(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2017년01월25일
(11) 등록번호 10-1699749
(24) 등록일자 2017년01월19일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)
H03M 13/11 (2006.01)
(52) CPC특허분류
H03M 13/1111 (2013.01)
(21) 출원번호 10-2015-0140465
(22) 출원일자 2015년10월06일
심사청구일자 2015년10월06일
(56) 선행기술조사문헌
KR1020100068146 A*
유한한 길이에서 성능이 향상된 BP 극 복호기 (디지털산업정보학회 논문지, 2015년 9월)*
*는 심사관에 의하여 인용된 문헌

(73) 특허권자
조선대학교산학협력단
광주광역시 동구 필문대로 309 (서석동)
(72) 발명자
최광석
경기도 성남시 분당구 중앙공원로 53 한신아파트 112-1603
(74) 대리인
김견수

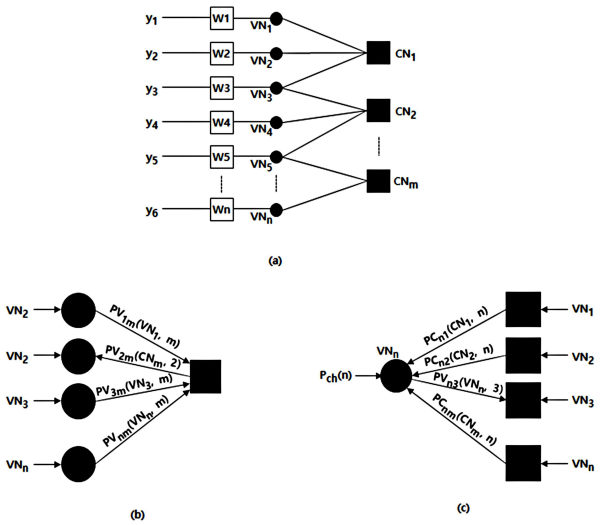
전체 청구항 수 : 총 10 항 심사관 : 조춘근

(54) 발명의 명칭 **짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법 및 그 장치**

(57) 요 약

본 발명은 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법 및 그 장치에 관한 것으로, BP 복호기를 극 부호의 패리티 체크 행렬에서 실행하고 변수노드에 이전 메시지를 곱하여 상기 변수노드를 업데이트함으로써, 전파된 메시지의 신뢰성을 향상시키고, 복잡도를 증가시키지 않고도 효과적인 복호화를 수행할 수 있는 복호 방법 및 그 장치에 관한 것이다.

대 표 도 - 도2



이 발명을 지원한 국가연구개발사업
과제고유번호 1711026879
부처명 미래창조과학부
연구관리전문기관 정보통신산업진흥원
연구사업명 정보통신기술인력양성
연구과제명 상황인지 임베디드 IoT 시스템 개발
기 여 율 1/1
주관기관 조선대학교 산학협력단
연구기간 2015.03.01 ~ 2015.12.31

명 세 서

청구범위

청구항 1

전송된 부호워드가 수신되면 채널 확률을 계산하고 상기 계산된 채널 확률을 변수노드에 할당하여 전송채널을 초기화하는 단계;

체크노드가 변수노드로부터 메시지를 수신한 후, 메시지를 계산하고 변수노드로 전송하는 것을 포함하는 체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계;

변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계; 및

복호화 단계;를 포함하며,

상기 변수노드와 연결된 각 체크노드는 메시지를 [수학식 3]에 따라 계산하며,

상기 복호화는 극 부호의 패리티 체크 행렬에 기반을 둔 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

[수학식 3]

$$PC_{nm}(\alpha)=\beta\sum_{m'}\prod_{m'}PV_{nm}$$
$$(m'=1,2,\ldots,m \text{ and } m'\neq m)$$

여기서 n, m 및 m'은 양의 정수이고, α는 0 또는 1의 값을 가지며, β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이고, PC와 PV는 각각 외부 확률(extrinsic probability)과 선험 확률(apriori probability)을 나타낸다.

청구항 2

청구항 1에 있어서,

상기 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법은,

상기 전송된 부호워드가 수신기에 수신되면 BP 복호기가 복호화를 수행하는 방법이며,

상기 초기화하는 단계에서, 채널 확률은, [수학식 2]에 따라 계산되는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

[수학식 2]

$$P_{ch}(x_n|y_n)=1/(1+e^{2y_n/\sigma^2})$$

여기서 x_n은 상기 수신기에서 수신되는 전송된 부호워드이고, y_n은 노이즈에 의해 변질되어 상기 수신기에 수신되는 수신 벡터이고, 상기 $\sigma^2=N/2$ 는 AWGN 채널의 분산을 나타낸다.

청구항 3

청구항 1에 있어서,

상기 BP 복호 방법은,

Tanner graph에 기반하여 패리티 체크를 수행하는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

청구항 4

청구항 1에 있어서,

상기 복호화 단계는,

$$\hat{y}_n = \begin{cases} 0 & if\ PV_{nm}(0) > PV_{nm}(1) \\ 1 & otherwise \end{cases}$$

각각의 부호워드를 에 의해서 평가한 후, 상기 평가한 부호워드에

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

대해서 $\mathbf{H}.\hat{y}_n = 0$ 인지를 체크(여기서 H는 패리티 체크 행렬이고, 임)하고,

상기 체크한 결과가 참이면 올바른 부호워드가 복호되었다고 판단하고,

상기 체크한 결과가 거짓이면 올바른 부호워드가 복호될 때까지 또는 최대 반복 횟수에 도달할 때까지 복호화를 위한 과정을 반복하는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

청구항 5

전송된 부호워드가 수신되면 채널 확률을 계산하고 상기 계산된 채널 확률을 변수노드에 할당하여 전송채널을 초기화하는 단계;

체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계;

상기 변수노드는 상기 체크노드에서 메시지를 수신한 후, 메시지를 계산하고 상기 변수노드를 업데이트하는 것을 포함하는 변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계; 및

복호화 단계;를 포함하며,

상기 업데이트는, 두 번째 반복부터 상기 변수노드의 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것을 포함하며, 상기 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것은, [수학식 5]에 따라 수행되며,

상기 복호화는 극 부호의 패리티 체크 행렬에 기반을 둔 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

[수학식 5]

$$PV_{nm}(a) = \beta \cdot PV_{nm(previous)} \prod_{n'} PV_{nm}$$
$$(n' = 1, 2, \ldots, n \text{ and } n' \neq n)$$

여기서 n, n' 및 m은 양의 정수이고, α는 0 또는 1의 값을 가지며, β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이고, PC와 PV는 각각 외부 확률(extrinsic probability)과 선험 확률(apriori probability)을 나타낸다.

청구항 6

청구항 5에 있어서,

상기 BP 복호 방법은,

Tanner graph에 기반하여 패리티 체크를 수행하는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

청구항 7

청구항 5에 있어서,

상기 복호화 단계는,

$$\hat{y}_n = \begin{cases} 0 & if\ PV_{nm}(0) > PV_{nm}(1) \\ 1 & otherwise \end{cases}$$

각각의 부호워드를 에 의해서 평가한 후, 상기 평가한 부호워드에

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

대해서 $\mathbf{H}.\hat{y}_n = 0$ 인지를 체크(여기서 H는 패리티 체크 행렬이고, 임)하고,

상기 체크한 결과가 참이면 올바른 부호워드가 복호되었다고 판단하고,

상기 체크한 결과가 거짓이면 올바른 부호워드가 복호될 때까지 또는 최대 반복 횟수에 도달할 때까지 복호화를 위한 과정을 반복하는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법.

청구항 8

전송된 부호워드가 수신되면 채널 확률을 계산하고 상기 계산된 채널 확률을 변수노드에 할당하여 전송채널을 초기화하는 초기화 수단;

체크노드와 변수노드 사이에서 메시지를 송수신하는 메시지 송수신 수단; 및

부호워드를 복호화하는 복호화 수단;을 포함하며,

상기 메시지 송수신 수단은, 체크노드가 변수노드로부터 메시지를 수신한 후 메시지를 계산하고 변수노드로 전송하며, 상기 변수노드는 상기 체크노드에서 메시지를 수신한 후 메시지를 계산하고 상기 변수노드를 업데이트하는 것을 포함하며,

상기 변수노드와 연결된 각 체크노드는 메시지를 [수학식 3]에 따라 계산하며,

상기 업데이트는, 두 번째 반복부터 상기 변수노드의 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것을 포함하며, 상기 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것은, [수학식 5]에 따라 수행되며,

상기 복호화는 극 부호의 패리티 체크 행렬에 기반을 둔 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치.

