



(19)대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(51) 。 Int. Cl.

G06F 15/16 (2006.01)

G06F 12/00 (2006.01)

G06F 17/00 (2006.01)

G06F 17/30 (2006.01)

(11) 공개번호 10-2007-0023799

(43) 공개일자 2007년02월28일

(21) 출원번호 10-2007-0006895

(22) 출원일자 2007년01월23일

심사청구일자 2007년01월23일

(71) 출원인
인하대학교 산학협력단
인천 남구 용현동 253 인하대학교

(72) 발명자
송민석
서울 서초구 방배3동 래미안 아트힐 107동 402호

(74) 대리인
김건우

전체 청구항 수 : 총 1 항

(54) 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는방법

(57) 요약

본 발명은 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는 방법으로서, 보다 구체적으로는 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼 제약 및 디스크 대역폭 제약을 모두 만족시킬 수 있도록 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당함으로써, 클러스터링된 비디오 서버에서의 에너지 소비를 줄일 수 있는 클러스터링된 비디오 서버에서의 동적 버퍼 할당 방법에 관한 것이다. 본 발명은, (1) 모든 클러스터들에 대하여 해당 클러스터에서 사용되는 버퍼와 소비되는 전체 에너지에 관한 파라미터인 $DF_k(m)$ 을 계산하여, 이들의 집합 SD를 구하는 단계와, (2) 임시 변수 IS를

$IS \leftarrow \sum_{i=1}^{NC} BS_k(ND)$ 로 초기화하는 단계와, (3) 가능한 라운드 길이를 오름차순으로 포함하고 있는 집합인 FS의 SL_k 번째 원소, fr_{SLk} 가 클러스터 k에 대한 라운드 길이로서 선택되는 것을 나타내는 선택 파라미터 SL_k 를 ND로 초기화하는 단계와, (4) SD에서 값이 가장 작은 원소 $DF_k(l)$ 을 선택하여 SD로부터 제거하는 단계와, (5) l과 SL_k 를 비교하여, l이 SL_k 보다 작으면, IS는 $IS - BS_k(SL_k) + BS_k(l)$ 로, SL_k 는 l로 각각 감소시키는 단계와, (6) $IS > B$ 이고 SD가 공집합이 아닌 동안 단계 (4) 내지 (5)를 반복하는 단계를 포함하는 것을 그 특징으로 한다.

본 발명에 따르면, 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당함으로써, 버퍼 제약 및 디스크 대역폭 제약을 동시에 만족시키면서도 에너지 소비를 최소화할 수 있다.

대표도

도 4

특허청구의 범위

청구항 1.

전송 속도(transfer rate)가 tr 이고, 디스크 검색 시간(disk seek time) 및 디스크 회전 지연 시간(disk rotation delay time)이 T_s 와 T_d 로서 각각 상수이며, 버퍼 크기는 B 이고, 한 번의 검색을 수행하는데 요구되는 전력, 데이터를 판독하거나 기록하는 전력, 아이들 모드에서 소비되는 전력, 저전력 모드에서 소비되는 전력이 각각 P_s, P_a, P_i, P_l 이며,

비디오 스트림 V_i 가 유한 개수의 연속적인 세그먼트들로 나누어지고, 각각의 세그먼트들은 NS 개의 서브-세그먼트들로 다시 나누어져서 라운드-로빈 방식으로 디스크들에 저장되며(여기서, 각각의 서브-세그먼트의 크기는 길이 BR 인 기본 라운드 동안 검색되는 데이터 크기에 해당함), 데이터 속도는 dr_i 로서 그 단위는 bits/sec 이며,

C 개의 클러스터로 구성되고 각각의 클러스터는 Q 개의 동종 디스크들로 구성되고, 고객들을 C 개의 고객 그룹($CG_1, \dots, CG_C$)으로 분할한 후, 그룹 CG_k 내의 고객들이 대응하는 클러스터 k 로부터 스트림을 수신 받도록 구성되며, 고객 CL_i^m 이 상기 비디오 스트림 V_i 를 요청하고 있는 클러스터링된 비디오 서버에서,

라운드 길이가 fr_j 인 경우의 클러스터 k 에 대한 디스크 대역폭 이용도 $DS_k(j)$ 와 버퍼 이용도 $BS_k(j)$ 가 각각 다음 수학식 1 및 2와 같이 주어지는 경우에,

<수학식 1>

$$DS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} DU_i(j)$$

$$DU_i(j) = \frac{T_s + T_d + fr_j \times \frac{dr_i}{tr}}{fr_j \times Q}$$

(여기서,)

<수학식 2>

$$BS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} BU_i(j)$$

$$BU_i(j) = \frac{fr_j \times dr_i}{B}$$

(여기서,)

클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는 방법으로서,

(1) 모든 클러스터 k 에 대하여 다음 수학식 3과 같이 정의되는 파라미터 $DF_k(m)$ 을 계산하여, 이들의 집합 SD 를 구하는 단계;

<수학식 3>

$$DF_k(m) = \frac{E_k(m) - E_k(ND)}{BS_k(ND) - BS_k(m)} \quad (m = SV_k, \dots, ND-1 \text{이며, } SV_k \text{는 } DS_k(j) \leq 1 \text{을 만족시키는 } j \text{의 최소값이고, } ND \text{는}$$

상기 NS 에 대한 약수의 개수임)

여기서, $E_k(j)$ 는 길이 BR의 기본 라운드 동안의 전체 에너지 소비를 나타내며 다음 수학적식 4와 같이 정의된다.

<수학적식 4>

$$E_k(j) = \begin{cases} (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^n(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) > 0.5 \\ (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^e(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) \leq 0.5 \end{cases}$$

여기서, $E_k^s(j)$, $E_k^a(j)$, $E_k^n(j)$, $E_k^e(j)$ 는 각각 라운드 길이 fr_j 동안에 검색을 수행하기 위해 요구되는 에너지, 판독 또는 기록을 위해 요구되는 에너지, 정상 상태에서 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지, 에너지 감소(ER) 상태에서 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지를 나타내는 것으로 각각 다음 수학적식 5 내지 8로서 정의된다.

