韓國 컴퓨터情報學會 論文誌
第11卷 第6號, 2006. 12

2006-11-6-1-14

병렬 프로그램의 이주 데이터 특성을 고려한 디렉토리 기반 캐쉬 일관성 기법

이 동 언*, 이 윤 석**

A Directory-based Cache Coherence Scheme Exploiting the Property of Migratory Data in Parallel Programs

Dong-Un Lee *, Yunseok Rhee **

요 약

기존의 디렉토리 일관성 기법에서는 독점 수정된 상태(exclusively-modified state) 데이터의 읽기 과정에서 홈 노드로의 데이터 갱신을 함께 수행한다. 그러나 이주 데이터(migratory data)는 한 프로세서에 의해 읽힌 뒤 곧이어 다른 프로세서에 의해 다시 변경되므로 홈 노드로의 데이터 갱신이 전혀 무의미하게 된다. 따라서 본 논문에서는 기존의 프로토콜을 개선하여 이와 같이 불필요한 홈 노드 갱신을 줄이는 개선된 방법을 제안하고 병렬 컴퓨터 시뮬레이터를 통해 프로토콜의 성능을 측정하였다. 실험을 통해 이주 데이터의 빈도가 높은 병렬 프로그램에서 제안된 기법이 캐쉬 일관성 트래픽과 네트워크 지연 시간이 크게 개선됨을 알 수 있었다.

Abstract

This paper proposes a new directory-based cache coherence scheme which significantly reduces coherence traffic by omitting unnecessary write-backs to home nodes for migratory exclusively-modified data. The proposed protocol is well matched to such migratory data which are accessed in turn by processors, since write-backs to home nodes are never used for such migratory sharing. The simulation result shows that our protocol dramatically alleviate the coherence traffic, and the traffic reduction could also lead to shorten network latency and execution time.

▸ Keyword : directory-based cache coherence protocol, migratory data sharing

• 제1저자 : 이윤석
• 접수일 : 2006.09.01, 심사일 : 2006.10.09, 심사완료일 : 2006. 11.18
* 한국외국어대학교 대학원 전자정보공학과 석사과정 ** 한국외국어대학교 전자정보공학부 부교수
※ 본 논문은 2006년도 한국외국어대학교 학술연구비 지원에 의하여 연구되었음

Ⅰ. 서론

이주 데이터(migratory data)'란 병렬 프로그램에 나타나는 대표적인 공유 데이터 형태의 하나이며, 한 프로세서에 의해 읽기-계산-쓰기(read-compute-write)가 실행되고, 뒤이어 다른 프로세서에게 넘겨져 동일한 실행 과정이 반복되는 데이터를 일컫는다 [1,2]. 이와 같은 데이터의 이주성(migratory property)은 세마포어, 모니터 등의 동기화 객체를 사용하는 병렬 프로그래밍에서 매우 빈번하게 나타난다 [3]. 따라서 이주 데이터를 효과적으로 지원하여 병렬 시스템의 성능을 개선하려는 여러 선행 연구들이 수행된 바 있다 [3,4,5].

공유 메모리 다중처리 시스템에서 각 프로세싱 노드는 원격 노드에 있는 데이터의 효과적 접근을 위해 캐쉬 메모리를 사용한다. 따라서, 같은 데이터의 사본이 여러 캐쉬에 만들어질 수 있고, 이들 사이의 일관성을 유지하기 위한 '캐쉬 일관성 유지 기법'(또는 프로토콜)이 요구된다 [7]. 버스 이외의 직접 연결 상호연결망에 기반한 시스템, 클러스터, 소프트웨어 DSM 등에서는 디렉토리 기반 캐쉬 일관성 프로토콜(*directory-based cache coherence protocol*, 이하 디렉토리 프로토콜)이 사용된다 [6]. 이러한 캐쉬 프로토콜의 효율적인 설계 여부가 다중처리 시스템의 메모리 접근 성능을 좌우하므로, 병렬 프로그램의 데이터 접근 형태에 따라 적응적으로 동작하는 다양한 프로토콜들이 제안되었다 [6,7,8].

