系统延时不敏感的通信应用中,混合自动重传请求(HARQ)是一种常用的用以提高系统吞吐率的传输方法。

[0019] 其吞吐率的计算公式为:
$$\text{吞吐率} = \frac{\text{成功接收到的信息比特数}}{\text{实际发送的编码比特数}}。$$

[0020] 参见图4,介绍混合自动重传请求(HARQ)传输的一个简单示例:在传输某一个信息块时,发送端将信息块(发送序列1)编码后送入信道,如果接收端对接收到的信号进行译码后,发现传输失败(如无法通过循环冗余校验)。此时,接收端就会通过一个反馈链路传输一个不确认(NACK)消息给发送端,发送端就会将该信息块重新编码发送(发送序列2...T)。这个过程会一直持续到接收端正确译码,此时,接收端会发送一个确认(ACK)消息给发送端,从而完成该对信息块的传输。HARQ技术已经被广泛用于已有通信系统(如WCDMA、LTE等系统)中。

[0021] 本发明专利申请中,除非有特殊说明,统一使用小写的英文/希腊字母表示标量,如 x ;用花体大写的英文字母表示集合,如 $\mathcal{X}$;用粗体小写的英文/希腊字母表示向量(或等价的序列),如 $\mathbf{x}$;向量中的某一个元素,则采用与其同名的小写英文/希腊字母(非粗体)表示,并用下标标记该元素在向量中的序号,如向量 $\mathbf{x}$ 的第 i 个元素用符号 x_i 表示;向量 $\mathbf{x}$ 的一个子向量 $(x_i, x_{i+1}, \dots, x_{j-1}, x_j)$ 用符号 $\mathbf{x}_{i:j}$ 表示;用粗体大写的英文字母表示方阵,并用下标标记其大小,如 $\mathbf{X}_N$ 表示一个 $N \times N$ 的方阵。

[0022] 上述现有技术的缺点是:因为实用的编码系统的码长不可能无限长,而对于有限数量的信道进行极化操作后,仍会存在一部分传输性能不是特别好、也不是特别差的信道。所以,在现有的译码方法下,有限码长的极化码取得的抗噪性能并不理想。因此,直接将极化码应用于实际系统中,并不能获得非常理想的吞吐率。另一方面,已经应用于实际系统的HARQ系统大多是基于turbo码或者LDPC码的,受到码构造方法的限制,其码长的调节范围受限,从而导致系统吞吐率与信道容量仍然有较大的距离。

发明内容

[0023] 有鉴于此,本发明的目的是提供一种基于极化码的混合自动重传请求传输方法,以便能够大大提高采用极化码作为信道编码的通信系统的吞吐率,并提高比特正确译码的概率,从而使得本发明基于极化码的HARQ方案能够得到最大限度的优化。而且,本发明方法操作简便,特别适合应用于实际通信系统中,具有很好的实用化前景。

[0024] 为了达到上述目的,本发明提供了一种基于极化码的混合自动重传请求(HARQ)传输方法,其特征在于:信号发送端将准备发送的信息比特序列进行一次极化编码,得到的编码比特经过凿孔后,被送入信道进行传输;信号接收端对接收信号进行译码,并对译码结果进行循环冗余码(CRC)校验;若校验通过,则信号接收端经由反馈链路给发送端发送确认(ACK)信号;否则,给发送端发送非确认(NACK)信号;若发送端接收到NACK信号,则将其部分信息比特不经过编码再次通过信道发送给接收端,接收端则根据第一次接收到的编码比特和新接收到的信息比特重新译码;若译码结果依然不能通过CRC校验,则发送端接收到NACK信号后,将另一部分信息比特不经过编码再次通过信道发送给接收端,接收端再根据第一次接收到的编码比特、前一次接收到的信息比特和新接收到的信息比特重新译码;上述过程持续执行,直到发送端接收到ACK信号,或者发送次数达到预设的最大值时,才结束一次完整的传输过程;该方法包括下述操作步骤:

[0025] (1)根据需求及信道参数确定下述各项传输参数:传输目的是信号发送端在最大发送次数 T 以内,使用码长为 N_0 的极化码,将一个包含有CRC校验比特、长度为 K 的信息比特序列经由二进制输入无记忆信道 W 传输至信号接收端,且在 T 次发送次数内,总共允许发送的最大比特数为 Q ;其中,正整数 N_0 为2的幂,且 $N_0 \geq K$,极化编码所需的信息信道的序号集合为 $\mathcal{A}$;极化码编码比特序列经过凿孔后的比特序列长度为 M ,其凿孔位置指示序列为 p ,预备重复传输的信息比特对应的信道序号依次存储于一个长度为 $Q-M$ 的重传序号序列 r ;在第1次、第2次、……、第 T 次发送后,接收端接收到的总比特数依次为: $N_1, N_2, \dots, N_T, 0 \leq N_1 \leq N_2 \leq \dots \leq N_T \leq Q$;

[0026] (2)对传输序列进行编码和初始化:将长度为 K 的信息序列与收、发两端都预先已知的长度为 N_0-K 的固定比特序列根据信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 进行组合,构成一个长度为 N_0 的比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$,再将该比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$ 送入一个传统极化码编码器进行极化编码,并根据凿孔位置指示序列 p 进行凿孔后,得到 M 个比特 $\mathbf{v}_{1:M}$;然后,将这些比特与根据重传序号序列 r 确定的 $Q-M$ 个重传信息比特 $\mathbf{z}_{1:Q-M}$ 组合在一起,构成一个长度为 Q 的待发送序列 $\mathbf{x}_{1:Q}$;其中, $\mathbf{z}_k = \mathbf{u}_{r_k}$ 、自然数下标 k 是重传信息比特向量中的元素序号,其最大值是 $Q-M$,且待发送序列长度 $\mathbf{x}_{1:Q}$ 的前 M 个元素分别与 $\mathbf{v}_{1:M}$ 相等,即 $\mathbf{x}_{1:M} = \mathbf{v}_{1:M}$,后 $Q-M$ 个元素分别与 $\mathbf{z}_{1:Q-M}$ 相等,即 $\mathbf{x}_{M+1:Q} = \mathbf{z}_{1:Q-M}$;再设置发送次数计数器的初始值 $t=0$;

