멀티쓰레드 프로그래밍

-현재 운영체제에서 병렬 프로그래밍의 (유일한) 구현수단

-하나의 프로세스 안에 여러 개의 쓰레드를 실행

-윈도우 리눅스 안드로이드 ios에서 기본으로 제공하는 유일한 병렬 프로그래밍 API

별도의 API라이브러리로는 GPGPU가 있음(GPU를 사용한 것)

-시분할을 통해 수백개의 프로세스를 번갈아 가면서 빠르게 실행 중

실행중인 프로세스의 상태를 강제로 준비(ready)로 변경가능

프로세스가 실행되고 자식 프로세스를 생성한다

부모 프로세스는 자식 프로세스를 별도의 가상 메모리에 실행시킴 부모프로세스는 자식프로세스의 주소공간은 분리되어 있어서 서로 메모리에 접근할 수 없다. 데이터를 공유하려면 별도의 통신이 필요

프로세스는 초기에 하나의 시작 스레드를 가짐

부모 스레드가 자식 스레드를 생성할 때 스택을 새로 만듦

스레드는 자신 고유의 스택을 가지고 있고 data code heap를 공유한다

스레드마다 독립적으로 스택을 가지지만 스레드에서 다른 스레드에 스택에 접근은 가능하다(주소만 알고있으면) 그러나 이것은 바람직하지 않음, 스택에 있는 로컬변수들은 다른 스레드에서 간섭하지 않는 전제 하에 프로그래밍 되기 때문에 다른 스레드의 스택에 접근할 경우 오류가 발생할 수 있음

프로세스와 쓰레드의 차이점,

멀티프로세스보다 멀티스레드가 좋은 이유

1. 생성 오버헤드가 적다 (스택만 새로 할당하면 되기때문)

2. context switch overhead가 적다 (프로세스 간 스위칭에는 가상메모리 맵핑 바꾸고, TLB 리셋하고, 캐시 재활용도 안됨) 스레드 스위칭에는 가상메모리도 그대로 쓴다, 스레드간 통신이 간단

멀티스레드의 단점

1. 하나의 스레드에서 발생한 문제가 전체 프로세스를 멈추게 함

2. 디버깅이 어렵다(같은 인풋에도 결과가 계속 다를 수 있음)

멀티쓰레드의 사용 목적

1. 멀티코어 cpu에서 프로그램 성능 향상 O (성능향상이 되지않으면 필요가 없음, 지금도 충분히 성능이 잘 나오는데 굳이 멀티쓰레드를 사용할 이유는 없음, 싱글코어 컴퓨터에서는 멀티쓰레드가 성능향상이 없음)

2. 멀티 cpu 컴퓨터에서 프로그램 성능 향상 O (듀얼코어 cpu하나와 싱클코어 cpu가 두개있는 것은 프로그래머 입장에선 차이가 없다.)

3. 분산컴퓨터에서의 성능향상은 X (멀티쓰레드는 하나의 프로세스에서 실행되기 때문에 분산컴퓨터에서는 성능향상이 없다. 분산컴퓨터에서는 멀티프로세스를 써야함)

4. 프로그램을 모듈화 해서 알아보기 쉽게 하기 위함? X (멀티쓰레드가 알아보기 쉬울 순 있으나 그로 인해 오는 단점이 더 크기 때문에 부적절)

멀티코어 CPU: 한 개 이상의 코어로 구성된 cpu를 뜻함

멀티코어 프로세스를 만드는 이유

1. cpu의 성능을 올리기 위해

2. 클럭 속도를 높일 수 없다 (발열문제<물리법칙>)

3. 클럭 속도 말고 cpu의 속도를 올리는법 -> 아키텍쳐(캐시, 파이프라인, 예측분기, 동적수행 등등) 개선이 한계에 부딪힘

-> 남은 방법은 멀티 코어

멀티코어 cpu가 늦게 나온 이유

1. 프로그램을 새로 짜지 않으면 성능향상이 없다

2. 전혀 다른 알고리즘을 써야한다

3. 디버깅이 어렵다

4. 옛날부터 있었다 -> 과학 기술 계산용: 기상, QCD, 유체역학, N-body problem 등

수출 금지 품목(군사적 이유)

좋은 멀티쓰레드 프로그래밍이란 -> core의 개수에 비례해서 실행속도가 증가하는 것

리눅스에서 thread라는 개념이 없다

-모든 것은 process

-Pthread 라이브러리가 마치 thread가 존재하는 것처럼 보이게 해준다.