[수학식 3]

$$PC_{nm}(\alpha) = \beta \sum_{m'} \prod_{m'} PV_{nm}$$
$$(m' = 1, 2, \ldots, m \text{ and } m' \neq m)$$

[수학식 5]

$$PV_{nm}(a) = \beta \cdot PV_{nm(previous)} \prod_{n'} PV_{nm}$$
$$(n' = 1, 2, \ldots, n \text{ and } n' \neq n)$$

여기서 n, m 및 m'은 양의 정수이고, α는 0 또는 1의 값을 가지며, β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이고, PC와 PV는 각각 외부 확률(extrinsic probability)과 선험 확률(apriori probability)을 나타낸다.

청구항 9

청구항 8에 있어서,

상기 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치는,

상기 전송된 부호워드가 수신기에 수신되면 BP 복호기가 복호화를 수행하는 것을 포함한 장치이며,

상기 초기화 수단에서, 채널 확률은, [수학식 2]에 따라 계산되는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치.

[수학식 2]

$$P_{ch}(x_n|y_n)=1/(1+e^{2y_n/\sigma^2})$$

여기서 x_n은 상기 수신기에서 수신되는 전송된 부호워드이고, y_n은 노이즈에 의해 변질되어 상기 수신기에 수신되는 수신 벡터이고, 상기 $\sigma^2=N/2$ 는 AWGN 채널의 분산을 나타낸다.

청구항 10

청구항 8에 있어서,

상기 복호화는,

각각의 부호워드를 $\hat{y}_n=\begin{cases}0 & if\ PV_{nm}(0) > PV_{nm}(1)\\ 1 & otherwise\end{cases}$ 에 의해서 평가한 후, 상기 평가한 부호워드에 대해서 $\mathbf{H}.\hat{y}_n=0$ 인지를 체크(여기서 H는 패리티 체크 행렬이고, $\mathbf{H}=\begin{bmatrix}0&1&0&1\\0&0&1&1\\1&1&1&1\end{bmatrix}$ 임)하고,

상기 체크한 결과가 참이면 올바른 부호워드가 복호되었다고 판단하고,

상기 체크한 결과가 거짓이면 올바른 부호워드가 복호될 때까지 또는 최대 반복 횟수에 도달할 때까지 복호화를 위한 과정을 반복하는 것을 특징으로 하는 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치.

발명의 설명

기 술 분 야

[0001] 본 발명은 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법 및 그 장치에 관한 것으로, 더욱 상세하게는 종래의 BP 복호 방법과는 달리 BP 복호기를 극 부호의 패리티 체크 행렬에서 실행하고 변수노드에 이전 메시지를 곱하여 상기 변수노드를 업데이트함으로써, 전파된 메시지의 신뢰성을 향상시키고, 복잡도를 증가시키지 않고도 효과적인 복호화를 수행할 수 있는 복호 방법 및 그 장치에 관한 것이다.

배 경 기 술

[0002] 극 부호(Polar codes)는 E. Arikan에 의해 처음 도입된 부호로써, 낮은 복호화 복잡도를 가지며, 여러 개의 채널을 결합한 후 적절하게 분리하였을 때 발생하는 채널 양극화 현상(Channel Polarization)을 이용하여, 이산 비 기억 채널(Discrete memory-less channels)을 위한 샤논(Shannon)의 캐패시티(Capacity)를 달성하는 것이 이론적으로 증명된 최초의 채널 부호이다("E. Arikan, "Channel polarization: A method for constructing capacity achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels," IEEE Trans. Inf. Theory, vol. 55, no. 7, Jul. 2009, pp. 3051-3073." 참고).

[0003] 극 부호를 위한 암호기와 복호기는 부호의 블록 길이가 N일 때, O(NlogN)의 복잡도로 시행되며, 상기 복잡도는 SC(Successive Cancellation)복호 방법을 사용하여 달성될 수 있다.

[0004] 하지만 유한한 부호의 블록 길이 N을 가지는 상기 극 부호는, LDPC(Low-Density Parity-Check)부호나 터보(Turbo)부호와 같은 부호화 방법들보다 성능의 열화를 보이는 문제점이 있다("E. Arikan, and E. Telatar, "On the rate of channel polarization,"IEEE Int. Symp. Inform. Theory, Seoul, Korea, 2009, pp. 1493-1495." 및 "S.B. Korada, E. Sasoglu, R. Urbanke, "Polar Codes: Characterization of Exponent, Bounds, and

Constructions" IEEE Transactions on Information Theory, vol. 56, no. 12, 2010, pp. 6253-6264."참고).

[0005] 이에 따라 상기 성능의 차이를 극복하기 위해 많은 연구원들이 상기 극 부호의 다양한 복호방법을 제안해왔다.

[0006] 우선 I. Tal과 A. Vardy는, SC 복호기를 일반화하고, SCL(Successive-Cancellation List, SCL) 복호기를 제안하였고, 상기 SCL 복호기의 성능이 ML(Maximum-Likelihood) 복호법과 가깝다는 것을 보여주었다("I. Tal, A. Vardy, "List Decoding of Polar Codes" Proceedings of the IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT '11), St Petersburg, Russia, Aug 2011, pp. 1-5." 참고).

[0007] 다만 상기 SCL 복호기는 L개의 부호어 후보를 생성하여 이 중 전송된 부호어를 추정하는 복호기로써, 상기 SC 복호기보다 향상된 성능을 보이지만, 유한한 N을 가지는 극 부호에서의 복호 성능에 있어, 에러 플로어(Error Floor)가 발생하는 문제점이 있다.

[0008] 또한 K. Niu와 K. Chen는, 상기 SC 복호기의 시간과 공간 복잡도를 향상시키기 위해 SCS(Successive-Cancellation Stack) 복호 방법을 제안하였으며("K. Niu and K. Chen, "Stack decoding of polar codes" IEEE Electronics Letters, vol. 48, no. 12, 2012." 참고), K. Niu, K. Chen 및 Jiaru Lin에 의해 제안된 SCH(Successive-Cancellation Hybrid)는 상기 SCL과 SC의 특징을 결합하여, 허용 가능한 복잡도와 함께 상기 ML 복호법의 성능에 접근시켰다("K. Niu, K. Chen, Jiaru Lin, "Improved Successive Cancellation Decoding of Polar Codes" IEEE Transactions on Communications, vol. 61, no. 8, 2013, pp. 3100-3107." 참고).

[0009] 또한 K. Chen과 Jiaru Lin는, CA-SCL과 CA-SCS와 같이 외부 부호인 CRC(Cyclic Redundancy Check) 부호를 극 부호와 연접한 상기 SC 복호기에 기반 한 복호기들은 상기 LDPC 부호와 비슷한 성능을 낸다는 것을 보여주었다("K. Niu and K. Chen, "CRC-Aided Decoding of Polar Codes"IEEE Communications Letters, vol. 16, no. 10, 2012, pp. 1668-1671." 참고).

[0010] 한편 상기 SC 복호기에 기반 한 모든 복호기들은 순차적인 구조를 가지고 있으며, 이러한 이유로 높은 처리량을 달성하는 과제를 제시한다.

[0011] 한편 상기 Arikan은 BP 복호 방법을 도입하였고, 상기 BP 복호방법의 극 부호의 성능을 RM(Reed-Muller) 부호와 비교하여, 상기 극 부호가 BEC(Binary Ensure Channel, BEC)를 위한 SC 복호기보다 상기 BP 복호기에서 더 좋은 성능을 나타낸다는 것을 증명하였다("E. Arikan, "A Performance Comparison of Polar Codes and Reed-Muller Codes" IEEE Communications Letters, vol. 12, no. 6,2008, pp.447-449."참고).

[0012] 하지만, 상기 BP 복호법은, 메시지 전달 스케쥴 때문에 AWGN 채널에서는 적용되지 못하는 문제점이 있다.

[0013] 또한 A. Eslami와 H. Pishro-Nik은, ML 복호 방법의 성능을 달성하기 위해 짧은 극 부호를 ML 복호기를 이용하여 짧은 극 부호의 복호 방법을 제안하였다("A. Eslami and H. Pishro-Nik, "On Bit Error Rate Performance of Polar Codes in Finite Regime" Proceedings of the 48th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing, Allerton (AACCCC '10), Allerton, Ill, USA, Oct. 2010, pp. 188-194."참고).