데이터의 이주성을 활용한 대표적인 연구를 살펴보면[3], 프로세서들에 의한 메모리 블록의 접근 과정을 해당 디렉토리에 기록하는 한편, 데이터 블록의 공유도(sharing degree)와 무효화 과정을 관찰함으로써 이주 데이터를 탐지한다. 또한 탐지된 이주 데이터에 대해서는, 이주 데이터의 특성을 활용하여, 다른 프로세서에 의해 자신의 캐쉬 사본이 읽혀질 때 이를 스스로 무효화(invalidate)시키고 해당 블록과 소유권(ownership)을 함께 전달한다. 이 방법은 데이터와 소유권 전달 과정을 하나의 트랜잭션으로 묶어 일관성 메시지의 수를 줄이고, 쓰기 동작이 노드 내부적으로 이뤄지도록 함으로써 처리 시간의 단축 효과를 보였다.

본 연구는 이주 데이터에 대해 기존의 디렉토리 프로토콜이 갖는 문제를 살펴보고 이를 개선하려고 한다. 기존 디렉토리 프로토콜에서 수정된(modified) 캐쉬 블록은 다른 프로세서에 의해 읽혀지는 시점 즉, 공유되는 시점에서 해당 블록의 홈 노드로 전달되어 메모리 블록을 갱신(write-back)한다 [6]. 이는 해당 블록에 대해 뒤따르는 읽기 접근 요청을 홈 노드에서 서비스하기 위함이다. 그러나, 이주 데이터를 읽어간 프로세서는 곧 그 내용을 변경함으로써 직전에 발생한 홈 노드 갱신을 쓸모없게 만든다. 제안하는 프로토콜에서는 이주 데이터에 대해 이와 같은 불필요한 홈 노드 갱신을 생략함으로써 캐쉬 일관성 메시지와 네트웍 트래픽을 줄이고자 한다.

이러한 캐쉬 일관성 메시지의 감소는 메시지 생성 및 네트웍 진입, 전달, 처리 시간의 단축을 가져올 뿐만 아니라, 제한된 대역폭에서 혼잡도를 완화시켜 네트웍 지연시간을 줄이는 효과를 가져올 수 있다. 또한 홈 노드의 갱신은 해당 블록에 대한 쓰기 순서화(write serialization)를 위해 다른 프로세서의 메모리 접근을 지연시키므로, 불필요한 갱신 횟수의 감소는 메모리 접근 지연 시간을 단축시킬 것으로 기대된다.

표 1 디렉토리 및 캐쉬 상태
Table. 1 Cache and directory states

	상태	설명
디렉토리	ABSENT	해당 블록의 캐쉬 사본이 존재하지 않는다.
	SHARED	적어도 하나의 read-only 캐쉬 사본이 존재한다.
	EXCLUSIVE	한 노드에서 해당 블록에 대해 독점적인 read-write 사본과 소유권을 가짐.
	R-PENDING	요구된 메모리 블록의 전송이 진행 중에 있다.
	W-PENDING	캐쉬 사본의 무효화 과정이 진행 중에 있다.
캐쉬	INVALID	해당 캐쉬 블록의 내용이 유효하지 않다.
	READING	메모리 블록의 전송을 기다리는 중이다.
	WRITING	해당 블록의 독점적 소유권을 기다리는 중이다.
	SHARED	해당 사본은 read-only 권한을 갖는다.
	EXCLUSIVE	해당 사본은 독점적인 read-write 권한을 갖는다.

본 논문에서는 우선 제 2절에서 디렉토리 캐쉬 일관성 프로토콜을 소개하고, 제 3절에서는 이주 데이터의 성질을 활용하여 불필요한 홈 갱신을 줄이는 디렉토리 프로토콜을 제안한다. 제 4절에서는 제안한 프로토콜에 대한 간단한 실험 결과를 제시하며, 마지막으로 제 5절에서는 결론과 향후 연구에 대해 기술한다.