-code, data, 자원을 공유하는 process를 생성할 수 있다.

-다른 운영체제의 thread와 다른 것이 없다.

DATA RACE

Sum = sum + 2; 우리가 볼 때는 코드 한 줄이지만 어셈블러로 보면 어셈블러 코드 여러 줄 이고 그 여러 줄 사이에서 스레드가 컨텍스트 스위칭 될 수도 있음

\_asm add sum, 2;

이렇게 바꾸고 싱글 코어에서 실행하면 오류 없음

디스어셈블러에서 보면 어셈블러코드 한 줄로 끝나기 때문에 운영체제에서 인터럽트가 발생하지 않기 때문에 올바른 결과가 나온다

Lock과 Unlock사용

-mutex클래스 객체 생성후 lock(), unlock()

-같이 실행하면 안되는 코드는 같은 뮤텍스 객체를 사용해서 락을 걸어야한다. 쓰레드마다 서로 다른 뮤텍스 객체를 쓰면 뮤텍스끼리 동기화가 안되서 lock이 의미가 없음

-올바른 결과는 나온다 그러나, 속도가 느려짐 -> 멀티스레드의 의미가 퇴색

-lock은 한번에 하나의 쓰레드만 실행된다 그래서 병렬성이 감소 -> 성능향상 감소

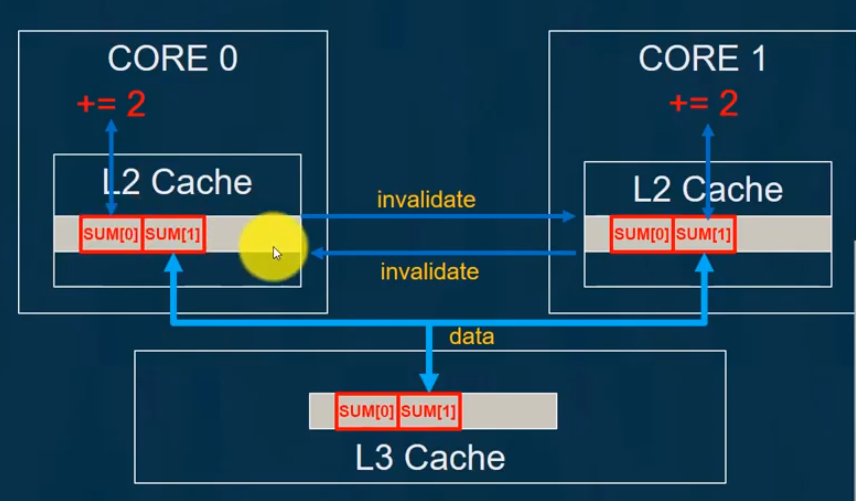
-lock()메소드 자체의 오버헤드가 크다

Atomic

atomic으로 변수를 선언하면 lock안써도됨

Cache Thrashing 캐시 쓰레싱

+=2 연산을 할 때 캐시에서 sum값을 읽어온다. 캐시를 읽을 때 바이트단위가 아니라 캐시라인 단위로 읽는다



~~코어에서 데이터레이스는 없지만 캐시라인단위로 캐시를 읽어서 결국 L3캐시에서 데이터를 가져와서 읽는다?~~

volatile int sum[MAX\_THREAD \* 64];

이렇게 해결할수있음

멀티스레드 프로그래밍의 종류

1. Heterogeneous 멀티쓰레딩

쓰레드마다 맡은 역할이 다르다.

다른 code part를 실행

쓰레드 간 Load Balancing이 힘들다

병렬성이 제한된다.

