

완전다분할그래프 기반 이진 부분접속복구 부호

김정현*, 남미영*, 송홍엽^o

Binary Locally Repairable Codes from Complete Multipartite Graphs

Jung-Hyun Kim*, Mi-Young Nam*, Hong-Yeop Song^o

요약

본 논문은 분산 저장 시스템에서 기존의 부분접속수를 일반화한 개념인 결합 부분접속수를 소개하고, 결합 부분접속수($r_1 = 2, r_2 = 3$ or 4)를 만족하는 부호 설계 방식을 제안한다. 결합 부분접속수란 다양한 수의 노드 손실을 복구하기 위해 필요한 노드 수 집합을 의미한다. 제안된 방식은 완전다분할그래프를 사용하여 부호 설계를 단순화한다. 또한 제안된 방식으로 임의의 양의 정수 t 에 대해 $(2, t)$ -가용도를 갖는 이진 부분접속복구 부호를 설계할 수 있다. 즉, 1개 노드 손실 시 t 개의 서로소인 복구 집합으로부터 각각 복구가 가능하며, 이때 각 복구 집합의 크기는 최대 2이다. 이러한 성질은 핫 데이터의 병렬처리를 가능하게 하므로 분산 저장 시스템에서 중요한 의미를 갖는다.

Key Words : Distributed Storage Systems, Locality, Locally Repairable Codes, Availability, Complete Multipartite Graphs

ABSTRACT

This paper introduces a generalized notion, referred to as joint locality, of the usual locality in distributed storage systems and proposes a code construction of binary locally repairable codes with joint locality ($r_1 = 2, r_2 = 3$ or 4). Joint locality is a set of numbers of nodes for repairing various failure patterns of nodes. The proposed scheme simplifies the code design problem utilizing complete multipartite graphs. Moreover, our construction can generate binary locally repairable codes achieving $(2, t)$ -availability for any positive integer t . It means that each node can be repaired by t disjoint repair sets of cardinality 2. This property is useful for distributed storage systems since it permits parallel access to hot data.

I. 서론

최근 들어 중요성이 대두되고 있는 분산 저장 시스템에서는 폭발적으로 증가하는 방대한 양의 데이터를

안정적으로 저장하기 위해 효율적인 저장 기법이 요구된다. 특히 분산 저장 시스템에서는 저장 하드웨어 장치의 오류, 저장 시스템 내 장비의 결함, 소프트웨어의 업데이트 또는 네트워크상의 오류 등으로 인하

* This research was supported by Basic Science Research Program through the National Research Foundation of Korea(NRF) funded by the Ministry of Education(No. 2013R1A1A2062061).

♦ First Author : School of Electrical and Electronic Engineering, Yonsei University, jh.kim06@yonsei.ac.kr, 학생회원

° Corresponding Author : School of Electrical and Electronic Engineering, Yonsei University, hysong@yonsei.ac.kr, 종신회원

* School of Electrical and Electronic Engineering, Yonsei University, my.nam@yonsei.ac.kr, 학생회원

논문번호 : KICS2015-07-239, Received July 28, 2015; Revised August 26, 2015; Accepted August 26, 2015

여 저장 노드들 중 일부가 손실되는 경우가 빈번히 발생한다. 이와 같은 저장 노드의 손실에 대응하기 위하여 원본 데이터를 분할하여 효율적으로 노드에 분산 저장하기 위한 다양한 부호화 방법들이 제안되어 왔다^[1].

분산 저장 부호화 방법의 성능을 평가하는 중요한 지표 중 하나인 부분접속수(locality)^[2]는 임의의 손실된 노드를 복구하기 위하여 접속해야 하는 최소 노드의 수를 의미한다. 부분접속수의 이론적 한계식^[2]이 제시된 이후 부분접속 복구 부호에 대한 연구와 좀 더 일반화된 부분접속수에 대한 연구가 활발히 진행되고 있다^[3-11]. 특히 최근 임의의 노드 l 개가 손실된 경우 손실된 l 개의 노드들을 복구하기 위하여 이용되어야 하는 최소 노드의 개수를 l -부분접속수(r_l)로 정의하고, l -부분접속수를 만족하는 부호 설계에 대한 연구가 발표되었다^[11].