	P_1	P_2
t_0:	lock	
t_1:	read A	
	(*홈 노드 갱신; clean*)	
t_2:	write A (*modified*)	
t_3:	unlock	
t_4:		lock
t_5:		read A
		(*홈 노드 아닌 P_1으로부터 데이터수신*)
t_6:		write A
t_7:		unlock

그림 1 임계영역 내에 이주 데이터를 갖는 병렬 프로그램 예
Fig. 1 An example of parallel program with a migratory data

II. 디렉토리 캐쉬 일관성 프로토콜

디렉토리 프로토콜은 노드간에 직접 연결망을 사용하는 다중처리 시스템에서 일반적으로 채택하는 방법이며, 다양한 변형 프로토콜이 제안되었지만 본 절에서는 홈 노드가 존재하고 전사(full-map) 디렉토리를 사용하는 쓰기 무효화(write invalidate) 프로토콜을 중심으로 주요 구성 요소와 동작 과정을 소개한다 [8].

2.1 구성 요소

디렉토리 프로토콜에서는 각 메모리 블록마다 해당 블록의 공유 상태, 공유 노드를 기록하는 저장 공간을 사용하며 이를 '디렉토리(directory)'라 한다. 해당 메모리 블록을 제공하는 노드가 디렉토리 역시 관리하며, 이 노드를 '홈(home) 노드'라고 부른다. 홈 노드로부터 메모리 블록을 전달받아 이를 자신의 캐쉬에서 공유하는 노드를 '공유 노드(shared node)'라 하고, 홈 노드는 모든 공유 노드들의 위치와 공유 여부를 디렉토리에 표시한다.

임의의 노드가 메모리 쓰기를 요구하면, 홈 노드는 모든 캐쉬 사본들을 무효화(invalidate)시키고, 쓰기를 요구한 노드에만 캐쉬 사본을 허용한다. 또한 이후의 일련의 쓰기 동작을 해당 노드 내부적으로 수행할 수 있도록 '소유권(ownership)'을 부여하며, 소유권을 부여받은 노드를 '소유자(owner) 노드'라고 한다. 소유자 노드는 해당 캐쉬 블록의 최근 내용을 캐쉬에 유지하게 되므로, 이후에 발생하는 다른 노드의 읽기 요구를 서비스하고, 메모리 블록에 최종 결과를 갱신하는 책임을 갖는다.

프로토콜에서 지원하는 캐쉬와 디렉토리의 상태가 표 1에 각각 기술되어 있다. 캐쉬의 상태는 기본적으로 MESI 프로토콜[8]과 유사하지만, 디렉토리 프로토콜에서는 디렉토리를 통해 공유도를 알 수 있으므로 스누핑(snooping) 프로토콜에서의 원본과 동일한 독점(clean-exclusive) 상태를 따로 구분하지 않고 공유(SHARED) 상태로 처리한다. 대신에 소유권을 확보하고 내용을 변경한 캐쉬 블록은 독점(EXCLUSIVE) 상태로 구분한다. 또한 디렉토리 프로토콜에서는 메모리 블록의 접근 요구가 네트웍을 통해 비동기적으로 서비스되므로, 서비스 진행 중임을 나타내는 READING, WRITING의 상태가 필요하다.

디렉토리 상태는 캐쉬 사본의 존재, 소유권 이전 여부 등에 따라 비공유(ABSENT), 공유(SHARED), 독점(EXCLUSIVE) 상태로 구분되며, 캐쉬 상태와 유사하게 원본과 동일한 단일 사본만이 존재하는 상태는 공유 상태로 표시한다. 또한 다른 노드에 소유권을 부여하고 블록 내용이 변경된 경우는 독점 상태로 구분한다. 마찬가지로 네트웍을 통한 비동기 메모리 서비스를 고려하여, 메모리 서비스가 완료되지 않고 진행 중임을 나타내는 R-PENDING과 W-PENDING의 상태가 제공된다.

2.2 메모리 읽기 과정

본 연구에서는 독점 상태를 갖는 메모리 블록에 대한 읽기 접근 과정을 개선하고자 하므로, 이 절에서는 기존 디렉토리 프로토콜에서 이뤄지는 읽기 과정만을 살펴본다.

