

비디오서버에서 사용자 등급을 고려한 검색정책 (Retrieval Policy based on user Classes in Video Server)

김 근 형 [†] 박 석 ^{**}

(Kun Hyung Kim) (Suk Park)

요 약 비디오서버는 비디오스트림들을 저장하고 있다가 시간제약사항을 만족시키면서 보다 많은 사용자들에게 보다 신속하게 전송, 서비스할 수 있어야 한다. 그러나, 비디오서버가 지원할 수 있는 사용자들의 수와 서비스요구에 대한 응답시간과의 관계는 제한된 디스크대역폭의 활용 측면에서 서로 상충관계에 있다.

본 논문에서는 이러한 상충관계를 해소함으로써 지원할 수 있는 사용자 수를 많게 할 뿐만 아니라 서비스요구에 대한 빠른 응답을 제공할 수 있는 비디오서버의 저장시스템을 제안한다. 제안하는 저장시스템은 다중 디스크 환경하에서 급박한 서비스요구들에게는 디스크헤드의 임의이동을 허용하고 덜 급박한 서비스요구들에게는 디스크헤드의 순차이동을 유지할 뿐만 아니라 되감기 시간을 제거함으로써 사용자들의 QoS(quality of service)를 만족시키면서 보다 많은 서비스요구들을 처리할 수 있다.

키워드 : 비디오서버, 사용자등급, 시작지연시간, 스트림 수

Abstract Video server which stores video streams should serve more users with the requested streams rapidly, satisfying their time constraints. However, the number of users supported and the response times for the requested services in video server are in the oppositional relationship with viewpoint of disk throughput.

In this paper, we propose new policy that can provide not only rapid responses for the service requests but also increase the number of users supported in the storage system of video server. The policy admits the random movements of disk heads for urgent service requests but maintains the sequential or restricted movements of disk heads and eliminates rewind time of disk heads for less-urgent service requests in storage system of multiple disks environment so that it can not satisfy only the QoS of users but also support more users.

Key words : video server, user class, startup latency, the number of streams

1. 서 론

비디오서버는 비디오스트림들을 저장하고 있다가 클라이언트(사용자)가 필요로 할 때 실시간 제약사항을 만족시키면서 비디오스트림들을 검색, 전송해주는 기능을 갖고 있다. 이러한 관점에서 비디오서버의 성능은 첫째 동시에 얼마나 많은 사용자들을 지원할 수 있는가 둘째, 사용자 요구에 대하여 얼마나 신속하게 응답할 수 있는가 등이 중요한 기준들이 될 수 있다.

비디오스트림의 특징은 우선 대용량이고 실시간 제약사항이 만족되어야 데이터의 일관성이 유지된다. 즉, 비디오서버의 저장시스템은 대용량의 많은 비디오스트림들을 실시간안에 검색할 수 있어야 하므로 큰 저장용량과 높은 디스크대역폭을 요구하게 되고 이를 충족시키기 위하여 일반적으로 여러 개의 디스크들로 이루어지는 다중 디스크 환경이 바람직하다. 다중 디스크 환경이라 할 지라도 제공되는 디스크대역폭은 제한되어 있으므로 이를 효율적으로 활용할 필요가 있다. 디스크 상의 블록 데이터 (블록 크기 \ll 100KB인 경우)를 읽을 때 디스크헤드가 순차적으로(sequentially) 이동하면서 읽는 경우가 임의적으로(randomly) 이동하면서 읽는 경우보다 2배 이상의 처리율 향상을 가져온다[1]. 즉, 디스크헤드의 임의접근은 탐색지연시간 등으로 디스크대역폭을 낭비하게 되어 순차접근에 비하여 보다 낮은 디스크

· 본 연구는 서강대학교 산업기술연구소에서 지원되었음.

† 정 회 원 : 제주대학교 경영정보학과

khkim@cheju.cheju.ac.kr

** 종신회원 : 서강대학교 컴퓨터학과 교수

spark@dblab.sogang.ac.kr

논문접수 : 2001년 3월 14일

심사완료 : 2002년 1월 14일

대역폭을 제공한다. 따라서, 디스크헤드의 순차적 이동에 의해서 여러 비디오스트림을 읽을 수 있게 하여 서비스 가능한 스트림 수를 많게 하는 저장시스템이 보다 효율적일 수 있다. 그러나, 디스크헤드의 순차적 이동을 유지하면서 다중 스트림들을 서비스하려면 순차적 이동을 유지하기 위한 오버헤드 때문에 요구 스트림의 데이터를 즉각적으로 읽을 수 없고 결과적으로 요구 스트림에 대한 시작지연이 길어지게 된다. 즉, 요구 스트림에 대한 시작지연을 단축시키기 위해서는 디스크헤드의 임의적 이동을 허용해야 하고 서비스 가능한 스트림 수를 많게 하기 위해서는 디스크헤드의 순차적 이동을 유도해야 한다. 일반적으로, 비디오서버가 서비스 가능한 스트림 수를 많게 하기 위한 정책과 요구 스트림에 대한 시작지연을 단축시키기 위한 정책은 서로 상충될 수 있다. [1, 2, 3]은 디스크헤드의 순차적 이동을 기반으로 디스크 처리율을 높임으로써 서비스 가능한 스트림들을 많게 하기 위한 기법들을 제안하고 있고 [4]는 디스크헤드의 임의 이동을 기반으로 요구 스트림에 대한 시작지연을 단축시키기 위한 방안을 제안하고 있다. 그러나, 일반적으로 비디오서버의 모든 사용자들이 짧은 시작지연을 요구하지는 않는다. 비디오서버의 사용자들중의 어떤 사용자들은 비싼 댓가를 지불하고서라도 짧은 시작지연을 요구하는 급박한 사용자들도 있지만 1시간 ~ 2시간 정도의 비디오를 시청하기 위하여 몇 분 정도의 시작지연을 감수할 수 있는 덜 급박한 사용자들도 있다. 본 논문에서는 비디오서버의 사용자들을 급박한 사용자들과 덜 급박한 사용자들로 등급화하여 빠른 응답을 요구하는 급박한 서비스요구들에게는 디스크헤드의 임의이동에 의하여 스트림들을 검색할 수 있게하고 어느 정도 느린 응답시간을 감수할 수 있는 덜급박한 서비스요구들에게는 디스크헤드의 순차적 이동에 의하여 비디오스트림들을 검색할 수 있게 하는 비디오서버의 저장시스템을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 비디오스트림들의 배치 및 검색과 관련한 기존 연구결과들을 고찰하고 문제점들을 제기하며 3장에서는 비디오서버의 사용자들을 등급화하여 요구 스트림들을 읽을 수 있는 새로운 스트림 검색정책인 CR-GRP(classed retrieval GRP)을 제안한다. 4장에서는 모의 실험을 통하여 제안된 정책을 분석하고 평가하며, 마지막으로 5 장에서 결론을 맺는다.