<수학적식 5>

$$\sum_{CL_i^m \in CG_k} T_s \times P_s$$

<수학적식 6>

$$\sum_{CL_i^m \in CG_k} (fr_j \times \frac{dr_i}{tr}) \times P_a$$

<수학적식 7>

$$E_k^n(j) = P_i \times \left(\underbrace{Q \times fr_j}_{\substack{Q\text{개의 디스크에 대한} \\ \text{전체 라운드 길이}}} - \underbrace{\sum_{CL_i^m \in CG_k} (T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr})}_{\text{판독 또는 검색 시간}} \right)$$

<수학적식 8>

$$E_k^e(j) = P_i \times \left(\underbrace{(\lceil \frac{1}{2} Q \rceil \times fr_j - \sum_{CL_i^m \in CG_k} (T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr}))}_{\text{아이들 모드에 있는 디스크에 대한 에너지}} + \underbrace{P_i \times \lceil \frac{1}{2} Q \rceil}_{\text{저전력 모드에 있는 디스크에 대한 에너지}} \right)$$

(2) 임시 변수(temporary variable) IS를 $IS \leftarrow \sum_{i=1}^{NC} BS_k(ND)$ 로 초기화하는 단계;

(3) 가능한 라운드 길이를 오름차순으로 포함하고 있는 집합인 FS의 SL_k 번째 원소, fr_{SL_k} 가 클러스터 k에 대한 라운드 길이로서 선택되는 것을 나타내는 선택 파라미터 SL_k 를 ND로 초기화하는 단계;

(4) SD에서 값이 가장 작은 원소 $DF_k(1)$ 을 선택하여 SD로부터 제거하는 단계;

(5) 1과 SL_k 를 비교하여, 1이 SL_k 보다 작으면, IS는 $IS - BS_k(SL_k) + BS_k(1)$ 로, SL_k 는 1로 각각 감소시키는 단계;

(6) $IS > B$ 이고 SD가 공집합이 아닌 동안 상기 단계 (4) 내지 (5)를 반복하는 단계

를 포함하는 방법.

명세서

발명의 상세한 설명

발명의 목적

발명이 속하는 기술 및 그 분야의 종래기술

본 발명은 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는 방법으로서, 보다 구체적으로는 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼 제약 및 디스크 대역폭 제약을 모두 만족시킬 수 있도록 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당함으로써, 클러스터링된 비디오 서버에서의 에너지 소비를 줄일 수 있는 클러스터링된 비디오 서버에서의 동적 버퍼 할당 방법에 관한 것이다.

멀티미디어 및 네트워크 기술에서의 최근의 진보로 인해, 디지털 도서관, 주문형 교육, 원격 교육 및 주문형 비디오와 같은 애플리케이션 영역들에서 주문형 멀티미디어(multimedia-on-demand 이하 "MOD"라고 함) 서비스를 제공하는 것이 가능하게 되었다. MOD 시스템에서, 비디오 데이터는 저장 서버 내에 수용되며 요청하는 고객들에게 전달된다. 비디오 데이터는 높은 대역폭 및 큰 저장 공간을 요구하기 때문에, 비디오 서버는 일반적으로 수백 개의 디스크들로 구성될 수 있는 디스크 어레이들 상에 만들어진다.

멀티미디어 데이터에 대한 수요의 증가로 인해, 서버들의 에너지 소비는 중요한 문제가 되었다. 최근에 Energy User News는, 일반적인 서비스 공급자들은 현재 150-200 W/ft²의 전력을 필요로 하고 있으며, 가까운 미래에는 200-300 W/ft²까지 필요로 하게 될 것이라고 보고하고 있다. 이와 같이 증가하고 있는 전력 수요는, 서비스 공급자들에게 있어서 심각한 경제적 문제를 초래한다. 예를 들어, 중간 크기인 30,000 ft²의 데이터 센터는 15 MW를 필요로 하는데, 이는 연간 \$ 13,000,000의 비용에 해당한다. 고전력 소비와 관련된 또 다른 문제는 열(heat)의 발생이다. 대기보다 15°C 높게 동작시킬 경우, 디스크 드라이브의 실패 비율(failure rate)이 2배로 높아질 수 있는 것으로 보고되고 있다. 이를 해결하기 위한 높은 열 밀도를 위한 냉각 시스템은 엄청나게 고가이며, 또한 냉각 시스템 자체가 데이터 센터의 전력비용을 상당히 증가시킨다는 문제점이 있다.

서버에 있어서, 저장장치(storage)는 가장 에너지 소모가 큰 구성요소들 중 하나이다. 최근의 보고에 따르면, 저장장치들은 전체 전력의 약 27%를 소비한다. 또한, 디스크 어레이에 의해 소비되는 에너지는, 어레이의 크기에 따라서 시스템의 나머지 부분들에서 소비되는 에너지를 웃도는 것으로 나타났다. 이와 같은 문제는 더 많은 전력을 필요로 하는 보다 고속의 디스크들의 사용 가능성에 의해 악화될 수 있다. 전력 소비를 줄이기 위해, 최근의 디스크들은 디스크의 상태에 따라 여러 가지 전력 소비 모드를 포함하는 다중 전력 모드(multiple power modes)를 가진다. 활성 모드에서는, 플래터들(platters)이 회전하고 있으며 헤드는 데이터를 관독하거나 기록하고 있다. 검색 모드에서는, 헤드가 검색하고 있다. 아이들 모드에서는, 디스크가 전속력으로 회전하지만, 디스크 요구는 없다. 저전력 또는 대기 모드에서는, 디스크가 회전을 완전히 정지하고 다른 어떤 모드들에서보다 훨씬 적은 에너지를 소비한다. 에너지 소비를 줄이기 위해 흔히 사용되는 방법은, 디스크를 잠시 동안의 아이들 상태를 거친 후 저전력 모드로 전이시키는 것이다. 그러나 현재 비디오 서버 시스템 하에서는 서버가 저전력 모드로 거의 들어갈 수 없으며, 비디오의 길이도 통상 1시간을 초과할 정도로 길기 때문에, 이와 같은 전력 절약 방법은 비디오 서버에 쉽게 적용할 수 없다는 문제점이 있다.

발명이 이루고자 하는 기술적 과제

본 발명은 상기와 같은 문제점을 해결하기 위해 제안된 것으로서, 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼 제약 및 디스크 대역폭 제약을 모두 만족시킬 수 있도록 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당함으로써, 클러스터링된 비디오 서버에서의 에너지 소비를 줄일 수 있는 클러스터링된 비디오 서버에서의 동적 버퍼 할당 방법을 제안하는 것을 그 목적으로 한다.

발명의 구성

상기한 목적을 달성하기 위한 본 발명의 특징에 따른, 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는 방법은 다음과 같다.

