Programowanie współbieżne
OpenMP – wybrane zagadnienia

Rafał Skinderowicz

OpenMP – niskopoziomowa synchronizacja

- OpenMP udostępnia mechanizm zamków (lock) znany z typowych bibliotek programowania współbieżnego
  - zamki proste, metody: `omp_init_lock()`, `omp_set_lock()`, `omp_unset_lock()`, `omp_test_lock()`, `omp_destroy_lock()`
  - zamki zagnieżdżone (ang. nested) – pozwala na wielokrotne pozyskiwanie zamka przez ten sam wątek (podobnie do klasy ReentrantLock z Javy), metody: `omp_init_nest_lock()`, `omp_set_nest_lock()`, `omp_unset_nest_lock()`, `omp_test_nest_lock()`, `omp_destroy_nest_lock()`
- Każdorazowe pozyskanie (zamknięcie) bądź zwolnienie zamka powoduje wykonanie synchronizacji zmiennych lokalnych wątku z pamięcią główną

Niskopoziomowa synchronizacja – przykład

```
1  omp_lock_t lck;
2  omp_init_lock(&lck);
3  #pragma omp parallel private (tmp, id)
4  {
5      id = omp_get_thread_num();
6      tmp = obliczenia(id);
7      omp_set_lock(&lck); // czekaj na swoją kolej
8      printf("\%d \%d", id, tmp);
9      omp_unset_lock(&lck); // zwolnij lck
10 }
11 omp_destroy_lock(&lck);
```

- Jak widać zmienna `lck` jest współdzielona (shared), jednak nie wymaga dodatkowego odświeżania za pomocą dyrektywy #pragma omp flush

OpenMP – funkcje biblioteczne

Najczęściej stosowane funkcje bibiloteczne OpenMP dotyczą identyfikacji wątku oraz pobierania i ustalania liczby wątków

```
1  #include <omp.h>
2  void main() {
3      int num_threads;
4      // wyłącza automatyczne ustalanie l. wątków:
5      omp_set_dynamic( 0 );
6      // zmiana liczby wątków na równą liczbie procesorów:
7      omp_set_num_threads( omp_num_procs() );
8      #pragma omp parallel shared(num_threads)
9      {
10         int id = omp_get_thread_num();
11         #pragma omp single
12             // pobranie rzeczywistej liczby wątków
13             num_threads = omp_get_num_threads();
14         obliczenia(id);
15     }
16 }
```

Sterowanie podziałem pracy w pętlach

- Jeżeli czasy wykonania obliczeń w kolejnych iteracjach pętli for różnią się istotnie, to być może równy przydział liczby iteracji dla każdego procesora może nie być najlepszy
- OpenMP udostępnia mechanizmy sterowania przydziałem poszczególnych zakresów indeksów w pętli for dla poszczególnych procesorów za pomocą klauzuli `schedule`

```
1 #pragma omp parallel for
2 for (int i = 0; i < N; ++i) {
3     int id = omp_get_thread_num();
4     obliczenia(id); // w zależności od id różny czas działania
5 }
```

Sterowanie podziałem pracy w pętlach

Warianty klauzuli schedule:

- `schedule(static [, porcja])` – podziel liczbę iteracji na porcje o takiej samej lub podanej wielkości i przydziel je **„z góry”** wszystkim wątkom
- `schedule(dynamic [, porcja])` – podobnie jak dla static, ale przydział porcji odbywa się w sposób dynamiczny – gdy wątek zakończy obliczenia dla jednej porcji, to sięga po kolejną dostępną
- `schedule(guided [, porcja])` – przydział następuje w sposób dynamiczny, ale rozmiary kolejnych porcji ulegają zmniejszeniu; minimalny rozmiar porcji określa parametr `porcja`
- `schedule(runtime)` – wariant podziału odczytywany jest ze zmiennej środowiskowej OMP_SCHEDULE w czasie działania programu

Sterowanie podziałem pracy – przykład

Załóżmy, że liczba iteracji wynosi 16, a liczba wątków 4, wtedy podział iteracji wygląda następująco

porcja	id wątku			
	0	1	2	3
domyślnie	1-4	5-8	9-12	13-16
porcja = 2	1-2 9-10	3-4 11-12	5-6 13-14	7-8 15-16

OpenMP – zadania (tasks)

- W wersji 3.0 OpenMP wprowadzono mechanizm zadań (ang. tasks) znacznie upraszczający zrównoleglanie programów, w których nie można w łatwy sposób zastosować `#pragma omp parallel for`
- Każde zadanie opisane jest przez instancję zadania składającą się z:
  - kodu do wykonania
  - powiązanych zmiennych inicjowanych w momencie tworzenia instancji zadania
  - wewnętrznych zmiennych kontrolnych
- Wątek, który napotka na blok zadania tworzy nową instancję zawierającą kod oraz dane do wykonania
- Jeden z grupy wątków wykonuje obliczenia
- Wykonanie zadania, którego defnicja zawarta jest w instancji zadania może być odłożone w czasie