2. 기존 관련 연구들의 고찰 및 분석

저장시스템이 비디오스트림에 물리적으로 접근하는 단위를 세그먼트라고 부른다. 즉, 스트림은 세그먼트들

로 분할되어 다중 디스크들상에 분산 배치되고 스트림 검색시 세그먼트 단위로 읽어들이는데[5]. 그림1은 세 개의 스트림 A, B, C가 디스크 D₀, D₁, D₂상에 분산 배치된 상황을 나타내고 있다.

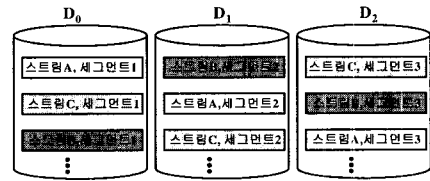


그림 1 비디오스트림들의 분산 배치모델

비디오스트림을 검색하여 재생할 때는(서비스할 때) 그 스트림의 연속적인 세그먼트들을 세그먼트 단위로 하나씩 읽고 재생하는 과정을 반복한다[6]. 서비스주기는 하나의 세그먼트가 재생되는 시간이다. 다중 스트림들을 서비스하기 위하여 각 스트림 당 하나의 세그먼트씩을 서비스주기내에 모두 읽어들이야 한다.

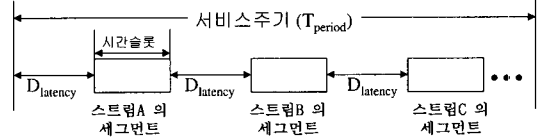


그림 2 단일 디스크 환경에서의 다중 스트림 서비스 모델

그림 2는 단일 디스크 환경을 가정한 검색 서비스 모델이고 D_{latency}는 디스크 전 영역을 대상으로 어떤 스트림의 세그먼트를 읽기 위한 탐색 지연 시간이다. 서비스 주기는 세그먼트가 소모(재생)되는 시간보다 작아야 한다. 서비스주기를 길게 하려면 세그먼트 크기를 크게 해야 한다. 서비스주기가 세그먼트 소모시간 보다 길어지면 스트림 재생시 깜빡거림(hiccup) 현상이 일어난다. 따라서, 서비스주기는 세그먼트 크기에 의하여 결정되고 식(1)을 만족해야 한다. 이후부터 주로 사용될 기호들중에서 T_{period}는 서비스주기, S는 세그먼트 크기, R_{red}는 스트림 소모율, R_{disk}는 디스크 전송률, D_{latency}는 디스크 내에서의 탐색지연시간, m은 서비스주기동안 하나의 디스크에서 검색될 수 있는 세그먼트 개수를 의미한다.

$$m * \left(\frac{S}{R_{disk}} + D_{latency} \right) \leq T_{period} \leq \frac{S}{R_{red}} \quad (1)$$

각 서비스주기동안 각 스트림 당 하나의 세그먼트들이 비퍼로 읽혀지고 읽혀진 세그먼트는 재생된다. 다중

디스크 환경에서 비디오스트림의 저장 및 검색정책과 관련하여 기존에 연구된 주요 결과들은 RR(round robin), VSP(virtual sequential pumping), GRP(going and returning placement) 등이 있다. 각 정책들은 비디오스트림 V_i 를 세그먼트들 $V_i^0, V_i^1, V_i^2, \dots$ 으로 분할하여 각 세그먼트들을 X 개의 디스크들 $D_0, D_1, D_2, \dots, D_{X-1}$ 상에 분산배치한다.

RR정책에서 임의의 비디오 세그먼트 V_i^j 가 X 개의 디스크들 $D_0, D_1, D_2, \dots, D_{X-1}$ 상에 배치될 때 디스크 $D_{(i+j) \bmod X}$ 의 임의의 위치에 배치된다[7]. RR정책은 각 디스크에서 디스크헤드의 임의이동에 기반하여 다중 세그먼트 서비스를 하므로 세그먼트 검색사이의 탐색시간 등으로 디스크 대역폭을 낭비한다. 그러나, 스트림 요구에 대한 응답은 즉각적으로 이루어진다.