전송 속도(transfer rate)가 tr 이고, 디스크 검색 시간(disk seek time) 및 디스크 회전 지연 시간(disk rotation delay time)이 T_s 와 T_d 로서 각각 상수이며, 버퍼 크기는 B 이고, 한 번의 검색을 수행하는데 요구되는 전력, 데이터를 판독하거나 기록하는 전력, 아이들 모드에서 소비되는 전력, 저전력 모드에서 소비되는 전력이 각각 P_s, P_a, P_i, P_l 이며,

비디오 스트림 V_i 가 유한 개수의 연속적인 세그먼트들로 나누어지고, 각각의 세그먼트들은 NS 개의 서브-세그먼트들로 다시 나누어져서 라운드-로빈 방식으로 디스크들에 저장되며(여기서, 각각의 서브-세그먼트의 크기는 길이 BR 인 기본 라운드 동안 검색되는 데이터 크기에 해당함), 데이터 속도는 dr_i 로서 그 단위는 $bits/sec$ 이며,

C 개의 클러스터로 구성되고 각각의 클러스터는 Q 개의 동종 디스크들로 구성되고, 고객들을 C 개의 고객 그룹($CG_1, \dots, CG_C$)으로 분할한 후, 그룹 CG_k 내의 고객들이 대응하는 클러스터 k 로부터 스트림을 수신 받도록 구성되며, 고객 CL_i^m 이 상기 비디오 스트림 V_i 를 요청하고 있는 클러스터링된 비디오 서버에서,

라운드 길이가 fr_j 인 경우의 클러스터 k 에 대한 디스크 대역폭 이용도 $DS_k(j)$ 와 버퍼 이용도 $BS_k(j)$ 가 각각 다음 수학적식 1 및 2와 같이 주어지는 경우에,

$$DS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} DU_i(j)$$

$$(여기서, DU_i(j) = \frac{T_s + T_d + fr_j \times \frac{dr_i}{tr}}{fr_j \times Q})$$

$$BS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} BU_i(j)$$

$$(여기서, BU_i(j) = \frac{fr_j \times dr_i}{B})$$

클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당하는 방법으로서,

(1) 모든 클러스터 k 에 대하여 다음 수학적식 3과 같이 정의되는 파라미터 $DF_k(m)$ 을 계산하여, 이들의 집합 SD 를 구하는 단계;

$$DF_k(m) = \frac{E_k(m) - E_k(ND)}{BS_k(ND) - BS_k(m)} \quad (m = SV_k, \dots, ND-1 \text{이며, } SV_k \text{는 } DS_k(j) \leq 1 \text{을 만족시키는 } j \text{의 최소값이고, } ND \text{는 상기 } NS \text{에 대한 약수의 개수임})$$

여기서, $E_k(j)$ 는 길이 BR 의 기본 라운드 동안의 전체 에너지 소비를 나타내며, 다음 수학적식 4와 같이 정의된다.

$$E_k(j) = \begin{cases} (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^n(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) > 0.5 \\ (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^e(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) \leq 0.5 \end{cases}$$

여기서, $E_k^s(j), E_k^a(j), E_k^n(j), E_k^e(j)$ 는 각각 라운드 길이 fr_j 동안에 검색을 수행하기 위해 요구되는 에너지, 판독 또는 기록을 위해 요구되는 에너지, 정상 상태에서 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지, 에너지 감소(ER) 상태에서 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지를 나타내는 것으로 각각 다음 수학적식 5 내지 8로서 정의된다.

$$\begin{aligned}
 & \sum_{CL_i^m \in CG_k} T_s \times P_s \\
 & \sum_{CL_i^m \in CG_k} (fr_j \times \frac{dr_i}{tr}) \times P_a \\
 E_k^n(j) = P_i \times & \underbrace{\left(\underbrace{Q \times fr_j}_{\substack{\text{Q개의 디스크에 대한} \\ \text{전체 라운드 길이}}} - \underbrace{\sum_{CL_i^m \in CG_k} \left(T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr} \right)}_{\substack{\text{판독 또는 검색 시간}}} \right) \\
 E_k^e(j) = P_i \times & \underbrace{\left(\left\lceil \frac{1}{2} Q \right\rceil \times fr_j - \sum_{CL_i^m \in CG_k} \left(T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr} \right) \right)}_{\substack{\text{아이들 모드에 있는 디스크에 대한 에너지}}} + \underbrace{P_i \times \left\lfloor \frac{1}{2} Q \right\rfloor}_{\substack{\text{저전력 모드에 있는} \\ \text{디스크에 대한 에너지}}}
 \end{aligned}$$

(2) 임시 변수(temporary variable) IS를 $IS \leftarrow \sum_{i=1}^{NC} BS_k(ND)$ 로 초기화하는 단계;

(3) 가능한 라운드 길이를 오름차순으로 포함하고 있는 집합인 FS의 SL_k 번째 원소, fr_{SL_k} 가 클러스터 k에 대한 라운드 길이로서 선택되는 것을 나타내는 선택 파라미터 SL_k 를 ND로 초기화하는 단계;

(4) SD에서 값이 가장 작은 원소 $DF_k(l)$ 을 선택하여 SD로부터 제거하는 단계;

(5) l과 SL_k 를 비교하여, l이 SL_k 보다 작으면, IS는 $IS - BS_k(SL_k) + BS_k(l)$ 로, SL_k 는 l로 각각 감소시키는 단계;

(6) $IS > B$ 이고 SD가 공집합이 아닌 동안 단계 (4) 내지 (5)를 반복하는 단계

를 포함하는 것을 그 특징으로 한다.

이하에서는 첨부된 도면들을 참조하여, 본 발명의 실시예에 대해 상세하게 설명하기로 한다.

도 1은 본 발명에서 제안하고 있는 방법에서 전제로 하고 있는 실시예의 일 형태로서, 체인화된 디클러스터링(chained declustering; CD) 스킴을 이용하는 경우에 있어서, 비디오들의 데이터 배치를 나타내는 도면이다. 도 1에서 비디오 V_i 는 클러스터 1에 저장되고 비디오 V_j 는 클러스터 2에 저장되며, 비디오 V_i 와 V_j 는 각각 유한 개수의 연속적인 세그먼트들($S_{i,1}, S_{i,2}, \dots, S_{j,1}, S_{j,2}, \dots$)로 나누어진다고 가정한다. 각각의 비디오를 구성하는 세그먼트에 대하여, 원본 데이터에 해당하는 1차 카피의 백업 카피가 별개의 디스크에 배치되고 있다.

