웹기반 수업을 지원하는 데이터베이스 시스템의 로킹 기반 트랜잭션 관리기법

박찬정† · 김한일††

요 약

최근, 컴퓨터와 정보통신 기술의 발달과 함께 시공간의 제약 없이 학습할 수 있는 웹기반 수업이 많은 가상학교에서 시험 운용 중에 있으며, 가상 학습 공간을 웹 상에 효율적으로 구축하고자 많은 연구들이 진행되고 있다. 가상수업을 제공하는 시스템을 구축하기 위해 필요한 기술들에는 여러 가지가 있으며, 그 중에 웹기반 수업을 지원하는 데이터베이스 시스템을 위한 트랜잭션 관리기법을 들 수 있다. 하지만, 기존의 트랜잭션 관리기법은 웹기반 수업을 지원하기에 부적합한 특성을 가지고 있다. 본 논문에서는 웹기반 수업을 지원하기 위한 트랜잭션의 요구사항들을 제시한 후, 이 요구사항들을 만족하는 로킹에 기반을 둔 트랜잭션 처리 프로토콜을 제안한다. 제안하는 프로토콜은 요구사항을 만족시키기 위해 마크라는 새로운 기법을 이용하며, 트랜잭션의 불필요한 지연이나 취소를 제거함으로써 데이터베이스의 성능을 향상시킨다.

A Locking-based Transaction Management Scheme of Database Systems for Supporting Web-based Classes

Chan-Jung Park† · Han-Il Kim††

ABSTRACT

With the advance of computer and communication technologies, a lot of virtual schools provide web-based classes that provide learning environments out of temporal and spatial constraints and many research works on the web-based classes have been proposed. Various techniques are required to build the virtual schools efficiently. One of them is the scheme for transaction management. However, existing transaction management schemes have inappropriate features for supporting web-based classes. In this paper, we propose a new locking-based transaction processing protocol that satisfies the requirements after presenting the requirements for transaction management to support web-based classes. In the protocol, a new method, called mark, is adopted to satisfy the requirements. The proposed protocol also eliminates unnecessary delays or abortions and thus, the proposed protocol can improve the performance of database systems.

1. 서 론

최근, 인터넷의 폭발적인 보급으로 인해 인터넷은 모든 분야에서 정보전달의 수단뿐만 아니라 불특정 다수에 대한 통신 수단으로 넓게 이용되고 있다. 또한, 하이퍼텍스트(hypertext)를 기반으로 하는 웹(web)의 출현은 사회의 전 분야에 걸쳐 많은 변화를 촉진시키고 있다. 웹의 발전은 정보화로 인한 사회의 변화와 맞물려 전자상거

† 정 회 원: 제주대학교 컴퓨터교육과 전임강사
†† 정 회 원: 제주대학교 컴퓨터교육과 조교수

래, 가상대학, 원격 진료 등 새로운 응용을 창출하고 있다[3]. 특히, 교육 분야에서 사람들은 자신들이 원하는 시간에 학습을 하며 모든 과정에 참여하기보다는 자신에게 부족한 부분을 충족시킬 수 있는 부분에만 참여할 수 있는 수요자 중심의 학습 환경을 필요로 하게 되면서, 웹기반의 수업을 요구하게 되었다. 가상학교에서 제공하는 웹기반 수업은 매우 체계적으로 설계되어야 하며, 많은 하드웨어 자원 및 네트워크 자원, 교수 학습 자원들을 요구한다.

현재, 국내에서도 가상대학이라는 이름으로 서비스를 제공하는 사이트들이 증가하고 있는 추세이다[1][5]. 가상대학은 일부대학에서 일부과목에 대해서 시험적으로 운영되는 형태에서 벗어나 점차 정규과목으로 확대 운영되고 있다. 또한, 현재 국내외에서 약 230여개의 가상대학이 운영되고 있으며, 재교육 등 다양한 수요계층으로 말미암아 앞으로 가상대학에 대한 관심과 현재 제한되어 있는 교과목에 대한 개설도 크게 늘어나리라 전망된다[5].

웹기반 수업을 구현하기 위해서는 다양한 기술적 기반과 교육 방법 등이 제공되어져야 하며 또한 통합되어야 한다. 특히, 가상대학을 위한 기술적 기반으로서는 4 계층이 필요하다[5]. 제일 하부 계층인 서비스 접근 계층은 학습자들이 교육 컨텐츠(content)와 같은 상위 계층에 접근할 수 있는 물리적인 환경을 제공한다. 즉, 전송 프로토콜과 이에 관련된 네트워크 기술 등이 이 계층에 포함된다. 서비스 생성 계층에서는 개별/그룹학습, 동기/비동기 교육 등 다양한 교육 방법과 교수-학생간의 상호작용을 지원한다. 콘텐츠 생성 계층에서는 다양한 저작도구를 관리하고 컨텐츠 데이터베이스 서버 관리 및 운영을 담당한다. 마지막으로, 학사 관리 계층에서는 입학, 등록, 수강에 관한 서비스를 담당한다[5]. 4 계층 중에서 웹기반 수업이 기존의 면대면 형태의 수업을 대신하기 위해서는 무엇보다 다양한 컨텐츠가 요구될 것이고, 방대한 양의 컨텐츠를 효율적으로 관리하기 위한 데이터베이스 시스템의 도입이 필수적이라 할 수 있다.

데이터베이스에 대한 논리적인 작업은 여러 개의 연산으로 구성된다. 이와 같은 여러 개의 연산들의 모임을 트랜잭션(transaction) 이라고 하며, 데이터베이스 시스템의 중요한 기능 중에 하나가 바로 트랜잭션의 관리라 할 수 있다. 지금까지, 트랜잭션의 관리를 위한 연구들은 활발히 진행되고 있지만, 웹기반 수업을 제공하기 위해서는 여러 가지 특성들, 즉, 온라인성(on-line), 실시간성(real-time), 상호작용성(interactivity), 원거리 접근성(remote accessibility) 등이 고려되어야 하며, 이러한 특성들이 고려된 새로운 트랜잭션 관리 기법의 개발이 요구되고 있다[4]. 특히, 많은 양의 데이터에 대해 판독만을 수행하는 긴 판독-전용(long read-only) 트랜잭션들이 많이 발생한다. 하지만, 일반적인 트랜잭션 기법에서는 판독-전용 트랜잭션을 갱신(update) 트랜잭션과 구별하여 처리하고 있지 않아서 성능면에서 문제점들이 야기되어지며 이를 위한 기법이 요구되고 있다.