본 논문에서는 하나의 특정된 개수의 노드 손실뿐만 아니라 두 개 이상의 특정된 개수의 노드 손실에 대해 복구를 위해 필요한 최소 접속 노드 수의 집합을 결합 부분접속수로 정의하고 이를 기반으로 다양한 노드 손실에 대해 통합적으로 최적화된 부호 설계를 제안한다. 제안하는 기법은 좋은 결합 부분접속수를 보장하는 부호 설계를 위해 완전다분할그래프^[12]를 사용한다. 완전다분할그래프 K_{q_1, q_2, \dots, q_p} 는 $k = \sum_{i=1}^p q_i$ 개의 점을 갖는다. 전체 점의 집합은 크기가 각각 q_1, q_2, \dots, q_p 개인 부분집합으로 나뉘며, 다른 부분집합에 속한 두 개의 점은 선으로 연결된다. 특별한 경우로 $K_{1,1,\dots,1}$ 는 완전그래프 K_k 이다. 완전 p -분할 q -균일 그래프를 가정해보자. 이 그래프로부터 얻어지는 부호를 C 라고 할 때, 그래프에서 k 개의 점들은 C 의 정보 심볼에 대응시키고 $k(k-k/p)/2$ 개의 선들은 C 의 패리티 심볼에 대응시킨다. 이 과정을 통해 부호의 차원을 k 라고 할 때, 길이가 $k(k-k/p+2)/2$, 최소 거리가 $k-k/p+1$, 그리고 결합 부분접속수 ($r_1 = 2, r_2 = 3$ or $r_2 = 4$)인 부호를 얻는다. 본 논문의 남은 부분에서 $[n, k, d]_q$ 부호는 유한체(Galois Field) \mathbb{F}_q 상에서 길이가 n , 차원이 k , 그리고 최소 거리가 d 인 선형 부호를 말한다.

분산 저장 시스템에서 고려되는 또 다른 주요 이슈로 가용도(availability)가 있다^[7,10]. 임의의 노드 손실 시 노드 복구를 위해 t 개의 서로소인 노드 집합으로부터 각각 복구가 가능하며, 각 복구 집합의 크기가 최대 r 일 때 (r, t) -가용도를 갖는다고 한다. 여기서 t 가

1보다 큰 경우 노드 복구 시 병렬처리가 가능하다. 또한 r 이 고정된 값일 때, 가용도는 일반적으로 t 값을 말한다. 제안하는 부호 설계 기법은 좋은 결합 부분접속수를 보장할 뿐만 아니라 임의의 가용도를 보장하는 부호를 생성할 수 있다.

본 논문의 구조는 다음과 같다. II장에서는 결합 부분접속수를 소개하고 완전다분할그래프 부호를 제안한다. III장에서는 부분접속수와 가용도를 고려한 기존의 상한계들과 결합 부분접속수를 고려하여 새롭게 제안한 상한계를 통해 기존의 부분접속복구 부호들과 성능을 비교 및 분석한다. IV장에서 결론으로 논문을 마친다.

II. 완전다분할그래프 부호

본 장에서는 완전다분할그래프로부터 생성되는 결합 부분접속수 ($r_1 = 2, r_2 = 3$ or $r_2 = 4$)를 갖는 완전다분할그래프 부호를 제안한다. k 개의 점으로 구성된 단순그래프를 가정하자. k 를 나누는 양의 정수 p 에 대해서 그래프의 모든 점들을 p 그룹으로 나눈다. 각 그룹은 k/p 개의 점들을 포함한다. 서로 다른 그룹에 속한 두 개의 점을 선택하여 선으로 연결한다. 그러면 선의 개수는 $k(k-k/p)/2$ 가 된다. 그래프를 구성하는 각 점을 정보 심볼에 대응시키고 각 선을 패리티 심볼에 대응시킨 부호를 완전다분할그래프 부호로 정의한다. 여기서 패리티 심볼의 값은 대응되는 선에 연결된 점들에 대응되는 정보 심볼의 값들을 xor 연산하여 얻어진다. 앞의 예에서 얻어지는 완전다분할그래프 부호는 $[k(k-k/p+2)/2, k, k-k/p+1]_2$ 로 표현된다. 완전다분할그래프 부호의 최소거리가 $k-k/p+1$ 임은 정리 1에서 보인다.