읽기 실패 시에 LOCAL 노드는 홈 노드로 해당 메모리 블록의 전송을 요청한다. 홈 노드는 읽기 요청을 받지만 (after ①), 이미 해당 블록은 다른 노드가 소유권을 갖고 있으며, 블록의 내용도 최신값을 갖고 있지 않다. 따라서 전송 요청을 소유자 노드에게 재전달하게 되고 (after ②), 소유자 노드는 자신의 캐쉬에 있는 최신 블록을 LOCAL 노드에게 전달한다 (after ③). 이 때 동일한 사본이 OWNER와 LOCAL 노드 두 곳에 존재하므로 모두 공유 상태로 설정된다.

최종적으로 LOCAL 노드는 다시 전달받은 캐쉬 블록을 홈 노드로 보내 메모리 블록을 갱신하고, 디렉토리의 상태를

공유 상태로 변경한다 (after ④). 이 과정을 통해 이후의 해당 블록에 대한 메모리 읽기 요청은 홈 노드가 서비스한다.

III. 이주성을 활용한 디렉토리 프로토콜

그림 2와 같이 병렬 프로그램의 임계 영역 내에서 접근되는 이주 데이터 A의 공유 형태를 간략히 보이고 있다. t1 시점에 변수 A의 최신값을 이전 소유자 노드로부터 전달받음과 캐쉬에 사본을 만들고 동시에, 동일한 내용이 홈 노드에 갱신되지만, 결국 곧이어 t2 시점에 P1의 캐쉬 사본을 새로운 값으로 수정하며 소유권을 갖는다. 따라서 홈 노드의 메모리 내용은 이 순간 무효화되고, t5 시점에 P2가 변수 A에 읽기 접근을 시도하면 홈 노드는 이를 현재 소유자인 P1에 다시 전달하고, 결국 P1이 데이터를 제공한다. 따라서 이주 데이터에 대해서는 홈 노드로의 갱신이 불필요하므로 이를 생략하면, 메시지 전달에 따른 지연 시간은 물론 캐쉬 일관성 통신량을 상당히 줄일 수 있다.

3.1 구성 요소

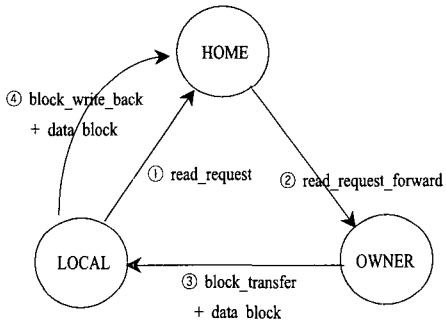
독점 상태를 갖는 블록의 읽기 접근 과정에서 홈 노드로의 갱신(그림 1의 ④)을 없애면 두 가지 문제가 제기된다.

첫째는 기존 프로토콜에서는 홈 노드의 갱신과 함께 디렉토리 상태와 캐쉬 사본들의 상태가 공유 상태로 정의된다. 그러나, 이를 생략하면 홈 노드의 메모리 블록은 수정되기 이전 값(stale value)을 여전히 갖고, 동시에 이 블록이 여러 캐쉬에서 공유되는 상황이 발생한다. 기존 프로토콜이 정의하는 독점, 공유 상태 중 어느 것도 이 상황을 표현할 수 없다 (표 1 참조). 이를 해결하기 위해, 제안 프로토콜에서는 디렉토리와 캐쉬 상태에 각각 '경과(TRANSIENT, T)'라는 새로운 상태를 다음과 같이 추가 정의한다.

- 디렉토리에서의 경과 상태(T)는 "해당 메모리 블록이 다른 프로세서의 캐쉬에서 수정되었으며, 이 캐쉬 블록의 사본이 존재한다"는 것을 뜻한다.
- 캐쉬에서의 경과 상태(T) 역시 디렉토리에서와 동일한 상황을 표현하지만, 이에 덧붙여 "해당 캐쉬가 이 블록의 소유자이며, 홈 노드에 갱신할 책임을 갖는다"는 것을 뜻한다. 주의할 점은 이 상황에서 해당 사본을 제외한 나머지 캐쉬 사본들은 (경과 상태가 아닌) 공유 상태를 갖는다는 것이다.