본 논문에서는 웹기반 수업을 위한 트랜잭션 관리 기법 중에서 로킹(locking)에 기반을 둔 새로운 프로토콜을 제안한다. 제안하는 프로토콜은 판독-전용 트랜잭션을 갱신 트랜잭션과 구별하며, 트랜잭션의 지연시간을 최소화하기 위해 각 트랜잭션의 고유 버전 선택 시점을 정의한 후, 이를 이용하여 트랜잭션들이 데이터 접근 시 충돌로 인해 지연될 수 있는 요소를 제거한 마크라는 방법을 제안한다. 그리고 새로운 버전 선택의 규칙과 다중 버전을 관리하기 위한 버전 관리 기법을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 2 장에서는 웹기반 수업을 제공하는 시스템을 구현하기 위해 일반적으로 요구되는 트랜잭션의 요구 사항들을 제시하고 기존의 연구들을 분석한다. 제 3 장에서는 이 요구사항들을 기반으로 트랜잭션의 고유한 버전 선택 시점을 정의한 후 제안하고자 하는 프로토콜의 특성과 규칙들을 제안하고 제 4 장에서 제안한 기법의 정확성을 증명한 후, 제 5 장에서는 기존 프로토콜과 성능평가를 실시한 결과를 기술한다. 마지막으로, 제 6 장에서는 본 논문의 결론과 앞으로의 연구 과제를 제시한다.

2. 관련 연구

2.1 웹기반 수업을 위한 트랜잭션 요구사항

웹기반 수업의 구현에 요구되는 사항은 실시간 교육이라 할 수 있다[1][5]. 즉, 인터넷 등 통신망을 이용해서 양방향으로 학습자가 교수나 교육 콘텐츠와의 실시간 접속을 필요로 한다. 또한, 이러한 구현은 상호작용성(interactivity)을 필요로 한다. 즉, 멀티미디어와 학습자간의 상호작용, 학습자와 학습자 사이, 학습자와 교수 사이의 상호작용을 필요로 한다. 특히, 멀티미디어와의 상호작용은 단순히 정보를 전달받는 차원을 넘어서 피드백(feedback)을 이용해 학습 목표를 향해 갈 수 있기 때문에 매우 중요하다[1]. 웹기반 수업은 원격교육에 기초를 두었기 때문에 필연적으로 원격 데이터베이스 접근을 필요로 한다. 원격 데이터베이스 접근은 통신망을 이용하여 구현될 수 있고 이미 표준화된 서비스가 제공되고 있다[2].

한편, 웹기반 수업을 지원하는 데이터베이스에서는 사용자가 데이터에 접근할 때 데이터간의 관계를 이용하는 항해(navigation)를 이용하게 되고 멀티미디어 데이터의 용량의 크기로 인해서, 데이터베이스에 접근하는 트랜잭션의 처리 시간이 길어진다[11]. 웹기반 수업을 위한 트랜잭션이 만족해하는 가장 큰 조건은 트랜잭션의 길이가 유연해야 한다. 즉, 트랜잭션들은 크기가 큰 멀티미디어 정보를 이용하고 또한 항해를 이용하기 때문에 길이가 길어진다[4].

또한, 트랜잭션은 실시간(real-time)으로 학습자와 학습자 또는 학습자와 교수 사이에 공동작업을 지원해야 한다. 즉, 공유한 데이터를 서로 주고받으면서 작업을 완성할 수 있고 또한 공동의 작업을 하는 도중 작업을 서로 나누어 각자 해야 하는 등 하나의 큰 작업을 완성하기 위한 협력 작업을 지원해야 한다[4]. 이를 위해 전통적인 데이터베이스 시스템에 시간성을 고려한 실시간 데이터베이스 시스템[9][13][14]을 웹기반 수업에 적용시키는 연구가 필요하다고 본다. 또한, 최근에는 실시간성과 보안성을 모두 고려한 실시간 보안 데이터베이스 시스템을 위한 연구도 활발히 진행중이다[10][15].

2.2 정확성 기준

전통적인 데이터베이스 시스템을 위한 논리적 일관성 기준은 직렬성(serializability)이다. 임의의 두 트랜잭션 Ti와 Tj의 연산으로 이루어진 수행기록 H에서 Ti의 연산이 Tj의 연산을 모두 선행하거나 모두 후행하면 그 수행기록은 '직렬(serial)'이라고 한다. 또한, Ti와 Tj가 병행수행하여 생성된 수행기록 H'의 결과가 두 트랜잭션이 직렬로 수행된 결과들 - 예를 들면, TiTj 혹은 TjTi - 중에 하나와 일치일 때, H'는 직렬적(serializable)이라고 한다[8].

한편, 다중버전을 위한 정확성 기준은 단일-복사본(one-copy)직렬성으로, 다중버전 수행기록인 H와 임의의 두 트랜잭션 Ti, Tj에 대해서, 연산 ri[xj]가 H에 존재할 때 - 즉, Tj가 기록한 x의 버전 xj를 Ti가 판독하였을 때 - 항상 Tj가 Ti이거나 혹은 가장 최근에 x를 생성한 트랜잭션이라면, H는 1-직렬이라 하고, 다중버전 수행기록 H가 단일-복사본 직렬적(1SR : one-copy serializable)이라는 것은 H가 특정한 1-직렬인 다중버전 수행기록 H'와 동치[2]일 때를 의미한다[8].

2.3 다중버전 2 단계 로킹 프로토콜

다중버전에 기초를 둔 프로토콜들 중에서 다중버전 2단계 로킹(multiversion two phase locking : MV2PL) 프로토콜이 있다[7]. 다중버전 2단계 로킹 프로토콜은 단일 버전의 2단계 프로토콜[7]에 존재하는 판독-기록 연산간의 충돌과 기록-기록 연산간의 충돌을 제거하는 대신, 공인(certifying) 로크라는 새로운 로크를 정의하였다. 따라서, 각 데이터 항목은 여러 개의 비공인(uncertified) 버전을 갖게 되지만, 단일-복사본 직렬성을 만족시키기 위해서 트랜잭션들은 항상 가장 최근에 공인된 데이터 항목들만을 판독한다. 트랜잭션들이 가장 최근에 공인된 데이터 항목들만을 판독하는 다른 이유는 버전의 수를 최소화시키기 위한 것이다.