정의 1. 두 가지 이상의 특정 개수의 노드 손실에 대해 이를 복구하기 위해 접속해야 하는 최소 노드의 수를 함께 나타낸 것을 결합 부분접속수라 한다.

예를 들어, 임의의 1개 노드 손실에 대해 최소 2개의 다른 노드가 필요하고 임의의 2개 노드 손실에 대해 최소 3개의 다른 노드가 필요하다면 이를 결합 부분접속수 ($r_1 = 2, r_2 = 3$)로 표현한다. 본 논문에서는 결합 부분접속수 ($r_1 = 2, r_2 = 3$ or 4)를 만족시키는 부호를 제안하고 그 특성을 분석한다. 각 노드에 1개의 심볼만 저장되는 스칼라 부호의 경우 노드 손실이 심볼 손실을 의미하므로, 본 논문의 남은 부분에서는 노드의 수 대신 심볼의 수로 부분접속수를 표현한다.

정리 1. C 는 $[k(k-k/p+2)/2, k, d]_2$ 완전다분할 그래프 부호라 하자. 그러면 C 의 최소거리 d 는 $k-k/p+1$ 이다.

증명. 본 정리의 증명은 C 의 모든 심볼이 $k-k/p$ 개의 서로 소인 복구 집합을 갖는 것을 보이는 것으로 충분하다. 그림 1-(a)는 모든 정보 심볼이 $k-k/p$ 개의 서로 소인 복구 집합을 갖는 것을 보여준다. 패리티 심볼은 두 가지 타입으로 나뉜다. 첫 번째 타입은 그림 1-(b)에 표현되어 있다. 여기서 패리티 심볼은 k/p 개의 서로 소인 복구 집합들을 갖는 것을 보여준다. 두 번째 타입은 그림 1-(c)에 표현되어 있다. 여기서 패리티 심볼은 $k-2k/p$ 개의 서로 소인 복구 집합들을 갖는 것을 보여준다. 따라서 C 의 모든 심볼이 $k-k/p$ 개의 서로 소인 복구 집합들을 가지므로 C 의 최소거리 $k-k/p+1$ 이다.

정리 2. C 는 $[k(k-k/p+2)/2, k, k-k/p+1]_2$ 완전다분할그래프 부호라 하자. 그러면 다음이 성립한다.

- 1) $r_1 = 2$, for $k \geq 2$.
- 2) $r_2 = \begin{cases} 3, & \text{for } p = k \text{ and } k \geq 3, \\ 4, & \text{for } 2 \leq p < k \text{ and } k \geq 3. \end{cases}$
- 3) $r_l \leq \min(2l, k)$ for $k \geq 2$ and $l \in [k-k/p]$.

여기서 $[x]$ 는 1부터 x 까지 양의 정수를 원소로 갖는 집합이다.