[0014] 그러나 상기 ML 복호기를 이용한 짧은 극 부호의 복호법은 높은 복잡도로 인해 실제 적용에 그 한계가 있다.

[0015] 또한 Y. Zhang은, 상기 극 부호의 BP 복호법에 따른 복잡도를 줄이기 위해 프로즌 노드(Frozen Node)의 메시지가 선험적 확률(A-priori Probability)과 교체되는 극 부호를 위한 간소화된 BP 복호 방법을 제안하였지만 상기 간소화된 BP 복호 방법의 성능은 일반적인 BP 복호 방법의 성능과 같다("Y. Zhang et al., "A Simplified Belief Propagation Decoder for Polar Codes" IEEE International Wireless Symposium (IWS), 2014, pp. 1-4."참고).

[0016] 또한 B. Yuan과 Keshhab K. Parhi는, 채널 조건 측정 접근을 포함하는 기존의 복호 방법과는 다른 초기 정지 기준에 대해 제안하였으며, 상기 Y. Zhang는, 성공적으로 상기 극 부호의 성능을 향상시키기 위한 PSO(Particle Swarm Optimization, PSO) 기술을 사용하지만 상기 PSO 기술의 시간 복잡도는 일반 BP 복호 방법보다 상당히 높아 실제로 적용할 수 없는 문제점이 있다("B. Yuan and Keshab K. Parhi,"Early Stopping Criteria for Energy-Efficient Low-Latency Belief-Propagation Polar Code Decoders" IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 62, no. 24, Dec. 15, 2014, pp. 6496-6506." 및 "Y. Zhang et al., "A Generalization Belief Propagation Decoding Algorithm for Polar Codes Based on Particle Swarm Optimization" Hindawi Publishing Corporation, Mathematical Problems in Engineering, vol. 2014, Article ID 606913, 10 pages, http://dx.doi.org/10.1155/2014/606913."참고).

[0017] 하지만 상기 극 부호는 짧은 길이의 극 부호에서의 성능이 나쁘며, 상술한 종래의 복호 방법들 역시 짧은 길이의 극 부호의 복호 성능에 대한 효율적인 성능 향상을 보여주지 못하고 있다.

[0018] 따라서 본 발명에서는 BP 복호기를 극 부호의 패리티 체크 행렬에서 실행하도록 하고, 변수노드를 이전 메시지에 곱하여 업데이트함으로서, 기존의 BP 복호법의 복잡도 O(N log N)를 그대로 유지함과 동시에 짧은 극 부호의 성능을 현저하게 향상시킬 수 있는 복호 방법을 제공하고자 한다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0019] 본 발명은 상기와 같은 문제점을 해결하기 위해 창작 된 것으로서, 극 부호의 패리티 체크 행렬에서 BP 복호기를 실행하고, 변수노드를 이전 메시지와 곱하여 업데이트함으로써, 기존의 BP 복호 방법의 복잡도를 증가시키지 않고, 짧은 극 부호의 성능을 향상시킬 수 있는 복호 방법을 제공하는 것을 그 목적으로 한다.

과제의 해결 수단

[0020] 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법은, 부호워드가 전송되면 채널을 초기화하는 단계, 체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계, 변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계 및 복호화 단계를 포함하며, 상기 복호화는 극 부호의 패리티 체크 행렬에 기반을 둔 것을 특징으로 한다.

[0021] 또한 상기 초기화하는 단계는, 채널 확률을 계산하고 상기 계산된 채널 확률을 변수노드에 할당하는 것을 포함하는 것을 특징으로 한다.

[0022] 또한 상기 체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계는, 상기 변수노드에서 메시지를 수신한 후 상기 체크노드는 메시지를 계산하고 변수노드로 돌려보내는 것을 특징으로 한다.

[0023] 또한 상기 변수노드와 연결된 각 체크노드는 메시지를 다음 수학식에 따라 계산하는 것을 특징으로 한다.

$$PC_{nm}(\alpha) = \beta \sum_{m'} \prod_{m'} PV_{nm}$$

$$(m' = 1, 2, \ldots, m \text{ and } m' \neq m)$$

[0024]

[0025] 여기서 n, m 및 m'은 양의 정수이고, α는 0 또는 1의 값을 가지며, β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이고, PC와 PC는 각각 외부 확률과 선험적 확률을 나타낸다.

[0026] 또한 상기 변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계는, 상기 체크노드에서 메시지를 수신한 후 상기 변수노드는 메시지를 계산하고 상기 변수노드를 업데이트하는 것을 특징으로 한다.

[0027] 또한 상기 업데이트는, 두 번째 반복부터 상기 변수노드의 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것을 포함하는 것을 특징으로 한다.

[0028] 또한 상기 이전 메시지를 현재 메시지에 곱하는 것은, 다음 수학식에 의해서 수행되는 것을 특징으로 한다.

$$PV_{nm}(\alpha) = \beta \cdot PV_{nm(previous)} \prod_{n'} PV_{nm}$$

$$(n' = 1, 2, \ldots, n \text{ and } n' \neq n)$$

[0029]

[0030] 여기서 n, n' 및 m은 양의 정수이고, α는 0 또는 1의 값을 가지며, β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이고, PC와 PV는 각각 외부 확률과 선험 확률을 나타낸다.

[0031] 아울러 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치는, 부호워드가 전송되면 전송채널을 초기화하는 초기화 수단, 체크노드와 변수노드 사이에서 메시지를 송수신하는 메시지 송수신 수단 및 부호워드를 복호화하는 복호화 수단을 포함하며, 상기 복호화는 극 부호의 패리티 체크 행렬에 기반을 둔 것을 특징으로 한다.

[0032] 또한 상기 메시지 송수신 수단은, 상기 변수노드에서 메시지를 수신한 후 상기 체크노드는 메시지를 계산하고 변수노드로 돌려보내며, 상기 체크노드에서 메시지를 수신한 후 상기 변수노드는 메시지를 계산하고 상기 변수노드를 업데이트하는 것을 특징으로 한다.

발명의 효과

[0033] 본 발명은 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법에 관한 것으로, 패리티 체크 행렬 기반의 극 부호 복호 방법과 변수노드를 업데이트하는 새로운 방정식을 제공함으로써, 종래의 BP 복호 방법의 복잡도를 그대로 유지함과 동시에 짧은 극 부호의 성능을 향상시키는 효과가 있다.

도면의 간단한 설명

[0034] 도 1은 본 발명의 일 실시예에 따른 극 부호의 생성과정을 나타낸 예시도이다.

도 2와 도 3은 종래기술에 따른 BP 복호 방법을 설명하기 위한 예시도이다.

도 4는 본 발명의 일 일실예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법을 설명하기 위한 예시도이다.

도 5는 본 발명의 일 실시예에 따른 종래의 BP 복호 방법의 성능과 본 발명의 향상된 BP 복호 방법의 성능의 비교를 그래프로 나타낸 예시도이다.

도 6는 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP복호 방법에 있어서, 극 부호를 복호하는 과정을 나타낸 흐름도이다.

도 7은 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치의 구성을 나타낸 블록도이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

[0035] 이하, 본 발명의 바람직한 실시 예를 첨부된 도면을 참조하여 상세히 설명한다. 각 도면에 제시된 동일한 참조부호는 동일한 부재를 나타낸다.

[0036] 도 1은 본 발명의 일 실시예에 따른 극 부호의 생성과정을 나타낸 예시도이다.

[0037] 상술한 바와 같이 Arikan에 의해 제안된 상기 극 부호화는 채널 극성화라는 아이디어에 기반을 둔다. 또한 N(극부호의 블록 길이)이 커지고 이진 이산 비기억 채널 W의 N개 독립 카피인 $W_N^{(i)}$의 대칭 용량 항목인 $\left\{I(W_N^{(i)}:1\le i\le N\right\}$이 몇몇 인덱스를 제외한 모든 것에 대해서 0이나 1이 되는 경향이 있을 때, 상기 채널 극성화 효과는 중요해진다.

[0038] 즉 I(W) = 0 일 때, 상기 이진 이산 비 기억 채널 W는 완벽히 노이즈가 없고, 반면에 I(W) = 1 일 때 상기 이진 이산 비 기억 채널 W는 완벽히 노이즈가 있다는 것을 의미한다.