OpenMP – zadania (tasks)

- Zadania stanowią uogólnienie różnych konstrukcji równoległych dostępnych we wcześniejszych wersjach OpenMP
  - dyrektywa parallel tworzy zbiór *niejawnych* zadań, po jednym dla wątku
  - każdy wątek w grupie otrzymuje porcję obliczeń do wykonania
- Każda część programu OpenMP jest częścią jakiegoś zadania – sekwencyjna stanowi zadanie dla wątku głównego
- Zadania mogą być swobodnie zagnieżdżane wewnątrz innych zadań, bloków równoległych

Dyrektywa task

```
1 #pragma omp task [klauzula [ [,]klauzula] ...]
2     blok
```

gdzie *klauzula* może przyjmować wartość:

```
1 if (expression)
2 untied
3 shared (list)
4 private (list)
5 firstprivate (list)
6 default( shared | none )
```

Klauzula `if` dla zadań

- Jeżeli wartość wyrażenia jest nieprawdziwa (fałsz) to:
  - kod zadania (task) jest wykonywany od razu, bez generowania instancji zadania do późniejszego wykonania
  - zmienne lokalne dla zadania są tworzone podobnie, jak w przypadku generowania instancji zadania
- Klauzula `if` ma na celu umożliwienie optymalizacji tworzenia zadań – odrębna instancja jest tworzona jedynie wtedy, gdy koszt wykonania zadania znacząco przekaracza koszt utworzenia nowej instancji zadania

Zadania – przykład 1.

Zadania można stosować do wygodnego zrównoleglania pętli o elastycznej strukturze, np. przeglądającej listę elementów.

```
1  #pragma omp parallel
2  {
3      #pragma omp single private(p)
4      {
5          p = listhead ;
6          while (p) {
7              #pragma omp task
8                  // zmienna p jest firstprivate wewnątrz zadania
9                  process (p)
10             p=next (p) ;
11         }
12     }
13 }
```

Uwaga, zmienne domyślnie są jako firstprivate wewnątrz zadań

Zadania – przykład 2.

Zadania można również stosować do łatwego zrównoleglania funkcji rekurencyjnych, np. przeglądania drzewa:

```
1  void postorder(node *p) {
2      if (p->left)
3        #pragma omp task
4          postorder(p->left);
5      if (p->right)
6        #pragma omp task
7          postorder(p->right);
8    // czekaj na zakończenie wyżej utworzonych zadań
9    #pragma omp taskwait
10     process(p->data);
11 }
12 ...
13 #pragma omp parallel
14 #pragma omp single
15 postorder(tree_root);
```

Zadanie–rodzic kończy się po zakończeniu wszystkich zadań potomnych.

Zadania – przykład 2. wersja 2.

Na szczęście obliczenia rekurencyjne można również zrównoleglić bez zadań

```
1  void postorder(node *p) {
2      #pragma omp parallel sections
3      {
4      if (p->left)
5        #pragma omp section
6          postorder(p->left);
7      if (p->right)
8        #pragma omp section
9          postorder(p->right);
10     } // <- niejawna bariera synchronizacyjna
11     process(p->data);
12 }
13 ...
14 postorder(tree_root);
```

Zadania a sekcje

- Zadania (ang. tasks) i sekcje (ang. sections) są do siebie podobne, jednak istnieje między nimi kilka różnic
- Sekcje definiowane są wewnątrz bloku `sections` i żaden z wątków roboczych nie opuści bloku dopóki wszystkie sekcje nie zostaną zakończone

```
[    Sekcje (sections)                    ]
Thread 0: -------< section 1 >---->|------
Thread 1: -------< section 2......>|------
Thread 2: ------------------------->|------
.....................................|
Thread N-1: ---------------------->|------
                                        ^- bariera synchronizacyjna
```

- N wątków napotyka blok `sections` zawierający jedynie dwie sekcje
- Dwa wątki wykonują sekcje
- Pozostałe N-2 wątków musi czekać

Zadania a sekcje

- Zadania (tasks) są **kolejkowane** i wykonywane we wskazanych punktach synchronizacji
- Dodatkowo dopuszczalna jest **migracja** zadań między wątkami roboczymi, tzn. może się zdarzyć, że zadanie w trakcie wykonywania zostanie przeniesione np. z wątku 1 na 2

Zadania a sekcje

```
1 // sections
2 ...
3 #pragma omp sections
4 {
5    #pragma omp section
6    foo();
7    #pragma omp section
8    bar();
9 }
```

```
1 // tasks
2 ...
3 #pragma omp single nowait
4 {
5    #pragma omp task
6    foo();
7    #pragma omp task
8    bar();
9 }
10 #pragma omp taskwait
```

- `taskwait` działa podobnie do `barrier` – powoduje, że wątki robocze zanim przejdą dalej muszą najpierw wykonać wszytkie zakolejkowane zadania
- dyrektywa `single` powoduje, że zadania zostaną wygenerowane tylko przez jeden wątek roboczy

