

# VOD서버에서 압축된 연속매체 데이터의 재생기법

正會員 이 승 용\*, 이 호 석\*, 홍 성 수\*

## The Playback Scheme for Compressed Continuous Media Data in VOD server

Seung Yong Lee\*, Ho Suk Lee\*, Sung Soo Hong\* *Regular Members*

※본 연구는 1997년도 하반기 호서대학교 교내연구비 지원에 의하여 이루어진 것임.

### 요 약

연속매체 혹은 멀티미디어 데이터는 대용량과 실시간 처리, 그리고 많은 양의 시스템 자원의 소비를 그 특징으로 한다. 연속매체를 다루는 서버 즉, 연속매체 저장 서버나 VOD서버의 경우 여러 사용자의 요구에 대해 동시에 서비스를 제공해야 하므로 서버의 자원할당이 주요한 문제가 된다. 자원의 소비를 감소시키기 위하여 연속매체는 대부분 압축된 형태로 처리되며 이러한 압축의 대표적인 형태가 MPEG이다. 그러나 MPEG형태로 압축된 연속매체는 고속재생이나 후진재생연산에서 자원의 소비가 집중된다. 자원 소비의 집중현상은 다른 요구를 위한 자원의 할당에 영향을 미치므로 요구하는 서비스의 질(Quality of Service)을 보장할 수 없게 된다. 세그먼트 인터리빙(Segment Interleaving)방식의 재생연산의 경우, 후진재생서비스에서는 자원의 소비가 집중되지 않으나 고속재생의 경우 고속재생의 정도에 따라 디스크 참조 편중현상이 발생한다. 본 논문에서는 세그먼트 인터리빙 방식의 고속재생 연산시 디스크 참조 편중 현상을 감소시키는 재생방법을 제안하고 디스크 참조 편중의 규칙성을 분석한다. 또한 제안한 재생기법의 성능을 모의실험을 통하여 평가한다.

### ABSTRACT

The continuous media data have characteristics that would need a large amount of storage, real-time response, and the requirement of a number of system resources. In the case of continuous media storage server, the management of server resources is important because resources have to be supported to many users concurrently. The continuous media is handled in compressed form for the reduction of resource consumption. And one of the com-

\*호서대학교 전산기 공학부  
論文番號: 97179-0529  
接受日字: 1997年 5月 29日

pressed form of these is MPEG. But the compressed continuous media data with MPEG may cause the accumulation of resource consumption in the case of fast forward playback. The accumulation of resource consumption has a bad effect to other clients, therefore, other clients' request to the server may not ensure its QOS guarantee. In the case of playback with segment interleaving, it causes not the accumulation of resource consumption in the backward display but the load concentration of disk in the fast forward or fast rewind display. In this paper, we describe the disk load balancing policy in the fast playback of compressed media data and discuss its simulation model and evaluates the performance of playback scheme. At the end of paper, we analyze the results of performance evaluation.

## I. 서 론

컴퓨터의 응용분야가 날로 확장되어 가면서 컴퓨터로 처리하는 자료의 형태도 다양하게 되었다. 기존의 텍스트에 국한되었던 자료의 형태는 영상이나 음성등으로 대표되는 연속매체의 처리를 요구하게 되었다. 연속매체는 텍스트형태의 자료에 비하여 대용량의 저장공간을 필요로 하며 실시간 처리 요구를 그 특징으로 한다<sup>(1)(2)</sup>. 이러한 연속매체의 특성은 시스템 자원의 소비량을 증가시킨다<sup>(6)</sup>. 따라서 연속매체는 대부분의 경우 압축된 형태로 처리되며 이러한 압축의 대표적인 형태가 MPEG이다. MPEG은 각 프레임을 I, P, B프레임의 형태로 압축하고 P프레임과 B프레임은 각각 I프레임에 의존하여 압축된다<sup>(10)</sup>. 그리고 하나의 I프레임에 의존하는 P프레임과 B프레임들의 모임을 GOP(Group-of-Pictures)라고 한다. 그러나 MPEG은 P프레임의 전진 참조 예측성 때문에 고속재생이나 후진재생 서비스를 할 때 시스템이 보유한 자원을 다량으로 소비하게 된다<sup>(3)(7)</sup>. 연속매체 저장 서버나 VOD(Video-on-Demand)서버의 경우 이러한 자원의 소비 편중현상은 다른 서비스에 영향을 미쳐 다른 서비스의 질(QOS)을 보장하지 못하는 경우가 발생하게 된다<sup>(4)(9)</sup>. 시스템이 보유하고 있는 자원의 편중은 세그먼트 인터리빙 재생방식을 적용하여 고속재생이나 후진재생 서비스를 할 때 일반 정속재생과 같은 양의 자원을 소비하게 할 수 있다<sup>(3)(4)(9)</sup>. 즉, 하나의 세그먼트를 하나 이상의 GOP로 구성하여 각 디스크에 배치한다. 고속재생이나 후진재생, 정속재생의 경우 모두 세그먼트 단위로 접근하므로 같은 양의 자원을 소비하고 통신망 대역폭이나 입/출력 스케줄링이 비교적 단순해 진다는 장점이 있다<sup>(9)</sup>. 그러나

고속재생 서비스의 질이 프레임 단위의 고속재생에 비하여 상대적으로 낮다. 세그먼트 인터리빙 방식의 또다른 단점은 고속재생의 정도와 시스템이 보유하고 있는 디스크의 수에 따라 디스크 참조 편중 현상이 발생한다는 점이다. 즉, 고속재생의 정도와 디스크의 수에 따라 세그먼트의 재생을 위해 접근하는 디스크가 전체 디스크의 일부로 한정되는 현상이 발생한다<sup>(3)(4)</sup>. 이러한 현상은 특정 요구가 접근하는 디스크가 국한 되므로 다른 요구에 대한 서비스의 시간 제약을 보장할 수 없는 경우가 발생할 수 있다<sup>(9)</sup>. 본 논문에서는 이러한 디스크 참조 편중현상을 감소시키는 재생기법을 제안하고 제안된 고속재생을 위한 세그먼트 참조기법을 적용하였을 경우에 발생하는 이차적인 디스크 참조 편중의 규칙성을 분석한다. 이러한 규칙성을 고려하여 디스크 참조 편중을 예측한 고속재생기법을 모의 실험하여 성능을 분석 평가한다. 2장에서는 본 연구와 관련된 기존의 연구를 살펴보고 3장에서는 디스크 부하 균형을 위한 새로운 고속재생기법을 제안하며 4장에서는 제안한 고속재생기법의 디스크 참조 규칙성을 분석한다. 5장에서는 4장에서 언급한 NN-1세그먼트 접근 기법의 이차적인 부하편중의 규칙성을 고려한 pre-load세그먼트 접근 기법을 언급하며 6장에서는 제안한 고속재생기법의 성능을 평가하기 위한 모의실험 및 그 결과를 살펴보고 7장에서는 본 논문의 결론을 맺는다.