[0027] (3)发送比特序列:将发送次数计数器的值 t 加1后,判断 $t > T$ 是否成立,若是,则终止传输过程,宣告传输失败,结束该方法全部操作;否则,信号发送端按照下述方法发送一个比特序列:

[0028] 若 $t=1$,则顺序发送待发送比特序列的前 N_1 个比特 $\mathbf{x}_{1:N_1}$;否则,顺序发送待发送比特序列的第 $N_{t-1}+1$ 到第 N_t 个比特,即 $\mathbf{x}_{(N_{t-1}+1):N_t}$;

[0029] (4)接收比特序列:信号接收端采用串行抵消译码算法对经过前 t 次传输从信道中总共接收到的信号序列 $\mathbf{y}_{1:N_t}$ 进行极化码译码,再对得到的译码比特序列进行CRC校验,并判断是否能够通过CRC校验;

[0030] 若CRC校验失败,则接收端通过反馈链路发送一个NACK信号给发送端,返回执行步骤(3);

[0031] 若CRC校验通过,则接收端通过反馈链路发送一个ACK信号给发送端,成功完成本次传输过程。

[0032] 与现有技术相比较,本发明方法的创新优点是:本发明通过对部分信息信道承载的比特进行重传,提高了该部分比特正确译码的概率。本发明通过对极化码进行凿孔,并对部分信息比特进行重复传输的序列长度的进行调节,且调节步长仅仅为1比特,同时又可以准确地估计吞吐率,使得本发明基于极化码的HARQ方案能够得到最大限度地优化。再者,本发明方法是对普通极化码进行凿孔、重复传输等简单操作步骤实现的,操作简便,而且,极化码本身的编码、译码复杂度就非常低,从而使得本发明方法操作的整体复杂度与现有的各种传输系统有明显地降低。因此,本发明更适合于实际通信系统中的应用,具有很好的推广应用前景。

附图说明

[0033] 图1是信道极化的基本单元电路结构示意图。

[0034] 图2是长度为 N 的信道极化装置的递归结构示意图,其中递归的最小单元(即 $N=1$ 时)为图1所示的基本单元。

[0035] 图3是一个码长 $N=4$ 的极化码的码树示意图。图中的黑实线指示了一条串行抵消译码得到的路径,其对应的比特估计序列为(0110)。

[0036] 图4是混合自动重传请求(HARQ)传输示例的时序图。

[0037] 图5是本发明基于极化码的混合自动重复请求传输方法操作步骤流程图。

[0038] 图6是给定信息序列长度 K 、最大传输次数 T 和最多传输比特数 Q 后,最优传输参数配置的搜索流程图。

[0039] 图7是在给定的信息序列长度 K 、凿孔后的比特序列长度取值为 m 的条件下,传输出错概率序列 e 、信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列 p 与重传信息比特对应的信道序号序列 r 的配置流程图。

[0040] 图8是当信息序列长度为 K 、凿孔后序列长度为 m 时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S}$ 与最佳配置下的吞吐率估计值 η 的搜索流程图。

[0041] 图9是本发明方法的吞吐率估计值与仿真实例得到的实际值的比较图。

[0042] 图10是本发明方法与基于LDPC码及turbo码的HARQ方案比较图。

具体实施方式

[0043] 为使本发明的目的、技术方案和优点更加清楚,下面结合附图对本发明作进一步的详细描述。

[0044] 本发明基于凿孔极化码的混合自动重传请求(HARQ)传输方法的操作内容是:信号发送端将准备发送的信息比特序列进行一次极化编码,得到的编码比特经过凿孔后,被送

入信道进行传输;信号接收端对接收信号进行译码,并对译码结果进行循环冗余码(CRC)校验;若校验通过,则信号接收端经由反馈链路给发送端发送确认(ACK)信号;否则,给发送端发送非确认(NACK)信号;若发送端接收到NACK信号,则将其部分信息比特不经过编码、直接通过信道发送给接收端,接收端则根据第一次接收到的编码比特和新接收到的信息比特重新进行译码;若译码结果依然不能通过CRC校验,则发送端接收到NACK信号后,将另一部分信息比特不经过编码再次通过信道发送给接收端,接收端再根据第一次接收到的编码比特、前一次接收到的信息比特和新接收到的信息比特重新进行译码;上述过程持续执行,直到发送端接收到ACK信号,或者发送次数达到预设的最大值时,才结束一次完整的传输过程。该方法包括下述操作步骤:

[0045] 参见图5,介绍本发明方法的具体操作步骤:

[0046] 步骤1,根据需求及信道参数确定下述各项传输参数:传输目的是信号发送端在最大发送次数 T 以内,使用码长为 N_0 的极化码,将一个包含有CRC校验比特、长度为 K 的信息比特序列经由二进制输入无记忆信道 W 传输至信号接收端,且在 T 次发送次数内,总共允许发送的最大比特数为 Q ;其中,正整数 N_0 为2的幂,且 $N_0 \geq K$;极化编码所需的信息信道的序号集合为 $\mathcal{A}$;极化码编码比特序列经过凿孔后的比特序列长度为 M ,其凿孔位置指示序列为 p ,预备重复传输的信息比特对应的信道序号依次存储于一个长度为 $Q-M$ 的重传序号序列 r ;在第1次、第2次、……、第 T 次发送后,接收端接收到的总比特数依次为: $N_1, N_2, \dots, N_T, 0 \leq N_1 \leq N_2 \leq \dots \leq N_T \leq Q$ 。