증명 1). 그림 1-(a)는 한 개의 정보 심볼이 손실되었을 때 두 개의 다른 심볼들로 복구가 가능함을 보여

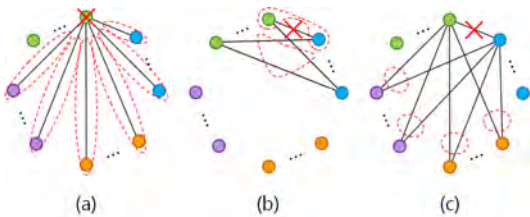


그림 1. 임의의 1개 심볼 손실과 서로 소인 복구 집합들 (점들은 정보 심볼, 선들은 패리티 심볼, "X" 기호는 손실된 심볼, 점선으로 표시된 원은 복구 집합들을 나타냄) (a) 손실된 정보 심볼의 복구 집합; (b) 손실된 패리티 심볼의 타입 1 복구 집합; (c) 손실된 패리티 심볼의 타입 2 복구 집합
Fig. 1. All the possible cases of one-erasure patterns and their disjoint repair sets. The vertices and edges represent information symbols and parity symbols, respectively. The "X" marks denote erased symbols, and the dotted circles denote symbols in a repair set. (a) Repair sets for an erased information symbol; (b) Type 1 repair sets for an erased parity symbol; (c) Type 2 repair sets for an erased parity symbol.

준다. 그림 1-(b), (c)는 한 개의 패리티 심볼이 손실되었을 때 두 개의 다른 심볼들로 복구가 가능함을 보여준다. 즉, 임의의 심볼 한 개가 손실되었을 때 다른 두 개의 심볼들로 복구 가능하므로 부분접속수 r_1 은 2이다.

증명 2). 그림 2는 두 개의 심볼들이 손실된 모든 경우를 보여준다. 특별히, $p = k$ 일 때 (f)-(i) 경우는 발생하지 않는다. 따라서, $p = k$ 일 때 2-부분접속수 r_2 는 3이고, $2 \leq p < k$ 일 때 2-부분접속수 r_2 는 4이다.

증명 3). C 의 모든 심볼이 크기가 2인 복구 집합을 적어도 하나 가지므로 r_l 은 항상 $2l$ 보다 작거나 같다. C 의 생성 행렬을 G 라고 하자. 최소거리 d 의 정의에 의해서, 최대 $d-1$ 개의 심볼들이 손실된 경우까지 복구가 가능하다. 즉, 복구 가능한 개수만큼 심볼들이 손실된 경우, 손실되지 않은 심볼들에 대응되는 G 의

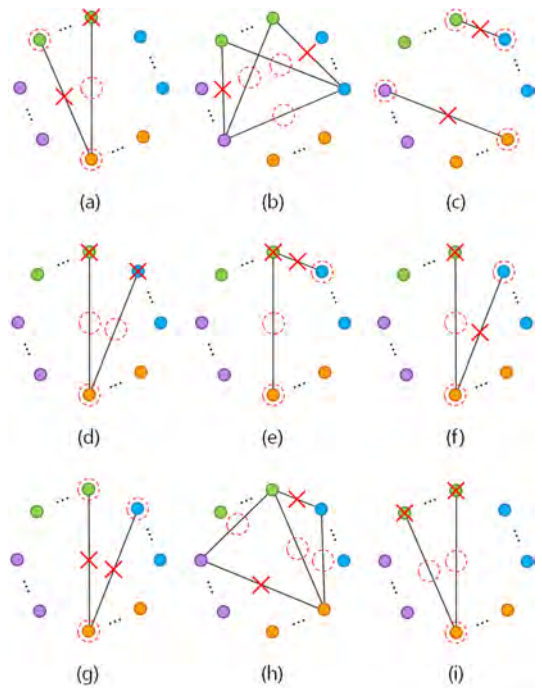


그림 2. 임의의 2개 심볼 손실과 복구 집합 (점들은 정보 심볼, 선들은 패리티 심볼, "X" 기호는 손실된 심볼, 점선으로 표시된 원은 복구 집합의 원소를 나타냄) (a) 경우 1; (b) 경우 2; (c) 경우 3; (d) 경우 4; (e) 경우 5; (f) 경우 6; (g) 경우 7; (h) 경우 8; (i) 경우 9
Fig. 2. All the possible cases of two-erasure patterns and their repair sets. The vertices and edges represent information symbols and parity symbols, respectively. The "X" marks denote erased symbols, and the dotted circles denote symbols in a repair set. (a) Case 1; (b) Case 2; (c) Case 3; (d) Case 4; (e) Case 5; (f) Case 6; (g) Case 7; (h) Case 8; (i) Case 9.