둘째는 경과 상태(T)를 갖는 메모리 블록에 대한 읽기 접근을 서비스할 소유자 노드의 관리 방법을 개선해야 한다. 기존 프로토콜을 단순히 확장하면, 처음에 해당 블록을 독점 상태로 만든 소유자 노드를 경과 상태(T)에서도 여전히 소유자로 유지할 수 있다. 그리고, 이 블록에 대해 읽기 접근을 시도하는 다른 프로세서들의 캐쉬에는 공유 상태의 사본들이 만들어진다.

그러나, 이주 데이터는 새로 이주한 노드에서 보다 활발히 사용되고 해당 노드의 캐쉬에 더 오래 머무를 것으로 예측된다. 즉, 이주 전 노드에 있던 캐쉬 사본은 곧 캐쉬에서 다른 블록으로 교체될 가능성이 높고, 이에 따른 홈 노드 갱신이 발생한다. 따라서, 경과 상태(T)를 갖는 블록에 대해서는 단순히 소유자를 고정시키는 방법보다는 최근 접근 노드를 소유자로 변경하는 것이 합리적이다.



	홈 디렉토리	OWNER 캐쉬	LOCAL 캐쉬
초기상태	EXCLUSIVE	EXCLUSIVE	INVALID
after ①	EXCLUSIVE	EXCLUSIVE	READING
after ②	R-PEND	EXCLUSIVE	READING
after ③	R-PEND	SHARED	SHARED
after ④	SHARED	SHARED	SHARED

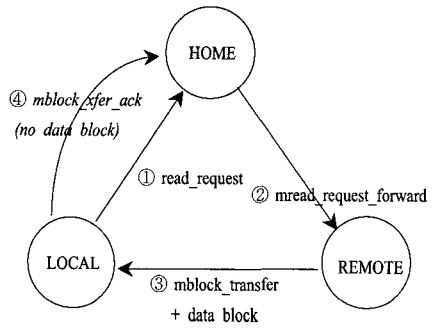
그림 2 독점 상태를 갖는 메모리 블록의 읽기 접근 과정
Fig. 2 Steps of reading an exclusive-state memory block

3.2 개선된 메모리 읽기 과정

제안하는 프로토콜은 기본적으로 읽기, 무효화, 쓰기 등의 모든 메모리 접근에 대한 구현 방법에서 기존 프로토콜과 약간씩 다르다. 그러나, 본 연구에서는 독점 상태를 갖는 메모리 블록에 대한 읽기 접근 과정을 개선하고자 하므로, 2.2절과 마찬가지로 이 절에서는 읽기 과정만을 살펴본다.

홈 노드는 이주 데이터 블록을 구분하고, 이 블록이 독점

상태에 있을 때 읽기 접근 요청이 오면, 소유자 노드에게 '이주 데이터 전송을 요청'한다 (after ②). 이를 전달받은 소유자 노드는 해당 블록과 함께 이주 데이터임을 알리는 메시지를 LOCAL 노드에게 전송하고, 자신의 캐쉬 사본은 공유 상태로 변경한다 (after ③). 이를 전달받은 LOCAL 노드는 자신이 해당 블록의 소유자임을 기록하고 홈 노드에게 전달 확인 메시지만을 전송한다. 홈 노드는 이 메시지를 받은 후에 해당 블록의 소유자를 LOCAL로 수정한다 (after ④).