도 1에서 확인할 수 있는 것처럼, 본 발명에서 제안하고 있는 방법에서는, 원본 데이터가 별개의 디스크들에 복사되는 복사 기법을 사용함으로써 오류(fault)에 강인할 수 있도록 하는 것을 전제로 하고 있다. 통상, 원본 데이터를 1차 카피(primary copy)라고 지칭하고, 복사된 데이터를 백업 카피(backup copy)라고 지칭한다. 모든 디스크들이 동작 가능할 경우에 서버는 1차 카피로부터 데이터를 검색하나, 디스크에서 실패가 발생한 타락된 모드에서는 서버는 백업 카피를 판독한다. 다양한 복사 스킴들 중, 최고의 성능을 나타내는 체인화된 디클러스터링 기법이 본 발명의 일 실시예에서 사용되고 있다. 각각의 클러스터가 Q개의 동종 디스크들로 구성되며, 클러스터의 수는 C개라고 가정하자. CD 스킴에서는, 클러스터 k의 i번째 디스크인 D_k^i 상의 1차 카피가 $D_k^{(i+1) \bmod Q}$ 상에 백업 카피를 가진다. 도 1에서 확인할 수 있는 바와 같이, 클러스터 1의 제1 디스크 상의 1차 카피는 제2(1+1) mod 4 = 2 디스크 상에 백업 카피를 가지고, 제2 디스크 상의 1차 카피는 제3(2+1) mod 4 = 3 디스크 상에 백업 카피를 가지며, 제3 디스크 상의 1차 카피는 제4(3+1) mod 4 = 4 디스크 상에 백업 카피를 가지고, 제4 디스크 상의 1차 카피는 제1(4+1) mod 4 = 1 디스크 상에 백업 카피를 가진다. 마찬가지로 방식으로 각각의 1차 카피에 대한 백업 카피가 별개의 디스크 상에 배치됨으로써, CD 스킴을 구성하게 된다.

도 1에 표시되고 있는 비디오 오브젝트의 구성 및 세그먼트에 대하여 간단히 설명한다. 본 발명에 제안하고 있는 방법에서는 비디오 데이터 검색에 대하여 라운드-기반 스케줄링(round-based scheduling) 기법을 사용하는 것을 전제로 하고 있

는데, 라운드-기반 스케줄링에서는 시간이 라운드(rounds)라고 지칭되는 동일한 크기의 주기들로 분할되며, 각각의 고객은 각각의 라운드에서 한 번씩 서비스를 받게 된다. 비디오 오브젝트는 블록들로 분할되어 다수의 디스크로 분배되는데, 이와 같은 스킴을 스트리핑(striping)이라고 지칭한다. 세그먼트(segment)는 하나의 디스크 상에 저장되는 인접한 데이터의 최대 양을 나타낸다. 검색 오버헤드를 줄이기 위해, 한 라운드 동안 검색되는 데이터는 하나의 세그먼트로 그룹화되며, 각각의 세그먼트는 디스크들에 대해 라운드-로빈 방식으로 저장된다. 또한, 확장성을 위해, 디스크 어레이는 일반적으로 다수의 클러스터로 분할되고, 각각의 클러스터는 독립적으로 스트리핑 그룹을 형성하며, 각각의 비디오는 하나의 클러스터 내에 스트리핑 된다.

다음으로, 기존의 비디오 서버에서 사용되고 있는 전력 관리 방법에 대하여 간단히 살펴본다.

모바일 장치에서의 디스크 전력 관리가 광범위하게 연구되고 있지만, 저장 서버의 에너지 소비를 줄이기 위한 시도는 상대적으로 매우 적게 이루어지고 있다. 대부분의 기존 스킴들은, 성능에 영향을 미치지 않으면서 가능할 때마다 디스크들을 저전력 모드로 스위칭하는 구성을 포함한다. 이들 스킴들은 주로 주기를 늘리는 것을 목적으로 하는데, 이렇게 늘려진 주기 동안 디스크는 저전력 모드에 있게 된다. 그러나 저전력 모드로부터 활성 모드로 되돌리기 위해서는 디스크를 회전시켜야만 하기 때문에, 디스크를 저전력 모드로 전이시킴으로써 절약되는 에너지가 디스크를 다시 회전시키는데 필요로 하는 에너지보다 더 클 필요가 있다. 다시 회전시키는 에너지 비용을 정당화시키는 최단의 아이들 주기를 손익분기 시간(break-even time)이라고 부른다.

앞서 언급한 바와 같이, 저전력 모드로 진입함으로써 전력을 절약하는 것은, 비디오 스트림들의 긴 지속시간 때문에 현재의 비디오 서버에 별로 적합하지 않다. 이러한 점을 강조하기 위해, 라운드 길이가 2초이고 손익분기 시간이 16초인 디스크를 갖는 도 1에 도시된 서버 구성상에서 동작하며 한 시간 동안 지속되는 비디오를 생각해보자. 해당 비디오에 대하여 단지 하나의 요청만 있는 경우에도, 서버는 8초마다 한 번씩 각각의 디스크를 액세스할 필요가 있기 때문에 어떤 디스크도 저전력 모드로 진입할 수 없다.

도 2는 본 발명에 따른 클러스터링된 비디오 서버가 정상 상태에서부터 에너지 감소 상태로 변화하는 순간에 디스크에 대한 부하가 어떻게 시프트 되는지를 예시하는 도면이다.

모든 데이터가 1차 카피로부터 검색되고 있는 상황에서, CDU_k^i 를 클러스터 k의 i번째 디스크인 D_k^i 의 디스크 대역폭 이용도라고 하자($k = 1, \dots, C$ 및 $i = 1, \dots, Q$). 2가지 상태를 정의한다. 제1 상태는 $\forall i, CDU_k^i \leq 0.5$ 인 상태, 즉 클러스터 k 내의 모든 디스크의 디스크 대역폭 이용도가 0.5이하인 경우이며, 이 경우에 클러스터 k는 에너지 감소 상태(energy reduction state; ER state)에 있다고 정의한다. 나머지 제2 상태는 상기 조건을 만족시키지 않는 상태로서, 이 경우에 클러스터 k는 정상 상태(normal state)에 있다고 정의한다. 정상 상태에서, 데이터는 1차 카피로부터만 검색되는데, 이는 데이터가 클러스터 내의 모든 디스크로부터 검색된다는 것을 의미한다. 반면에, 에너지 감소 상태에서, 데이터는 1차 카피와 백업 카피 모두로부터 검색되며, 그 결과 클러스터 내의 홀수 번째 디스크로부터만 검색되게 된다.

본 발명에서 전제로 하고 있는 복사 기법에 따르면, 도 2에 도시된 바와 같이, 원본 데이터로서 디스크 D_k^i 상에 위치하는 1차 카피는, $D_k^{(i+1) \bmod Q}$ 상에 백업 카피를 가진다. 도 2의 화살표들이 나타내는 것은, 짝수 번째 디스크인 D_k^{2i} 상에서 1차 카피를 판독하는데 초래되는 디스크 부하들이 $D_k^{(2i+1) \bmod Q}$ (홀수 번째 디스크들) 상의 백업 카피들로 시프트 될 수 있다는 것이다(여기서, $i = 1, \dots, \lfloor \frac{1}{2}Q \rfloor$). 즉, 도 2에 도시된 바와 같이, 2번째 디스크(D_k^2) 상의 1차 카피에 대한 판독 부하는 3번째 디스크($i = 1$ 이고 $Q = 6$ 이므로, $(2*1 + 1) \bmod 6 = 3$)의 백업 카피에 대한 판독 부하로 시프트 되고, 4번째 디스크(D_k^4) 상의 1차 카피에 대한 판독 부하는 5번째 디스크($i = 2$ 이고 $Q = 6$ 이므로, $(2*2 + 1) \bmod 6 = 5$)의 백업 카피에 대한 판독 부하로 시프트 되며, 6번째 디스크(D_k^6) 상의 1차 카피에 대한 판독 부하는 1번째 디스크($i = 3$ 이고 $Q = 6$ 이므로, $(2*3 + 1) \bmod 6 = 1$)의 백업 카피에 대한 판독 부하로 시프트 된다. 이와 같이 디스크 부하들이 시프트 되는 경우, 짝수 번째 디스크들인 D_k^{2i} ($i = 1, 2, 3$)는 전혀 액세스 되지 않을 수 있기 때문에, 저전력 모드로 진입하여 에너지를 절약할 수 있다.