VSP정책은 비디오스트림이 연속적인 세그먼트들로 이루어지고 비디오스트림의 재생은 연속적인 세그먼트들을 검색한다는 특징을 이용하여 디스크대역폭을 절약한다. 각 디스크 영역을 동일한 수의 블록데이터를 갖고 동일한 디스크 전송률을 갖는 서브영역 즉, 존(zone)들로 분할하고 비디오스트림의 세그먼트들을 특정 디스크의 특정 존에 배치한다[1]. 디스크 배열에서 X 개의 디스크 $D_0, D_1, D_2, \dots, D_{X-1}$ 이 있고 각 디스크는 $Y(=X+1)$ 개의 존들 $Z_0, Z_1, Z_2, \dots, Z_{Y-1}$ 로 나누어져 있다고 할 때 임의의 비디오 세그먼트 V_i^j 의 전역 세그먼트번호가 g 라면 이 세그먼트는 디스크 $D_{g \bmod X}$ 의 존 $Z_{g \bmod Y}$ 에 배치된다. 전역세그먼트 번호는 세그먼트들에 부여된 일련번호인데 다른 스트림들의 세그먼트들도 고려하여 순서대로 부여된 세그먼트 번호이다. 예를 들어 스트림 V_0 와 V_1 의 세그먼트들에 대한 전역 세그먼트 번호를 구할 때 스트림 V_0 가 6개의 세그먼트들 $V_0^0, V_0^1, V_0^2, V_0^3, V_0^4, V_0^5$ 로 이루어질 경우 스트림 V_1 의 첫 번째 세그먼트 V_1^0 의 전역세그먼트번호는 7이 된다. VSP정책에 의한 데이터 검색 시 다중디스크 환경의 모든 디스크들의 디스크헤드들은 서비스주기마다 존 단위로 동기화(synchronization)를 유지하면서 안쪽 존부터 바깥쪽 존으로 순차적 이동을 하면서 요구 세그먼트들을 읽는다. 특정 서비스주기동안에 각 디스크들은 특정 존 내의 세그먼트들만을 검색하므로 탐색지연시간은 RR정책의 경우보다 짧아진다. RR정책의 탐색지연은 $D_{latency}$ 라고 했을 때 VSP의 탐색지연 $Z_{latency}$ 는 식 (2)와 같이 표현될 수 있다.

$$Z_{latency} \approx \frac{D_{latency}}{Y} \quad (2)$$

(Y : 단일 디스크에서의 존 갯수)

$Z_{latency}$ 는 $D_{latency}$ 보다 짧으므로 VSP정책의 디스크대역폭은 RR정책에 비해서 절약되고 절약된 디스크대역폭만큼 더 많은 스트림 요구들을 서비스할 수 있다. VSP정책의 경우 존 내에서 세그먼트 검색사이의 탐색지연은 $Z_{latency}$ 이지만 보다 자세하게 분석해 보면 $Z_{latency} + \alpha$ 로 간주해야 한다. VSP정책은 존 Z_0 부터 존 Z_{Y-1} 까지 서비스가 이루어진 다음 다시 존 Z_0 부터 서비스를 해야 하므로 각 서비스주기 내에 디스크헤드의 되감기 시간을 고려해 주어야 한다. 식(3)에서 보여주는 바와 같이 $Z_{latency} + \alpha$ 는 되감기 시간이 고려되었을 때의 평균 탐색지연시간이다. 식(3)에서 T_{rewind} 는 디스크헤드의 되감기 시간이고 m 은 서비스주기동안 검색되어야 할 세그먼트 개수이다.

$$\alpha = \frac{T_{rewind}}{m} \quad (3)$$

VSP정책에서 시작지연은 RR정책보다 더 길다. RR정책에서는 디스크헤드의 임의이동을 기반으로 함으로 요구 스트림의 시작 세그먼트를 즉각적으로 읽을 수 있지만 VSP에서는 디스크 헤드가 다른 디스크들의 헤드들과 존 단위의 동기화를 유지하면서 요구 스트림의 시작 세그먼트가 있는 존으로 올 때 까지 기다려야 한다. 또한, 요구 스트림들의 세그먼트들이 특정 존 영역으로 집중될 경우 시작지연은 더 길어질 수 있다.

GRP정책은 VSP정책의 되감기시간을 제거하기 위하여 제안되었다[3]. VSP정책이 세그먼트들을 배치할 때 하향방향(안쪽 존부터 바깥쪽 존 방향)으로만 배치하는데 반하여 GRP정책은 하향방향과 상향방향(바깥쪽 존부터 안쪽 존 방향)을 번갈아 가면서 배치한다. 그림3은 GRP 배치정책을 수식으로 나타내고 있다. 그림3에서 g 는 배치될 세그먼트의 전역세그먼트 번호를 의미하고 X 는 디스크 수, Y 는 각 디스크의 존 개수이다. 전역세그먼트 번호가 g 인 세그먼트는 디스크 D_d 의 존 Z_e 에 배치된다.

$$\begin{aligned} C_{topdown} &= \left(\left\lfloor \frac{g}{Y} \right\rfloor + 1 \right) \bmod 2 \\ C_{bottomup} &= \left(\left\lceil \frac{g}{Y} \right\rceil \right) \bmod 2 \\ d &= (g \bmod X) \\ z &= C_{topdown} * (g \bmod Y) + C_{bottomup} * (Y - 1 - g \bmod Y) \end{aligned}$$

그림 3 GRP 배치 정책

그림 4는 전역세그먼트 번호가 0부터 19까지인 20개의 세그먼트들이 VSP 배치정책에 의하여 배치된 상태와

GRP에 의하여 배치된 상태를 나타내고 있다. 그림4에서 볼 수 있는 것처럼 VSP는 하향방향으로만 세그먼트들을 배치하고 있는데 반하여 GRP는 하향방향과 상향방향을 번갈아 가면서 다중 디스크 상에 배치하고 있다. 디스크헤드의 순차적 이동을 유지하기 위하여 하향방향으로 배치된 세그먼트는 세그먼트 검색 시에도 디스크헤드가 하향방향으로 움직일 때 검색되어야 하고 상향방향으로 배치된 세그먼트는 세그먼트 검색 시 디스크헤드가 상향방향으로 움직일 때 검색되어야 한다.