	홈 디렉토리	REMOTE 캐쉬	LOCAL 캐쉬	소유자
초기상태	EXCLUSIVE	EXCLUSIVE	INVALID	REMOTE
after ①	EXCLUSIVE	EXCLUSIVE	READING	
after ②	R-PEND	T	READING	
after ③	R-PEND	T	SHARED	
after ④	T	T	SHARED	LOCAL

그림 3 제안 프로토콜에서 독점 상태를 갖는 메모리 블록의 읽기 접근 과정
Fig. 3 Steps of reading an exclusive-state memory block in the proposed protocol

이 방법을 통해 홈 노드 갱신이 없이 수정된 데이터를 공유할 수 있으나, 이 점은 이주 데이터에 대해서만 효과가 있음을 강조한다. 만일 경과 상태(T) 블록에 대해 다른 프로세서들이 읽기 접근을 요구하면 홈 노드는 이를 계속해서 소유자 노드에게 재전달해야 한다. 이 경우에 제안된 방법은 데이터 전달 경로를 길게 만들뿐이다.

IV. 성능 평가

4.1 실험 방법

제안하는 프로토콜의 성능을 측정하기 위해 표 2의 사양을 갖는 모의 다중처리 시스템을 Augmint[10]를 사용하여 구현하였다. Augmint는 x86 프로세서 명령어를 지원하는 실행 주도(execution-driven) 모의 실험 패키지로서, Tango Lite[12]의 코드 첨가(augmentation) 방법과 MINT [11]의 명령어 해석 방법을 보완적으로 사용한다.

모의 실험기는 다중처리기의 각 프로세서에서 발생시키는 메모리 접근 명령을 가로채어 상호연결망, 메모리, 캐쉬 등의 시스템 자원 사용에 따른 지연 시간을 측정하도록 구현되었다. 실험 대상인 메쉬 상호연결망은 웜홀 스위칭 방식을 채택하고 매 클럭 싸이클마다 동작 과정을 상세히 구현함으로써 네트웍 용량과 통신량에 따른 지연 시간의 비교적 정확한 측정이 가능하다. 모의 실험기에서 채택한 기본 캐쉬 일관성 프로토콜은 전사벡터를 사용하며, 이주 데이터의 빈도와 영향을 자세히 관찰하기 위해 제안 프로토콜에서 이주 데이터를 따로 구분하지 않았다.

표 2 모의 실험기의 구성 요소
Table. 2 Parameters of simulation architecture

processor clock	600 MHz	L1 cache	16 KB
network clock	150 MHz	L2 cache	1 MB
network width	16 Bytes	L3 cache	32 MB
cache block size	128 Bytes	interconnection	8x8 mesh
set associativity	4	#nodes	64

모의 실험기를 통해 성능을 살펴 볼 병렬 프로그램으로는 SPLASH-2 벤치마크[13]에서 FFT, OCEAN, LU를 선정하였다. FFT는 기수 $\sqrt{n}$ 6단계 푸리에변환 알고리즘의 1차원 버전으로 6개의 배리어(barrier)로 이뤄지며, 각 구간에서 두 노드 간에 데이터 수수가 이뤄져 이주 데이터의 특성이 잘 나타나는 프로그램이다. LU는 행렬을 두 개의 삼각 행렬로 분해하는 프로그램으로, 캐쉬 적중률을 높이기 위해 전체 행렬을 캐쉬 크기에 맞도록 부분행렬로 나누어 각 프로세서에 할당한다. 할당된 부분 행렬의 계산 결과는 다시 나머지 프로세서들에게 전달되는 과정에서 프로세서간

데이터 공유가 발생한다. Ocean은 해류에 따른 대규모 해양 운동을 모의 실험하는 프로그램으로, 운동 요소를 정방형 그리드들로 분할하여 이들을 각 프로세서에 할당하고, 멀티그리드 방정식 해법을 통해 계산된 결과를 각 프로세서 간에 교환함으로써 데이터 공유가 일어난다. Raytrace는 ray tracing을 이용한 3차원 영상 렌더링 프로그램이다. Octree에 유사하게 균일한 그리드를 계층적으로 사용하여 한 화면을 표현하고 있고, 조기 종료와 antialiasing을 구현하고 있다. 이 프로그램에서 하나의 광선(ray)은 영상 평면의 한 픽셀을 통과하여 만나는 각 객체들과의 접촉점에서 여러 방향으로 반사되어, 결국 여러 개의 광선들을 다시 생성한다. 이러한 재귀적 반사가 결국 픽셀당 ray tree를 형성한다. 영상 플레인은 여러 프로세서들에 같은 크기의 영역들로 나뉘어 지고, 각 ray에 대한 task queue가 사용된다. 이 프로그램에서 프로세서 간 공유가 활발히 일어나는 자료구조는 ray, ray tree, 계층적 uniform grid, task queue이며 이들 자료구조에 대한 데이터 접근형태는 예측이 매우 어렵다.