[0047] 该步骤1中,预设的参数只有三个:信息序列长度 K 、最大传输次数 T 和传输的最大比特数 Q ,而其余的参数,包括极化码码长 N_0 、信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、经过凿孔后的比特序列长度 M 、凿孔位置指示序列 p 、重传序号序列 r 、以及每次传输后接收端接收到的总比特数 $N_1, N_2, \dots, N_T$ 的各项参数都是执行下述步骤计算得到的(参见图6所示的搜索流程):

[0048] (11)初始化设置参数集合 $\mathcal{S}_{opt} = \emptyset$,最佳吞吐率 $\eta_{opt} = 0$,最优凿孔后的比特序列长度 $m_{opt} = 0$,其中, $\emptyset$ 表示空集;并初始化设置凿孔后的比特序列长度 $m = K$ 。

[0049] (12)根据信息序列长度 K 和凿孔后的比特序列长度 m ,计算得到长度为 $Q-m+1$ 的传输出错概率序列 e ,用于存储发送比特总数 n 在 $\{m, m+1, \dots, Q\}$ 中取值时,在串行抵消译码算法下传输出错的概率值;同时得到相应的信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列 p 和重传信息比特对应的信道序号序列 r 。该步骤包括下列操作内容(参见图7所示):

[0050] (121)根据凿孔后的比特序列长度 m 的值,采用传统凿孔极化编码方法,构造一个信息比特数为 K 、凿孔前码长为 $n_0 = 2^{\lceil \log_2 m \rceil}$ 、凿孔后码长为 m 的凿孔极化码,其中,信息信道的序号集合为 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列为 p ;再利用密度进化计算得到发送全零序列时,各个信息信道的接收信号的对数似然比(LLR)值的概率密度函数 $\mathbf{a}_{n_0}^{(i)}$,其中,括号中的上标 i 为信道序号,且满足 $i \in \mathcal{A}$ 。

[0051] (122)分别初始化设置传输出错概率序列 e 和重传信息比特对应的信道序号序列 r 为一个长度为 $Q-m+1$ 的全零序列和一个长度为 $Q-m$ 的全零序列,并令重传信息比特对应的信道序号 $k=1$ 。

[0052] (123)对归属于信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 中的每个信道,分别计算其传输出错的概

率 $q_i = 1 - \int_{-\infty}^0 \mathbf{a}_{n_0}^{(i)}(x) dx$, 并更新传输出错概率序列 $e_k = \sum_{i \in \mathcal{A}} q_i$ 。

[0053] (124)找出当前最不可靠的信息信道,即从 $\mathcal{A}$ 中选出使得 q_i 值最大的信息信道序号 i ,再设置重传信息比特对应的信道序号 $r_k = i$,并更新该信道所对应的LLR的概率密度函数 $\mathbf{a}_{n_0}^{(i)} = \mathbf{a}_{n_0}^{(i)} \otimes \mathbf{a}$;其中, $\mathbf{a}$ 为通过信道 W 传输比特0时,接收信号的LLR值的概率密度函数,运算 $\otimes$ 表示卷积。

[0054] (125)判断 $k < Q - m$ 是否成立,若成立,则设置 $k = k + 1$ 后,返回执行步骤(123);否则,按照公式 $e_{Q-m+1} = \sum_{i \in \mathcal{A}} \left(1 - \int_{-\infty}^0 \mathbf{a}_{n_0}^{(i)}(x) dx\right)$ 设置传输出错概率序列中的最后一个元素,并记录得到的传输出错概率序列 e 、信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 、凿孔位置指示序列 p 和重传信息比特对应信道序号序列 r 的数值,并结束计算过程。

[0055] (13)搜索并得到当信息序列长度为 K 、凿孔后的比特序列长度为 m 时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S}$ 与最佳配置下的吞吐率估计值 η ;并判断 $\eta > \eta_{\text{opt}}$ 是否成立,若是,则执行后续步骤(14);否则,跳转执行步骤(15)。该步骤中的搜索操作包括下列内容(参见图8所示):

[0056] (131)初始化设置在信息序列长度为 K 、凿孔后序列长度为 m 时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S} = \emptyset$,最佳配置下的吞吐率估计值 $\eta = 0$,且传输次数序号 $l = 1$;

[0057] (132)设置一个临时集合 $\mathcal{T}_1 = \mathcal{S}$,并设置 $n = m$;

[0058] (133)判断 $n \in \mathcal{S}$ 是否成立,若成立,则跳转执行步骤(137);否则,执行后续步骤(134);

[0059] (134)设置临时集合 $\mathcal{T}_2 = \mathcal{S} \cup \{n\}$,然后将集合 $\mathcal{T}_2$ 中的元素从小到大顺序排列后,依次赋值给 $n_1, n_2, \dots, n_l$;

[0060] (135)根据传输出错概率序列 e ,计算当信息序列长度为 K 、凿孔后序列长度为 m 、最多进行 l 次传输、且每次传输后接收端收到的总比特数依次为 $n_1, n_2, \dots, n_l$ 时的吞吐率估计值

$\rho = \frac{K \times (1 - e_{n_l - m + 1})}{\sum_{t=1}^l n_t \times (e_{n_{t-1} - m + 1} - e_{n_t - m + 1}) + n_l \times e_{n_l - m + 1}}$;式中,自然数变量 t 为传输次数序号的临时

数值,其最大值为 l ;

[0061] (136)判断 $\rho > \eta$ 是否成立,若是,则设置 $\mathcal{T}_1 = \mathcal{S} \cup \{n\}$,并记录 $\eta = \rho$;否则,直接执行步骤(137);