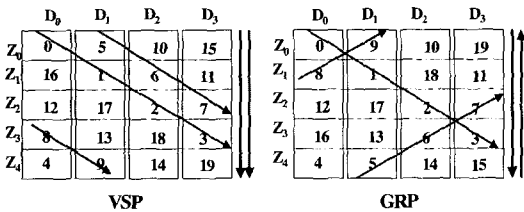


그림 4 VSP배치과 GRP배치정책의 비교

디스크 헤드의 순차적 이동을 유도하기 위하여 GRP 배치정책을 따르는 단순한 검색정책은 존 사이의 동기화를 유지하면서 디스크 헤드를 존 Z₀부터 존 Z₄까지 하향방향으로 움직이면서 세그먼트 검색서비스를 하고 다시 존 Z₄부터 Z₀으로 이동하면서 상향방향으로 세그먼트 검색 서비스를 하는 과정을 반복한다. 그러나, 이러한 단순한 방식은 임의의 서비스주기에서 다중 디스크 환경의 디스크들중 1/2이상을 활용할 수 없게 할 뿐만 아니라 시작 지연시간도 VSP정책의 최대 2배까지 길어질 수 있다.

3. CR-GRP 정책

비디오서버는 1시간이나 2시간 정도의 비디오를 감상하기 위하여 몇 분 정도의 시작지연은 감수할 수 있는 사용자들과 멀티미디어 데이터베이스의 응용과 같은 빠른 응답시간을 요구하는 사용자들을 동시에 만족시킬 수 있어야 한다. 앞에서 살펴 본 RR정책은 멀티미디어 데이터베이스의 응용과 같은 급박한 서비스요구에 적합하고 VSP정책은 비디오 시청자와 같은 덜 급박한 서비스요구에 합당한 모델이다. 여기서 제안하는 CR-GRP (classed-retrieval GRP)정책은 GRP배치정책으로 저장된 비디오스트림에 대하여 비디오서버의 사용자들을 다음과 같이 2등급으로 분류하여 지능적으로 검색서비스를 수행한다.

<정의1> 급박한 사용자

요구한 비디오 스트림을 몇 초 이내로 즉각적으로 읽

을 수 있기를 바라는 사용자. □

<정의2> 덜 급박한 사용자

요구한 비디오 스트림을 몇 분 이내로 읽을 수 있기를 바라는 사용자. □

CR-GRP 정책은 급박한 사용자와 덜 급박한 사용자가 혼합해서 도착하는 상황에 적합한 정책이다. 즉, 다중 디스크 환경의 디스크들 중 1/2은 급박한 사용자들을 위하여 RR정책을 따르고 나머지 1/2은 덜 급박한 사용자들을 서비스하기 위하여 GRP정책을 따른다. CR-GRP정책은 임의의 서비스주기에서 GRP검색정책으로 인하여 유휴(idle)하고 있는 디스크들을 RR정책을 적용함에 의하여 활용하고 디스크의 존 개수를 VSP에 비하여 1/2배로 축소시킴으로써 덜 급박한 서비스요구의 시작지연을 VSP만큼 단축시킬 수 있다.

그림 5는 CR-GRP 검색정책의 개념을 도식적으로 나타내고 있다. 그림3에서 볼 수 있듯이 임의의 서비스주기동안 어떤 디스크들은 디스크헤드의 동기화 및 순차적 이동(즉, 존 내에 있는 세그먼트들만 검색)을 유지하면서 세그먼트 검색 서비스를 하고(GRP정책에 의한 스트림 검색) 어떤 디스크들은 디스크헤드의 임의적 이동에 의하여 세그먼트 검색 서비스를 한다(RR정책에 의한 스트림 검색). 임의접근 서비스를 제공하는 디스크를 임의접근모드의 디스크라 부르고 디스크헤드를 존 영역내에서만 이동하면서 서비스를 제공하는 디스크를 순차접근모드의 디스크라 부르기로 한다. CR-GRP는 멀티미디어 데이터베이스 응용과 같은 빠른 응답을 요구하는 사용자들에게는 임의접근 서비스를 제공하고 비디오 시청자들에게는 순차접근 서비스를 제공함으로써 사용자들의 다양한 요구를 만족시킬 수 있다. CR-GRP 검색정책은 전체 서비스 가능한 사용자들 중의 약 50% 정도에게는 RR정책만큼 빠른 응답시간을 제공할 수 있고 수용 가능한 스트림들의 수도 RR정책보다 많게 한다.

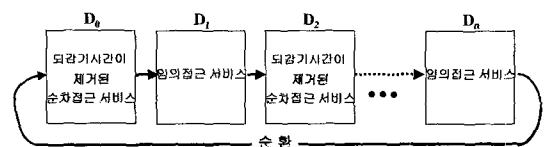


그림 5 CR-GRP 정책 개념

3.1 CR-GRP 정책의 예

예제를 통하여 CR-GRP 검색정책을 세부적으로 고찰하기로 한다. 그림6은 전역세그먼트 번호가 0부터 19까지인 20개의 세그먼트들이 GRP 배치정책에 의하여 배