2. Homogeneous 멀티쓰레딩

Data/Event Driven 프로그래밍

모든 쓰레드는 Symmetric하다 – available 한 순서대로 input을 처리한다

자동적인 load balancing, 제한 없는 병렬성

작업 분배 Queue를 비롯한 일반적인 병렬 자료구조 필요

Volatile int \*a; -> 포인터 a가 가르키는 실제 값이 volatile

Int \* volatile a; -> 포인터변수 a 자체의 값이 volatile

임계영역

mutex lock은 systemcall로 구현하지 않고 알고리즘 + 특별한 cpu명령어로 구현한다

피터슨 알고리즘에서 오류가 생기는이유

PC에서의 메모리 접근이 atomic이 아니다

99.5%는 atomic이지만 0.5%정도는 atomic이 아니다

컴파일러 문제는 아님

메모리에 데이터를 쓴 순서대로 바뀌지 않음(메모리의 일관성 문제)

ex. 코드순서상 데이터 쓰기가 먼저고 그 다음이 데이터 읽기여도 데이터를 읽을 때 쓰기전 데이터를 읽을수도있음 즉 cpu가 명령어를 실행할 때 코드 순서대로 실행이안됨

write buffer: 캐시미스가 나서 메인메모리에 접근해야되는 상황이 되면 일단 버퍼에 넣고 다음 cpu는 다음명령을 수행한다. write buffer때문에 메모리업데이트 순서가 바뀌면서 일관성이 깨진다.

volatile키워드는 기계어로 변역되지 않음. 컴파일러에만 영향을 줌. cpu연산과는 관련이없음.

mfence 를 코르어디에 넣어야할지 알기힘듦

mfence 를 남발하면 성능이저하됌

atomic을 사용하면 코드사이에 mfence를 안넣어도되지만 성능이 더 안좋음

메모리에서 캐시로 데이터를 가져올때 캐시라인단위로 가져옴

x86 cpu에선 캐시라인크기는 64바이트

addr = addr / 64;

addr = addr \* 64;

이 코드로 데이터를 캐시라인 끝과 첫부분에 걸치게 만듬

그래서 캐시라인 두줄에 걸쳐서 데이터가 존재해서 캐시에서 메모리로 데이터를 전송할때

캐시라인 한줄씩 작업 => 총 두번작업이 일어나면서 atomic하지않게 됨

이러한 상황에 대한 대책

모든데이터를 char단위로 만듬 -> X

포인터변수를 쓸때 캐시라인에 걸치는지 확인을해야함

c++에서 atomic으로 선언한 변수들끼리만 메모리일관성이 생긴다.

atomic 변수는 다른 변수들과는 메모리 일관성이 깨질수있다.

over subscription - 사용가능한 코어개수보다 쓰레드를 더 많이 만들어서 lock을 얻은 스레드가 스케쥴링에서 제외될 경우 lock을 기다리는 모든 스레드가 공회전 하게된다.

무대기(wait free) - 모든 스레드의 메소드가 정해진 시간에 끝나는 것

무잠금(lock free) - 여러개의 스레드가 서로 간섭해서 딜레이가 생기는 상황이지만 멈추지않고 적어도 하나의 메소드는 작업을 마친다. (딜레이는 있지만 멈추지는 않음)

단점은

Atomic은 기본자료구조에만 쓸 수 있음(int char short 등)

CAS 이론

CAS알고리즘이 x86cpu에 70년대부터 있었음 -> lock unlock을 구현하기 위해 만들어짐

Cas는 모두 동시에 실행되지만 cas알고리즘 true를 받는건 한 스레드

cas구현방식

X86 cpu는 bus locking 방식

Arm cpu는 LL/SC 방식 (Load Linked / Store Conditional)