[0062] (137)判断 $n < Q$ 是否成立,若是,则设置 $n = n + 1$,返回执行步骤(133);否则,执行步骤(138)。

[0063] (138)记录 $\mathcal{S}$ 中元素个数为 l 时的最佳配置参数集合 $\mathcal{S} = \mathcal{T}_1$ 及其对应的吞吐率估计值 η ;

[0064] (139)判断 $l < T$ 是否成立,若是,则设置 $l = l + 1$,返回执行步骤(132);否则,结束该步骤(13)的搜索过程。

[0065] (14)记录并更新所配置的传输参数: $\mathcal{S}_{\text{opt}} = \mathcal{S}, \eta_{\text{opt}} = \eta, m_{\text{opt}} = m$;

[0066] (15)判断 $m < Q$ 是否成立,若是,则设置 $m = m + 1$,然后返回执行步骤(12);否则,执行

后续步骤(16);

[0067] (16)整理并输出最优配置方案的参数:将 S_{opt} 中的元素从小到大顺序排列,依次赋值给 $N_1, N_2, \dots, N_T$;再设置 $M=m_{opt}$ 和 $N_0=2^{\lceil \log_2 M \rceil}$,其中, $\lceil \cdot \rceil$ 表示向上取整操作。

[0068] 步骤2,对传输序列进行编码和初始化:将长度为K的信息序列与收、发两端都预先已知的长度为 N_0-K 的固定比特序列根据信息信道的序号集合 $\mathcal{A}$ 进行组合,构成一个长度为 N_0 的比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$;再将该比特序列 $\mathbf{u}_{1:N_0}$ 送入一个传统极化码编码器进行极化编码,并根据凿孔位置指示序列 p 进行凿孔后,得到M个比特 $v_{1:M}$;然后,将这些比特与根据重传序号序列 r 确定的Q-M个重传信息比特 $z_{1:Q-M}$ 组合在一起,构成一个长度为Q的待发送序列 $x_{1:Q}$;其中, $z_k = u_{i_k}$,自然数下标k是重传信息比特向量中的元素序号,其最大值是Q-M,且待发送序列长度 $x_{1:Q}$ 的前M个元素分别与 $v_{1:M}$ 相等,即 $x_{1:M} = v_{1:M}$,后Q-M个元素分别与 $z_{1:Q-M}$ 相等,即 $x_{M+1:Q} = z_{1:Q-M}$;再设置发送次数计数器的初始值 $t=0$ 。

[0069] 步骤3,发送比特序列:将发送次数计数器的值 t 加1后,判断 $t > T$ 是否成立,若是,则终止传输过程,宣告传输失败,结束该方法全部操作;否则,信号发送端按照下述方法发送一个比特序列:

[0070] 若 $t=1$,则顺序发送待发送比特序列的前 N_1 个比特 $\mathbf{x}_{1:N_1}$;否则,顺序发送待发送比特序列的第 $N_{t-1}+1$ 到第 N_t 个比特,即 $\mathbf{x}_{(N_{t-1}+1):N_t}$ 。

[0071] 步骤4,接收比特序列:信号接收端采用串行抵消译码算法对经过前 t 次传输从信道中总共接收到的信号序列 $\mathbf{y}_{1:N_t}$ 进行极化码译码,再对得到的译码比特序列进行CRC校验,并判断是否能够通过CRC校验;

[0072] 若CRC校验失败,则接收端通过反馈链路发送一个NACK信号给发送端,返回执行步骤3;

[0073] 若CRC校验通过,则接收端通过反馈链路发送一个ACK信号给发送端,成功完成本次传输过程。

[0074] 该步骤4中,执行译码算法所需的路径度量计算操作包括下列内容:

[0075] (41)用序列 $\hat{\mathbf{u}}_{1:t}$ 表示某一条译码路径,且与传统的凿孔极化码的译码方法相同,根据第1次传输时的接收信号序列 $\mathbf{y}_{1:M}$ 及序号为 i 的极化子信道的信道转移函数

$W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \mathbf{u}_{1:t-1} | u_i)$ 计算条件概率 $P(\mathbf{y}_{1:M} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t}) = \frac{W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \hat{\mathbf{u}}_{1:t-1} | u_i)}{2^{t-1}}$; 式中,转移函数

$W_N^{(i)}(\mathbf{y}_{1:M}, \mathbf{u}_{1:t-1} | u_i)$ 为通过信道 $W_N^{(i)}$ 发送比特 u_i 时,接收信号为 $\mathbf{y}_{1:M}$ 与 $\mathbf{u}_{1:t-1}$ 的概率。

[0076] (42)根据第2次到第 t 次传输时得到的接收信号序列 $\mathbf{y}_{M+1:N_t}$ 与信道 W 的转移概率函数 $W(y|x)$,计算条件概率 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t})$;其中,转移概率函数 $W(y|x)$ 为通过信道 W 发送比特 x 时,接收信号为 y 的概率。该步骤包括下列操作内容:

[0077] (421)初始化设置条件概率 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t})=1$,并设置序号偏置值 $j=1$ 。

[0078] (422)判断 $r_j \leq i$ 是否成立,若成立,则 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t}) = P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1:t}) \cdot W(y_{M+j} | \hat{u}_{r_j})$;

否则, $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1i}) = \frac{1}{2} \times P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1i}) \times (W(y_{M+j} | 0) + W(y_{M+j} | 1))$ 。

[0079] (423)判断 $j < N_t - M$ 是否成立, 若成立, 则设置 $j = j + 1$, 并返回执行步骤(422); 否则, 执行后续步骤(424)。

[0080] (424)记录得到的 $P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1i})$ 值, 并结束计算过程。