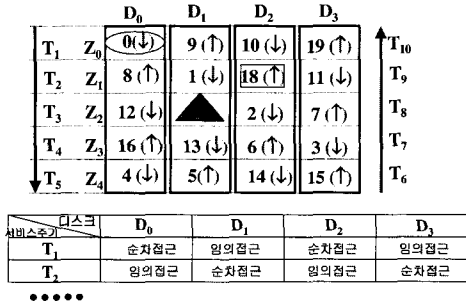


그림 6 CR-GRP 검색정책 예

치된 상태와 각 세그먼트들의 배치방향을 나타내고 있다. 또한, 임의의 서비스주기동안에 각 디스크에서 세그먼트 검색 서비스를 하는 형태를 나타내고 있다. 그림6에서 화살표↓은 하향방향으로 배치된 세그먼트를 의미하고 화살표↑은 상향방향으로 배치된 세그먼트를 의미한다. T_i는 i번째 서비스 주기를 의미한다. GRP 배치정책에 의하여 디스크 D₀의 존 Z₀에는 하향방향의 세그먼트들만 존재하고 디스크 D₀의 존 Z₁에는 상향방향의 세그먼트들만 존재한다. 즉, 화살표↓로 표시된 존에는 하향방향의 세그먼트들만 존재하고 화살표↑로 표시된 존에는 상향방향의 세그먼트들만 존재한다. 단순한 GRP 검색정책의 경우, 디스크헤드는 존 Z₀부터 존 Z₄까지 하향방향으로 움직이면서 세그먼트 검색서비스를 한다고 할 때(이때, 각 디스크헤드는 존 사이의 동기화를 유지한다) 서비스주기 T₁ 동안 디스크헤드들이 디스크 D₀의 존 Z₀영역과 디스크 D₂의 존 Z₀영역에서는 세그먼트 검색서비스를 정상적으로 할 수 있지만 디스크 D₁과 D₃에서는 유휴 상태로 남게 된다. 왜냐하면, 디스크 D₁의 존 Z₀와 디스크 D₃의 존 Z₀에는 상향방향의 세그먼트들만 존재하기 때문이다.

CR-GRP 검색정책에서는 서비스주기 T₁동안에 디스크 D₁과 D₃에 임의접근을 허용하여 유휴상태로 남아있지 않게 한다. 예를 들어, 서비스 주기 T₁동안에 시작 세그먼트의 전역 세그먼트 번호가 0인 스트림A 서비스 요구(그림6에서 타원형으로 둘러싸인 세그먼트, 비디오 시청자와 같은 덜 급박한 요구라고 가정)와 시작 세그먼트의 전역 세그먼트 번호가 17인 스트림B 서비스요구(그림6에서 삼각형으로 둘러싸인 세그먼트, 멀티미디어 데이터베이스 응용과 같은 급박한 요구라고 가정)가 도착했을 때 디스크헤드의 순차적 이동을 유지하기 위해서는 디스크 D₁이 유휴하게 되므로 T₁동안에 디스크 D₁에서는 디스크헤드의 임의이동에 의한 세그먼트 검색

서비스를 허용함으로써 디스크 D₁을 유휴하게 남겨두지 않을 뿐만 아니라 빠른 응답시간을 제공할 수 있다. 다음 서비스 주기 T₂에서 디스크 D₁은 존 Z₁영역에서 순차접근에 의해서 세그먼트 1을 검색함으로써 스트림A 서비스를 지속하게 되고 디스크 D₂는 디스크헤드의 임의적 이동을 허용함으로써 세그먼트 18을 검색하고 스트림B 서비스를 지속하게 된다. 즉, 각 디스크들은 매 서비스 주기마다 순차접근 모드(mode)와 임의접근 모드를 교체하면서 서비스를 한다. 이때, 다중 디스크 환경의 이웃하는 디스크들이 포함하는 세그먼트들의 배치 방향은 상이하다는 전제가 있어야 한다. 이에 대한 증명은 다음 절에서 제시된다.

CR-GRP 검색정책에서 또하나 고려할 사항은 시작지연시간이다. 서비스 주기 T₁동안에 시작 세그먼트의 전역 세그먼트 번호가 7인 스트림C 서비스요구(비디오 시청자와 같은 급박하지 않은 요구라고 가정)가 도착했을 때 디스크헤드의 순차적 이동을 유지하기 위해서 현재 서비스 주기가 T₈이 될 때까지 「8*서비스주기」 동안 기다려야 한다. 이는 VSP정책에서의 최대 시작지연시간(그림6의 경우 「5*서비스주기」)보다 더 길다. 이때, CR-GRP 검색정책에서는 시작지연을 단축시키기 위하여 디스크의 존 개수를 VSP의 1/2배로 감소시킨다. 존 개수가 감소되면 최대 시작지연시간은 짧아지지만 존 영역이 넓어지고 존 내에서의 탐색지연시간도 그만큼 길어지므로 허용할 수 있는 스트림 수도 VSP정책 보다 적어지리라고 생각할 수 있다. 그러나, CR-GRP 검색정책은 각 서비스 주기에서 되감기시간을 제거함으로써 존 영역이 VSP보다 2배 넓어진다고 할 지라도 존 영역 내에서의 평균 탐색지연시간은 VSP정책보다 짧다. 그림7은 이에 대한 개념을 도식적으로 나타내고 있고 이에 대한 증명은 다음 절에서 제시되었다. 그림7에서 VSP정책의 경우, T₁동안에 시작 세그먼트가 7인 급박하지 않은 스트림 요구가 왔을 때 순차적 이동을 유지하기 위하여 현재 서비스주기가 T₈이 될 때까지 기다려야 한

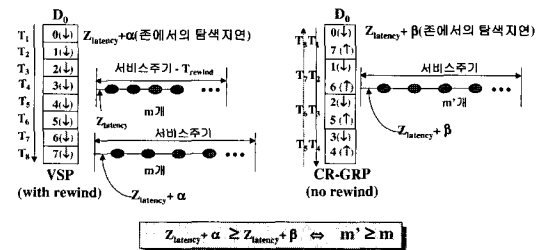


그림 7 되감기시간 제거의 효과

다. CR- GRP정책에서 디스크의 존 개수가 VSP와 같은 8개이면 T_1 동안에 도착한 시작 세그먼트가 7인 스트림 요구를 서비스하기 위하여 현재 서비스주기가 T_{16} 이 될 때까지 기다려야 하지만 존 개수를 VSP의 1/2배로 축소시킴으로써 덜 급박한 스트림 요구에 대한 시작지연은 VSP정책과 동일하게 유지할 수 있다. 이때, CR-GRP 정책의 존 영역은 VSP정책보다 2배 넓어서 존 내에서 세그먼트 검색사이의 탐색지연은 길어지지만 되감기 시간이 서비스주기 내에 포함되지 않으므로 실질적인 평균 탐색지연시간은 VSP정책보다 짧아지게 된다.