열벡터들로 만든 행렬은 완전계수(full rank)를 가지므로 모든 손실된 심볼들은 최대 k 개의 손실되지 않은 심볼들로 항상 복구가 가능하다. 그러므로 다음 식 $r_l \leq \min(2l, k)$ for $l \in [k - k/p]$ 가 성립한다.

III. 부분접속복구 부호의 상한계 및 성능 분석

기존의 부분접속복구 부호 관련 대부분의 연구들은 특정 파라미터에 대한 단일 상한계를 통해 성능을 분석하였다. 본 장에서는 기존의 다양한 상한계들에 대해 소개하고 이를 통해 제안하는 완전다분할그래프 부호의 성능을 다양하게 분석한다.

정리 1의 증명에서 $p = k$ 인 완전다분할그래프 부호의 경우 모든 심볼이 크기가 2인 $k-1$ 개의 서로 소인 복구 집합들을 가진다. 이 경우를 특별히 완전그래프(complete graph) 부호라 한다. 이제 $(r = 2, t = k - 1)$ -가용도에 대하여 기존의 최소거리 상한계 및 부호율 상한계를 통해 완전다분할그래프 부호의 성능을 분석한다.

정리 3. [7] C 는 $[n, k, d]_q$ 부호라 하자. C 의 임의의 정보 심볼이 크기 r 인 t 개의 서로소인 복구 집합들을 갖고 그러한 복구 집합은 오직 1개의 패리티 심볼만을 포함한다고 가정하자. 그러면, C 의 최소거리 d 는 다음 상한계를 만족한다.

$$d \leq n - k - \left\lceil \frac{kt}{r} \right\rceil + t + 1. \quad (1)$$

제안하는 완전다분할그래프 부호는 $p = k$ 일 때 위의 (1)식을 등호로 만족한다. 그림 1-(a)는 완전다분할그래프 부호의 모든 정보 심볼의 복구 집합이 1개의 패리티 심볼을 가짐을 보여준다.

C 는 $[n = k(k+1)/2, k, d = k]_2$ 완전다분할그래프 부호라고 하자. 그러면 $t = k - 1$ 이므로 (1)식으로부터 다음을 얻는다.

$$\begin{aligned} d &\leq n - k - \left\lceil \frac{kt}{r} \right\rceil + t + 1 \\ &= n - k - \left\lceil \frac{k(k-1)}{2} \right\rceil + k - 1 + 1 \\ &= \frac{k(k+1)}{2} - k - \frac{k(k-1)}{2} + k = k. \end{aligned} \quad (2)$$

정리 4. [8] C 는 $[n, k, d]_q$ 부호라 하자. C 의 임의의 심볼이 크기 r 인 t 개의 서로소인 복구 집합을 갖는

다고 가정하자. 그러면, C 의 부호율은 다음 상한계를 만족한다.

$$\frac{k}{n} \leq \frac{1}{\prod_{j=1}^t (1 + \frac{1}{j^r})}. \quad (3)$$

최근 [10]에서 임의의 부분접속수와 가용도를 만족하는 부호 설계 방식이 제안되었다. [10]에서 제안된 방식으로 생성된 부호는 임의의 부분접속수와 가용도를 만족하면서 정리 4의 부호율 상한계에 가장 근접한 부호로 알려져 있다. 그림 3은 기존에 제안된 임의의 부분접속수와 가용도를 갖는 부호들의 가용도에 따른 부호율을 나타낸 것이다.

그림 3은 제안하는 완전다분할그래프 부호가 임의의 가용도에 대해 기존의 가장 좋은 부호율을 갖는 [10]의 부호와 동일한 부호율을 가짐을 보여준다. 심플렉스 부호(simplex codes)^[13]는 모든 양의 정수 t 에 대한 부호 설계가 불가능하고 다이렉트 프러덕트 부호(direct product codes)^[8,9]는 동일한 가용도 값에 대해 제안하는 부호보다 부호율이 낮다. 표 1은 앞서 소개한 부호들의 파라미터를 정리한 것이다.