## II. 관련 연구

### 2.1 세그먼트 샘플링 기법

참조 디스크의 접근 주기를 변화시켜 디스크의 부하 균형을 추구하는 방법이다. 어느 한 세그먼트를

참조할 시점에서 이전에 접근했던 디스크를 특정 접근 간격 이전에 접근하면 부하의 편중이 발생한다고 판단하여 인접한 디스크에서 인접한 세그먼트를 취하여 디스크 접근 균형을 이루는 방법이다. 그러나 이 방법은 각 세그먼트를 참조할 때 마다 실행시간(run-time)에 디스크의 부하 편중을 매번 판단하므로 실행 시간의 오버헤드(over-head)가 발생하고 고속재생을 할 때 세그먼트의 접근시점이 일정하지 않아 버퍼의 관리나 디스크의 입출력 스케줄링이 복잡해 진다는 단점이 있다(4)(9).

2.2 세그먼트 배치 기법

세그먼트 배치 기법은 세그먼트 샘플링기법의 보완을 위하여 제안된 방법으로 세그먼트의 접근간격을 일정하게 유지하기 위하여 세그먼트를 디스크에 배치할 때 각 배치 라운드 주기마다 세그먼트를 쉬프트 로테이트(shift-rotate)시켜 배치한다. 이 방법은 비교적 장시간 고속재생이 지속되면 전반적으로 디스크 접근 부하가 고르게 분포하나 비교적 짧은 시간 간격 동안에는 부하의 편중이 여전히 존재한다(4)(9). 표 1은 세그먼트 배치기법의 디스크 접근 예를 보인다. 9개의 디스크에 세그먼트는 세그먼트 배치기법으로 배치되어 있고 각 세그먼트 번호의 위 첨자는 세그먼트를 참조하게 되는 고속재생을 나타낸다.

표 1. 세그먼트 배치기법의 적용 예  
Table 1. An example of segment placement method

D <sub>0</sub>	D <sub>1</sub>	D <sub>2</sub>	D <sub>3</sub>	D <sub>4</sub>	D <sub>5</sub>	D <sub>6</sub>	D <sub>7</sub>	D <sub>8</sub>
1 <sup>1</sup>	2	3	4 <sup>2</sup>	5 <sup>3</sup>	6	7 <sup>4</sup>	8	9 <sup>5</sup>
18 <sup>6</sup>	19 <sup>7</sup>	11	12	13 <sup>8</sup>	14	15	16 <sup>9</sup>	17 <sup>10</sup>
26	27	18 <sup>11</sup>	20	21 <sup>12</sup>	22 <sup>13</sup>	23	24	25 <sup>14</sup>
34	35	36	28 <sup>15</sup>	29 <sup>16</sup>	30	31 <sup>17</sup>	32	33 <sup>18</sup>
42	43 <sup>19</sup>	44	45 <sup>20</sup>	37 <sup>21</sup>	38	39	40 <sup>22</sup>	41 <sup>23</sup>
50 <sup>24</sup>	51	52 <sup>25</sup>	53 <sup>26</sup>	54	46 <sup>27</sup>	47	48	49 <sup>28</sup>
58 <sup>29</sup>	59	60	61 <sup>30</sup>	62	63	55 <sup>31</sup>	56	57 <sup>32</sup>
66	67 <sup>33</sup>	68	69 <sup>34</sup>	70 <sup>35</sup>	71	72	64 <sup>36</sup>	65 <sup>37</sup>
74	75	76 <sup>38</sup>	77 <sup>39</sup>	78	79 <sup>40</sup>	80	81 <sup>41</sup>	82 <sup>42</sup>
82 <sup>43</sup>	83	84	85 <sup>44</sup>	86	87	88 <sup>45</sup>	89 <sup>46</sup>	90 <sup>47</sup>
96	91 <sup>48</sup>	92	93 <sup>49</sup>	94 <sup>50</sup>	95	96	97 <sup>51</sup>	98 <sup>52</sup>
107	108	100 <sup>53</sup>	101 <sup>54</sup>	102	103 <sup>55</sup>	104	105 <sup>56</sup>	106 <sup>57</sup>
115 <sup>58</sup>	116 <sup>59</sup>	117 <sup>60</sup>	109 <sup>61</sup>	110	111	112 <sup>62</sup>	113 <sup>63</sup>	114 <sup>64</sup>
123	124 <sup>65</sup>	125 <sup>66</sup>	126	118 <sup>67</sup>	119	120	121 <sup>68</sup>	122 <sup>69</sup>
131	132	133 <sup>70</sup>	134	135	127 <sup>71</sup>	128	129 <sup>72</sup>	130 <sup>73</sup>
139 <sup>74</sup>	140	141 <sup>75</sup>	142	143	144	136 <sup>76</sup>	137 <sup>77</sup>	138 <sup>78</sup>

그러나 표 1에서 보는 바와 같이 세그먼트 배치기법은 사실상 시간이 경과함에 따라 부하 편중이 발생하는 디스크가 바뀔 뿐이므로 실제로 부하균형을 이룬다고 보기 힘들다. 따라서 디스크 부하 편중으로 인하여 다른 서비스들이 받는 영향은 동일하다.