3.2 CR-GRP 정책의 타당성

이 절에서는 앞에서 언급되었던 CR-GRP 검색정책의 전제 요건들을 제시하고 증명을 한다.

[정리1] X는 디스크의 수이고 Y는 각 디스크의 존 개수라고 하고 GRP배치정책에 의하여 X*Y개의 세그먼트들이 각 디스크의 각 존상에 배치될 때 디스크 부하균형과 존 부하균형을 이룬다(단, X는 짝수이면서 Y와 서로소)[3].

[정리2] X개의 디스크들로 이루어지는 다중 디스크 환경에서 각 디스크가 Y개의 존들로 나누어졌을 때 GRP 정책에 의하여 X*Y개의 세그먼트들을 배치하면 상이한 X개의 디스크들의 동일 존 $Z_a(0 \leq a \leq Y-1)$ 에 배치된 세그먼트들 $G_0, G_1, G_2, \dots, G_{(X-1)}$ 들 중 이웃하는 디스크 상에 배치된 세그먼트들은 상이한 배치방향을 갖는다.

(증명) X개의 세그먼트들 $G_0, G_1, G_2, \dots, G_{(X-1)}$ 들(각 세그먼트들에 대응하는 전역세그먼트 번호들은 아래 첨자들과 일치한다고 가정)중 $G_{k*Y+a}, G_{(k+2)*Y-a-1}(k = \{0, 2, \dots, X/2\})$ 은 상이한 디스크들 $D_0, D_1, D_2, \dots, D_{X-1}$ 의 동일 존 Z_a 에 위치하면서 이웃하는 디스크상에 배치된다.

GRP 배치정책에 의하여 전역 세그먼트 번호가 g인 세그먼트는 $(\lfloor g/Y \rfloor) \bmod 2 = 0$ 이면 하향방향을 갖고 $(\lfloor g/Y \rfloor) \bmod 2 = 1$ 이면 상향방향을 갖는다.

$X/2$ 개의 세그먼트들 $G_{k*Y+a}(k = \{0, 2, \dots, X/2\})$ 에 대하여 $(\lfloor (k*Y+a)/Y \rfloor) \bmod 2 = k \bmod 2 = 0$ 이므로 하향방향을 갖는다. 다른 $X/2$ 개의 세그먼트들 $G_{(k+2)*Y-a-1}(k = \{0, 2, \dots, X/2\})$ 은 $(\lfloor ((k+2)*Y-a-1)/Y \rfloor) \bmod 2 = (\lfloor (k*Y+2*Y-a-1)/Y \rfloor) \bmod 2 = (k+1) \bmod 2 = 1$ 이므로 상향방향을 갖는다. □

[정리3] 실린더 수가 p개인 존에서 $T_{period} - T_{rewind}$ 동안 읽을 수 있는 세그먼트 수는 실린더 수가 $2*p$ 개인 존에서 T_{period} 동안 읽을 수 있는 세그먼트 수 보다 적다.

(디스크의 실린더 수는 $m*p$ 이고 $m \leq \lfloor R_{disk}/R_{med} \rfloor$

라고 가정한다).

(증명) 실린더 수가 p개인 존에서의 평균 탐색지연시간은 $T_{start} + (p/2)*T_{tt} + T_{rot}$ 라고 하고 실린더 수가 $2*p$ 개인 존에서의 평균 탐색지연시간은 $T_{start} + p*T_{tt} + T_{rot}$ 이다 (각 기호의 의미는 표1 참고). 또한, T_{rewind} 는 $T_{start} + m*p*T_{tt}$ 이다. 이때, 실린더 수가 p개인 존에서 $T_{period} - T_{rewind}$ 동안 a개의 세그먼트들을 읽을 수 있다고 가정하면 ($a \leq m$)

$$\begin{aligned} T_{period} &= a*(T_{start} + (p/2)*T_{tt} + T_{rot}) + T_{start} + m*p*T_{tt} \\ &= a*(T_{start} + (p/2)*T_{tt} + (m/a)*p*T_{tt} + T_{rot}) \\ &\quad + T_{start} \geq a*(T_{start} + p*T_{tt} + T_{rot}) + T_{start} \end{aligned}$$

∴ 실린더 수가 $2*p$ 개인 존에서 T_{period} 동안 읽을 수 있는 세그먼트 수는 a보다 크다. □

[정리3]에 의하여 CR-GRP에서의 존 개수를 VSP의 1/2배로 감소시킨다고 할지라도 디스크헤드의 되감기 시간이 제거되기 때문에 서비스 가능한 스트림 수는 CR- GRP가 VSP보다 많다는 논리의 타당성이 유도 된다.

4. 실험 및 결과 분석

여기서는 제안한 CR-GRP 검색정책을 동시 허용 스트림 수와 평균 시작지연시간을 기준으로 RR 및 VSP정책과 비교하여 성능평가 및 분석을 한다. 실험을 위한 몇 가지 가정을 설정하였다. 첫째, 다중 디스크 환경의 각 디스크헤드들은 하드웨어적으로는 비동기적으로 움직일 수 있다. 현재 상용화된 RAID시스템의 각 디스크들은 독립적인 디스크 컨트롤러들이 장착되어 있는 것이 일반적이므로 이러한 가정은 무리가 없을 것으로 판단된다[8]. 둘째, 임의의 수의 비디오스트림들은 MPEG-I으로 압축되어 관련 배치 정책을 기반으로 다중 디스크상에 배치되어 있다고 가정하고 랜덤함수를 사용하여 요구

표 1 디스크 특성정보(Disk Parameters)