위의 정리 3과 정리 4는 부호의 유한체 크기 제한이 없는 선형 부호에 대한 상한계이다. 주어진 크기의 유한체 위에서 정의된 부호의 차원에 대한 상한계가 [14]에서 다음 정리 5와 같이 소개되었다. 정리 5는 비선형 부호를 포함하는 상한계이다. 본 논문의 남은 부분에서 $(n, k, d)_q$ 부호는 \mathbb{F}_q 상에서 길이가 n , 차원이 k , 그리고 최소거리가 d 인 선형 부호 또는 비선형 부호를 말한다.

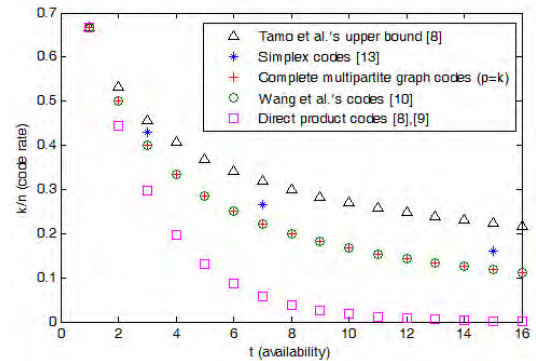


그림 3. $r_1 = 2, 1 \leq t \leq 16$ 일 때 부호율 비교
Fig. 3. Comparison of the code rate for $r_1 = 2, 1 \leq t \leq 16$.

표 1. 임의의 가용도를 갖는 부분접속복구 부호의 파라미터
Table 1. Parameters of LRCs achieving arbitrary availability.

	n, k, d	r, t
Direct product codes [8], [9]	$n = (r+1)^t,$ $k = r^t, d = 2^t$	$\forall r, \forall t$
Simplex codes [13]	$n = 2^k - 1, k,$ $d = 2^{k-1}$	$r = 2,$ $t = 2^{k-1} - 1$
Wang et al's codes [10]	$n = \binom{r+t}{t},$ $k = \binom{r+t-1}{t},$ $d = t+1$	$\forall r, \forall t$
Complete multipartite graph codes($p = k$)	$n = (t+1)(t+2)/2,$ $k = t+1,$ $d = t+1$	$r = 2, \forall t$

정리 5. [14] C 는 $(n, k, d)_q$ 부호라 하자. C 의 부분접속수가 r 이면, C 의 차원 k 는 다음 상한계를 만족한다.

$$k \leq \min_{t \in \mathbb{Z}_+} [tr + k_{opt}^{(q)}(n - t(r+1), d)], \quad (4)$$

여기서 \mathbb{Z}_+ 는 양의 정수 집합이고, $k_{opt}^{(q)}(n', d')$ 은 \mathbb{F}_q 상에서 길이가 n' 이고 최소거리가 d' 인 부호의 최대 차원 값이다.

위의 정리 5는 다음의 보조정리 1과 보조정리 2로부터 증명된다.

보조정리 1. [14] C 는 $(n, k, d)_q$ 부호라 하자. 그러면 임의의 $1 \leq t \leq k/r, t \in \mathbb{Z}_+$ 에 대해 $H(I) \leq tr$ 을 만족하는 집합 $I \subseteq [n], |I| = t(r+1)$ 이 존재한다. 여기서 \mathbb{Z}_+ 는 양의 정수 집합이고, $H(\cdot)$ 는 [3], [14]에서 정의된 엔트로피(entropy) 함수이다.

보조정리 2. [14] C 는 $(n, k, d)_q$ 부호라 하자. C 에서 $H(I) \leq m$ 을 만족하는 집합 $I \subseteq [n]$ 이 존재하면 $(n - |I|, (k - m)^+, d)_q$ 부호가 존재한다.