표 1과 같이 어떤 트랜잭션이 데이터를 판독하고 있는 경우, 다른 트랜잭션들은 같은 데이터 항목에 대해서 공인 연산을 수행할 수 없다. 하

2 임의의 다중버전 수행기록 H,H'에 대해서 두 수행기록이 모두 같은 연산들로 구성되어 있고 같은 기록-관계를 가질 때, H와 H'은 동치(equivalent)이다.

<표 1> MV2PL의 호환성표

T_H \ T_R	R	W	C
R	Y	Y	N
W	Y	Y	Y
C	N	Y	N

T_H : 로크 소유 트랜잭션
T_R : 로크 요구 트랜잭션
R : 판독연산
W : 기록연산
C : 공인연산
Y : 공유 가능
N : 공유 불허

지만, 만일 각 트랜잭션에 대해서 적절한 버전 선택 시점을 설정하여 준다면, 판독-공인 연산간의 충돌은 제거할 수 있다. 다음 장에서는 충돌을 제거하는 방법을 제안한다. 질의가 많은 트랜잭션 처리 시스템의 경우에는 기록 트랜잭션의 수행에 영향을 적게 받으면서 지연되지 않고 질의를 처리할 수 있게 되어 성능을 향상시킬 수 있다.

3. 웹기반 수업을 위한 로킹에 기반을 둔 프로토콜

이 장에서는 제안하는 프로토콜의 특성과 규칙을 기술한다. 다음 그림 1과 같은 다중버전 2 단계 로킹 알고리즘에 의해 수행된 수행기록을 살펴보자. 시점 3에서 트랜잭션 T2가 공인연산을 수행하려고 할 때, T1에 의해 지연된다. 즉, T2는 T1이 종료된 후, 시점 6에서 완료된다. 하지만, 이와 같은 T2의 지연은 불필요한 것이다. 즉, T2가 시점 3에서 종료를 하여도 직렬성을 위배하지 않고 T1, T2의 순서로 트랜잭션을 수행시킨 결과와 동치이다.

시간 \ 트랜잭션	1	2	3	4	5	6
T_1	$r_1[x_0]$			$r_1[y_0]$	c_1	
T_2		$w_2[x_2]$	c_2 blocked	blocked	blocked	c_2

(그림 1) 수행기록의 예제

본 논문에서는 위와 같은 불필요한 지연을 없애고 트랜잭션간의 판독-기록 충돌을 제거하기 위해서 각 트랜잭션 T의 버전 선택 시점을 정의하고 이를 이용하여 병행수행 제어를 하고자 한다.

【정의 1】 *임의의 트랜잭션 T가 한 데이터 항목 x를 판독하고 있을 때, 다른 트랜잭션 T'에 의해 공인 로크를 요청을 받아 트랜잭션 관리자가 공인 로크를 허용하거나 또는 T가 x를 판독하려고 할 때 이미 다른 트랜잭션 T'에 의해 공인 로크가 설정되어 있지만 트랜잭션 관리자가 판독 로크를 허용할 때 T는 마크(marked)된다고 한다.*

【정의 2】 *각 트랜잭션 T에 대해서, T가 판독할 데이터 항목들의 버전 선택 시점(version selection point)을 VSP(T)라고 정의하고 이 때, VSP(T)는 +∞를 초기값으로 갖는다. T가 마크될 때, VSP(T)는 +∞가 아닌 양의 정수값을 갖는다.*

각 트랜잭션 T에 대해서, VSP(T)는 다음과 같은 성질들을 갖는다.

【성질 1】 *T가 한 데이터 항목 x에 대해서 판독 로크를 획득하려 할 때, 다른 활성(active) 트랜잭션 T'이 x에 대한 공인 로크를 소유하여 T가 마크되고, 이 충돌이 T의 첫 번째 충돌이라면, 판독 로크를 획득하려 한 시점을 VSP(T)의 값으로 할당한다. 만일, 첫 번째 충돌이 아니거나 충돌이 발생하지 않는다면, VSP(T)는 변경되지 않는다.*

【성질 2】 *T가 임의의 데이터 항목 x에 대해서 공인 로크를 획득하려 할 때, 다른 활성 트랜잭션들 T'들이 이미 판독 로크를 획득하고 있어 T'이 마크되고 T'에 대해 이 충돌이 첫 번째 충돌이라면, T가 공인 로크를 획득하려 한 시점을 VSP(T')들의 값으로 할당한다. 충돌이 발생하지 않는 경우, VSP(T')들은 변경되지 않는다.*

【성질 3】 *T는 여러 번 마크될 수 있으나 VSP(T)는 마크될 때마다 갱신되는 것이 아니고, 현재 VSP(T)값과 현재 마크된 시점을 비교하여 가장 작은 값을 갖는다. 즉, VSP(T) = min(VSP(T), 현재 마크된 시점)이 된다. VSP(T)는 T가 마크되지 않으면, 항상 +∞ 값을 유지하며, 여러 번 마크되는 경우에는 첫 번째 마크된 시점을 가지고 있다.*

예를 들면, 다음 그림 2와 같은 수행기록에서 T1은 T2에 의해서 마크되고, VSP(T1) = 4가 되고 VSP(T2) = +∞가 된다.

	1	2	3	4	5	6
T_1	$r_1[x_0]$				$r_1[y_0]$	c_1
T_2		$r_2[y_0]$	$w_2[x_2]$	c_2		

(그림 2) VSP(T)에 대한 예제 수행기록

제안하는 프로토콜을 위해서 각 트랜잭션 T는 자신이 판독할 데이터 항목들의 집합인 판독집합 R(T)와 자신이 기록할 데이터 항목들의 집합인 기록집합 W(T)를 가진다고 가정한다. 그러면, 임의의 두 트랜잭션 Ti와 Tj의 관계를 그들의 판독집합과 기록집합에 따라서 다음과 같이 구분할 수 있다.

경우 1: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6
T_i	$r_i[x_k]$		$w_i[z_i]$		c_i	
T_j		$r_j[x_n]$		$w_j[y_j]$		c_j

(그림 3) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

판독집합만 공통 데이터 항목을 갖는 경우는 충돌을 일으키지 않기 때문이 아무 문제가 없다. 즉, 위의 그림 3과 같이 트랜잭션들은 자신의 VSP보다 이전에 생성된 버전중 가장 최근에 생성된 데이터 항목의 버전을 판독하고 기록 연산을 수행하면 된다. 만일, VSP 값이 +∞라면, 이는 현재 시간을 나타낸다. 따라서, 가장 최근에 생성된 버전으로 선택을 하면 된다.