디스크 대역폭 제약조건에 대하여 살펴보면, 비록 홀수 번째 디스크인 $D_k^{(2i+1) \bmod Q}$ 가 짝수 번째 디스크인 D_k^{2i} 로부터 디스크 부하를 가져가지만, $\forall i, CDU_k^i \leq 0.5$ 이기 때문에 홀수 번째 디스크의 디스크 대역폭 이용도는 결코 1을 초과하지 않으므로, 디스크 대역폭 제약조건을 위반하지 않는다.

디스크에 대한 부하를 집중시키면 일부 디스크를 저전력 모드로 진입시킬 수 있어 에너지 절약에 유리하며, 이를 위해서는 클러스터를 에너지 감소 상태로 만들 필요가 있다는 것을 살펴보았다. 다음으로 라운드 길이가 에너지 소비에 어떠한 영향을 미치는지를 살펴보기로 한다.

라운드 길이는 서버 리소스들에 대한 요구조건, 즉 디스크 대역폭 및 버퍼 요구조건을 결정하는데 중요한 역할을 한다. 한 라운드 동안 대용량의 데이터를 검색하는 것은 디스크 지연(disk latency)의 영향을 감소시키기 때문에, 라운드 길이를 증가시키는 것은 디스크 대역폭 이용도를 감소시킨다. 그러나 한 라운드 동안 검색된 데이터를 저장하는데 많은 버퍼 공간이 필요하기 때문에 버퍼 요구조건은 증가시킨다. 디스크 대역폭 이용도를 0.5 아래로 감소시키는 것은 에너지 감소 상태로의 전이를 가능하게 하며, 따라서 길이가 긴 라운드가 에너지 절약에 있어서 유리하다는 것은 명백하다.

본 발명에서 제안된 방법의 주요한 아이디어는, 전체 에너지 소비를 최소화할 목적으로 전체 버퍼 공간을 C개의 부분으로 분할하고, 버퍼 공간을 동적으로 할당하는 것이다. 이와 같은 접근법은 라운드 길이를 늘이는 것이 에너지 감소에 있어서 유리하지만, 버퍼 오버헤드를 증가시킨다는 관찰결과에서 동기를 부여받았다. 이것은 특정 클러스터에 더 많은 버퍼 공간을 할당하는 것이 해당 클러스터를 에너지 감소 상태로 들어가는 것을 가능하게 할 수 있다는 것을 의미한다. 그러나 버퍼 공간은 제한되며 클러스터들에 의해 공유되기 때문에 이것은 현명한 버퍼 분할 방법을 요구한다.

한 라운드 동안 검색되는 데이터가 인접하여 저장되어 있지 않을 수도 있기 때문에, 라운드 길이를 변화시키는 것은 추가적인 검색 오버헤드를 발생시킬 수도 있다. 이를 해결하기 위해, 데이터 세그먼트 $S_{i,m}$ 를 NS개의 서브-세그먼트들 $SS_{i,m}^n$ 로 쪼개는데, 여기서 각각의 서브-세그먼트의 크기는 길이 BR의 기본 라운드 동안 검색되는 데이터 크기에 해당한다. NS개의 서브-세그먼트는 인접하게 저장되어 하나의 세그먼트를 구성하며, 각각의 세그먼트는 도 1에 도시된 바와 같이 라운드-로빈 방식으로 배치된다. 도 3은 NS=8인 경우에 세그먼트 $S_{i,m}$ 를 구성하는 서브-세그먼트를 예시하는 도면이다.

$dv_j(j = 1, \dots, ND)$ 를 NS의 j번째 약수를 표시하기 위해 사용할 것인데, 여기서 ND는 NS에 대한 약수의 개수이다. 가능한 라운드 길이들의 집합은 $FS = fr_j | fr_j = BR * dv_j$ 이며, FS의 원소들은 오름차순으로 정렬된다고 가정한다. 예를 들어, NS = 6 이면, $FS = fr_1 = BR, fr_2 = 2BR, fr_3 = 3BR, fr_4 = 6BR$. fr_j 가 아닌 라운드 길이를 선택하는 것은 한 번의 판독에 대해 2번의 검색 발생을 초래할 수 있기 때문에 허용되지 않는다.

데이터 속도 $dr_i(\text{bits/sec})$ 를 갖는 비디오 V_i 에 대한 버퍼 및 디스크 대역폭 요구조건이 라운드 길이에 따라 어떻게 달라지는지를 알아보자. 모든 스트림들의 연속적인 재생을 보장하기 위해서는, 스트림을 검색하는데 소모되는 전체 시간이 라운드 지속시간을 초과해서는 안 된다. 일반적으로, 어떤 디스크에 대한 대역폭 이용도는 라운드 길이에 대한 전체 서비스 시간의 비로 정의된다. 인접한 데이터에 대한 한 번의 판독에 대해 상수인 검색 시간 T_s 와 회전 지연 T_d 가 요구되는 전형적인 검색 시간 모델을 이용한다. 비디오 스트림 V_i 를 검색하는 것은 오버헤드 $T_s + T_d$ 및 판독 시간 $fr_j \times \frac{dr_i}{tr}$ 을 발생시키는데, 여기서 tr 은 디스크의 데이터 전송 속도이다. 설명의 편의를 위해, 디스크 부하들이 동일한 클러스터 내의 디스크들에 균등하게 분포된다고 가정한다. 라운드 길이가 fr_j 이고 한 클러스터 내에 Q개의 디스크가 있는 경우, 비디오 스트림 V_i 를 서비스하는 것은 한 클러스터에 대해 대역폭 이용도를 다음 수학적 식 9와 같이 주어지는 $DU_i(j)$ 만큼 증가시킨다.

$$DU_i(j) = \frac{T_s + T_d + fr_j \times \frac{dr_i}{tr}}{fr_j \times Q}$$

B를 전체 버퍼 크기라고 하자. 검색 오버헤드를 줄이기 위해 SCAN 스케줄링이 사용된다고 가정한다. SCAN 스케줄링을 위해서는 더블 버퍼링(double buffering)이 사용되기 때문에, 비디오 스트림 V_i 를 서비스하는 것은 버퍼 이용도를 다음 수학적 식 10과 같이 주어지는 $BU_i(j)$ 만큼 증가시킨다.

$$BU_i(j) = \frac{fr_j \times dr_i}{B}$$

고객 CL_i^m 이 비디오 스트림 V_i 를 요청한다고 가정한다. 고객들을 C개의 고객 그룹($CG_1, \dots, CG_C$)으로 분할하는데, 여기서 그룹 CG_k 내의 고객들은 클러스터 k로부터 스트림을 수신한다. 클러스터 k에 대한 디스크 대역폭 이용도 $DS_k(j)$ 를 앞서 언급한 다음 수학적 식 1과 같이 결정한다.