2.3 소수 라운드 로빈 배치기법

이 방법은 디스크의 수를 가상으로 조절한다. 현재 시스템이 보유하고 있는 디스크의 수보다 작으면서 인접한 소수를 택하여 디스크의 수로 가정하여 소수 라운드 로빈 배치기법에 의해 세그먼트를 배치한다(9). 이 방법은 가정한 디스크의 수와 같은 속도의 고속재생이 아니면 디스크 부하 균형을 이룬다. 그러나 소수 라운드 로빈 배치기법은 디스크의 이용율이 상대적으로 낮아 경제적인 측면에서 불리하다. 즉, 소수 라운드 로빈배치기법을 이용하여 디스크에 GOP를 저장할 경우 최소 3%의 디스크 저장공간의 낭비가 있으며 이는 시스템이 보유하고 있는 디스크의 수가 적을수록 심각하게 나타난다. 최고 30%까지 디스크 이용율이 떨어지며 디스크의 수가 10개 미만인 실용적인 시스템에서는 PRR-1(소수라운드로빈-1)기법은 최고 30%가량의 디스크 낭비율을 보이고 PRR-2기법의 경우는 최고 25%, PRR-3기법의 경우 최고 약 10%가량의 디스크 낭비율을 보인다. 이러한 디스크의 낭비율은 시스템이 보유하는 디스크의 수가 40개 이상일 때 부터 안정세를 보이며 이 경우 PRR-1과 PRR-2의 경우 약 10%, PRR-3의 경우 약 3%의 디스크 손실율을 보인다. 예를 들어 디스크 수가 10개 이하인 시스템에서 2GB용량의 디스크에서 디스크 당 최고 200~700MB의 저장공간손실을 가져온다. 또한 멀티미디어 데이터의 저장구조를 분산 통신망 저장구조(Distribute Networked storage architecture)로 적용할 경우 이러한 디스크 낭비율은 더욱 심각하게 나타날 수 있다. 궁극적으로 소수라운드 로빈 배치정책은 연속매체의 고속재생시 디스크의 부하균형을 위하여 데이터의 저장이나 삭제, 갱신을 위하여 저장의 규칙성을 파악해야 한다는 복잡성과 저장공간의 낭비를 유발시킨다. 또한 각 매체가 저장되는 디스크는 시스템이 보유하고 있는 디스크의 일부에 집중되므로 인기있는 특정영화로 사용자들의 접근빈도가 높아질수록 서비스의 대부분을 차지하는 정속재생에

있어서도 디스크 부하편중이 발생하게 된다.

### III. 디스크 부하 균형을 위한 새로운 세그먼트 접근 기법의 제안

하나의 세그먼트 혹은 GOP는 짧은 시간간격의 연속된 프레임으로 구성된다. 일반 정속재생을 할 때는 세그먼트 인터리빙 방식의 재생과 프레임 단위의 재생이 같은 결과를 출력한다. 그러나 고속재생의 경우 프레임 단위의 고속재생 서비스는 사용자가 프레임 간의 간격변화를 인식하지 못하는 반면, 세그먼트 인터리빙 방식의 고속재생은 연속된 장면(GOP)을 하나의 단위로 건너뛰어 재생하는 방식이므로 고속재생 서비스시 프레임단위의 고속재생서비스보다 서비스의 질이 다소 떨어진다. 그러나 이러한 접근방식은 고속재생을 위한 세그먼트 접근과 입출력 스케줄링이 용이하다는 장점이 있다.

본 논문에서 제안하는 연속매체의 고속재생을 위한 세그먼트 접근기법은 고속재생의 경우 세그먼트의 접근 간격을 변화시켜 디스크의 부하균형을 이루는 기법이다. 즉, N배속의 고속재생을 위해 N, N-1, N, N-1, ... 번째의 세그먼트를 반복하여 접근하여 서비스한다. 이러한 고속재생기법은 디스크의 부하편중을 감소시킬 뿐만 아니라 세그먼트 단위의 재생이므로 단위 시간당 전송하는 데이터의 양이 일정하여 고속재생을 위한 추가적인 연산이나 시스템자원의 소비가 요구되지 않는다. 또한 고속재생을 위한 세그먼트의 접근주기의 변화가 일정하고, 시스템이 지원하는 디스크에 대한 이용율이 높다. 본 논문에서 제안하는 디스크 부하균형을 위한 고속재생 기법의 적용 예는 표 2와 같다.

표 2. 제안한 세그먼트 접근기법의 적용 예  
Table 2. An example of new segment access method

D <sub>0</sub>	D <sub>1</sub>	D <sub>2</sub>	D <sub>3</sub>	D <sub>4</sub>	D <sub>5</sub>	D <sub>6</sub>	D <sub>7</sub>	D <sub>8</sub>
1 <sup>1A</sup>	2	3	4 <sup>1</sup>	5 <sup>1</sup>	6 <sup>1</sup>	7 <sup>1</sup>	8 <sup>1</sup>	9 <sup>1</sup>
10	11 <sup>1</sup>	12 <sup>1A</sup>	13	14 <sup>1</sup>	15 <sup>1</sup>	16 <sup>1</sup>	17	18 <sup>1</sup>
19 <sup>1A</sup>	20	21 <sup>1</sup>	22 <sup>1</sup>	23 <sup>1B</sup>	24 <sup>1</sup>	25	26 <sup>1A</sup>	27
28	29 <sup>1AB</sup>	30	31 <sup>1</sup>	32	33 <sup>1</sup>	34 <sup>1A</sup>	35	36 <sup>1A</sup>
37	38	39 <sup>1</sup>	40 <sup>1A</sup>	41 <sup>1</sup>	42	43 <sup>1</sup>	44 <sup>1</sup>	45 <sup>1</sup>
46 <sup>1</sup>	47 <sup>1</sup>	48	49 <sup>1</sup>	50 <sup>1</sup>	51 <sup>1A</sup>	52	53	54 <sup>1A</sup>
55	56 <sup>1A</sup>	57 <sup>1</sup>	58	59 <sup>1</sup>	60	61 <sup>1A</sup>	62 <sup>1</sup>	63
64 <sup>1A</sup>	65	66 <sup>1</sup>	67 <sup>1</sup>	68 <sup>1</sup>	69 <sup>1</sup>	70	71 <sup>1A</sup>	72
73 <sup>1</sup>	74 <sup>1</sup>	75 <sup>1</sup>	76 <sup>1</sup>	77	78 <sup>1A</sup>	79 <sup>1</sup>	80	81 <sup>1</sup>

표 2는 디스크의 수가 9개인 시스템의 예이다. 예로 들은 3배속, 4배속, 6배속의 고속재생 서비스에 대하여 부하의 고른 분포를 확인할 수 있다.

부하의 편중 정도는 접근하는 세그먼트의 수와 접근하는 디스크 수의 비율로 표시할 수 있다. 이상적인 디스크 부하의 균형을 보이는 상태는 디스크 수만큼의 세그먼트를 접근할 때 모든 디스크를 한 번씩 참조하는 것이다. 본 논문에서의 부하 편중 정도의 측정을 위한 기준은 디스크 수의 2배수의 세그먼트를 접근하였을 때 참조한 디스크의 수를 평가의 기준으로 한다. 본 논문에서 제안한 N, N-1세그먼트 접근 기법은 부하균형을 고려하지 않은 일반 라운드 로빈 방식의 세그먼트 접근방법에 비하여 상당히 디스크 접근 편중을 감소시킨다. 그 예를 그림 1에서 보인다.