[0039] 한편 극 부호화의 아이디어는 송신자와 수신자 둘 다에게 알려진 값으로 나머지 비트를 고정해서, 상기 노이즈가 없는 이진 이산 비 기억 채널 W로 정보 비트를 전송한다. 본 발명에서는 오직 이진 대칭 채널만 다루기 때문에 고정된 위치를 0으로 설정한다.

[0040] 또한 상기 채널 극성화의 아이디어를 기초로 하여 N = 2^n의 부호 길이, k 차원, 비율 R = k/N, 프로즌 비트 I^c를 사용해서 극 부호를 생성할 수 있다. 한편 바타차야(Bhattacharyya) 방법이 프로즌 집합을 고르는데 사용된다.

[0041] 이에 따라 소스 이진 벡터(Source Binary Vector) $u_1^N=(u_1,u_2,\ldots,u_N)$, k 정보 비트 및 N - k 프로즌 비트는 아래의 [수학식 1]에 의해 부호워드(Codeword) $x_1^N=(x_1,x_2,\ldots,x_N)$을 생성하는 데 사용될 수 있다.

수학식 1

[0042] $$x_1^N = u_1^N B_N G_N$$

[0043] 여기서 B_N은 N x N 비트 전환 순열 행렬(Bit-reversal permutation metrix)이고 G_N은 $G_2^{??n}$을 나타낸다. 이때 ??는 크로네커 곱을 나타내고 n = $\log_2 N$이다.

[0044] 도 1은 N = 8 일 때 극 부호 생성 과정을 팩터 그래프(Factor Graph)로 나타낸 예시도이다.

[0045] 도 1에 도시한 바와 같이, 실제로 극 부호 생성과정은 n = $\log_2 N$ 스테이지를 요구하며, 도 1에서 가장 왼쪽에 위치하는 원은, $u_1^N = (u_1, u_2, \ldots, u_N)$ 인 암호화된 정보 비트를 나타내고, 가장 오른쪽에 위치하는 원은, $x_1^N = (x_1, x_2, \ldots, x_N)$ 인 부호워드를 나타낸다.

[0046] 또한 CN_{ij}와 VN_{ij}는 각각 체크노드와 변수노드를 나타내며, 극 암호화의 과정은 상기 n이 $\log_2 N$의 값을 가지는 n개의 스테이지에 적용된다.

[0047] 또한 상기 극 암호화 후에, 상기 부호워드는, $W(x_i|y_i)$ 의 전이 확률로 상기 채널 W의 n개로 구성된 독립적인 카피들로 전이된다. 여기서 상기 전이 확률의 y_i는 수신된 벡터 $y_1 = (y_1, y_2, \ldots, y_N)$ 의 i번째 원소이다.

[0048] 또한 상기 벡터(부호워드) y_1^n을 수신한 후, 복호기는 부호워드 x_1^n을 측정하고 측정된 정보 비트 u_1^n을 다음과 같이 출력한다.

[0049] $$\hat{u}_1^N = \begin{cases} u_i & if\ i \in I \\ 0 & if\ i \in I^C \\ 1 & otherwise \end{cases}$$

[0050] 한편 Sum-Product 방식으로도 알려진 BP 복호 방법은, 최근 LDPC부호를 위해 널리 연구되었으며, 이는 채널 부호화뿐만 아니라 컴퓨터 비전, 이미지 처리, 의료 연구와 같은 다양한 분야에서 사용되고 있다.

[0051] 또한 BP 복호 방법에서 극 부호를 복호화하는 복잡도는 상술한 바와 같이 O(N log N)이다("N. Hussami, S.B. Korada and R. Urbanke, "Performance of Polar Codes for Channel and Source Coding" IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT'09), Seoul, South Korea, July 2009, pp. 1488-1492." 참고).

[0052] 도 2와 도 3은 종래기술에 따른 BP 복호 방법을 설명하기 위한 예시도이다.

[0053] 우선 본 발명인 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법을 설명하기에 앞서 종래의 BP 복호 방법을 간단히 설명하고, 상기 향상된 BP 복호 방법에서 현저하게 향상된 복호 성능을 상세히 설명하도록 한다.

[0054] 도 2에 도시한 바와 같이 상기 BP 복호 방법은, 변수노드 VN_n과 체크노드 CN_m을 포함하는 팩터 그래프가 고려되며, 도 2의 (a)에 도시한 바와 같이 y_n의 가능한 값에 대한 채널 확률은 변수노드에 연결되고, BP 복호기로 바로 공급된다.

[0055] 또한 각각의 변수노드는 패리티 체크 방정식에 따라서 적어도 하나 이상의 체크노드에 연결되고, 상기 체크노드들 또한 상기 패리티 체크 방정식에 따라서 적어도 하나 이상의 변수노드들과 연결된다.

[0056] 또한 BP 복호 방법의 각 반복마다 상기 변수노드는 그들의 신뢰(belief)를 체크노드로 제공하고, 상기 체크노드들은 상기 제공받은 신뢰를 처리한 후 자신들의 신뢰를 변수노드로 제공한다. 이러한 과정은 패리티 체크 방정

식 $\mathbf{H}.\hat{x}_1^N = 0$ 을 만족할 때 까지 계속된다.

[0057] 또한 상기 H를 N개의 변수노드 VN_n과 M개의 체크노드 CN_m로 구성된 극 부호의 N x M 패리티 체크 행렬이라 하고, $1 \le m \le M \quad 1 \le n \le N$ 인 정수 n과 m에 대해서, $PC_{nm}(0)$과 $PC_{nm}(1)$을 외부 확률, $PV_{nm}(0)$과 $PV_{nm}(1)$을 선험 확률이라 한다면, 상기 $PC_{nm}(0)$과 $PC_{nm}(1)$은 상기 체크노드에서 변수노드로 제공한 메시지이고, 상기 $PV_{nm}(0)$과 $PV_{nm}(1)$은 상기 변수노드에서 체크노드로 제공한 메시지이다. 이때 상기 확률의 크기는 조정되어 $PV_{nm}(0) + PV_{nm}(1) = 0$ 이고, $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$ 이 되며, 일반적인 BP 복호 방법의 과정은 초기화 단계, 체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계, 변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계 및 복호화 단계로 순차적으로 이루어진다.

[0058] 또한 상기 초기화 단계는, 전송된 부호워드 x_n이 수신기에 수신될 때, 복호기는 다음의 [수학식 2]로부터 채널 확률을 계산한다.

수학식 2

[0059] $$P_{ch}(x_n | y_n) = 1/(1+e^{2y_n/\sigma^2})$$

[0060] 한편 상기 y_n은 노이즈에 의해 변질되어 상기 수신기에 수신되는 수신 벡터이고, 상기 $\sigma^2 = N/2$ 는 AWGN 채널의 분산을 나타낸다. 또한 상기 채널 확률은 해당하는 각각의 변수노드에 할당된다.

[0061] 또한 상기 체크노드에서 변수노드로 메시지를 전송하는 단계는, 도 2의 (b)에 도시한 바와 같이, 상기 각각의 체크노드는 적어도 하나 이상의 변수노드로부터 메시지를 수신한 후, 상기 수신한 복수의 메시지를 아래의 [수학식 3]에 따라 계산하고 해당 변수노드로 상기 계산한 메시지를 전송한다.

수학식 3

[0062] $$PC_{nm}(\alpha) = \beta \sum_{m'} \prod_{m'} PV_{nm}$$
$$(m' = 1, 2, \ldots, m \text{ and } m' \neq m)$$

[0063] 한편 상기 α는 0 또는 1의 값을 가지며, 상기 β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scaling)상수이다.

[0064] 또한 상기 변수노드에서 체크노드로 메시지를 전송하는 단계는, 도 2의 (c)에 도시한 바와 같이, 적어도 하나 이상의 체크노드들은 상기 적어도 하나 이상의 변수노드들로부터 메시지를 수신하여 상기 [수학식 3]에 따라 해당 메시지를 계산하고 계산한 메시지를 해당 변수노드로 전송한다.

[0065] 또한 상기 변수노드는, 상기 체크노드로부터 메시지를 수신한 경우, 상기 수신한 메시지를 기초로 다음의 [수학식 4]을 이용하여 상기 수신한 메시지를 업데이트한다.