경우 2: $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ (혹은, $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$)

	1	2	3	4	5	6
T_i	$r_i[x_k]$		$w_i[z_i]$			c_i
T_j		$w_j[x_j]$		$w_j[y_j]$	c_j	

(그림 4) $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

그림 4에서 만일, Ti가 Tj보다 먼저 완료한다면, 충돌이 발생하지 않아서 문제가 없다. 하지만, Tj가 먼저 완료하는 경우에는 Ti는 Tj에 의해 마크된다. 그러면, Ti의 VSP(Ti)는 Tj의 공인 요청시간인 5로 설정된다. 그리고 Ti가 VSP(Ti) 이전에 생성된 데이터 항목의 버전들만을 판독하면 직렬성을 위배하지 않고 병행수행이 가능하다. 기록 연산끼리는 문제를 발생시키지 않는다.

경우 3: $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6
T_i	$r_i[x_k]$		$w_i[z_i]$		c_i	
T_j		$r_j[y_n]$		$w_j[z_j]$		c_j

(그림 5) $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

위의 그림 5와 같이 다중버전의 경우, 기록과 기록간의 충돌은 존재하지 않는다. 따라서, 아무 문제도 발생시키지 않는다.

경우 4: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6	7
T_i	$r_i[x_k]$					$r_i[z_?]$	c_i
T_j		$r_j[x_n]$	$r_j[z_0]$	$w_j[z_j]$	c_j		

(그림 6) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

그림 6에서 x에 대해서 Ti와 Tj가 같은 버전을 판독할 수도 있고 그렇지 않을 수도 있다. 또한, 이 경우에는 Tj가 Ti를 마크시킬 수 있다. Ti는 자신이 마크되었는지의 여부에 따라서 자신의 VSP(Ti)를 설정하고, 판독 시에는 VSP(Ti) 이전에 생성된 버전들만을 판독하면 직렬성을 보장할 수 있다.

경우 5: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

그림 7에서 Ti와 Tj가 같은 데이터 버전을 판독한 경우에는 문제가 발생하지 않지만, 위의 그림에서와 같이 제 3의 트랜잭션에 의해 간접 싸이클이 발생될 수 있다.

	1	2	3	4	5	6	7
T_i	$r_i[x_t]$					$w_i[y_i]$	c_i
T_j				$r_j[x_k]$	$w_j[y_j]$		
T_k		$w_k[x_k]$	c_k				

(그림 7) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

즉, Ti가 마크되었는지의 여부에 따라서 Tj가 선택하는 버전이 달라진다. 만일, Ti가 마크되지 않았으면, Tj의 VSP(Tj)는 VSP(Ti)에 영향 받지 않으나, Ti가 마크되었다면, VSP(Tj)는 VSP(Ti)의 값을 상속받는다. 위의 경우에서는 Tj는 Ti가 판독한 버전을 선택한다. 즉, k = t이다.

경우 6: $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6
T_i	$w_i[y_i]$				$r_i[x_j]$	c_i
T_j		$r_j[y_0]$	$w_j[x_j]$	c_j		

(가) 데드록이 발생하지 않은 경우

	1	2	3	4	5	6
T_i	$r_i[x_0]$			$w_i[y_i]$		c_i (취소)
T_j		$r_j[y_0]$	$w_j[x_j]$		c_j	

(나) 데드록이 발생한 경우

(그림 8) $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

이 경우는 MV2PL 규칙을 적용했을 때 데드록이 발생할 수 있는 경우이다. 그림 8 (가)의 경우에는 Ti가 Tj에 의해 마크되지 않고 수행된다. 따라서, Tj가 완료한 후, Ti는 Tj가 기록한 x의 버전을 판독한다. 반면, 그림 8 (나)의 경우는 Ti가 Tj에 의해서 마크되고, MV2PL 프로토콜 규칙을 적용시키면 데드록이 발생하는 경우이다. 즉, Ti 혹은 Tj를 취소시키지 않으면 직렬성을 보장할 수 없게 된다. 따라서, 이 경우에는 Tj를 완료시키고, Tj를 완료시키는 시점에서 Ti를 취소시킴으로써 데드록을 제거하고 직렬성도 보장한다.

경우 7: $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6
T_i	$r_i[x_0]$				$w_i[y_i]$ (무시)	c_i
T_j		$w_j[x_j]$	$w_j[y_j]$	c_j		

(그림 9) $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

이 경우에도 Ti가 Tj에 의해 마크되지 않는다면 문제가 없으나 그림 9와 같이 시점 4에서 Ti가 Tj에 의해서 마크되는 경우에는 Ti의 기록 연산들 중에서 Tj와 공통으로 기록하는 데이터 항목에 대한 연산은 Ti Tj 순서로 수행시켰을 때 덮어쓰기를 당하기 때문에 무시할 수 있다(블라인드 기록).

경우 8: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6	7	8
T_i	$r_i[x_0]$	$r_i[y_k]$					$w_i[x_i]$ (무시)	c_i
T_j			$r_j[y_k]$	$w_j[x_j]$	$w_j[y_j]$	c_j		

(그림 10) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

이 경우는 Ti가 기록하는 데이터 항목을 Tj는 판독하지 않는다. 이는 경우 5에서처럼 Ti가 마크된 트랜잭션인가의 여부에 따라 선택이 달라진다. 즉, Ti와 Tj가 공통으로 판독하는 데이터 항목에 대해서 만일, Ti가 마크된 트랜잭션이라면 VSP(Tj)는 VSP(Ti)를 상속받는다. 그리고 경우 7과 같이 만일, Ti가 Tj에 의해 마크된다면, Ti와 Tj가 공통으로 기록하는 데이터 항목에 대한 Ti의 기록연산은 무시된다. (그림 10 참조)

경우 9: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6	7
T_i	$r_i[y_k]$					$w_i[z_i]$ (취소)	c_i (취소)
T_j		$r_j[y_k]$	$w_j[y_j]$	$r_j[z_n]$	c_j		

(그림 11) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$, $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