4.2 실험 결과

표 3은 기존 프로토콜의 성능을 기준으로 제안 프로토콜의 성능을 대비한 결과를 보인다. 갱신 트래픽 감소율은 기존 프로토콜에서 발생한 홈 노드로의 갱신 트래픽(그림 1의 ④)의 양, 즉 (갱신 횟수)*(기본 메시지 크기 + 캐쉬 블록 크기)와, 제안 프로토콜에서 발생한 홈 노드로의 응답(acknowledge) 트래픽(그림 2의 ④)의 양, 즉 (응답 횟수)*(기본 메시지 크기)의 차이로부터 구해진다. 따라서 이 결과는 캐쉬 블록과 기본 메시지 크기와도 밀접한 관계가 있다. 최근 시스템에서 캐쉬 블록의 크기가 점차 커가는 추세이므로 트래픽 감소율은 더욱 클 것으로 기대된다.

FFT, Ocean,, Raytrace는 대부분의 공유 데이터가 이주성을 띄어, 홈 노드 갱신 트래픽이 거의 완전히 감소하였다. 그러나, LU는 동일 계산 결과가 다수 프로세서에 의해 읽혀지는 까닭에 소유자 노드에게 부가적인 메시지 전달이 증가했고, 이는 오히려 트래픽의 감소율을 낮추는 결과를 가져왔다.

메시지 증가율은 제안 프로토콜에서 증가한 메시지 수를 나타낸다. 메시지 증가의 원인은 홈 노드에서 서비스되지 못한 읽기 요구가 소유자 노드에게 재전달됨에 의해 발생한다. 이주 데이터가 대부분인 FFT, Ocean, Raytrace에 비해, LU는 매우 심각하게 메시지가 증가했다. 특히 이 결과는 전체 메모리 접근 시간에 직접적으로 영향을 끼친다. 따라서, 제안 프로토콜은 반드시 이주 데이터의 탐지를 통해 선별적으로 적용해야 함을 알 수 있다.

표 3 실험 결과
Table. 3 Simulation results

프로그램	갱신 트래픽 감소율 (%)	메시지 증가율 (%)	네트웍 지연시간 감소율(%)
FFT	94.2	0.0	8.3
LU	77.9	31.5	6.2
Ocean	93.5	2.6	11.1
Raytrace	92.7	1.4	8.7

네트웍 지연시간 감소율은 네트웍 트래픽 양에 비해서는 극적인 결과를 보이지 않는다. 특히 이 결과는 시스템이 제공하는 네트웍 대역폭과 트래픽 양에 의해 직접적으로 영향을 받는다. 열악한 네트웍에서는 제안 프로토콜이 네트웍 혼잡도를 더욱 크게 낮출 것으로 예상된다. 그러나 최근 네트웍 대역폭이 급속하게 향상되는 상황에서 이와 같은 트래픽의 감소가 큰 의미를 갖는 사용 환경이나 어플리케이션에 대한 연구가 필요하다.

V. 결 론

본 논문에서는 기존의 디렉토리 프로토콜이 독점 상태 데이터에 대한 읽기 과정에서 불필요한 홈 노드 갱신을 일으키는 상황을 관찰하고 이를 효과적으로 줄일 수 있는 개선된 프로토콜을 제안하였다. 특히 여러 프로세서 사이에서 순차적으로 공유되는 이주 데이터에 대해서 제안 프로토콜이 캐쉬 일관성 트래픽의 양을 크게 줄임으로 그 성능을 입증하였다. 이러한 트래픽의 감소는 네트웍 혼잡도를 낮춰 자연히 네트웍 지연 시간과 실행 시간의 단축으로 연결된다. 따라서 대역폭이 충분치 못한 환경이나 다양한 병렬 프로그램의 동시 수행으로 트래픽이 폭주하는 환경에 제안 프로토콜이 기여할 것으로 기대된다.