<수학적 식 1>

$$DS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} DU_i(j)$$

또한 클러스터 k에 대한 버퍼 이용도 $BS_k(j)$ 를 앞서 언급한 다음 수학적 식 2와 같이 얻는다.

<수학적 식 2>

$$BS_k(j) = \sum_{CL_i^m \in CG_k} BU_i(j)$$

이제 에너지 소비가 라운드 길이 fr_j 에 따라 어떻게 달라지는지를 실험한다. P_s 는 한 번의 검색을 수행하는데 요구되는 전력이고, P_a 는 데이터를 판독하거나 기록하는 전력이며, P_i 는 아이들 모드에서 소비되는 전력이고, P_l 은 저전력 모드에서 소비되는 전력이라고 하자. 클러스터 k에 대해 다음과 같은 에너지 특성을 공식화한다.

1. fr_j 동안 전체 검색 시간은 $\sum_{CL_i^m \in CG_k} T_s$ 이며, 따라서 fr_j 동안 검색을 수행하기 위해 요구되는 에너지($E_k^s(j)$)는 앞서 언급한 수학적 식 5, 즉 $\sum_{CL_i^m \in CG_k} T_s \times P_s$ 이다.

2. fr_j 동안 판독 또는 기록을 위해 요구되는 에너지($E_k^a(j)$)는 앞서 언급한 수학적 식 6, 즉 $\sum_{CL_i^m \in CG_k} (fr_j \times \frac{dr_i}{tr}) \times P_a$ 이다.

3. 어떤 디스크 활동도 일어나지 않거나, 디스크가 어떤 섹터가 헤드 아래에 도달하기를 대기하고 있는 경우에는, 수동적이라고 간주하며, 에너지 소비는 서버들이 정상 상태에 있는지 또는 에너지 감소 상태에 있는지 여부에 따라 다른 방식으로 계산되어야 한다.

- 정상 상태에서는, 어떠한 디스크도 저전력 모드로 들어가지 못하며, 따라서 fr_j 동안 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지($E_k^n(j)$)는 앞서 언급한 다음 수학적 식 7과 같이 표현될 수 있다.

<수학적 식 7>

$$E_k^n(j) = P_i \times \left(\underbrace{Q \times fr_j}_{\substack{Q개의 디스크에 대한 \\ 전체 라운드 길이}} - \underbrace{\sum_{CL_i^m \in CG_k} (T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr})}_{\text{판독 또는 검색 시간}} \right)$$

- 에너지 감소 상태에서는, 디스크들 중 $\lfloor \frac{1}{2}Q \rfloor$ 개는 저전력 모드로 들어가고 나머지는 아이들 모드에 머무르게 된다. 따라서 fr_j 동안 수동적인 디스크들에 의해 소비되는 에너지($E_k^e(j)$)는 앞서 언급한 다음 수학적 식 8과 같이 표현될 수 있다.

<수학식 8>

$$E_k^e(j) = \underbrace{P_i \times \left\lceil \frac{1}{2}Q \right\rceil \times fr_j - \sum_{CL_i^m \in CG_k} \left(T_s + fr_j \times \frac{dr_i}{tr} \right)}_{\text{아이들 모드에 있는 디스크에 대한 에너지}} + \underbrace{P_l \times \left\lfloor \frac{1}{2}Q \right\rfloor}_{\text{자전력 모드에 있는 디스크에 대한 에너지}}$$

앞서 언급한 정상 상태 및 에너지 감소 상태의 정의에 따르면, 만약 $DS_k(j) > 0.5$ 이면 클러스터 k 는 정상 상태에 있으며, 그렇지 않으면 에너지 감소 상태에 있게 된다. 상기 표현식에 기초하여, BR 동안 전체 에너지 소비($E_k(j)$)가 라운드 길이 fr_j 에 따라 앞서 언급한 다음 수학식 4와 같이 달라짐을 알 수 있다.

<수학식 4>

$$E_k(j) = \begin{cases} (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^n(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) > 0.5 \\ (E_k^s(j) + E_k^a(j) + E_k^e(j)) \times \frac{BR}{fr_j} & \text{if } DS_k(j) \leq 0.5 \end{cases}$$

앞서 다룬 내용들을 바탕으로, 본 발명에 따라 버퍼를 동적으로 분할하는 방법에 대하여 구체적으로 살펴보기로 한다.

SL_k 를, FS의 SL_k 번째 원소, fr_{SL_k} 가 클러스터 k 에 대한 라운드 길이로서 선택되는 것을 나타내는 선택 파라미터라고 하자. 예를 들어, FS = BR, 2BR, 3BR, 6BR이고 $SL_k = 2$ 인 경우, 2BR이 라운드 길이로서 선택된다. 앞서 언급한 수학식 1, 2 및 9, 10으로부터, fr_j 의 값이 높아질수록 $DS_k(j)$ 의 값은 감소하나, $BS_k(j)$ 의 값은 증가되는 것을 쉽게 알 수 있다. $DS_k(j)$ 의 값을 0.5 아래로 감소시키는 것은 해당 클러스터가 에너지 감소 상태로 진입하도록 유도하기 때문에, 더 큰 값의 fr_j , 즉 더 큰 값의 SL_k 는 추가의 에너지 감소 상태를 생성할 수 있다. 반면에, 더 큰 값의 SL_k 는 버퍼 요구조건을 증가시키기도 하기 때문에, SL_k 는 조심스럽게 선택되어야 한다.

본 발명에서 달성하고자 하는 목적은, 버퍼 제한 $\sum_{k=1}^C BS_k(SL_k) \leq 1$ 및 디스크 대역폭 제약 $\forall k, DS_k(SL_k) \leq 1, (k = 1, \dots, C)$ 을 모두 만족시키면서 동시에 BR 길이의 기본 라운드 동안 전체 에너지 소비를 최소화하는 것이다. 이제 이것을 버퍼 할당 문제로서 보다 형식적으로 정의한다.