경우 4와 경우 6을 함께 고려한 경우로써 MV2PL 규칙을 적용시키면, 경우 6과 마찬가지로 데드록을 발생시킨다. 두 개의 트랜잭션을 모두 수행시키면 직렬성을 보장할 수 없기 때문에 만일, 한 트랜잭션이 다른 트랜잭션을 마크시키는 경우에는 먼저 완료하는 트랜잭션을 제외한 나머지 트랜잭션을 취소시킨다. (그림 11 참조)

경우 10: $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6	7	8
T_i	$r_i[x_k]$					$w_i[x_i]$	$w_i[y_i]$	c_i
T_j		$r_j[y_s]$	$w_j[y_j]$	$w_j[x_n]$	c_j			

(그림 12) $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$, $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$, 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

Ti와 Tj가 상대방에 의해 마크되지 않는다면, 문제가 없지만 그렇지 않다면, 경우 6과 마찬가지로 데드록으로 처리하여 먼저 완료하는 트랜잭션의 완료시점에서 나머지 트랜잭션을 취소시킴으로써 직렬성을 보장한다. (그림 12 참조)

경우 11: $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$이고 $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$ 이고 $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
T_i	$r_i[x_k]$	$r_i[y_n]$						$w_i[x_i]$	$w_i[y_i]$	c_i
T_j			$r_j[x_m]$	$r_j[y_s]$	$w_j[y_j]$	$w_j[x_l]$	c_j			

(그림 13) $R(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$, $R(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$, $W(T_i) \cap R(T_j) \neq \emptyset$, 이고 $W(T_i) \cap W(T_j) \neq \emptyset$인 예제 수행기록

경우 5에서처럼, Ti가 마크되었는지의 여부에 따라서 Tj가 선택하는 버전이 달라진다. 만일, Ti가 마크되지 않았으면, Tj의 VSP(Tj)는 VSP(Ti)에 영향받지 않으나, Ti가 마크되었다면, VSP(Tj)는 VSP(Ti)의 값을 상속받는다. 위의 경우도 경우 10과 마찬가지로 그림과 같이 Ti의 늦은 기록연산으로 인해 데드록이 발생되면 Ti를

취소시킴으로써 직렬성을 보장한다. (그림 13 참조)

모든 경우를 통합하여 프로토콜을 요약하면, 다음과 같이 기술된다.

(1) 트랜잭션 T는 수행의 시작 시, 판독집합인 R(T)와 기록집합인 W(T)를 부여받는다.
(2) T의 버전 선택 시점인 VSP(T)는 +∞를 초기값으로 갖는다.
(3) 마크된 트랜잭션 목록(marked transaction list)인 MTL은 공집합으로 초기화되며, 트랜잭션이 마크되면 트랜잭션의 식별자를 원소로 갖는다.
(4) 모든 연산은 먼저 로크를 획득한 후 연산을 수행하고, 한번 로크를 해제하면 다시 로크를 획득할 수 없다.
(5) 판독과 다른 연산(판독, 기록, 공인)간, 기록-기록, 기록-공인 연산간에는 데이터 공유로 인한 충돌이 발생하지 않는다. 단, 공인-공인 연산간에는 충돌이 존재한다.
(6) 트랜잭션 T가 임의의 데이터 항목에 대해 판독연산을 수행할 때, 항상 VSP(T) 이전에 생성된 버전들 중에서 가장 최근에 생성된 버전을 판독한다. VSP(T)가 +∞일 때는 현재 시점을 기준으로 가장 최근에 생성된 버전을 판독한다.
(7) 트랜잭션 T가 임의의 데이터 항목에 대해 기록연산을 수행할 때, 지연되지 않고 자신의 지역영역(local space)에 새로운 버전을 기록한다. 완료되기 전에 T가 기록한 데이터 항목들에 대해서는 공인 연산을 수행한다.
(8) 트랜잭션 T가 다른 트랜잭션 T'에 의해 마크를 당하면, VSP(T)값을 정의에 따라서 갱신시키고, 다음과 같은 사항을 점검한다.
   (i) $R(T) \cap W(T') \neq \emptyset$이고 $W(T) \cap R(T') \neq \emptyset$: T의 판독집합과 T를 마크한 T'의 기록집합간에 공집합이 존재하고 T의 기록집합과 T'의 판독집합간에 공집합이 존재하면, MV2PL 규칙을 적용시킨 경우, 데드록이 발생한 상태이며, 두 개의 트랜잭션을 모두 완료시키면 직렬성을 위반하게 된다. 따라서, 먼저 공인연산을 수행한 트랜잭션은 완료시키고, 나머지 활성중인 트랜잭션은 취소시킨다. 즉, 이 프로토콜은 데드록 문제를 해결한다.
   (ii) $R(T) \cap W(T') \neq \emptyset$이고 $W(T) \cap W(T') \neq \emptyset$: T의 판독집합과 T'의 기록집합간에 공집합이 존재하고 두 트랜잭션이 특정 데이터 항목에 대해 공통으로 기록연산을 갖는다면, T→T'의 순서로 트랜잭션을 수행시킨 결과를 갖도록 처리한다. 즉, T→T'으로 수행이 된다면, T와 T'이 공통으로 기록하는 데이터 항목에 대해서는 T'의 기록연산으로 인해 T의 기록연산은 덮어쓰기를 당한다. T가 T'에 의해 마크되었기 때문에, T의 기록연산은 시간적으로 늦은(late) 기록연산이 되고 이는 무시될 수 있다. 따라서, 마크된 트랜잭션 T와 T'이 공통으로 기록하는 데이터 항목에 대해서, T의 기록을 무시한다. 그리고 T를 MTL에 삽입한다.
(9) 트랜잭션 T가 시작할 때, MTL에 존재하는 트랜잭션인 T'들과 다음 조건을 확인한다. 만일, T와 T'이 특정 데이터 항목을 공통으로 판독하고 또 다른 - 같을 수도 있음- 데이터 항목들을 공통으로 기록한다면, 가장 작은 값을 갖는 VSP(T')이 VSP(T)로 상속된다. 그리고, T 자신도 MTL에 삽입된다.
(10) 트랜잭션 T가 완료할 때, 만일 T가 마크된 트랜잭션이라면, MTL에서 자신의 식별자를 제거한다.