이름	설명	값	단위
S_{dt}	한 track의 크기	54,900	Bytes
N_{hea}	디스크헤드의 수(한 실린더를 구성하는 트랙의 수)	15	Tracks
T_{hh}	한 Surface에서 다른 Surface로 head를 바꾸는데 걸리는 시간	2	ms
T_{tt}	한 track을 cross하는데 걸리는 시간	0.021	ms
T_{sta}	디스크헤드를 이동하기 위한 준비시간	11	ms
T_{rot}	디스크를 한번 회전하는데 걸리는 시간	16.7	ms
R_t	한 track내에서의 데이터 전송률	3.29	MBytes/s
C	한 디스크에 존재하는 실린더의 총 개수	2107	cylinders

스트림의 시작 세그먼트가 있는 디스크와 존이 결정된다. 세제, 요구 스트림의 도착시간은 평균이 3초인 Poisson분포를 따른다. 넷째, 시작지연시간 측정 시 동시에(concurrently) 허용 가능한 스트림 수까지의 평균 시작지연시간만을 고려한다. 저장시스템이 최대 허용 가능한 스트림 수를 서비스하는 상황에서 추가적으로 도착한 스트림 요구들의 시작지연시간은 시스템 성능 요인보다는 사용자의 상태 및 반응에 의해서도 영향을 받을 것이기 때문이다.

실험을 위한 디스크 모델은 Seagate Wren8 ST41650N[6]를 사용한다. 표1은 ST41650N의 디스크 특성 정보를 보여주고 있다. 표1을 근간으로 분석하면 표2를 구할 수 있다.

표 2 디스크 특성에 대한 분석표

이름	수식 및 설명
R_{disk}	$\frac{1}{R_t + \frac{T_{hh}}{S_{dt}} + \frac{T_{start} + T_{hh}}{S_{dt} * N_{head}}}$ 세그먼트 크기가 한 트랙 및 실린더보다 클 때의 디스크 전송률
$D_{latency}$	$\frac{1}{3} * C * T_{tt} + T_{start} + \frac{N_{head} - 1}{N_{head}} * T_{hh} + \frac{1}{2} * T_{rot}$ 디스크 영역내에서의 세그먼트 검색 사이의 탐색지연시간
$Z_{latency}$	$\frac{1}{Y} * \frac{1}{3} * C * T_{tt} + T_{start} + \frac{N_{head} - 1}{N_{head}} * T_{hh} + \frac{1}{2} * T_{rot}$ 존 영역내에서의 세그먼트 검색 사이의 탐색지연시간
T_{rewind}	$T_{start} + C * T_{tt}$ 되감기 시간

시뮬레이터(Simulator)는 Visual SLAM의 PC 버전인 AweSim2.0과 C언어를 이용하여 구현되었고 펜티엄 III의 윈도98 환경에서 수행된다.

이상과 같은 실험 환경하에서 시뮬레이션은 다중 디스크 환경을 변화시켜 가면서 동시 허용 스트림 수 및 평균 시작지연시간을 측정한다.

그림 8은 각 정책에 대하여 다중 디스크 환경의 디스크 수를 변화시켰을 때 디스크 수당 최대의 동시 허용 스트림 수를 보여주고 있다. 동시에 허용 가능한 스트림

수의 관점에서 CR-GRP 정책은 RR보다 성능이 우수하고 VSP와 비슷함을 알 수 있다. CR-GRP에서 임의접근모드의 디스크들은 RR만큼의 스트림 수를 서비스하고 순차접근모드의 디스크들은 VSP보다 더 많은 스트림들을 서비스할 수 있으므로 전체 디스크를 고려하면 CR-GRP는 VSP와 비슷한 수의 스트림들을 서비스할 수 있다.

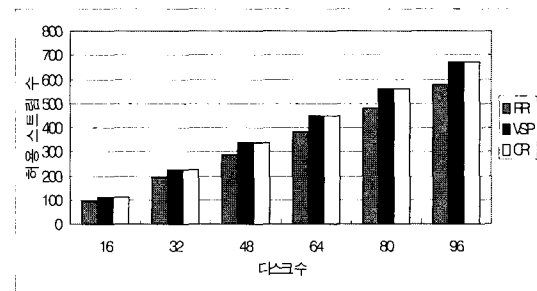


그림 8 디스크 수 당 허용 스트림 수

그림 9는 각 정책에 대하여 다중 디스크 환경의 디스크 수를 변화시켰을 때 디스크 수당 평균 시작지연시간을 보여주고 있다.

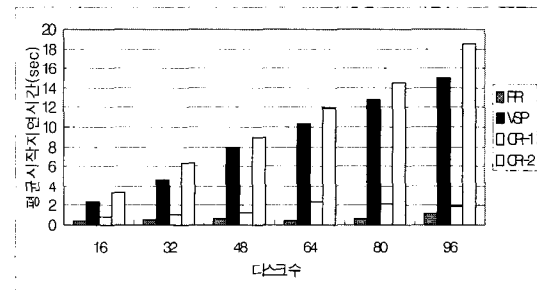


그림 9 디스크 수당 평균 시작지연시간

그림 9에서 CR-1은 급박한 서비스요구에 대한 CR-GRP 검색정책을 의미하고 CR-2는 덜 급박한 서비스요구에 대한 CR-GRP 검색정책을 의미한다. 시작지연의 관점에서 CR-1은 RR보다는 성능이 약간 떨어지는데 이는 각 디스크에서 필요한 경우 순차접근 모드로부터 임의접근 모드로 변환하는데 소요되는 오버헤드에 기인한다. 마찬가지로 CR-2는 VSP보다는 성능이 떨어지는데 이는 임의접근 모드로부터 순차접근 모드로 변환하는데 소요되는 오버헤드에 때문이다. 그러나, CR-GRP는 VSP만큼의 사용자 수들을 지원하면서 급박한 서비

스요구에 대해서는 RR과 거의 비슷한 시작지연을 제공할 수 있고 덜 급박한 서비스요구에 대해서는 VSP와 거의 비슷한 시작지연을 제공할 수 있다.