수학식 4

[0066] $$PV_{nm}(\alpha) = \beta . P_{ch}(x_n | y_n) \prod_{n'} PV_{nm}$$
$$(n' = 1, 2, \ldots, n \text{ and } n' \neq n)$$

[0067] 한편 상기 한편 상기 α는 0 또는 1의 값을 가지며, 상기 β는 $PV_{nm}(0) + PV_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링(Scalin

g)상수이다.

[0068] 또한 복호화 단계는, 상기 업데이트 이후, 각각의 부호워드는 다음과 같이 평가된다.

[0069] $$\hat{y}_n = \begin{cases} 0 & if\ PV_{nm}(0) > PV_{nm}(1) \\ 1 & otherwise \end{cases}$$

[0070] 또한 상기 평가 후, 상기 복호기는, 상기 평가된 각각의 부호워드에 대해서 $\mathbf{H}.\hat{y}_n = 0$인지를 체크한다.

[0071] 또한 상기 체크 결과 참이면, 올바른 부호워드가 복호되고, 반대로 상기 체크 결과 거짓이면, 상기 부호워드가 복호되기 전이거나 최대 반복 횟수에 도달하기 전까지 상기 모든 단계를 반복한다.

[0072] 도 4는 본 발명의 일 일실예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법을 설명하기 위한 예시도이다.

[0073] 우선 길이 N = 2^2와 비율 R = 1/N인 극 부호의 패리티 체크 행렬 H는 다음과 같이 주어진다.

[0074] $$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

[0075] 해당 극 부호에 대한 팩터 그래프의 표현은 도 3의 (a)에 도시되어 있으며, 해당 팩터 그래프 또한 도 3의 (b)의 태너 그래프(Tanner Graph)로 표현할 수 있다.

[0076] 이에 따라 상기 패리티 체크 행렬 H가 상기 태너 그래프로 표현될 수 있는 극 부호의 패리티 체크 행렬이면 해당 태너 그래프에 극 부호의 BP 복호 방법을 사용할 수 있다.

[0077] 도 5를 참조하면, 일반 BP 복호 방법에 대한 시뮬레이션 결과 극 부호의 일반 팩터 그래프에 대한 결과와 패리티 체크 기반 태너 그래프에 대한 결과가 동일하다는 것을 알 수 있으며, 이는 상기 태너 그래프에 극 부호의 BP 복호 방법을 사용할 수 있음을 보여준다.

[0078] 상술한 바와 같이, 유한한 길이의 극 부호는 그 성능이 좋지 못하며, 이는 LDPC 부호의 체크노드와 변수노드가 평균 3이상의 차수(degree)를 가지는데 반해, 극 부호에 대한 팩터 그래프의 체크노드와 변수노드가 2 또는 3의 차수를 가져 상기 극 부호가 짧은 길이에서 좋은 성능을 가지지 못하는 이유가 된다.

[0079] 또한 극 부호는, 체크노드와 변수노드의 매우 작은 차수 때문에, 팩터 그래프에서 체크노드와 변수노드 간에 송수신하는 신뢰 메시지는 많은 반복으로 인해 왜곡된다. 게다가 오직 하나의 비트라도 틀리게 복호될 경우에는, 다른 모든 노드에 상기 틀린 신뢰 메시지가 보내지고, 올바른 부호워드가 복호화될 수 없다.

[0080] 따라서 본 발명에서는 전파된 메시지의 신뢰성을 증가시키기 위해, 변수노드들에 그들의 채널 확률 대신 이전 메시지를 곱한다.

[0081] 도 4에 도시한 바와 같이, 이전 신호가 현재 신호로 공급되는 피드백(Feedback)경로와 비슷하다. 따라서 현재 신호가 범위 밖으로 나가지 않는다.

[0082] 또한 본 발명인 향상된 BP 복호 방법의 첫 번째 반복은, 기존의 BP 복호 방법과 동일하지만, 그 다음 반복부터는 다르다. 즉, 기존의 BP 복호 방법은 변수노드의 업데이트 방정식에 항상 채널 확률을 곱하여 해당 변수노드를 업데이트 하지만, 상기 향상된 BP 복호 방법은, 상기 다음 반복부터 상기 변수노드 업데이트 방정식에 이전 메시지를 곱하여 해당 변수노드를 업데이트 한다.

[0083] 또한 상기 향상된 BP 복호 방법의 과정은, 초기화 단계, 체크노드에서 변수노드로의 메시지 전송단계, 변수노드에서 체크노드로의 메시지 전송단계 및 극 부호의 복호화 단계로 구성된다.

[0084] 또한 상기 초기화 단계는, 일반적인 BP 복호 방법과 동일하다. 즉 전송된 부호워드 x_i가 수신기를 통해 수신되면 상기 형상된 BP 복호기는 기존의 채널 확률 계산을 위한 상기 [수학식 2]에 따라 채널 확률을 계산한다.

[0085] 또한 상기 체크노드에서 변수노드로의 메시지 전송 단계는, 일반적인 BP 복호 방법과 동일하며, 상기 적어도 하나 이상의 변수노드로부터 메시지를 수신한 상기 체크노드는 상기 [수학식 3]에 따라 상기 메시지를 계산하고, 상기 계산한 메시지를 해당 변수노드로 전송한다.

[0086] 또한 상기 변수노드에서 체크노드로의 메시지 전송단계는, 처음 반복에서 변수노드를 업데이트하는 수학식은 상기 [수학식 4]와 동일하지만 다음의 반복에서부터는 변수노드의 이전 메시지 $PV_{nm}(previous)$는 다음의 [수학식 5]에 따라 현재 메시지 PV_{nm}과 곱해진다.

수학식 5

[0087]
$$PV_{nm}(a) = \beta \cdot PV_{nm(previous)} \prod_{n'} PV_{nm}$$
$$(n' = 1, 2, \ldots, n \text{ and } n' \neq n)$$

[0088] 즉, 변수노드의 새로운 다이어그램을 도시한 도 4의 (b)와 같이 해당 변수노드의 이전 메시지 $PV_{nm}(previous)$는 현재 메시지를 계산할 때 변수노드의 현재 값과 곱해진다.

[0089] 한편 상기 α는 0 또는 1의 값을 가지며, 상기 β는 $PC_{nm}(0) + PC_{nm}(1) = 1$이 되는 스케일링상수이다.

[0090] 또한 상기 극 부호의 복호화 단계는, 각 반복 이 후, 각각의 부호워드는 일반적인 BP 복호 방법과 같이 평가된다. 또한 상기 평가 후, 상기 복호기는, 상기 평가된 각각의 부호워드에 대해서 $\mathbf{H}.\hat{y}_n = 0$인지를 체크한다.

[0091] 또한 상기 체크 결과 참이면, 올바른 부호워드가 복호되고, 반대로 상기 체크 결과 거짓이면, 상기 부호워드가 복호되기 전이거나 최대 반복 횟수에 도달하기 전까지 상기 모든 단계를 반복한다.

[0092] 예를 들어, 도 4의 (a)에 도시한 바와 같이, 이전 메시지와 곱하기 전에, 체크노드 CN_1과 CN_2와 연결된 변수노드 VN_3이 $PV_{nm}(0) = 0.53$과 $PV_{nm}(1) = 0.47$을 이전 메시지로 계산하고, $PV_{nm}(0) = 0.297$과 $PV_{nm}(1) = 0.204$를 현재 메시지로 계산하였다면, 상기 변수노드는 상기 이전 메시지와 상기 현재 메시지를 곱하고 정규화하며, 상기 변수노드에 업데이트 되는 $PV_{nm}(0)$과 $PV_{nm}(1)$은 각각 0.621과 0.379이다.

[0093] 이는, 메시지의 신뢰성이 증가했다는 것을 보여주며, 기존의 BP 복호 방법에 비해 현저하게 성능이 향상되었음을 알 수 있으며, 이는 도 5를 통해 증명된다.

[0094] 또한 본 발명인 향상된 BP 복호 방법은, 상기 [수학식 4]에 의해 기존의 BP 복호 방법과 같은 O(N log N)의 복잡도를 가지며, 상기 [수학식 5]은 변수노드의 새로운 업데이트 방정식을 제공한다.

[0095] 또한 기존의 BP 복호 방법에 사용되는 상기 [수학식 4]가 채널 확률 $P_{ch}(y_n|x_n)$과 곱해지는 반면에 상기 향상된 BP 복호 방법에 사용되는 상기 [수학식 5]는 해당 변수노드의 이전 값 $PV_{nm}(previous)$와 곱해진다.