제안 프로토콜은 디렉토리와 캐쉬에 새로운 상태를 추가해야 하지만, 적은 비용으로 표현 공간과 로직을 구현할 수 있다. 그러나, 실험 결과에서 본 바와 같이 이주 데이터가 아닌, 즉 다수 프로세서에 의해 동시 읽기 접근이 요구되는 경우에는 제안 프로토콜이 오히려 큰 부담을 더한다. 따라서 프로그램 수행 중에 이를 정확히 탐지할 수 있는 안정적인 알고리즘의 적용이 반드시 필요하며, 향후 연구에서 이를 함께 구현하고 성능을 분석하고자 한다.

참고문헌

[1] J. K. Bennett, J. B. Carter, and W. Zwaenepoel, "Adaptive software cache management for distributed shared memory architecture", Proc. of the 17th International Symp. on Computer Architecture(ISCA), pp. 125-134, May 1990.

[2] B. N. Bershad and M. J. Zekauskas, "Midway: Shared Memory Parallel Programming with Entry Consistency for Distributed Memory Multiprocessors", Technical Report CMU-CS-91-170, Carnegie-Mellon University, 1991.

[3] A. Cox and R. Fowler, "Adaptive Cache Coherency for Detecting Migratory Shared Data", Proc. of the 20th ISCA, pp. 98-108, 1993.

[4] Per Stenstrom, Mats Brorsson, and Lars Sandberg, "An Adaptive Cache Coherence Protocol Optimized for Migratory Sharing", Proc. of the 20th ISCA, pp. 109—118, May 1993.

[5] S. Kaxiras and J. R. Goodman, "Improving CC NUMA Performance Using Instruction-based Prediction," Proc. of the 5th International Symposium on High Performance Computer Architecture, pp. 161-170, Jan. 1999.

[6] D. Chaiken, C. Fields, K. Kurihara, and A. Agarwal, "Directory-based Cache Coherence in Large-scale Multiprocessors", IEEE Computers, pp. 49-58, June 1990.

[7] R. H. Katz, S. J. Eggers, D. A. Wood, C. L. Perkins, and R. G. Sheldon, "Implementating a Cache Consistency Protocol", Proc. of the 12th ISCA, pp. 276-283, June 1985.

[8] Y. Rhee and J. Lee, "Broadcast directory: A scalable cache coherent architecture for mesh-connected multiprocessors", Journal of Systems Architecture 46(10), pp. 903-918, 2000.

[9] M. Papamarcos and J. Patel, "A low overhead coherence solution for multiprocessors with private cache memories", Proc. of the 11th ISCA, pp. 348-354, 1984.

[10] A-T. Nguyen, M. Michael, A. Sharma, J. Torrellas, "The Augmint Multiprocessor Simulation Toolkit for Intel x86 Architectures", Proceedings of 1996 International Conference on Computer Design, October 1996.

[11] J. E. Veenstra and R. Fowler, "MINT Tutorial and User Manual", Technical Report 452, University of Rochester, June 1993.

[12] S. A. Herrod, "Tango Lite: A Multiprocessor Simulation Environment", Technical Report, Stanford Universiry, Novemver 1993.

[13] S. C. Woo, M. Ohara, E. Torrie, J. P. Singh, and A. Gupta, "The SPLASH-2 Programs: Characterization and Methodological Considerations", Proc. of the 22nd ISCA, pp. 24-36, June 1995.

저 자 소 개

이 동 언

2006.2 한국외국어대학교 전자정보공학부 학사

2006.3 ~ 현재 : 한국외국어대학교 전자정보공학부 석사과정

〈관심분야〉 임베디드 시스템, 운영체제

이 윤 석

1999.2 한국과학기술원 전산학 박사

1999.3 ~ 현재 : 한국외국어대학교 전자정보공학부 부교수

〈관심분야〉 분산시스템, 운영체제, 인터넷서비스