그림 1에서 보는 바와 같이 일반 라운드 로빈방식의 디스크 접근보다 디스크의 접근 편중이 감소함을 볼 수 있다. 그러나 이러한 N, N-1세그먼트 접근 방식은 이차적인 디스크 접근 부하를 발생시킨다. 이차적인 접근 부하의 정도는 표 3과 같다.

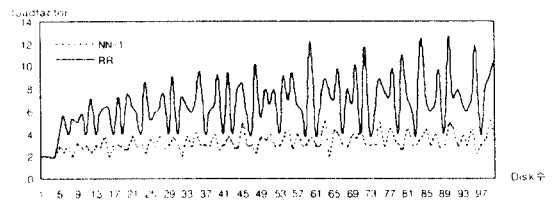


그림 1. 새로운 세그먼트 접근 기법의 부하 편중정도의 평가  
Fig. 1 An average load accumulation of new segment access method

표 3. 새로운 세그먼트 접근 기법의 2차적인 부하 편중  
Table 3. A secondary load accumulation of new segment access method

배속 디스크 수	부하 편중 배속(load factor)								
	3(5)	8(5)	13(5)	18(5)	23(5)	28(5)	33(5)	38(5)	43(5)
10	3(5)	8(5)	13(5)	18(5)	23(5)	28(5)	33(5)	38(5)	43(5)
15	3(5)	5(3)	8(15)	11(3)	13(5)	14(3)	17(3)	18(5)	20(3)
16									
25	3(5)	8(5)	13(25)	18(5)	23(5)	28(5)	33(5)	38(25)	43(5)
36	2(3)	5(9)	8(3)	11(3)	14(9)	17(3)	20(3)	23(9)	26(3)
50	3(5)	8(5)	11(25)	18(5)	23(5)	28(5)	33(5)	38(25)	43(5)

위의 표 3는 디스크 수가 10, 15, 16, 25, 36, 50개인 시스템에서 제안한 고속재생 기법의 적용 시 발생하는 이차적인 디스크 부하 편중의 예이다. 예를 들어 디스크 수가 10개인 시스템에서 3배 속의 고속재생 서비스를 하면 세그먼트를 20개 접근할 때 부하편중이 발생하는 디스크로 5번 접근함을 뜻한다. 완전한 부하 균형 상태는 각 디스크로 2번의 접근을 하게 된다.

#### IV. NN-1접근의 디스크 부하 편중 규칙성

NN-1방식의 세그먼트 접근은 부하편중을 고려하지 않은 상태에서 발생하는 일차적인 디스크부하편중은 감소한다. 그러나 부하균형을 고려한 NN-1방법의 적용 후에도 감소는 하였지만 여전히 이차적인 부하편중이 발생한다. 이러한 NN-1기법의 적용 후 발생하는 이차적인 부하 편중은 일정한 규칙을 갖고 있어 예측이 가능하다.

이차적인 부하편중의 규칙성을 설명하기 위하여 다음과 같은 사항을 정의한다.

- load factor: 시스템이 보유하고 있는 디스크 수의 2배수 만큼의 세그먼트를 접근할 때 참조 편중현상이 발생하는 각 디스크로의 접근횟수.
- peak load: 디스크 참조 편중현상이 가장 심하게 발생하는 고속재생 서비스에 대한 디스크 load factor.
- heavy load: 디스크 참조 편중현상을 보이는 고속재생 서비스에 대한 디스크의 load factor 중에서 peak load를 제외한 load factor.

표 3의 결과를 확장한 결과 다음과 같은 규칙성을 발견할 수 있다.

D: 시스템이 보유하는 디스크 수.

$$D = 2^n (2a + 1) \quad (1)$$

여기서  $n$ 과  $a$ 는 식 (1)을 만족시키는 0과 양의 정수이다. 식 (1)에서 구하여지는  $a$ 는 peak load와 heavy load를 발생시키는 고속재생을 구하는 기반수가 된다. 즉, 식 (1)에서 구해진  $2a + 1$ 은 디스크 수  $D$ 를 갖는

시스템에서 peak load가 되고  $a + 1$ 은 이 시스템에서 최초로 peak load를 발생시키는 고속재생이 된다. 또 이러한 peak load를 발생시키는 고속재생은 최초로 peak load를 발생시키는 고속재생으로 부터  $(2a + 1)$  배속의 간격으로 분포한다. 따라서 peak load를 발생시키는 고속재생은 식 (1)로 부터 다음과 같은 규칙성으로 정리될 수 있다.

$$(a + 1) + (2a + 1) X \quad (\text{단, } X \text{는 } 0 \text{과 양의 정수}) \quad (2)$$

이러한 peak load의 발생을 기반으로 heavy load의 발생은 다음과 같은 규칙성을 보인다. 위의 식 (1)에서 구하여진 peak load를 소인수 분해하여 얻어지는 소인수와 그 소인수의 배수 만큼의 heavy load가 heavy load만큼의 간격으로 발생한다. 위의 표 3에서 디스크의 수가 15개인 시스템의 경우, peak load는 15가 되고 이 시스템에서 발생할 수 있는 heavy load는 15의 소인수인 3가 5가 된다. 또 peak load의 경우와 마찬가지로 heavy load를 발생시키는 고속재생은 peak load를 중심으로 heavy load만큼의 간격으로 분포한다. 즉, 위의 표 3에서 디스크 수가 15개인 시스템에서 heavy load 5를 발생시키는 고속재생은 peak load를 발생시키는 고속재생을 중심으로 5배속만큼의 간격을 갖고 있다. 이러한 규칙성은 다음의 식 (3)과 같이 나타낼 수 있다.

$$0 < P \pm X \cdot q_m < 2P \quad (3)$$

(단,  $P$ 는 peak load를 발생시키는 고속재생,  $q_m$ 은 peak load의 소인수나 소인수가 2개이상인 경우 소인수와 소인수의 곱,  $X$ 는 양의 정수)

이러한 규칙성을 근거로 고속재생에 따른 디스크 참조 편중 정도의 세밀한 예측이 가능하다. 또한 부하 편중의 허락정도(threshold)를 두어 이를 초과하는 고속재생(N)에 대해서는  $N + 1$ 배속의 고속재생으로 서비스하여 부하의 편중을 피할 수 있다.  $N + 1$ 배속을 택하는 이유는 사용자의  $N$ 배속 고속재생 요구에 대하여 실제로는  $(2N - 1)/2$ 배속의 서비스를 하게 되므로( $N$ ,  $N - 1$ 번째 세그먼트를 반복하여 접근하므로) 사용자가 원하는 서비스 속도에 인접하기 위하여  $N + 1$  배속의 서비스를 한다(실제로는  $(2N + 1)/2$ 배 속의

서비스).