[0096] 즉, 상기 두 방정식은 각각 해당하는 확률과 곱해지고, 곱하는 횟수가 증가하지 않으므로 기존의 BP 복호 방법의 복잡도를 증가시키지 않는다.

[0097] 도 5는 본 발명의 일 실시예에 따른 종래의 BP 복호 방법의 성능과 본 발명의 향상된 BP 복호 방법의 성능의 비교를 그래프로 나타낸 예시도이다.

[0098] 한편 정보 비트를 운반하는 상기 극성화된 채널은 종래의 기술에 따라 선택되며, 부호 비율을 0.5이고 부호워드는 정반대의 신호법에 따라 이진 입력 AWGN 채널에서 전송된다. 각 값에 대해 1000 부호워드가 전송되고, 최대 반복 횟수 I_max가 60으로 설정하여 종래의 BP 복호 방법과 상기 향상된 BP 복호 방법의 성능을 비교하였다.

[0099] 도 5에 도시한 바와 같이, SNR의 값이 높을 때, 상기 향상된 BP 복호 방법의 성능이 일반적인 BP 복호 방법보다 향상된 것을 알 수 있다.

[0100] 또한 $N = 2^7$일 때, 상기 향상된 BP 복호 방법의 성능이 일반적인 BP 복호 방법보다 BER 10^{-2}에서 2dB만큼 향상된

것을 알 수 있다.

[0101] 또한 BER 10^{-3}에서 거의 2.5dB의 SNR 이점(Advantage)를 나타내며, 이는 SNR 이점이 SNR 값이 증가함에 따라 현저하게 증가한다는 것을 보여준다.

[0102] 또한 $N = 2^8$에서도 작은 SNR 값이 증가함에 따라 상기 향상된 BP 복호 방법의 성능이 좋다는 것을 알 수 있다.

[0103] 이는, 상기 향상된 BP 복호 방법이 기존의 BP 복호 방법의 복잡도를 증가시키지 않고 동일하게 유지하면서도 기존의 BP 복호 방법의 성능보다 현저하게 향상된 것을 알 수 있다.

[0104] 도 6는 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP복호 방법에 있어서, 극 부호를 복호하는 과정을 나타낸 흐름도이다.

[0105] 우선 수신기를 통해 부호워드가 수신되는 경우, 복호기는 상기 [수학식 2]를 사용하여 채널 확률을 계산하고(S110), 상기 부호워드의 가능한 값에 채널 확률은 변수노드에 연결된다.

[0106] 또한 상기 변수노드는 상기 패리티 체크 방정식에 의해 적어도 하나 이상의 체크노드와 연결되고 상기 체크노드 또한 상기 패리티 체크 방정식에 의해 적어도 하나 이상의 변수노드와 연결된다.

[0107] 다음으로 상기 체크노드는, 적어도 하나 이상의 변수노드로부터 신뢰 메시지를 수신 받아 상기 [수학식 3]에 따라 상기 수신한 신뢰 메시지를 계산하고, 상기 계산한 신뢰 메시지를 해당 변수노드로 전송한다(S120).

[0108] 한편 상기 변수노드에서 체크노드로 전송한 신뢰 메시지는 선험확률 $PV_{nm}(0)$과 $PV_{nm}(1)$를 포함하며, 상기 체크노드에서 변수노드로 전송한 신뢰 메시지는 외부 확률 $PV_{nm}(0)$과 $PV_{nm}(1)$를 포함한다.

[0109] 다음으로 상기 변수노드는 상기 체크노드에서 전송한 상기 계산 결과를 기초로 상기 [수학식 5]에 따라 해당 변수노드의 이전 메시지와 현재 메시지를 곱하여 해당 변수노드를 업데이트한다(S130).

[0110] 다음으로 부호워드를 특정 기준에 따라 평가하고(S140), 평가된 이후 해당 부호워드가 상기 패리티 체크 방정식을 만족하는지 여부를 판단한다(S150).

[0111] 상기 판단결과, 상기 평가된 부호워드가 상기 패리티 체크 방정식을 만족하는 경우 해당 부호 원드를 복호한다(S160).

[0112] 도 7은 본 발명의 일 실시예에 따른 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치의 구성을 나타낸 블록도이다.

[0113] 또한 상기 판단 결과, 상기 평가된 부호워드가 상기 패리티 체크 방정식을 만족 하지 않는 경우, 미리 설정한 최대 반복 횟수의 초과 여부를 판단한 후(S151), 상기 최대 반복 횟수를 초과하지 않는 경우에는 기존의 절차를 반복하고, 초과하는 경우는 해당 극 부호의 복호 과정을 종료한다.

[0114] 도 7에 도시한 바와 같이, 상기 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치(100)는, 부호워드가 상기 향상된 BP복호 장치(100)에 수신되는 경우 채널을 초기화하기 위한 채널 초기화 수단(110), 체크노드와 변수노드 간의 메시지를 처리하기 위한 메시지 송수신 수단(120) 및 상기 수신된 부호워드를 복호화된 정보를 복호화하기 위한 복호화 수단(130)을 포함하여 구성될 수 있다.

[0115] 한편 상기 향상된 BP 복호 장치(100)에 수신되는 부호워드는, 상기 부호워드를 전송하는 전송기에서 전송된 이후, 전송되는 경로에서 노이즈에 의해 변질되어 수신된 벡터를 말한다.

[0116] 또한 상기 채널 초기화 수단(110)은, 상기 부호워드가 수신되는 경우, 채널을 초기화하고, 상기 부호워드의 가능한 값에 대한 채널 확률을 상기 [수학식 1]을 이용하여 계산하며, 상기 계산된 채널 확률을 변수노드에 할당한다.

[0117] 한편 상기 변수노드는 패리티 체크 방정식에 따라 적어도 하나 이상의 체크노드와 연결되고 상기 체크노드 또한 상기 패리티 체크 방정식에 따라 적어도 하나 이상의 변수노드와 연결된다.

[0118] 또한 상기 메시지 송수신 수단(120)은, 상기 패리티 체크 방정식에 따라 상호 연결된 변수노드와 체크노드 간의 메시지를 송수신할 수 있도록 지원한다.

[0119] 또한 상기 체크노드는 상기 변수노드로부터 메시지를 수신한 경우에는, 상기 수신한 메시지를 상기 [수학식 3]에 따라 상기 수신한 메시지를 계산하고 상기 계산한 메시지를 상기 메시지 송수신 수단(120)을 통해 해당 변수

노드로 전송한다.

[0120] 또한 상기 변수노드는 상기 체크노드로부터 메시지를 수신한 경우에는, 상기 수신한 메시지를 기반으로 상기 [수학식 5]에 따라 상기 메시지를 계산하여 해당 변수노드를 업데이트하고, 상기 계산한 메시지를 상기 메시지 송수신 수단(120)을 통해 해당 변수노드와 연결된 적어도 하나 이상의 체크노드로 전송한다.

[0121] 한편 상기 메시지의 송수신은 상기 부호워드가 수신된 때부터 반복적으로 수행되며, 또한 최대 반복 횟수를 미리 설정하여 상기 설정한 반복 횟수를 초과하는 경우, 상기 향상된 BP 복호 장치(100)에서의 복호화 과정을 종료할 수 있다.

[0122] 또한 상기 업데이트는, 첫 번째 반복 시, 상기 [수학식 4]를 이용하여 업데이트 하며, 두 번째 반복부터 상기 [수학식 5]를 이용하여 해당 변수노드를 업데이트 한다.

[0123] 이는 기존의 BP 복호 장치와 같은 복잡도를 유지하면서도 해당 부호워드의 복호 성능을 현저하게 향상시킬 수 있음은 상술한 바와 같다.

[0124] 한편 상기 메시지 송수신 수단(120)을 하나의 수단으로 설명하고 있지만 상기 변수노드 및 체크노드가 각각 상기 메시지 송수신 수단을 구비할 수 있으며, 각각의 메시지 송수신 수단을 통해 상기 메시지를 송수신 할 수 있음은 당연 하다.

[0125] 또한 상기 복호화 수단(130)은, 상기 각 반복 후에 부호워드를 상술한 바와 같이 평가하고, 평가된 이후 상기 부호워드가 상기 패리티 체크 방정식을 만족하는지 여부를 체크한다.

[0126] 또한 상기 복호화 수단(130)은, 상기 체크결과 상기 패리티 체크 방정식을 만족하는 경우, 해당 부호워드를 복호화하고, 그렇지 않으면, 상기 향상된 BP 복호화 장치(100)에서의 복호화 과정을 반복적으로 수행하도록 한다.