정의. 버퍼 할당 문제(Buffer Allocation Problem ; BAP)

BAP는 모든 클러스터 $k(k = 1, 2, \dots, C)$ 에 대하여, 버퍼 제한 $\sum_{k=1}^C BS_k(SL_k) \leq 1$ 및 디스크 대역폭 제약 $\forall k, DS_k(SL_k) \leq 1, (k = 1, \dots, C)$ 을 만족시키면서 $\sum_{k=1}^C E_k(SL_k)$ 를 최소화하는 $SL_k(SL_k = 1, \dots, ND)$ 를 찾는 것이다.

BAP는, 각각의 오브젝트가 아이템들의 유한개의 집합을 가지며, 각각의 오브젝트로부터 정확히 하나의 아이템이 전체 이익을 최대화하기 위해 선택되어야 하는 다중-선택 배낭 문제(multiple-choice knapsack problem)의 변형물이라는 것에 주목해야 한다. 다중-선택 배낭 문제는 NP-hard이기 때문에, BAP 또한 NP-hard인데, 이것은 특히 새로운 고객의 인가가 눈에 띄게 지연되지 않도록 SL_k 의 값이 빨리 결정되어야만 하는 경우에 발전적 접근법(heuristic approach)이 필요하다는 것을 의미한다. 본 발명에서 제안된 해법을 요약한다.

서버는 먼저 라운드 길이를 fr_j 로 변화시키는 것이 디스크 대역폭 제약 $DS_k(j) \leq 1$ 을 위반할 것인지를 체크한다. SV_k 를 $DS_k(j) \leq 1$ 을 만족시키는 j 의 최소값이라고 하자. 클러스터 k 에 대하여 파라미터의 집합 $DF_k(m)(m = SV_k, \dots, ND-1)$ 을 앞서 언급한 다음 수학식 3과 같이 정의함으로써 시작한다.

<수학식 3>

$$DF_k(m) = \frac{E_k(m) - E_k(ND)}{BS_k(ND) - BS_k(m)}$$

수학식 3에서, 선택 파라미터 SV_k 가 ND로부터 m 으로 감소되는 경우에, 클러스터 k 에 대하여 분모는 버퍼 요구조건에서의 감소를 나타내는 반면에, 분자는 에너지 소비에서의 증가를 나타낸다. 이것에 기초하여, 동적 버퍼 분할 알고리즘(dynamic buffer partitioning algorithm; DBPA)이라고 지칭할 알고리즘 1을 제안한다.

도 4는 본 발명에서 제안하고 있는 동적 버퍼 분할 알고리즘을 나타내는 도면이다. 도 4에 도시된 바와 같이, 집합 SD는 $DF_k(m)$ 파라미터들의 집합으로서, 초기에는 모든 비디오의 것들로 구성된다(제1행). 다음으로, 임시 변수(temporary variable) IS를 $IS \leftarrow \sum_{i=1}^{NC} BS_k(ND)$ 로 초기화하고(제2행 및 제3행), 가능한 라운드 길이의 집합인 FS의 SL_k 번째 원소, fr_{SL_k} 가 클러스터 k 에 대한 라운드 길이로서 선택되는 것을 나타내는 선택 파라미터 SL_k 를 ND로 초기화한다(제4행). 그 후, 집합 SD에서 가장 작은 값의 원소 $DF_k(l)$ 을 선택하여(제6행), 그것을 집합 SD로부터 제거한다(제7행). 만약 $1 < SL_k$ 이면, IS는 $IS - BS_k(SL_k) + BS_k(l)$ 로, SL_k 는 1로 각각 감소시킨다(제8행 내지 제11행). $IS > B$ 이고 $SD \neq \emptyset$ 인 동안 제6행 내지 제11행을 반복한다(제5-12행).

실험 결과

제안된 발명의 유효성을 평가하기 위해, 다수의 시뮬레이션을 수행하였다. 사용된 서버는 160개의 IBM Ultrastar36Z15 디스크로 구성되는데, 각각의 디스크에 대한 파라미터들은 다음 표 1과 같다.

[표 1]

Transfer rate (tr)	55 Mbps
Typical disk seek time (Ts)	7 ms
Typical disk rotation time (Tr)	4 ms
Storage space for each disk	18 GB
Idle power	10.2 W
Standby power (low-power mode)	2.5 W
Active power	13.5 W
Total buffer Size (B)	8 GB

서버는 40개의 클러스터로 분할되며, 클러스터 각각은 4개의 디스크로 구성된다. 고객 요청의 도착은 푸아송 분포(Poisson distribution)를 따르는 것으로 가정한다. 또한, 모든 비디오는 90분 길이이며, 4.5 Mbps의 동일한 비트-속도를 가진다. 액세스 확률은 $\alpha = 0.271$ 을 갖는 Zipf 분포를 따른다. 먼저, 디스크 대역폭 및 버퍼의 균형 잡힌 사용을 수행하는 라운드 길이를 계산하였는데, 그 결과 BR 값은 0.85초로 결정되었다. 각각의 영화의 클러스터 위치는 임의로 선택된다. 제안된 발명의 효력을 평가하기 위해, 다음 4가지 다른 방법들과 비교할 것이다.

1. PRS: 기존의 비디오 서버와 같이 동작하며, 백업 카피로부터의 데이터 검색을 허용하지 않는 방식(사용된 라운드 길이는 BR임).
2. ORS: 디스크 이용도에 따라 백업 카피로부터의 데이터 검색을 허용하나, 적응형 라운드 길이 조정을 허용하지 않는 방식(사용된 라운드 길이는 BR임).
3. RAN: 백업 카피로부터의 데이터 검색 및 적응형 라운드 길이 조정을 허용하나, 버퍼 제약을 받는 각각의 클러스터에 대하여 SL_k 을 임의로 할당하는 방식.

4. UNI: 백업 카피로부터의 데이터 검색 및 적응형 라운드 길이 조정을 허용하나, 본 발명에 따른 방식(EBA)과 달리 초기에 SL_k 를 SV_k 로 할당한 후 버퍼 제약을 받는 SL_k 의 값을 균일하게 증가시키는 방식.

PRS 및 ORS에 대하여 인가된 고객의 수는 UNI, RAN 및 EBA 스킴에 대한 것보다 작다. 이것은 PRS 및 ORS가 적응형 라운드 조정을 허용하지 않아 서버 리소스가 최대로 사용될 수 있도록 하지 못하기 때문이다. 이를 반영하기 위해, 인가된 고객당 전체 에너지 소비를 평가한다.