본 논문에서 제안하는 프로토콜과 기존의 MV2PL에 의해 어떻게 차이점을 갖는지 살펴보기 위해서 한 가지 예를 들어본다. 그림 4에 나와있는 수행기록은 트랜잭션 Ti가 데이터 항목 x를 판독하고 있기 때문에, 트랜잭션 Tj가 시점 5에서 공인되려할 때, 연산을 수행하지 못하고 Ti가 완료될 때까지 지연된다. 하지만, 제안하는 프로토콜을 사용하면 Tj는 지연되지 않고 시점 5에서 완료되며, Ti도 지연되지 않고 수행되어 불필요한 지연을 피할 수 있게 된다.

4. 정확성의 증명

이 장에서는 제안한 프로토콜의 정확성을 증명한다. 제안하는 프로토콜은 다중버전 2 단계 로킹 프로토콜에 기반을 두고 있기 때문에 정확성을 증명하는 경우, 2 장에서 기술하였던 단일-복사본 직렬성을 만족함을 보이면 된다.

【정리 1】 *임의의 다중버전 수행기록 H가 있을 때, 임의의 한 버전순서 ≪가 존재하여, H에 대한 MVSG(H, ≪)[3]가 비순환적이라면, H는 단일-복사본 직렬적이다[8].* □

【정리 2】 *제안된 프로토콜에 의해 생성된 모든 수행기록들은 단일-복사본 직렬적이다.*

증명: T = { T1, T2, ... , Tn }을 트랜잭션들의 집합이라고 할 때, T에서 정의된 트랜잭션들

3 임의의 다중버전 수행기록 H와 버전 순서 ≪가 주어졌을 때, 다중버전 직렬화 그래프 MVSG(H, ≪)는 H에 속하는 완료 트랜잭션들을 노드로 갖고 충돌 에지와 버전 순서 에지라는 두가지 종류의 에지 (edge)를 갖는 그래프이다. 트랜잭션 T_i에서 T_j로의 충돌 에지는 임의의 데이타 항목 x에 대해서 H가 $w_i[x_i]$와 $r_j[x_i]$ 연산을 포함하고 있을 때 발생한다. 서로 상이한 i, j, k에 대해서 임의의 두 연산 $r_k[x_j]$와 $w_i[x_j]$가 H에 포함되어 있을 때 T_i에서 T_j로의 버전순서 에지는 $x_i \ll x_j$라면, 발생한다. 그렇지 않다면, T_k에서 T_i로의 버전순서 에지가 발생한다.

이 제안된 프로토콜에 의해 수행되어 생성된 수행기록을 H라고 하고 트랜잭션 Ti의 공인연산을 cri라고 나타내자. 그리고 버전순서 xi ≪ xj는 cri < crj 연산을 함축한다고 정의하자. 우선, Ti가 선택하는 버전들을 살펴보자. 만일 Ti가 마크되지 않았다면, 버전을 선택하는 규칙은 다중버전 2 단계 로킹 프로토콜과 같이 가장 최근에 완료된 버전을 선택한다. 그렇지 않다면, Ti가 판독하는 버전은 VSP(T) 이전에 생성된 것들이다.

둘째, MVSG(H, ≪)에 속하는 모든 에지 Ti → Tj에 대해서, 그들이 공인 순서로 되어 있음을 보임으로써 MVSG(H, ≪)가 비순환적임을 증명하면 된다. 즉, Ti → Tj이면, cri < crj임을 보인다. 우선, Ti → Tj가 직렬화그래프 SG(H)[4]에 속하는 에지라고 가정하자. 이 에지는 판독관계를 나타낸다. 그러면, 모든 트랜잭션들은 항상 공인된 데이터 버전을 판독하기 때문에 cri < crj이다.

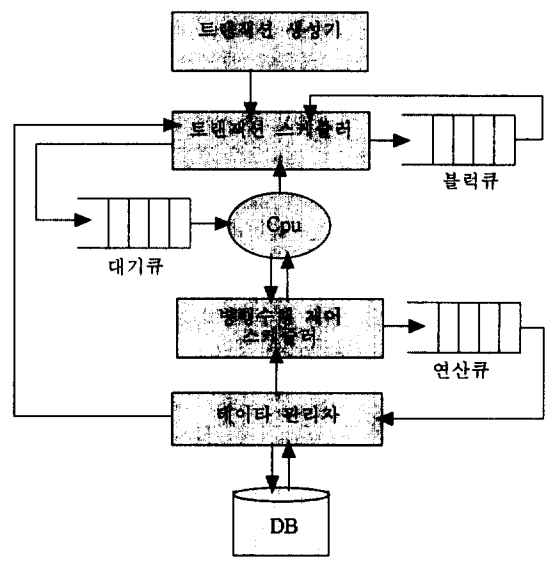
다음은 서로 상이한 i, j, k에 대해서 H의 연산 wi[xi]와 wj[xj], rk[xj]를 고려해 보자. 그러면, 두가지 경우가 가능하다: (i) xi ≪ xj와 (ii) xj ≪ xi이다. 첫 번째 경우는 MVSG(H, ≪)에 Ti → Tj 버전순서 에지를 추가시킨다. 그러므로 버전순서 ≪의 정의에 의해서 cri < crj이다. 두 번째 경우는 MVSG(H, ≪)에 Tk → Ti로의 버전순서 에지를 추가시킨다. 그러면, 【성질 4】에 의해서 cri < crj 이거나 crk < cri이다. 첫 번째 경우는 버전순서 ≪의 정의에 의해서 crj < cri를 의미하기 때문에 불가능하다. 그러므로 crk < cri이다. MVSG(H, ≪)에 속하는 모든 에지들이 공인연산 순서로 되어 있기 때문에 MVSG(H, ≪)는 비순환적이다. 따라서, H는 FR-직렬적이고 정리 1에 의해서 H는 단일-복사본 직렬적이다.

5. 성능 평가

이 장에서는 제안한 프로토콜과 로킹에 기반을 둔 다른 2가지 프로토콜들의 성능을 모의 실험한 결과를 비교 및 분석한다. 첫 번째 프로토콜은 2단계 로킹 프로토콜(2PL)[8]이고, 두 번째 프로토콜은 판독-기록간과 기록-기록간의 충돌은 제거한 다중버전 2단계 로킹 프로토콜[7]이다. 평가 기준으로는 트랜잭션의 재시작 비율과 평균 서비스 시간을 들 수 있다.