### V. NN-1기법의 규칙성을 고려한 pre-load기법

4장에서 NN-1 세그먼트 접근기법의 규칙성을 분석하였다. 이러한 NN-1세그먼트 접근 기법의 규칙성을 고려하여 pre-load방식의 세그먼트 접근기법을 제안한다. pre-load는 서버가 보유하고 있는 디스크 수 만큼 참조하여 요구되는 고속재생 서비스의 디스크 부하 편중의 유발 여부와 부하 편중의 정도를 예측하여 고속재생의 정도를 조절한다. 고속재생 속도의 조절 범위는 사용자가 속도의 변화를 인식하지 못하는 범위 내에서 이루어 진다. 즉, 사용자가 요구한 속도의 고속재생이 서버의 디스크 부하 편중을 유발시키는 고속재생으로 판단되면, 서버는 승인 제어(admission control)부분에서 해당 요구의 QOS를 인접한 속도의 고속재생으로 조절하여 서비스한다. 서버가 보유하고 있는 디스크 수에 따라 부하 편중을 유발시키는 고속재생의 파악은 시스템의 설계시 미리 파악할 수 있다. 따라서 실행시간(run-time)의 추가적인 계산을 요구하지 않는다. 또한 서버의 저장용량의 확장을 위해 디스크를 추가할 경우, 디스크의 부하균형을 위한 별도의 작업이 필요하지 않아 서버의 확장 유연성이 높다. 그림 2는 디스크 부하 편중 여부를 판단하여 사용자의 요구속도를 조절하는 승인제어루틴이다. 그림 2의 승인 제어루틴은 그림 3의 Construct\_load\_speed()에서 생성된 디스크 부하편중을 발생시키는 고속재생의 테이블을 참조하여 현재의 사용자 요구를 분석하여 요구 QOS를 조절한다. 즉, 부하편중을 유발하는 고속재생의 정보를 저장하고 있는 load\_speed[]와 사용자의 요구 QOS를 비교한다. 그 결과, load\_speed[]의 요소 중 사용자의 요구 고속재생 속도가 포함되어 있으면, 인접한 고속재생으로 서비스하기 위하여 사용자 요구QOS를 조절하는 루틴을 그림 2에 나타내었다.

그림 3은 서버가 보유하고 있는 디스크의 수에 따라 부하편중을 발생시킬 수 있는 고속재생을 파악하여 load\_speed배열에 저장하는 알고리즘이다. 4장에서 언급한 부하편중의 규칙성을 파악하기위한 기반수인 a는 4~6행에서 구해진다. 구하여진 기반수 a를 이용하여 8행에서 최초로 peak load를 발생시키는 고속재생 속

도를 구하여 load\_speed[]에 저장한다. 9행의 Prime\_Infraction()은 peak load를 소인수 분해하여 인수를 prime[]배열에 저장하여 heavy load를 구하기 위하여 참조한다. 11행의 load\_array()는 최초로 peak load를 발생시키는 고속재생을 기반으로하여 prime[]의 각 요소들 만큼의 간격으로 분포하여 있는 peak load와 heavy load를 발생시키는 고속재생을 구하여 load\_speed[]에 저장한다.

```

AdmissionTest()
{
    for(부하편중을 유발하는 고속재생을 저장한 배열의 끝까지)
    {
        if(사용자요구속도 <= 부하편중속도테이블의 엔드리프)
        {
            if(사용자요구속도 >= 구하관중속도테이블의 엔드리프)
            {
                사용자요구속도 = 사용자요구속도 - 1;
                break;
            }
            사용자요구속도 = 사용자요구속도 + 1;
            break;
        }
    }
}
    
```

그림 2. 시뮬레이션 프로그램에서의 승인제어 루틴  
Fig. 2 The admission control routine in simulation program

그림 3의 Construct\_load\_speed()루틴은 시스템의 최초 셋업이나 서버의 용량증가를 위한 디스크의 추가 시에만 실행되어 디스크 수에 따른 디스크 부하편중을 유발하는 고속재생에 대한 정보를 승인 제어 루틴에 제공하게 된다.

```

Construct_load_speed()
{
    1 temp = 디스크 수;
    2 while (temp > 2)
    3     temp = temp - 2;
    4
    5 load_speed[0] = temp * 2 * 1; // 최초로 peak load를 발생시키는 고속재생속도 생성
    6 Prime_Infraction(&temp); // peak load를 소인수 분해하여 prime[]에 저장
    7
    8 Load_array(); // prime[]와 peakload를 참조하여 load_speed[]를 구성
    9
    10
    11
}
    
```

그림 3. 부하편중의 예측을 위한 load\_speed[]배열의 생성  
Fig. 3 Construct of load\_speed[] for estimate of load accumulation

### VI. 성능평가

본장에서는 3장에서 제안한 디스크 부하 균형을 고

러한 세그먼트 접근기법과 4, 5장에서 규칙성 분석을 고려한 디스크 부하 균형 정책을 평가한다.

### 6.1 시뮬레이션 모델

본 논문에서 제안한 세그먼트 접근 기법의 성능을 평가하기 위한 시뮬레이션 모델은 그림 4와 같다.

그림 4의 각 레이어별 기능은 다음과 같다.

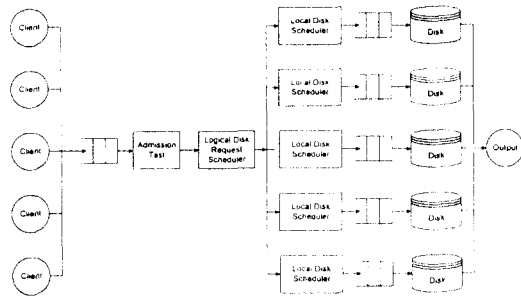


그림 4. 시뮬레이션 모델  
Fig. 4 The simulation models

#### • 사용자(client)의 요구

실제의 VOD시스템은 동적(dynamic)인 사용자의 접근이 이루어진다. 그러나 본 논문에서 실험한 시뮬레이션 환경에서는 요구하는 사용자의 수는 정적(static)으로 가정한다.