도 5는, 요청들의 내부-도착 시간(inter-arrival time)에 따라 본 발명에서 제안된 방식에서의 에너지 소비를 앞서 설명한 4가지 방식에서의 에너지 소비와 비교하되, PRS 방식에서의 에너지 소비를 1로 하여 나머지 4가지 방식의 비율로서 도시한다. 본 발명에서 제안된 방법(EBA)은 모든 작업부하들 하에서 기존의 방식(PRS)과 비교하여 22% 내지 43% 사이의 에너지를 절약하는 것으로 나타났으며, 다른 방식들보다 우수한 성능을 나타내었다. 이것은, 본 발명에서 제안된 방법이 이용도의 레벨이 허용되는 정도에 따라 최대 디스크들의 절반까지 저전력 모드로 진입하도록 허용하기 때문이다. 내부-도착 시간이 증가함에 따라, 본 발명에서 제안된 방법과 기존의 방법과의 성능 차이가 증가하는데, 이는 디스크들에게 가볍게 부하가 걸린 경우에 에너지 감소 상태로 진입할 수 있는 더욱 많은 기회를 제공하기 때문이다. 본 발명에서 제안된 방법(EBA)은 ORS보다 19% 내지 36% 사이의 에너지를 적게 사용한다. 이것은 EBA가 라운드 길이를 조정하며, 이로 인해 보다 많은 시간에서 저전력 모드에 있기 때문이다. 또한, EBA는 RAN보다도 4.6% 내지 18% 사이의 에너지를 절약하며, UNI보다는 1.4% 내지 17% 사이의 에너지를 절약하는데, 이것은 버퍼 할당이 에너지 소비에 중요한 영향력을 가진다는 것을 의미한다.

발명의 효과

본 발명에 따르면, 클러스터링된 비디오 서버의 버퍼를 동적으로 할당함으로써, 버퍼 제약 및 디스크 대역폭 제약을 동시에 만족시키면서도 에너지 소비를 최소화할 수 있다.

도면의 간단한 설명

도 1은 본 발명에서 제안하고 있는 방법에서 전체로 하고 있는 실시예의 일 형태로서, 체인화된 디클러스터링 스킴을 이용하는 경우에 있어서, 비디오들의 데이터 배치를 나타내는 도면.

도 2는 본 발명에 따른 비디오 서버가 정상 상태에서부터 에너지 감소 상태로 변화하는 순간에 디스크에 대한 부하가 어떻게 시프트 되는지를 예시하는 도면.

도 3은 서브-세그먼트의 개수가 8개인 경우에 세그먼트 $S_{i,m}$ 를 구성하는 서브-세그먼트를 예시하는 도면.

도 4는 본 발명에서 제안하고 있는 동적 버퍼 분할 알고리즘을 나타내는 도면.

도 5는 요청들의 내부-도착 시간에 따라 본 발명에서 제안된 방식에서의 에너지 소비를 기존의 방식(PRS)에서의 에너지 소비에 대한 비율로서 도시하는 도면.

<도면의 주요 부분에 대한 부호의 설명>

D_k^i : 클러스터 k의 i번째 디스크

primary copy : 1차 카피

backup copy : 백업 카피

$S_{i,m}$: 비디오 V_i 를 구성하는 세그먼트

$S_{j,m}$: 비디오 V_j 를 구성하는 세그먼트

$ss_{i,m}^n$: 서브-세그먼트

PRS : 기존의 서버 동작 방법(백업 카피로부터의 데이터 검색을 허용하지 않음)

ORS : 백업 카피로부터의 데이터 검색을 허용하나, 적응형 라운드 길이 조절을 허용하지 않는 방법

RAN : 백업 카피로부터의 데이터 검색 및 적응형 라운드 길이 조절을 허용하나, 버퍼 제약을 받는 각각의 클러스터에 대하여 SL_k 을 임의로 할당하는 방법

UNI : 백업 카피로부터의 데이터 검색 및 적응형 라운드 길이 조절을 허용하나, 초기에 SL_k 을 SV_k 로 할당한 후 버퍼 제약을 받는 SL_k 의 값을 균일하게 증가시키는 방법

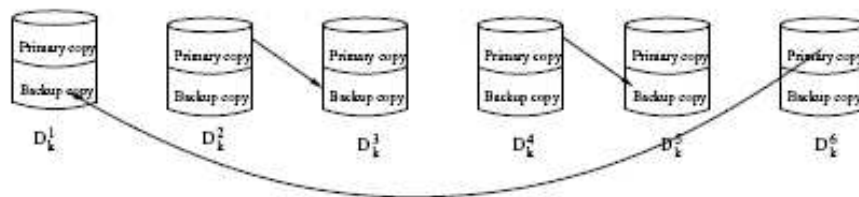
EBA : 본 발명에서 제안하고 있는 방법

도면

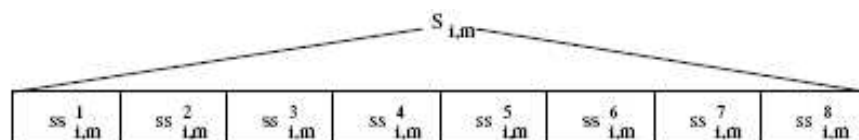
도면1

	cluster 1				cluster 2			
	D_1^1	D_1^2	D_1^3	D_1^4	D_2^1	D_2^2	D_2^3	D_2^4
primary	$S_{i,1}$	$S_{i,2}$	$S_{i,3}$	$S_{i,4}$	$S_{j,1}$	$S_{j,2}$	$S_{j,3}$	$S_{j,4}$
copy	$S_{i,5}$	$S_{i,6}$	$S_{i,7}$	$S_{i,8}$	$S_{j,5}$	$S_{j,6}$	$S_{j,7}$	$S_{j,8}$
	...	...	...	...	...	...	...	...
backup	$S_{i,4}$	$S_{i,1}$	$S_{i,2}$	$S_{i,3}$	$S_{j,4}$	$S_{j,1}$	$S_{j,2}$	$S_{j,3}$
copy	$S_{i,8}$	$S_{i,5}$	$S_{i,6}$	$S_{i,7}$	$S_{j,8}$	$S_{j,5}$	$S_{j,6}$	$S_{j,7}$
	...	...	...	...	...	...	...	...

도면2



도면3



도면4

Algorithm 1. DBPA (Dynamic Buffer Partitioning Algorithm)

```

1: Set of values of  $DF_k(m)$ :  $SD$ ;
2: Temporary variable:  $IS$ ;
3:  $IS \leftarrow \sum_{i=1}^{NC} BS_k(ND)$ ;
4:  $SL_k \leftarrow ND$ ;
5: while  $IS > B$  and  $SD \neq \phi$  do
6:   Find the lowest value,  $DF_k(l) \in SD$ ;
7:    $SD \leftarrow SD - \{DF_k(l)\}$ ;
8:   if  $l < SL_k$  then
9:      $IS \leftarrow IS - BS_k(SL_k) + BS_k(l)$ ;
10:     $SL_k \leftarrow l$ ;
11:   end if
12: end while

```

도면5