5.1 모의실험 모델

본 논문에서는 제안한 프로토콜의 성능을 분석하기 위해서 기존에 개발된 프로토콜들 중에 로킹에 기반을 두고 있는 두 가지 프로토콜을 선정하여 성능을 비교 및 분석한다. 성능 분석 시에는 SLAMII[6]을 이용하며, 사용되는 모델은 다음 그림 14를 가정한다. 그리고 성능평가 시 사용하는 인수들은 [12]에 기술된 값들을 근거로 설정하며 표 2와 같다.



(그림 14) 성능평가 모델

얼마나 많은 트랜잭션들이 재시작 되었는지를 나타내기 위해서 다음 공식 1을 사용하고 트랜잭션당 평균 서비스시간을 계산하기 위해서 공식 2를 사용한다[12].

【공식 1】 재시작 비율 = $\frac{\text{재시작 트랜잭션의 수}}{\text{전체 트랜잭션의 수}}$

【공식 2】 평균 서비스 시간 =

$$\frac{\sum_{i=1}^{N} \text{FinishTime}(T_i) - \text{StartTime}(T_i))}{N}$$

N은 전체 트랜잭션의 수이고, StartTime(Ti)와 FinishTime(Ti)는 트랜잭션 Ti의 시작 시간과 종

4 수행기록 H의 직렬화 그래프 SG(H)는 방향성 그래프로서 트랜잭션들을 노드로 갖고 두 트랜잭션이 충돌관계를 가지면 충돌관계를 에지로 갖는다.

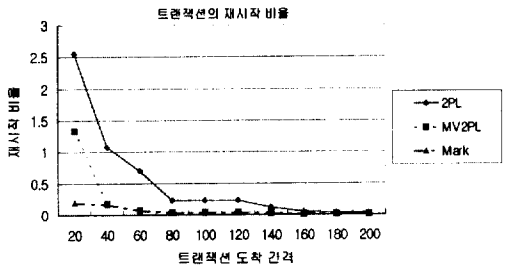
료 시간을 각각 나타낸다.

<표 2> 인수

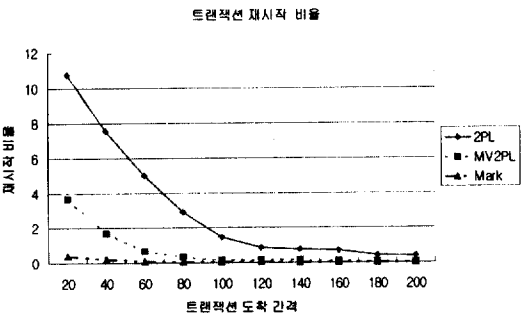
인수	값
데이타베이스 크기	100
여유 시간 (slack time)	10
페이지 히트 (hit) 비율	0.5
트랜잭션당 연산의 개수	5 ~ 30
디스크 접근 시간	25 msec
CPU 처리 시간	10 msec
재시작 시간	10

5.2 성능분석

성능을 분석한 결과는 다음 그림 15와 그림 16 같다.



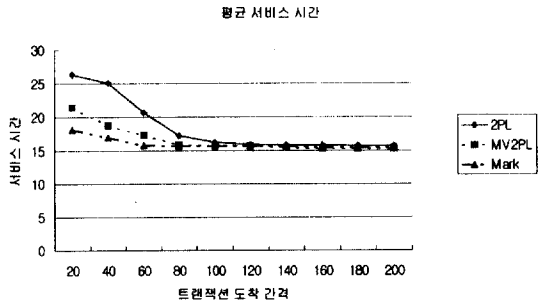
(가) 트랜잭션 크기=10일 때, 트랜잭션 재시작 비율



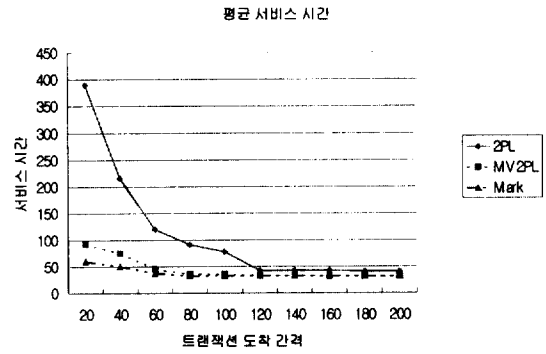
(나) 트랜잭션 크기=15일 때, 트랜잭션 재시작 비율

(그림 15) 트랜잭션 재시작 비율

그림 15의 (가)는 트랜잭션의 크기가 10일 때이고 (나)는 트랜잭션의 크기가 15일 때의 재시작 비율이다. 평균 트랜잭션 도착 간격이 작다는 것은 트랜잭션들이 빈번히 발생함을 의미한다. 공식 1에 의해 모든 트랜잭션들이 평균적으로 한 번씩 재시작을 수행할 때, 재시작 비율은 1이 된다. 제안한 프로토콜의 재시작 비율이 가장 작기 때문에 결과적으로 서비스 시간을 줄일 수 있다. 이와 같은 결과는 다른 두 개의 프로토콜에 비해 제안하고 있는 프로토콜의 규칙에서 가능한 한 트랜잭션간의 충돌 기회를 줄이고 있고 버전의 수를 다중으로 사용하기 때문이다. 즉, 단일 버전에서는 판독-기록간의 충돌이 발생되면 무조건 한 트랜잭션이 지연되나, 다중버전에 기반을 둔 알고리즘에서는 각 데이터 항목에 대해서 여러 개의 버전을 관리함으로써 충돌의 기회를 줄이고 있다. 특히, 본 논문에서 제안하고 있는 프로토콜은 마크 기법을 사용하여 판독 트랜잭션이 취소될 기회도 줄이고 있다.



(가) 트랜잭션 크기=10 일 때, 평균 서비스 시간



(나) 트랜잭션 크기=15 일 때, 평균 서비스 시간

(그림 16) 평균 서비스 시간

그림 16은 평균 서비스 시간을 나타내며 서비스 시간은 공식 2에 의해 계산되어진다. 그림 15와 마찬가지로 (가)의 경우는 트랜잭션의 크기가 10이고 (나)의 경우는 트랜잭션의 크기가 15이다. 서비스 시간에 있어서는 다중버전 2 단계 로킹 프로토콜과 제안한 프로토콜이 가장 짧은 서비스 시간을 갖는데, 원인은 재시작 비율이 작기 때문이다. 제안한 프로토콜의 경우 마크라는 추가적

인 항목을 처리해야 하는 부담을 가지므로 트랜잭션의 크기가 작고 트랜잭션의 평균 도착 간격이 커져서 충돌횟수가 작아지면, 기존의 다중버전 2 단계 로킹 프로토콜이 다소 좋은 성능을 보이기도 한다. 하지만 (나)의 경우처럼 트랜잭션의 크기가 커지면 제안한 프로토콜이 다소 좋은 성능을 보이게 된다.