[0081] (43)按照公式 $P(\mathbf{y}_{1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1i}) = P(\mathbf{y}_{1:M} | \hat{\mathbf{u}}_{1i}) \cdot P(\mathbf{y}_{M+1:N_t} | \hat{\mathbf{u}}_{1i})$ 计算当发送信号为 $\hat{\mathbf{u}}_{1i}$ 时接收信号为 $\mathbf{y}_{1:N_t}$ 的概率, 并用该条件概率值表示长度为 i 的路径 $\hat{\mathbf{u}}_{1i}$ 的路径度量。

[0082] 本发明已经进行了多次仿真实例的实验和模拟使用, 下面就仿真实例的试验结果, 详细介绍本发明的实施过程及性能分析:

[0083] 1. 吞吐率估计值与实际值的比较

[0084] 在二进制输入加性白高斯噪声(BAWGN)信道下, 以符号信噪比 $\text{SNR} = \{-3.0, 0.0, 3.0\}$ dB、信息序列长度 $K = 1024$ 、极化码编码输出凿孔后序列长度 M 分别等于 $\{2656, 1640, 1184\}$ 为实施例的试验参数, 通过仿真比较吞吐率估计值与实际值的差别, 每次重传30比特, 即 $N_{t+1} - N_t = 30$, $N_1 = M$ 时, 仿真量至少为1000000个信息块。计算及仿真结果如图9所示。

[0085] 可以看到, 发送估计值是实际值的一个非常准确的下界。因此, 用这样的估计值去进行传输方案参数配置的选择, 可以达到非常好的优化效果。

[0086] 2. 与基于LDPC码及turbo码的HARQ方案比较

[0087] 在二进制输入加性白高斯噪声(BAWGN)信道下, 信息序列长度 $K = 1024$, 最大传输次数 $T = 6$, 最大传输比特数 $Q = 16384$ 。搜索得到传输参数配置如下表1所示, 采用串行抵消译码算法, 吞吐率曲线如图10所示。

[0088] 表1搜索得到的最优传输参数配置

[0089]

SNR(dB)	M	N ₁	N ₂	N ₃	N ₄	N ₅	N ₆
-4.0	3262	3262	3348	3477	3666	3940	4874
-3.0	2729	2729	2800	2906	3059	3283	4033
-2.0	2272	2272	2326	2410	2531	2713	3322
-1.0	1922	1922	1961	2026	2121	2263	2739
-0.0	1665	1665	1699	1752	1829	1949	2351
1.0	1472	1472	1497	1536	1599	1693	2014
2.0	1310	1310	1332	1363	1410	1482	1741
3.0	1200	1200	1217	1241	1276	1335	1540
4.0	1120	1120	1133	1150	1172	1218	1375
5.0	1059	1059	1064	1075	1089	1121	1227
6.0	1036	1036	1041	1048	1057	1076	1144
7.0	1027	1027	1029	1032	1038	1050	1099
8.0	1024	1024	1025	1027	1030	1036	1063
9.0	1024	1024	1025	1027	1029	1032	1047
10.0	1024	1024	1025	1026	1027	1029	1036

[0090] 参见图10所示的本发明方案与基于LDPC码及turbo码的HARQ方案比较图,从吞吐率的比较曲线可以看到:本发明方法能够与目前已知的采用LDPC或Turbo码的最好技术方案获得几乎相当的吞吐率,在中、高信噪比条件下,甚至能获得更好的吞吐率。另外,由于接收端采用低复杂度的串行抵消译码算法,并且重传比特的选择规则简单,其构造和接收复杂度都要远远低于基于LDPC和Turbo码的方案。

[0091] 以上所述仅为本发明的较佳实施例而已,并不用以限制本发明,凡在本发明的精神和原则之内,所做的任何修改、等同替换、改进等,均应包含在本发明保护的范围之内。