#### • Admission Test 레이어

이 레이어는 승인 제어(admission control)를 통해 사용자의 요구를 받아들인다. 그러나 사용자의 접근을 정적으로 가정했으므로 본 논문에서의 admission test레이어의 기능은 시스템이 보유하고 있는 디스크의 수를 참조하여 디스크 부하 편중을 발생시키는 고속재생을 미리 파악한다. 그리고 사용자 요구의 QOS를 분석하여 디스크 부하 편중을 발생시키는 고속재생 요구이면 인접한 속도의 고속재생으로 QOS를 조절하는 역할을 한다.

#### • Logical Disk Request Scheduler 레이어

시스템에 적용할 디스크 부하 균형 정책을 실질적으로 구현한다. 이 레이어는 요구 세그먼트의 위치를

파악하여 해당 디스크의 입력 큐에 요구를 입력하기 위하여 Local Disk Scheduler를 호출한다. Logical Disk Request Scheduler에서 단위 시간당 요구 세그먼트의 양은 각 사용자 요구의 단위 시간당 소비 세그먼트 수와 같다. 또한 실제의 VOD시스템에서 처리되는 대부분의 서비스가 정속재생 서비스이고, 고속재생 서비스로 인한 디스크 부하 편중 현상이 시스템에 미치는 영향을 고려하여 고속재생 서비스보다 정속재생 서비스를 높은 우선순위로 요구한다.

#### • Local Disk Scheduler 레이어

큐입력을 담당한다. 각 디스크로의 접근 요구가 발생하면 해당 디스크 큐에 요구를 입력하며 큐에서의 대기시간을 계산하고 사용자 요구의 응답시간이 초과하면 요구된 세그먼트를 삭제하고 새로운 세그먼트의 입력을 요청하는 기능을 담당한다. 본 논문에서는 시스템의 효율을 위한 스케줄링은 배제한다.

#### • Disk 레이어

각 디스크의 서비스 시간을 계산하고 현재의 시뮬레이션 시각을 계산한다. 현재의 시뮬레이션 시각은 각 디스크가 입력 큐로부터 하나의 세그먼트를 위한 서비스가 종료될 때 마다 갱신되며 Local Disk Scheduler에서 세그먼트요구의 큐입력시 요구 도착시각으로 계산된다.

### 6.2 시뮬레이션의 주요 파라미터 및 가정

시뮬레이션에서 사용한 주요 파라미터와 설정값은 다음 표 4와 같다.

표 4. 주요 파라미터 값  
Table 4. Major parameters

파라미터	설정 값
Disk의 자료 전송율	5MB/s
영화 1편의 평균 상영시간	100min
영화 1편 당 평균 GOP의 수	12000 개
평균 GOP의 크기	750 Kbits
한 GOP의 평균 디스크 처리 요구시간	각GOP의 크기/40000
사용자의 서비스 요구속도	2~100배속

최근의 디스크 성능은 저장용량이 2~4GB의 디스크가 최고 4.8~5.5MB/s의 전송능력을 갖고 있다<sup>(5)(8)</sup>. 따라서 본 시뮬레이션에서는 디스크의 자료 전송율을 5MB/s로 가정한다. 저장되어 있는 영화들의 평균 상영시간은 100분으로 가정하며, 영화 한 편당 GOP의 수는 평균 12000개로 가정한다. 이는 압축율이 I:P:B=1:4:10인 MPEG규정으로 압축된 파일을 가정했을 경우의 수치이다. 즉, 1초당 소비하는 프레임의 수는 30개이고, 하나의 GOP는 15개의 프레임으로 구성되어 있으므로 100분 길이의 영화는 12000개의 GOP로 구성되어 있다고 가정할 수 있다. 본 시뮬레이션에서는 평균 12000으로한 어랑(Erlang)분포를 사용하였다. GOP의 평균 크기는 1.5Mbit/s의 비트율로 표현된 MPEG-1의 경우 I프레임의 크기는 약 20KB이고 P프레임의 크기는 약 7KB, B프레임의 크기는 약 2~3KB의 크기를 나타낸다<sup>(9)</sup>. 따라서 GOP가 I:P:B=1:4:10의 압축율로 압축된 경우, GOP는 평균 750KB의 크기를 보인다. 본 시뮬레이션에서는 평균값을 750으로 하는 어랑분포를 사용하였다. 디스크의 자료전송율을 5MB/s로 가정하였으므로 40000Kbit/s와 같다. 따라서 어랑분포에 의하여 얻어진 GOP의 크기를 40000으로 나눈 값이 디스크가 해당 GOP를 처리하는 데 소용되는 시간이 된다. 실제의 VOD서버의 경우, 사용자의 고속재생 서비스요구는 2~5배속 정도의 비교적 정도가 낮은 고속재생 요구가 대부분이겠지만 시뮬레이션에서는 보다 넓은 범위의 평가를 위하여 2~100배 속의 서비스 요구를 가정한다. 고속재생의 정도는 난수발생기(random number generator)를 사용하여 생성한다.

### 6.3 평가 및 분석

위의 5.1과 5.2절에서 언급한 시뮬레이션모델을 구현한 실험결과를 본 절에서 다룬다.

표 5는 디스크의 수가 5개인 서버 시스템에 50명의 사용자가 동시에 접근을 하고 전체요구 가운데 25%가 고속재생을 요구한 경우의 디스크 서비스시간의 분포이다.

표 5의 예에서의 고속재생 요구는 58, 26, 47, 42, 100, 23, 85, 72, 87, 61, 22, 7배속이다. 부하균형을 고려하지않은 라운드 로빈정책의 경우, 디스크 수가 5개이므로 100배속과 85배속에서 디스크 부하의 편중

을 보인다. 따라서 디스크 3번과 5번에서 편중이 발생한다. 본 논문에서 제안한 NN-1기법의 경우, 4장에서 언급한 이차적인 부하 편중의 규칙성에 의하여 58배속과 23배속 고속재생 서비스로 인해 디스크 2번과 디스크 4번에서 부하편중이 발생함을 확인할 수 있다. 본 논문에서 제안한 디스크의 부하 편중을 미리 예측하는 pre-load기법의 경우, 58배속과 23배속을 각각 59배속과 24배속으로 서비스함으로써 전체 디스크에 전반적으로 부하 균형을 이룬 것을 확인할 수 있다. 세그먼트 배치 기법의 경우, 다른 방법에 비하여 GOP서비스의 실패율이 높다. 즉, 큐에서의 대기 시간이 서비스 응답시간을 초과한 요구는 디스크로의 접근 대상에서 제외되므로 세그먼트 배치기법은 디스크의 서비스 시간이 다른 방법에 비하여 상대적으로 적은 결과를 보인다.