6. 결론 및 연구 과제

본 논문에서는 웹기반 수업을 제공하는 시스템 구현을 위한 학습 데이터베이스를 접근하여 트랜잭션을 처리를 위한 관점에서 필요한 일반적인 조건들과 특성들을 논의하고 이를 기반으로 웹기반 수업 지원을 위한 트랜잭션의 요구사항을 제시하였다. 또한, 이 요구사항들을 만족시킬 수 있는 트랜잭션 스케줄링 방법을 제안하였다. 제안한 프로토콜에서 각 트랜잭션들은 마킹이라는 기법을 통해서 트랜잭션들의 판독-기록간 충돌을 제거한다.

본 논문의 효과는 다음과 같다. 첫째, 기존의 상용 DBMS들은 로킹에 기반을 두고 있어 판독연산만을 수행하는 질의 트랜잭션들도 갱신연산을 함께 수행하는 트랜잭션들에 의해 불필요하게 지연될 수 있다. 하지만, 본 논문을 질의가 주를 이루는 가상학교나 의사결정 시스템 등에 도입하는 경우, 질의 트랜잭션들은 절대로 지연되지 않기 때문에 빠른 응답시간을 제공할 수 있어 성능의 향상을 가져오게 된다. 둘째, 본 논문에서 제안하는 마킹 기법은 향 후, 강제적 접근 제어 기법을 취하는 다단계 보안 데이터베이스 시스템을 위한 트랜잭션 기법에서도 사용될 수 있다는 확장성을 갖는다.

향 후, 본격적으로 운영될 가상대학을 위해 다음과 같은 연구가 필요하다. 우선, 현재의 연구에서는 상호작용성과 병렬성이 제한된 범위에서 이루어지고 있으나, 앞으로는 구체적인 학습요소의 필요에 따라 더 확대될 필요성이 있다[4]. 또한, 새로운 정확성 기준이 제공되어 현재의 정확성 기준 때문에 발생하게 되는 제한적인 면들을 제거함으로써 보다 효율적인 프로토콜에 대한 연구가 진행되어야 한다. 또한, 웹의 특성을 살리면서 실시간성이나 멀티미디어 데이터를 속성 등을 고려한 방법들이 제공되어야 하며, 데이터 보안성을 위한 고려도 함께 이루어져야 할 것이다.

참 고 문 헌

[1] 김성일(1998). 가상대학의 당면과제와 운영방안. 한국정보과학회지, 16(10).

[2] 박정선(1996). 원격 데이터베이스 접근. 데이터베이스 월드.

[3] 박찬정(2000), 가상학교에서 전자인증서의 역할 연구 및 인증시스템 설계. 아시아교육연구, 1(1).

[4] 전우천, 홍석기(1998). 가상대학을 지원하기 위한 트랜잭션 모형. 한국정보교육학회논문지. 2(2).

[5] 황대준(1998). 가상대학의 현황과 발전방향. 한국정보과학회지, 16(10).

[6] Alan, A. and B. Pritsker(1986). Introduction to Simulation and SLAM II. Systems Publishing Corporation, 3rd Ed.

[7] Bernstein, P. A. and N. Goodman(1983). Multiversion Concurrency Control-Theory and Algorithms. ACM Transactions on Database Systems, 8(4).

[8] Bernstein, P. A., V. Hadzilacos, and N. Goodman(1987). Concurrency Control and Recovery in Database Systems. Addison-Wesley.

[9] Bodlaender, M., P. Stok, and S. H. Son (1997), "A Transaction-based Temporal Data Model fr Real-Time Databases," Proceedings of International Workshop on Parallel and Distributed Real-Time Systems.

[10] Han, H., S. Park, and C. Park(2000). "A Concurrency Control Protocol for Read-only Transactions in Real-Time Secure Database Systems," Proceedings of the 7th International Conference on Real-Time Computing Systems and Applications.

[11] Kim, W.(1990). Introduction to Object-Oriented Databases. The MIT Press.

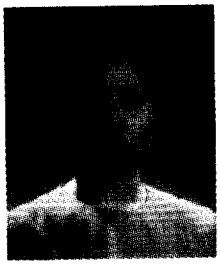
[12] Kuma, V.(1986). Performance of Concurrency Control Mechanisms in Centralized Database Systems. Prentice-Hall.

[13] Shu, L. C. and M. Young(1992). Correctness Criteria and Concurrency Control for Real-Time System : A Survey, Technical Report No. SERC-TR-131-P, Univ. of Purdue.

[14] Son, S. H., S. Park, and Y. Lin(1992). "An Integrated Real-Time Locking Procotol," Proceedings of the 8th International Conference on Data Engineering.

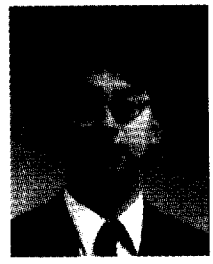
[15] Son, S., R. Mukkamala, and R. David(2000). "Integrating Security and Real-Time Requirements Using Covert Channel Capacity," IEEE Trans. on Knowledge and Data Engineering, 12(6).

박 찬 정



1988 서강대학교 전자계산학과 (학사)
1990 한국과학기술원 전산학과 (석사)
1998 서강대학교 전자계산학과 (박사)
1990.3~1999.9 한국통신 멀티미디어연구소 선임연구원
1999.9~현재 제주대학교 컴퓨터교육과 전임강사
관심분야: 데이터보안, 트랜잭션 관리, 웹 기반 교육, 교육평가
E-Mail: cjpark@cheju.ac.kr

김 한 일



1988 서울대학교 컴퓨터공학과 (학사)
1990 서울대학교 컴퓨터공학과 (석사)
1995 서울대학교 컴퓨터공학과 (박사)
1995.8~현재 제주대학교 컴퓨터교육과 조교수
관심분야: 원격교육, 교육평가
E-Mail: hikim@educom.cheju.ac.kr