[0127] 이상에서 설명하였듯이, 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 방법에 관한 것으로 기존의 일반적인 BP 복호 방법과는 달리, 극 부호의 패리티 체크 행렬에서 BP 복호기를 실행하고 변수노드에 이전 메시지를 곱하여 상기 변수노드를 업데이트함으로써, 종래의 BP 복호 방법의 복잡도를 그대로 유지함과 동시에 짧은 극 부호의 성능을 향상시키는 효과가 있다.

[0128] 상기에서는 본 발명에 따른 바람직한 실시예를 위주로 상술하였으나, 본 발명의 기술적 사상은 이에 한정되는 것은 아니며 본 발명의 각 구성요소는 동일한 목적 및 효과의 달성을 위하여 본 발명의 기술적 범위 내에서 변경 또는 수정될 수 있을 것이다.

[0129] 또한, 이상에서는 본 발명의 바람직한 실시 예에 대하여 도시하고 설명하였지만, 본 발명은 상술한 특정의 실시예에 한정되지 아니하며, 청구범위에서 청구하는 본 발명의 요지를 벗어남이 없이 당해 발명이 속하는 기술분야에서 통상의 지식을 가진 자에 의해 다양한 변형 실시가 가능한 것은 물론이고, 이러한 변형 실시들은 본 발명의 기술적 사상이나 전망으로부터 개별적으로 이해되어서는 안 될 것이다.

부호의 설명

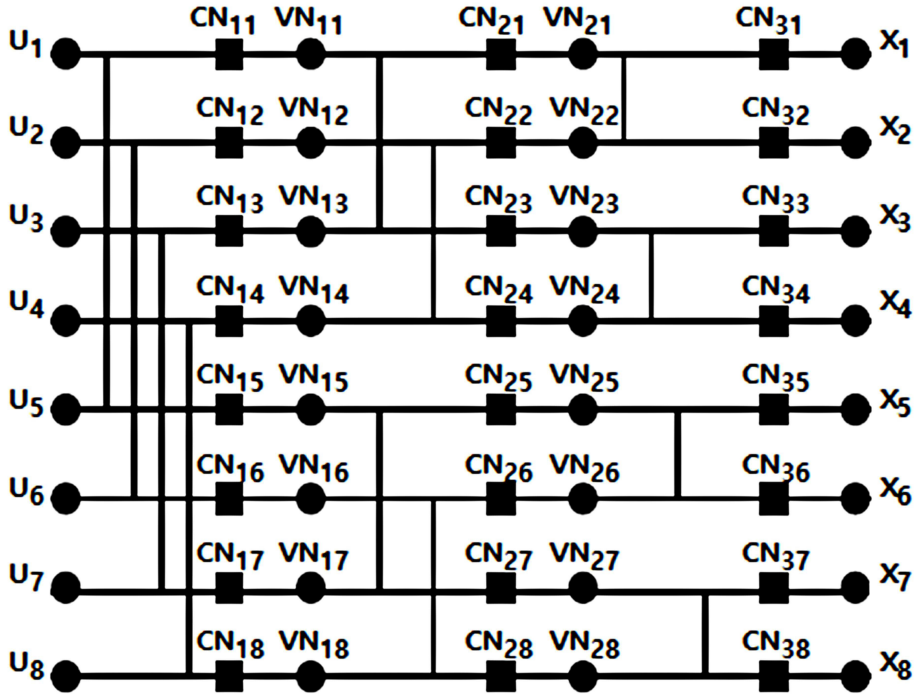
[0130] 100 : 짧은 길이의 극 부호를 위한 향상된 BP 복호 장치

110 : 채널 초기화 수단 120 : 메시지 송수신 수단

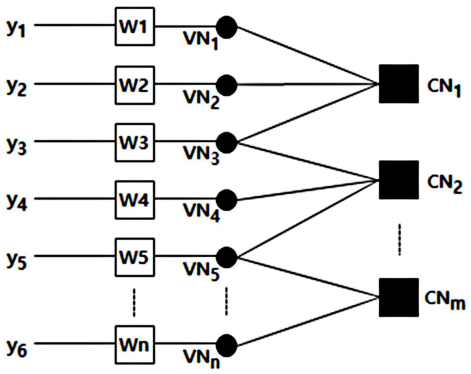
120 : 복호화 수단

도면

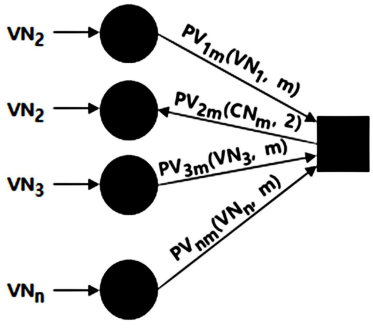
도면1



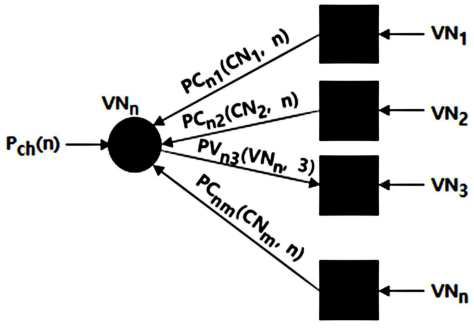
도면2



(a)

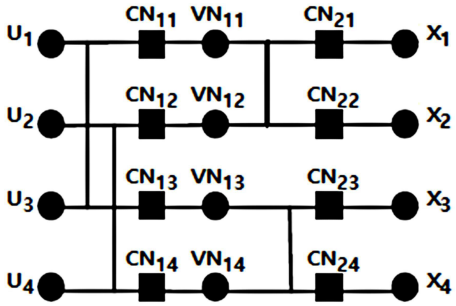


(b)

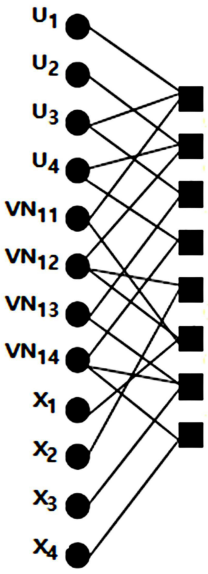


(c)

도면3

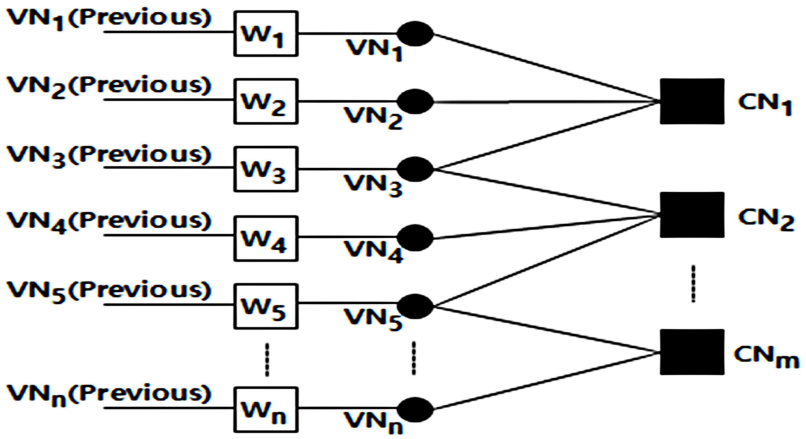

U1
U2
U3
U4
CN11
VN11
CN21
X1
CN12
VN12
CN22
X2
CN13
VN13
CN23
X3
CN14
VN14
CN24
X4

(a)

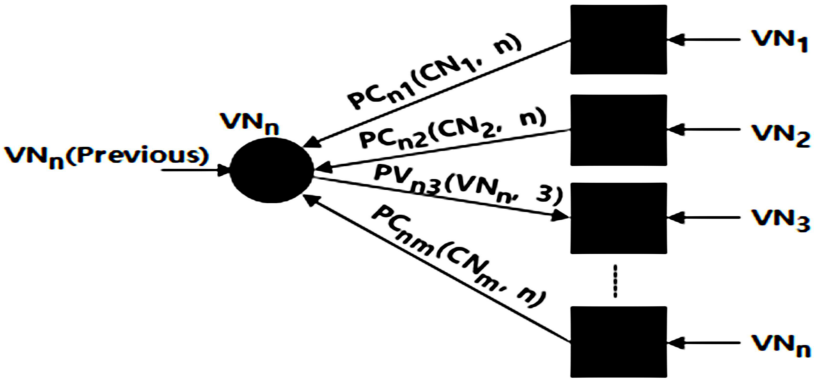

U1
U2
U3
U4
VN11
VN12
VN13
VN14
X1
X2
X3
X4

(b)