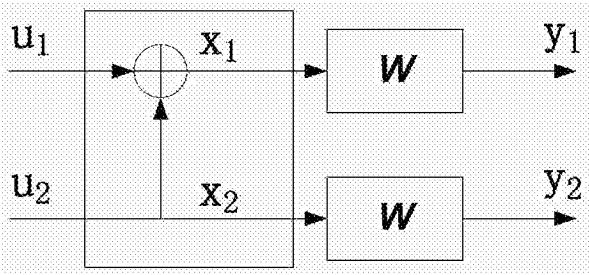


图1

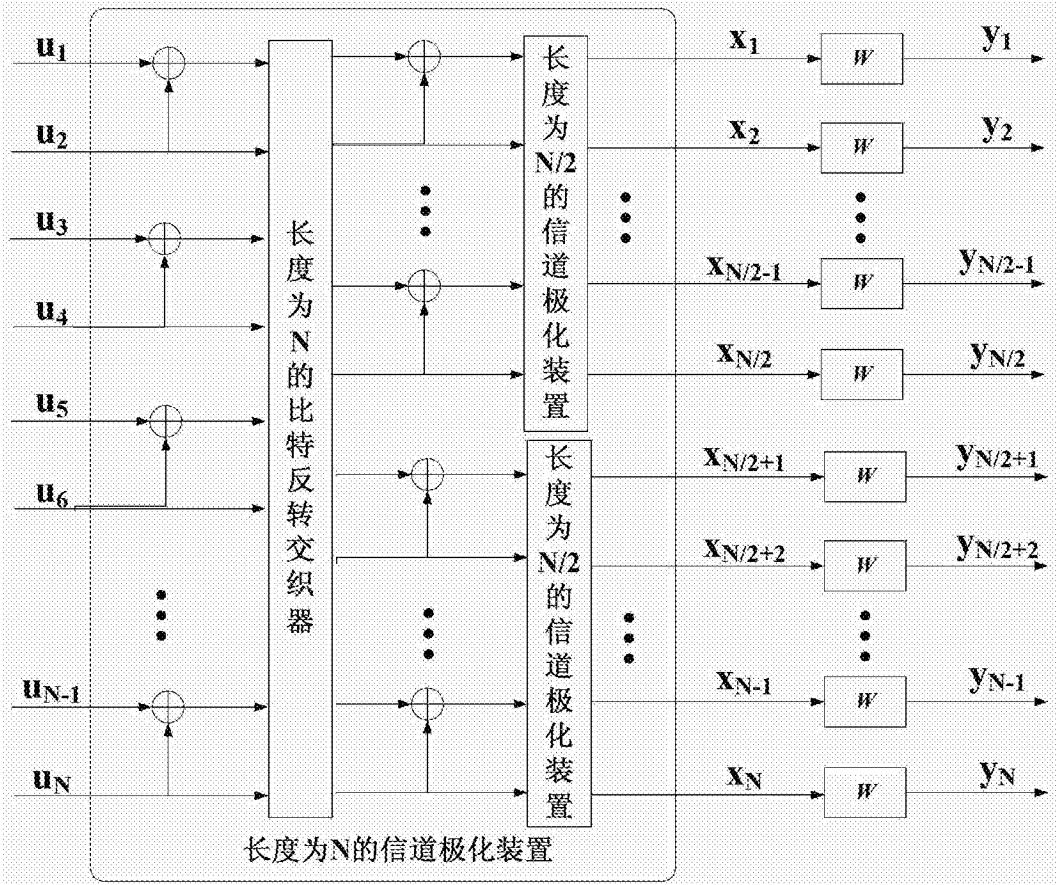


图2

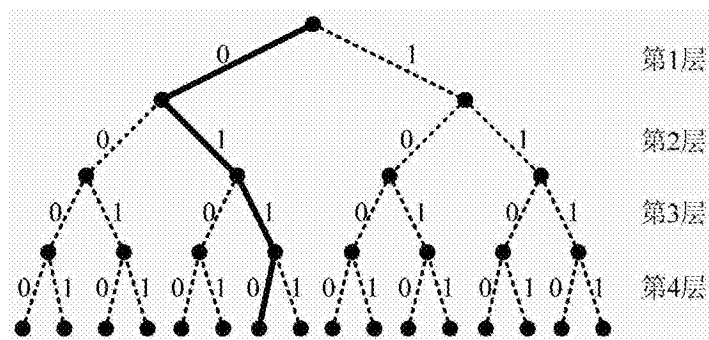


图3