정리 6. C 는 $(n, k, d \geq 3)_q$ 부호라 하자. C 의 결합 부분접속수가 $\{r_l | l \in J, J \subseteq [d-1], |J| \geq 2\}$ 이면, C 의 차원 k 는 다음 상한계를 만족한다.

$$k \leq \min_{l \in J, t \in \mathbb{Z}_+} [tr_l + k_{opt}^{(q)}(n - t(r_l + 1), d)], \quad (5)$$

여기서 \mathbb{Z}_+ 는 양의 정수 집합이고, $k_{opt}^{(q)}(n', d')$ 은 \mathbb{F}_q 상에서 길이가 n' 이고 최소거리가 d' 인 부호의 최대 차원 값이다.

증명. 본 정리의 증명은 두 단계로 구성된 [14]의 증명 과정을 따른다. 첫 번째 단계는 보조정리 1을 사용한다. 단, 부분접속수 r 을 사용하는 [14]와는 달리 l -부분접속수 r_l 을 사용한다. 그러면 유사하게 임의의 $1 \leq t \leq k/r_l, t \in \mathbb{Z}_+$ 에 대해 $H(I) \leq tr_l$ 을 만족하는 집합 $I \subseteq [n], |I| = t(r_l + 1)$ 이 항상 존재함을 얻는다. 두 번째 단계는 [14]와 동일하다. 즉, 보조정리 2를 사용한다. 추가적으로 세 번째 단계에서 모든 l -부분접속수 r_l 에 대해 위의 두 단계를 수행하면 최종적으로 식 (5)를 얻을 수 있다.

예제 1. $[6, 3, 3]_2$ 완전다분할그래프 부호, $[8, 4, 3]_2$ 완전다분할그래프 부호, $[10, 4, 4]_2$ 완전다분할그래프 부호는 모두 정리 6의 상한계를 등호로 만족한다. 단, $[6, 3, 3]_2$ 완전다분할그래프 부호와 $[8, 4, 3]_2$ 완전다분할그래프 부호는 정리 5의 상한계도 등호로 만족하지만 $[10, 4, 4]_2$ 완전다분할그래프 부호는 정리 5의 상한계를 등호로 만족하지 못한다. 이는 정리 6이 정리 5보다 더 엄밀한 상한계임을 말해준다. 본 예제에서 $k_{opt}^{(2)}(\cdot, \cdot)$ 값을 구하기 위해 [15]의 표를 사용하였다.

IV. 결론

본 논문은 분산 저장시스템을 위한 이진 부분접속복구 부호 설계 방식을 제안한다. 제안하는 방식은 결합 부분접속수($r_1 = 2, r_2 = 3$ or $r_2 = 4$)를 갖는 다양한 길이의 이진 접속복구부호를 쉽게 생성한다. 또한 임의의 양의 정수 t 에 대해 $(2, t)$ -가용도를 갖는 이진 부분접속복구 부호를 설계할 수 있다.

제안된 방식으로 생성된 부호는 기존의 최소거리 상한계를 만족할 뿐만 아니라 기존의 임의의 가용도를 갖는 부호들 중 부호율 상한계에 가장 근접한 성능을 갖는다. 또한 본 논문의 후반부에서는 임의의 결합 부분접속수를 갖는 이진 부호의 차원에 대한 상한계를 제시하였다. 제안하는 완전다분할그래프 부호는 일부 길이에서 이 상한계를 등호로 만족함을 확인하였다.

본 논문의 결과를 토대로 향후 추가 연구로서 (1) 좋은 결합 부분접속수를 보장하는 또 다른 부호의 설계, (2) 제안한 상한계의 도달 가능성(achievability),

(3) 결합 부분접속수를 고려한 부분접속복구 부호의 새로운 상한계 유도 등을 고려할 수 있다.

References

[1] J.-H. Kim, J. S. Park, K.-H. Park, M. Y. Nam, and H.-Y. Song, "Trends of regenerating codes for next-generation cloud storage systems," *Inf. Commun. Mag.*, vol. 31, no. 2, pp. 125-131, Feb. 2014.

[2] P. Gopalan, C. Huang, H. Simitci, and S. Yekhanin, "On the locality of codeword symbols," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 58, no. 11, pp. 6925-6934, Nov. 2012.