Armcpu방식이 더 좋음 ABA문제를 피할 수 있음

성긴 동기화 - 임계영역으로 만들어지는 영역이 크다

세밀한 동기화 – 임계영역의 폭이 좁다 노드별로 임계영역을 정해서 병행성 향상

노드를 수정할 때 뿐아니라 검색할 때도 락을 걸어야함

낙천적 동기화 – 검색하는 과정에서는 락하지않고 검색후에 락을 걸고 노드가 정확한지 확인

자바에서 try블록은 실행이되다가 try블록을 빠져나가거나 중간에 리턴, 브레이크, 컨티뉴로 빠져나갈 때 finally를 실행하고 빠져나감

게으른 동기화 – remove할 때 마킹을해서 지워진 노드인지 아닌지 판별한다. 노드삭제보다 마킹을 먼저하면

마킹이 true일 때 100퍼센트 노드가 존재함 그러나 마킹이 false일때는 100퍼센트 지워진 노드인지 확정은 못함

1. 이때 마킹변수를 volatile변수로 선언하고 노드 자체도 volatile로 만들어야한다
2. 마킹이 노드삭제보다 먼저 실행되야 하므로 메모리펜스를 넣어줘야한다 -> 메모리펜스를 넣으면 volatile키워드를 빼도 된다 (어차피 cpu에서 펜스로 실행순서를 지켜주기 때문에) 따라서 메모리펜스로 해결이 가능하다면 volatile은 안써도됨 성능저하를 일으킴
3. X86 cpu라면 메모리펜스가 없어도 잘 실행되지만 armcpu나 다른 cpu에서는 실행순서에 문제가 생길수도있음

게으른 동기화에서 메모리 누수 해결 방법

1. 게으른 동기화에서 삭제되는 노드들을 재활용할 수 있는 freeList를 만든다. EBR (Epoch Based Reuse)을 사용하여 메모리 릭을 해결해야한다.
2. Shared\_ptr을 사용하는방법 sharedptr는 레퍼런스 카운터가 있어서 이 포인터를 가르키는 래퍼런스가 몇개인지 알 수 있다. 래퍼런스 카운터는 atomic함 ->그런데 데이터레이스생김

여기서 sharedptr문제가 발생 sharedptr은 멀티스레드전용이 아님.

Head는 고정이지만 head->next를 읽는과정에서 데이터레이스 발생 그래서 lock을 걸거나 atomic하게 읽어야됨

결론적으로 sharedptr로 메모리 누수를 막을 수 있지만 성능저하가 심함

Lock free 알고리즘 – cas를 통해 구현

add할 때 cas(pred->next, curr, newnode) cas(pred->marking, false, false)

cas를 두번써야하는데 동시에 두번쓸수없음 따라서 꼼수를 써야함

chapter6

합의 객체(consensus) – 논블로킹 알고리즘을 만들기 위해 필요한 객체

atomic으로 자료구조를 atomic하게 쓸수있지만 모든 자료구조가 가능한건 아니다

구조체를 atomic으로 사용할려고 할 때 내부적으로 mutex로 구현된다.

합의객체

* 기본 동기화 연산을 제공하는 가상의 객체
* 기본 동기화 연산: decide
  + 선언: Ttype\_t decide(Type\_t value)
  + 동작
    - n개의 스레드가 decide를 호출한다.
    - 각각의 스레드는 한번 이하로만 호출한다.
    - Decide는 모든 호출에 대해 같은 값을 반환한다.
    - Decide가 반환하는 값은 전달된 value중 하나이다
    - atomic하고 waitFree로 동작
  + 의미
    - 모든 스레드가 같은 결론은 얻는 방법
    - Decide가 watiFree이면 모든 스레드가 waitfree로 같은 결론을 얻는다
    - 여러 경쟁 스레드들 중 하나를 선택하고 누가 선택되엇는지 모든 스레드가 알게한다
      * 높은 확률로 제일 처음 decide를 호출한 스레드가 선택됨

합의 수 consensus number

* 클래스c와 atomic메모리를 여러 개 사용해서 n개의 스래드에 대한 합의 객체를 구현 할 수 있을 때 클래스 c가 n개스레그 합의 문제를 해결한다 라고 한다
* 클래스 c의 합의수는 c를 이용해서 해결 가능한 n개의 스레드 합의 문제 중 최대의 n을 말한다. 만약n이 존재하지 않는다면 그 클래스의 합의 수를 무한하다고한다.

일가 상태

* 앞으로 어떠한 이동을 하더라도 결정 값의 변화가 없는 경우

이가 상태

* 최종 결정 값이 결정되지 않은 상태

임계 상태

* 현재 상태가 이가이다, 다음의 이동으로 무조건 일가 상태가 된다.

모든 2 스레드 합의 프로토콜의 초기상태는 이가이다.

모든 무대기 합의 프로토콜은 임계상태가 반드시 존재한다.