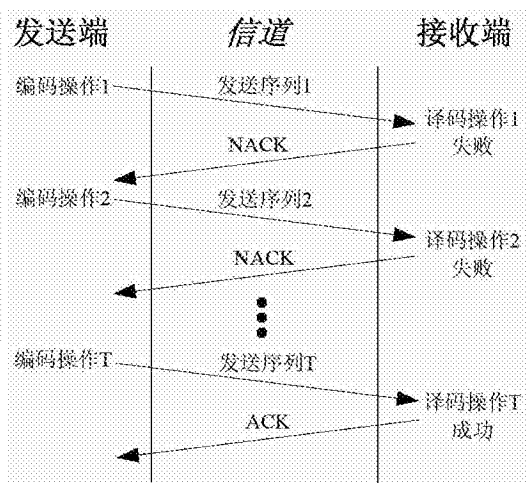


图4

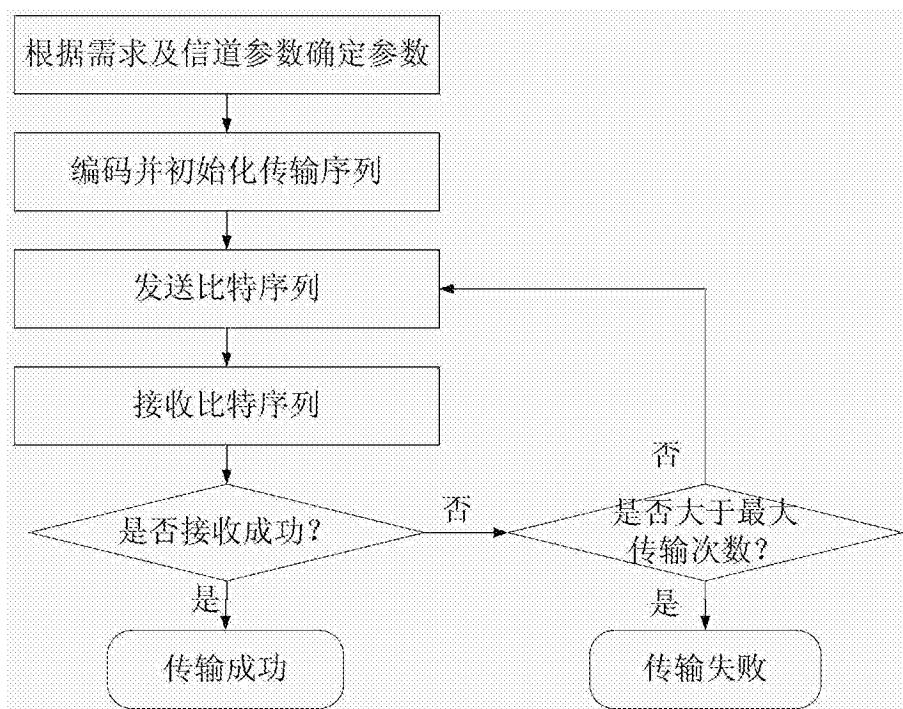


图5

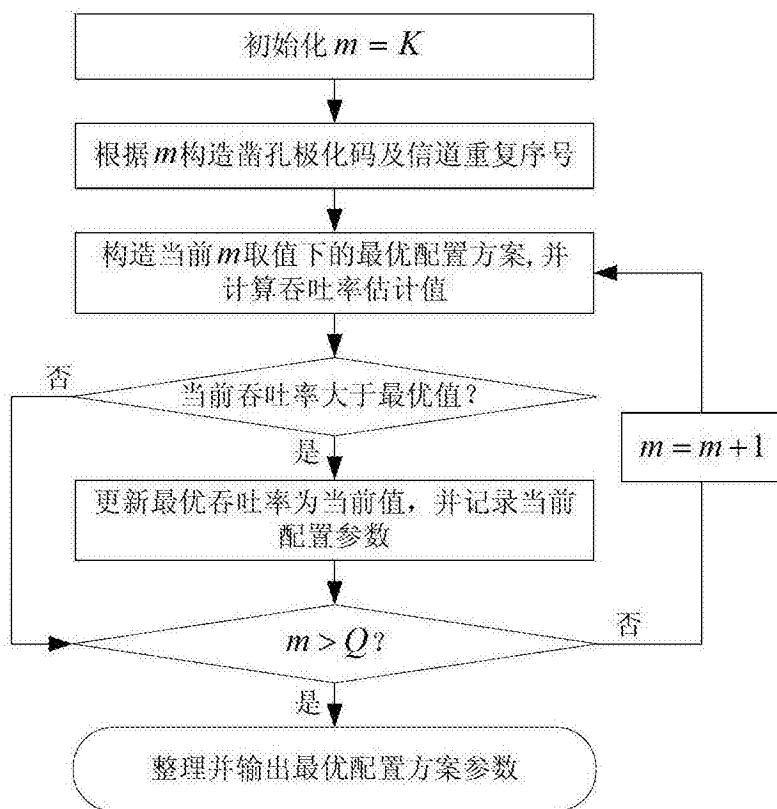


图6

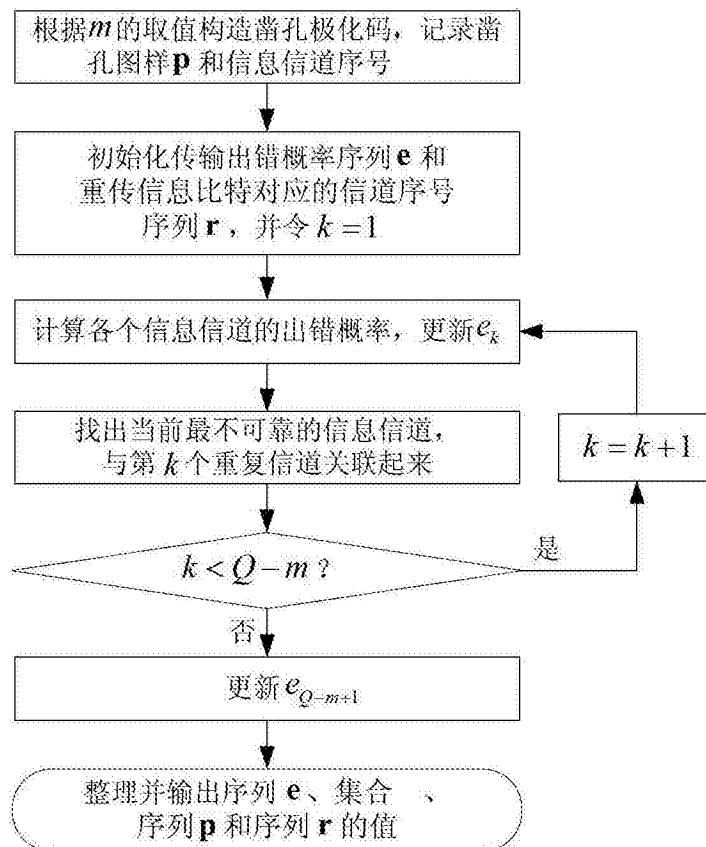