[3] D. S. Papailiopoulos and A. G. Dimakis, "Locally repairable codes," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 60, no. 10, pp. 5843-5855, Oct. 2014.

[4] J. S. Park, J.-H. Kim, K.-H. Park, and H.-Y. Song, "Average repair read cost of linear repairable code ensembles," *J. KICS*, vol. 39B, no. 11, Nov. 2014.

[5] J.-H. Kim, M.-Y. Nam, and H.-Y. Song, "Construction of $[2^{k-1}+k, k, 2^{\lfloor k-1 \rfloor}+1]$ codes attaining Griesmer bound and its locality," *J. KICS*, vol. 40, no. 03, Mar. 2015.

[6] N. Prakash, V. Lalitha, and P. V. Kumar, "Codes with locality for two erasures," in *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, pp. 1962-1966, Jun. 2014.

[7] A. S. Rawat, D. S. Papailiopoulos, A. G. Dimakis, and S. Vishwanath, "Locality and availability in distributed storage," in *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, pp. 681-685, Jun. 2014.

[8] I. Tamo and A. Barg, "Bounds on locally recoverable codes with multiple recovering sets," in *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, pp. 691-695, Jun. 2014.

[9] A. Wang and Z. Zhang, "Repair locality with multiple erasure tolerance," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 60, no. 11, pp. 6979-6987, Nov. 2014.

[10] A. Wang, Z. Zhang, and M. Liu, "Achieving arbitrary locality and availability in binary

codes," in *Proc. IEEE Int. Symp. Inf. Theory (ISIT)*, pp. 1866-1870, Jun. 2015.

[11] A. S. Rawat, A. Mazumdar, and S. Vishwanath, "On cooperative local repair in distributed storage," in *Proc. IEEE Annu. Conf. Inf. Sci. Syst.(CISS)*, pp 1-5, Mar. 2014.

[12] D. R. Stinson, *Cryptography: Theory and Practice*, Chapman & Hall/CRC, 2005.

[13] W. C. Huffman and V. Pless, *Fundamentals of error correcting codes*, Cambridge, 2003.

[14] V. Cadambe and A. Mazumdar, "An upper bound on the size of locally recoverable codes," in *Proc. IEEE Int. Symp. Network Coding*, pp. 1-5, Jun. 2013.

[15] M. Grassl, *Code Tables: Bounds on the parameters of various types of codes*, Retrieved Aug., 25, 2015, from <http://www.codetables.de/>.

김 정 현 (Jung-Hyun Kim)



2006년 8월 : 연세대학교 전기
전자공학과 졸업
2008년 8월 : 연세대학교 전기
전자공학과 석사
2010년 7월~2013년 2월 : 한국
전자통신연구원 연구원
2013년 3월~현재 : 연세대학교
전기전자공학과 박사과정

<관심분야> 통신공학, 정보이론, 부호이론, 분산저장시스템

남 미 영 (Mi-Young Nam)



2005년 2월 : 연세대학교 전기
전자공학과 졸업
2005년 2월~2007년 8월 : 삼성
전자 연구원
2009년 8월 : 연세대학교 전기
전자공학과 석사
2009년 9월~현재 : 연세대학교
전기전자공학과 박사과정

<관심분야> 통신공학, 정보이론, 부호이론, 분산저
장시스템

송 홍 엽 (Hong-Yeop Song)



1984년 2월 : 연세대학교 전자
공학과 졸업
1986년 5월 : University of
Southern California Dept. of
EE. Systems 석사
1991년 12월 : University of
Southern California Dept. of
EE. Systems 박사

1992년 1월~1993년 12월 : Post-Doc Research
Associate, University of Southern California Dept.
of EE. Systems

1994년 1월~1995년 8월 : Senior Engineer, Qualcomm
Inc., San Diego, California.

2002년 3월~2003년 2월 : Visiting Professor,
University of Waterloo, Canada

1995년 9월~현재 : 연세대학교 전기전자공학과 교수
<관심분야> 통신공학, 정보이론, 부호이론, 암호이론,
이산수학