표 5. 각 부하 균형 기법의 디스크 서비스 시간의 예  
Table 5. Disk service time of each load balancing methods

디스크 번호	서비스 시간(sec)			
	Round-Robin	SPM	NN-1	Pre-load
Disk[1]	2142.037588	1930.241141	2124.812080	2224.899768
Disk[2]	2142.263525	1784.887243	2362.942585	2225.116708
Disk[3]	2336.897463	1785.060590	2124.171872	2224.090741
Disk[4]	2141.790152	1786.085840	2361.689675	2225.028632
Disk[5]	2357.508955	1784.847297	2125.242913	2224.939735

그림 5은 서버가 보유하고 있는 디스크의 수와 동시에 서비스를 요구하는 사용자 수의 변화에 따른 각 디스크의 서비스 시간의 분포를 나타낸다. 동시에 서비스를 요구하는 사용자의 수는 디스크 수의 10배로 가정하였고 고속재생의 비율은 전체 요구의 25%로 가정하였다. 예를 들어 디스크 수가 40개인 경우, 동시에 서비스를 요구하는 사용자의 수는 400명이며 이중 고속재생을 요구하는 사용자는 100명이다. 디스크 서비스 시간의 절대편차는 디스크 부하 편중을 측정하는 중요한 척도가 된다. 즉, 평균 디스크 서비스 시간과 각 디스크 서비스 시간의 차이를 나타낸다. 약 100분 동안의 서비스를 위하여 디스크 수가 20개인 시스템에서 각각의 디스크 서비스 시간의 절대 편차는 라운드 로빈기법은 76.5초, NN-1기법은 35.6초,



pre-load기법은 12.3초의 차이를 보임을 알 수 있다.

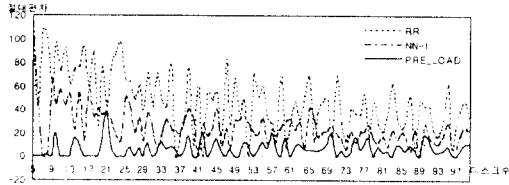


그림 5. 각 디스크 서비스 시간의 평균 절대 편차  
Fig. 5 Average absolute deviation of each disk service time

그림 6는 고속재생을 요구하는 사용자가 각 디스크로 접근하는 평균 접근 주기를 보인다. 평가 시간은 시뮬레이션 시간 100분으로 모의 실험한 결과이다. 완전한 디스크 부하 균형을 이루는 경우의 접근주기는 디스크의 수와 같으며 부하 편중이 심할수록 접근 주기는 디스크 수보다 작아지게 된다. pre-load기법의 경우 이상적인 디스크 접근주기를 보이고 있으며 세그먼트 배치기법(S의 경우, 표 1에서 보듯이 부분적인 시간동일에는 부하 편중이 발생하나 서비스시간이 길어지면 각 디스크로의 접근 횟수는 같아지고 평균 접근 주기는 pre-load의 경우와 유사해진다. 그러나 실제의 VOD시스템에서 사용자의 고속재생요구는 정속재생에 비하여 비교적 짧은 시간동안 요구되므로 실제로 디스크의 접근주기는 이상적이라고 할 수 없다.

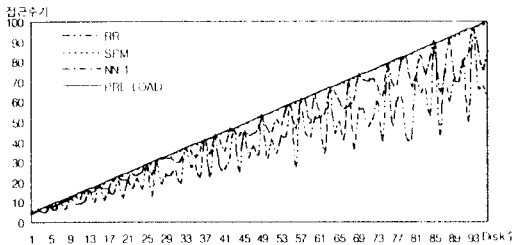


그림 6. 각 사용자의 디스크로의 평균 접근주기  
Fig. 6 Average disk access period of each clients

그림 7는 시스템이 보유하고 있는 디스크의 전체 전송율과 사용자가 요구하는 전체 요구전송율과의 비율에 대한 디스크 서비스 시간의 절대 편차를 보인

다. 즉, 시스템이 보유한 디스크의 전송율의 10%와 40%의 전송율을 전체 사용자가 요구하였을 때의 각 디스크 서비스 시간의 절대 편차를 평가하였다. 같은 부하의 조건에서 라운드 로빈기법보다 pre-load기법이 디스크 전반에 걸쳐 서비스시간이 고르게 분포되어 있음을 알 수 있다. 또한 동일한 세그먼트 접근기법을 적용하였을 경우, 사용자가 많을수록 디스크 부하 편중 현상이 심하게 나타남을 알 수 있다.

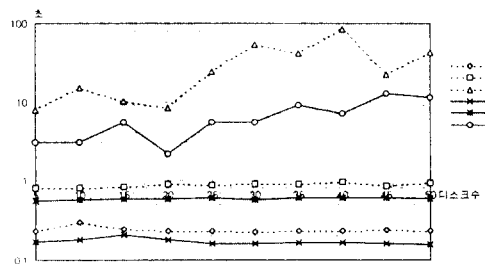


그림 7. 부하의 변화에 따른 디스크 서비스 시간의 절대 편차  
Fig. 7 The absolute deviation of each disk service time with variable disk load

그림 8은 사용자가 요구하는 서비스를 변화시켰을 때 시스템의 반응 속도를 모의 실험하였다. 즉, 정속 재생 서비스를 요구하던 사용자가 고속재생을 요구하거나 고속재생 속도의 변화를 요구하는 사용자에 대한 응답속도를 평가하였다. 예를 들어 그림 8에서 디스크 수가 30개인 시스템의 경우, 사용자의 요구변화에 대하여 부하가 10%, 40%, 70%일 때 라운드 로빈기법은 각각 0.23초, 0.91초, 53.77초의 응답시간이 소요되고 pre-load기법은 각각 0.16초, 0.57초, 5.5초

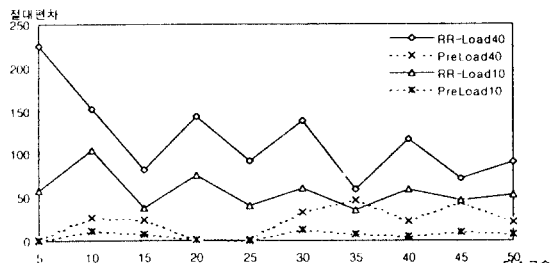


그림 8. 요구 서비스의 변화 후 서비스 반응 시간  
Fig. 8 Response time after client request conversion

가 소요되는 것을 확인할 수 있다. 그림 8에서 보듯이 부하가 높을수록 또 같은 부하에서는 디스크수와 사용자의 수가 많을수록 응답시간이 늦어지는 것을 볼 수 있다.