图7

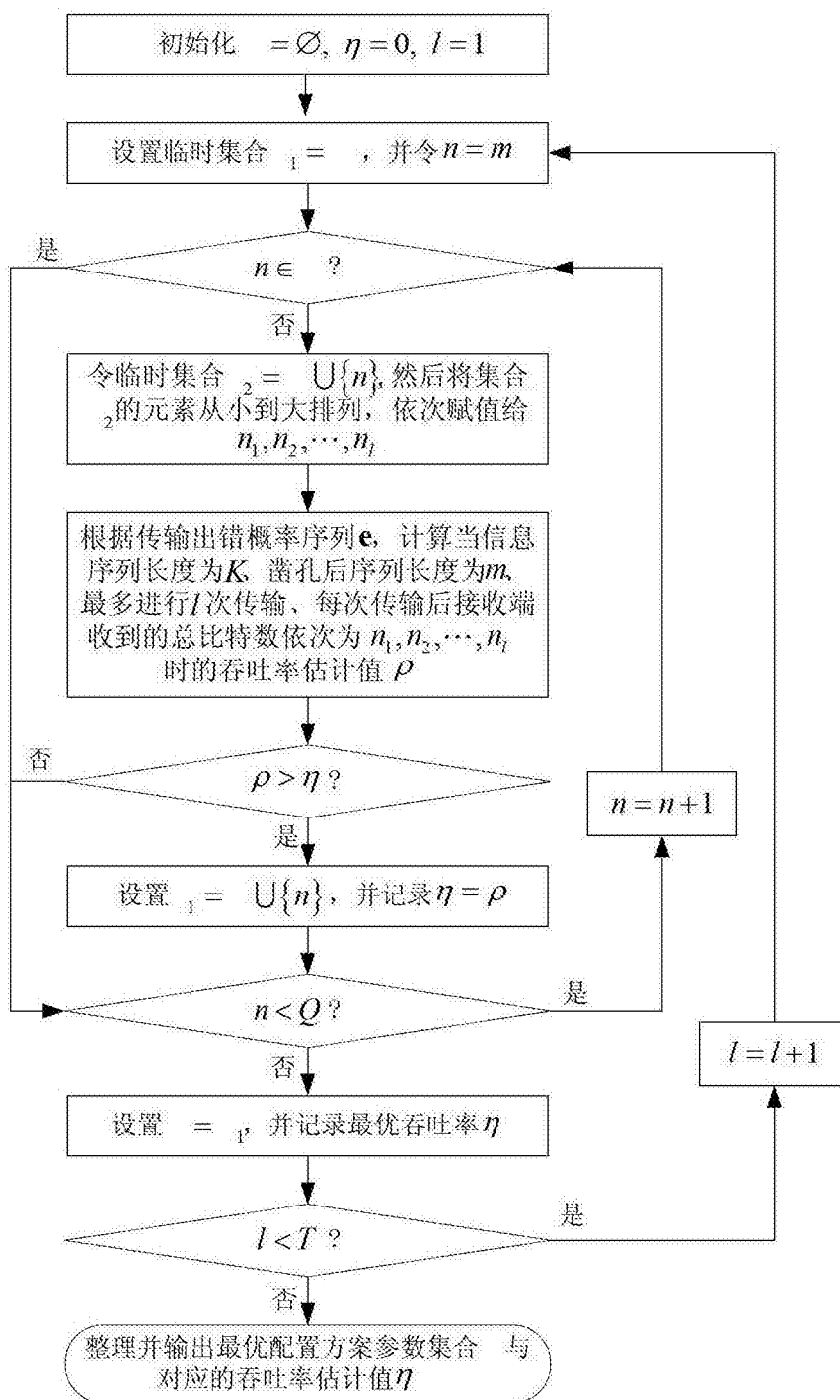


图8

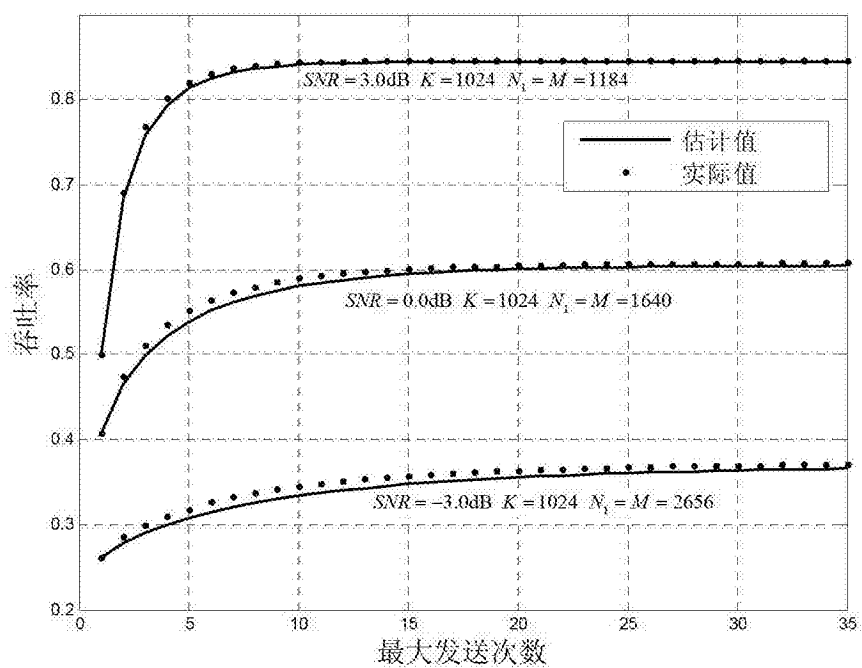


图9

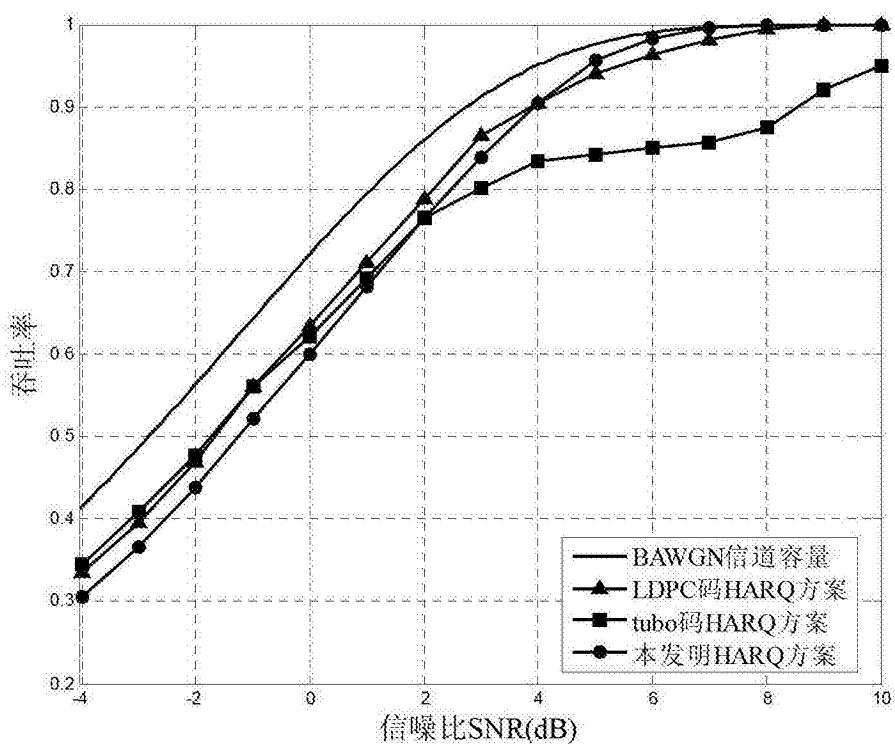


图10