도면4

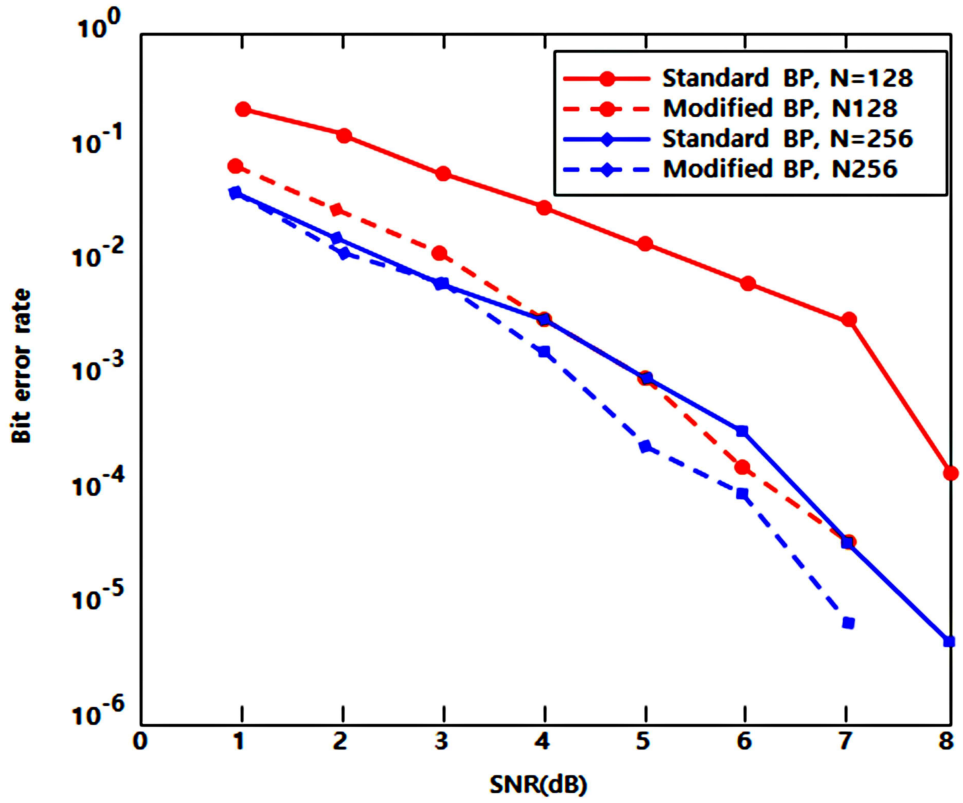

VN1(Previous)
W1
VN1
VN2(Previous)
W2
VN2
VN3(Previous)
W3
VN3
VN4(Previous)
W4
VN4
VN5(Previous)
W5
VN5
VNn(Previous)
Wn
VNn
CN1
CN2
CNm

(a)

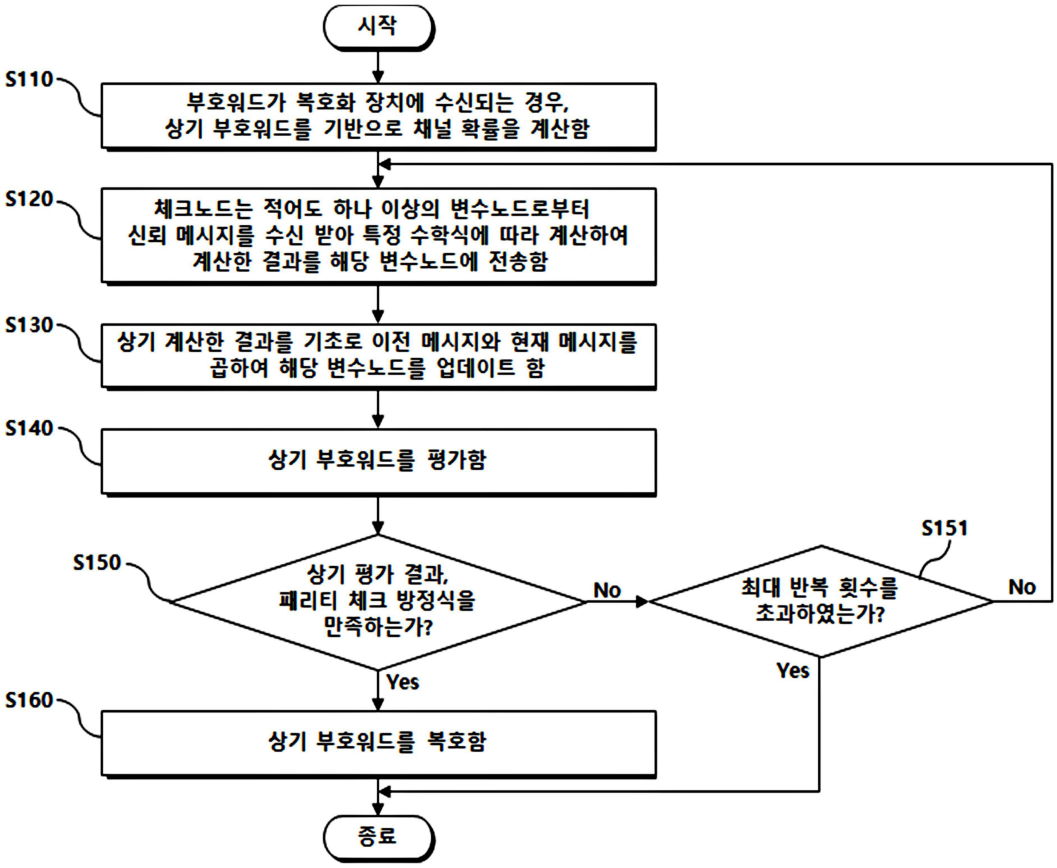

VNn(Previous)
VNn
PCn1(CN1, n)
PCn2(CN2, n)
PVn3(VNn, 3)
PCnm(CNm, n)
VN1
VN2
VN3
VNn

(b)

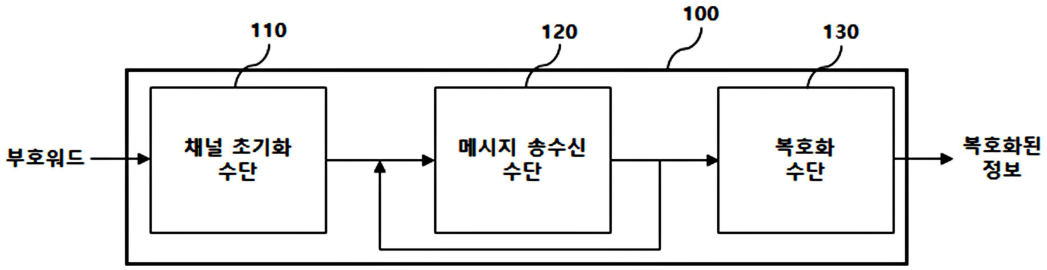
도면5


Standard BP, N=128
Modified BP, N128
Standard BP, N=256
Modified BP, N256
Bit error rate
SNR(dB)
10^0
10^-1
10^-2
10^-3
10^-4
10^-5
10^-6
0
1
2
3
4
5
6
7
8

도면6


시작
S110
부호워드가 복호화 장치에 수신되는 경우,
상기 부호워드를 기반으로 채널 확률을 계산함
S120
체크노드는 적어도 하나 이상의 변수노드로부터
신뢰 메시지를 수신 받아 특정 수학식에 따라 계산하여
계산한 결과를 해당 변수노드에 전송함
S130
상기 계산한 결과를 기초로 이전 메시지와 현재 메시지를
곱하여 해당 변수노드를 업데이트 함
S140
상기 부호워드를 평가함
S150
상기 평가 결과,
패리티 체크 방정식을
만족하는가?
No
S151
최대 반복 횟수를
초과하였는가?
No
Yes
Yes
S160
상기 부호워드를 복호함
종료

도면7


110
120
100
130
부호워드
채널 초기화
수단
메시지 송수신
수단
복호화
수단
복호화된
정보