## Ⅶ. 결 론

멀티미디어 데이터나 연속매체는 시간연속성을 띤 데이터로 대용량과 실시간 처리, 많은 시스템자원의 소비를 그 특징으로 한다. 이러한 연속매체 혹은 멀티미디어 데이터의 특성을 만족 시키기 위해 VOD서버나 연속매체 저장 서버는 디스크 배열 구조나 디스크 스트라이프 구조를 하고 있다. 이러한 경우, 압축된 연속매체의 재생은 그 고속재생의 정도에 따라 몇몇 디스크에 참조 편중 현상을 유발시킬 수 있다. 본 논문에서는 이러한 디스크 참조 편중 현상을 감소시킬 수 있는 세그먼트 단위의 접근기법인 NN-1기법과 부하 편중의 규칙성을 분석하여 디스크 부하 편중을 예측한 pre-load기법에 대하여 연구하였다. 또한 제시한 기법의 성능평가를 위한 시뮬레이션을 하였다. 성능평가 결과 NN-1기법의 세그먼트 접근은 디스크 부하 편중을 고려 하지않은 일반 라운드 로빈 기법보다 디스크 부하 균형을 이룸을 확인하였다. 또한, NN-1기법을 적용하였을 경우에 발생하는 이차적인 부하 편중의 규칙성을 밝혔으며 이를 참조하여 디스크 부하 편중을 미리 예측하여 서비스하는 pre-load방식에 대하여 연구하였다. 이 방식은 부하의 편중이 예측되는 고속재생 서비스에 대하여 서비스의 속도를 사용자가 인식하지 못하는 범위 내에서 변화시켜 부하의 편중을 감소시키는 방법이다. 성능평가 결과 pre-load 방식의 세그먼트 접근은 NN-1방식의 세그먼트 접근보다도 상당히 부하의 균형을 이룸을 확인할 수 있었다. 본 연구에서 제시한 NN-1기법과 pre-load기법의 세그먼트 접근 방식은 서버가 보유하고 있는 디스크의 수를 참조하여 부하의 편중을 감소시키는 방법이다. 따라서 이 방식은 서버가 보유하고 있는 디스크의 수가 서로 다르다면, 같은 고속재생 서비스에 대하여 각 서버는 실질적으로는 서로 다른 속도의 서비스를 할 수 있다. 이는 분산 통신망 저장 구조(Distribute Networked Storage Architecture)를 요구하는 대부분의 VOD나 연속매체 저장 서버에서 서버간의

동기화 문제를 유발시킬 수 있다. 앞으로의 연구에서는 이러한 서버간이 관련 매체의 동기화에 관하여 연구가 진행될 것이다.

## 참 고 문 헌

1. Phillip Lougher, Doug Shepherd. "The Design of a Storage Server for Continuous Media.", *Computer Journal* pp. 32~42, 36(1), Feb 1993.
2. Phillip Lougher, Doug Shepherd and David Pegrel. "The Impact of Digital Audio and Video on High Speed Storage.", 13<sup>TM</sup> IEEE Symposium on Mass Storage System, Annecy, France, June 1994.
3. Ming-Syan Chen, Dilip D. Kandlur, "Stream Conversion to Support Interactive Video Playback", *IEEE Journal of Multimedia*, pp. 51~58, summer, 1996.
4. M.S. Chen, D. Kandlur and P.YU, "Support for Fully Interactive Playback In Disk-Array-based Video Server", *Proceeding of ACM Multimedia*, pp. 31~48, 1991.
5. F.A. Tobagi, J. Pang, R. Baird and M. Gang, "Streaming RAID<sup>TM</sup>-A Disk Array Management System for Video Files", *Proceeding of ACM Multimedia*, pp. 393~400, 1995.
6. Banu Ozden, Rajeev Rastogi, Avi Silberschatz, "On the design of a low-cost video-on-demand storage server", *Multimedia System*, 4: pp. 40~50, 1996.
7. Ralf Steinmetz, Klara Nahrstedt. "Multimedia: computing, communication, applications", Prentice Hall, pp. 113~165.
8. P.M. Chen, E.K. Lee, G.A. Gibson, R. H. Katz, and D.A. Patterson, "RAID: High-Performance, Reliable Secondary Storage", *ACM Computing Surveys*, Vol. 26, No. 2, pp. 145~186, 1994.
9. Taeck-Geun Kwon, Sukho Lee. "PRR: Prime Round-Robin Data Placement for Implementing VCR Operations", *Proceeding of International Conference on Systems, Man and Cybernetics*, IEEE, Vancouver, Oct. pp. 22~25, 1995.

10. Le Gall F(1991), "MPEG: A Video Compression Standard for Multimedia Applications", Communication of the ACM, 34(4): 45~68.



**홍 성 수(Sung Soo Hong)** 정회원  
1982년: 광운대학교 전자계산학과 졸업(공학사)  
1984년: 광운대학교 전자계산학과 대학원 졸업(공학석사)  
1990년: 광운대학교 전자계산학과 대학원 졸업(공학박사)  
현재: 호서대학교 전자계산학부 교수, 전산소 소장

※주관심분야: 소프트웨어 알고리즘, Java 언어, 멀티미디어 시스템, Internet 프로그래밍



**이 호 석(Ho Suk Lee)** 정회원  
1983년 2월: 서울대학교 전자계산기공학과 졸업(공학사)  
1985년 2월: 서울대학교 대학원 전자계산기공학과 졸업(공학석사)  
1993년 8월: 서울대학교 대학원 컴퓨터공학과 졸업(공학박사)

※주관심분야: 멀티미디어 시스템, 데이터베이스, 그래픽스, 언어론, Client/Server 시스템



**이 승 용(Seung Yong Lee)** 정회원  
1996년 2월: 호서대학교 공과대학 컴퓨터공학과 졸업(공학사)  
1998년 2월: 호서대학교 대학원 전자계산학부 졸업(공학석사)  
※주관심분야: 멀티미디어 시스템, VOD 시스템, Internet 프로그래밍