5. 결론

비디오서버의 성능평가 기준은 얼마나 많은 사용자들을 지원할 수 있는가와 사용자 요구에 대하여 얼마나 신속하게 응답할 수 있는가 등이 될 수 있다. 그러나, 비디오서버의 용도에 따라서 평가 요소의 중요도는 달라질 수 있다. 비디오 시청자와 같은 덜 급박한 서비스요구를 서비스하기 위한 용도의 비디오서버는 시작지연 요소보다 동시 지원 가능한 스트림 수가 더 중요한 성능향상 요인이 될 수 있고 비디오 데이터베이스 응용등과 같은 급박한 서비스요구를 서비스하기 위한 용도의 비디오서버는 시작지연 요소가 동시 지원 가능한 스트림 수보다 더 중요한 성능향상 요인이 될 수 있다.

제안한 CR-GRP 검색정책은 급박한 서비스요구와 덜 급박한 서비스요구가 혼합된 환경에 적합한 정책으로서 다중 디스크 환경의 디스크들에 대하여 일부 디스크들에는 짧은 시작지연을 제공할 수 있는 정책을 수행하게 하고 다른 일부 디스크들에는 짧은 시작지연을 희생하는 대신 디스크헤드들이 존 단위의 동기화 및 순차접근을 유지함으로써 동시 서비스 가능한 스트림 수를 더 많게 하는 정책을 수행하게 한다. 존 단위의 동기화 및 순차접근을 유지하는 디스크들은 GRP 배치정책의 효율성으로 인하여 존 내에서의 탐색지연시간이 VSP정책보다 더 짧으므로 VSP보다 디스크 처리율이 더 향상될 수 있다. CR-GRP 정책은 VSP정책 만큼 많은 사용자들을 지원할 수 있을 뿐만 아니라 사용자가 원하는 시작지연 요구사항들을 만족시킬 수 있으므로 사용자들을 등급화하여 서비스하는 비디오서버에 적용될 수 있다.

본 논문에서는 서비스요구들의 등급을 2 부류로만 구분하였는데 보다 최적화된 비디오 서비스 환경을 구축하기 위해서는 보다 다양한 부류들로 구분할 수 있는 것이 바람직할 것이다. 서비스요구들을 다양하게 분류하는 작업은 추후 연구과제로 남겨둔다.

참고 문헌

- [1] Gin-Kou Ma, Chiung-Shien Wu, Mei-Chian Liu, and Bao-Shuh P. Lin, Efficient Real-time Data Retrieval Through Scalable Multimedia Storage, *Proceedings of ACM Multimedia 97*, 165-172, 1997.
- [2] Shahram Ghandeharizadeh, Seon Ho Kim, Cyrus Shahabi and Roger Zimmermann, Placement of Continuous Media In Multi-Zone Disks, *Multimedia Information Storage and Management*, (Kluwer-Academic Publishers), 23-55, 1996.
- [3] Seog Park, KeunHyung Kim, Efficient Storage and Retrieval Scheme of Video Streams in VOD Server, *Proceedings of IMSA'99(in the IASTED International Conference)*, 163-169, 1999.
- [4] Edward Chang and Hector Garcia-Molina, Bubble Up : Low Latency Fast Scan for Media Servers, *Proceedings of ACM Multimedia 97*, 87-98, 1997.
- [5] D.James Gemmel, Harrick M.Vin, Dilip D.Kandlur and P.VenkatRangan, Multimedia Storage Server: A Tutorial and Survey, *IEEE Computer*, Vol. 28, number 5, May, 40-49, 1995.
- [6] Huang-Jen Chen and Thomas D.C. Little, Storage Allocation Policies for Time-Dependent Multimedia Data, *IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering*, Vol.8, No.5, October, 855-864, 1996.
- [7] Taeck-Geun Kwon and Sukho Lee, Data Placement for Continuous Media in Multimedia DBMS, *Proceedings of IEEE Multimedia DBMS*, August 28-30, 110-117, 1995.
- [8] Patterson D., Gibson G. and Katz R., A case for Redundant Arrays of Inexpensive Disks(RAID), *Proceedings of SIGMOD 88*.
- [9] Steven Berson and Shahram Ghandeharizadeh, Staggered Striping in Multimedia Information Systems, *Proceedings of ACM SIGMOD*, 79-90, 1994.
- [10] Oge Marques and Borko Furht, Issues in Designing Contemporary Video Database Systems, *Proceedings of IASTED International Conference IMSA'99*, Oct, 43-47, 1999.
- [11] Tat Seng Chua, Jiandong Li, Beng Chin Ooi and Kian-Lee Tan, Disk Striping Strategies for Large Video-on-Demand Servers, *Proceedings of Multimedia 96*, 297-306, 1996.
- [12] M.S. Chen, D. Kandlur and P. Yu, Support for Fully Interactive Playout In Disk-Array-Based Video Server, *Proceedings of ACM Multimedia*, 391-398, 1994.
- [13] Harrick M.Vin, Pawan Goyal, Alok Goyal, and Anshuman Goyal, A Statistical Admission Control Algorithm for Multimedia Server, *Proceedings of ACM Multimedia 94*, 32-40, 1994.



김 근 형

1990년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 1992년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(석사). 2001년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(박사). 1992년 2월 ~ 1994년 2월 현대전자 소프트웨어연구소. 2001년 9월 ~ 현재 제주대학교 경영정보학과 전임강사

보학과 전임강사



박 석

1978년 2월 서울대학교 계산통계학과 졸업(학사). 1980년 2월 한국과학기술원 전산학과 졸업(석사). 1983년 8월 한국과학기술원 전산학과 졸업(박사). 1983년 9월 ~ 현재 서강대학교 컴퓨터학과 교수.

1989년 12월 ~ 1991년 1월 University of Virginia 방문교수. 1999년 5월 ~ 2000년 12월 정보통신부 정보통신 우수대학원 심의위원