Zadania a sekcje

```
..............+-+--->[ task queue ]--+
..............| |.....................|
..............| |........+-----------+
..............| |........|
Thread 0: --< single >--| v. |-----
Thread 1: -------->|< foo() >|-----
Thread 2: -------->|< bar() >|-----
```

- W przykładzie zadania tworzone są przez pierwszy wątek, pozostałe dwa dzięki klauzuli `nowait` kontynuują obliczenia do napotkania klauzuli `taskwait`
- Wtedy pobierają zadania z kolejki i je wykonują
- Jeżeli nie ma jawnie określnonych punktów synchronizacji, to OpenMP może wykonywać zadania w dowolnym momencie wewnątrz bloku `parallel`

Generowanie liczb pseudolosowych

W symulacjach typu Monte Carlo, czy algorytmach heurystycznych niebędne jest korzystanie z generatorów liczb pseudolosowych.

- Generator liczb pseudolosowych ma **stan** na podstawie którego wyznaczana jest kolejna wartość
- Zrównoleglając program tego typu należy o tym pamiętać – chcemy żeby każdy wątek / procesor miał osobny ciąg liczb losowych
- Funkcja `rand()` z biblioteki standardowej języka C nie nadaje się, ponieważ korzysta z globalnego stanu – współdzielonego przez wszystkie wątki
- Rozwiązanie – zewnętrzny generator

Generowanie liczb pseudolosowych – przykład

Prosty liniowy generator kongruentny (ang. linear congruential generator)

```
1  static unsigned long MULTIPLIER = 1366;
2  static unsigned long ADDEND = 150889;
3  static unsigned long PMOD = 714025;
4  unsigned long random_last = 0;
5  double random () {
6      unsigned long random_next;
7      random_next = (MULTIPLIER * random_last + ADDEND) % PMOD;
8      random_last = random_next;
9      return ((double)random_next/(double)PMOD);
10 }
11 void init_random(long seed) {
12     random_last = seed;
13 }
```

Generowanie liczb pseudolosowych – przykład

Każdy wątek musi mieć własny stan generatora

```
1  static unsigned long MULTIPLIER = 1366;
2  static unsigned long ADDEND = 150889;
3  static unsigned long PMOD = 714025;
4  unsigned long random_last = 0;
5  #pragma omp threadprivate(random_last)
6  double random () {
7      unsigned long random_next;
8      random_next = (MULTIPLIER * random_last + ADDEND) % PMOD;
9      random_last = random_next;
10     return ((double)random_next/(double)PMOD);
11 }
```

Generowanie liczb pseudolosowych – przykład

Każdy wątek musi mieć inny stan początkowy (ziarno). Prymitywna metoda:

```
1 void init_random_par()
2 {
3     int seed = time(NULL);
4 #pragma omp paralell
5     {
6         int id = omp_get_thread_num();
7         init_random(seed + id);
8     }
9 }
```

- Wada: generowane ciągi będą się nakładać, być może dość szybko – duża część generowanych liczb będzie taka sama
- Inne rozwiązania
  - zastosowanie generatora o bardzo dużym okresie
  - współdzielenie sekwencji przez wszystkie wątki – pewność, że każdy wątek ma unikalny podciąg liczb losowych

OpenMP – wskazówki

- Zazwyczaj należy zrównoleglać najwyższy możliwy poziom kodu, np. pętlę zewnętrzną a nie wewnętrzne – pozwala uniknąć zbyt małych porcji obliczeń
- Stosować jak najmniejszą liczbę bloków równoległych (`#pragma omp parallel`):
  - w jednym bloku równoległym można umieścić wiele pętli
  - nie tworzyć bloków równoległych wewnątrz pętli – zazwyczaj można przenieść przed pętlę
- Stosować jak najmniejszą liczbę barier synchronizacyjnych

OpenMP – wskazówki c.d.

- Rozmiar sekcji krytycznych powinien być tak mały, jak to możliwe
- Nie stosować klauzuli `ordered`, chyba że jest konieczna
- Usuwać niezamierzone współdzielenie (ang. false sharing) zmiennych między wątkami (o tym w dalszej części)
  - lepiej stosować zmienne prywatne
- Eksperymentować z różnymi sposobami podziału iteracji w pętlach i różnymi wielkościami porcji, np. `schedule(dynamic, 10)`
- Klauzula `nowait` może być pomocna w wyeliminowaniu zbędnej synchronizacji, tam gdzie nie jest ona potrzebna

Pamięć podręczna ogólnie

- Sposób dostępu do pamięci przez program ma istotne znaczenie dla jego wydajności
- Dostęp do pamięci głównej (odczyt, zapis) wymaga znacznie dłuższego czasu, niż czas wykonania pojedycznego rozkazu przez CPU
- Oczywiście, z pomocą przychodzi pamięć podręczna – dane często używane powinny zostać przepisane do pamięci podręcznej, żeby procesor nie musiał czekać na dane potrzebne do wykonania kolejnego rozkazu
- Problem: dane muszą być przepisywane do pamięci podręcznej z wyprzedzeniem

Lokalność odniesień

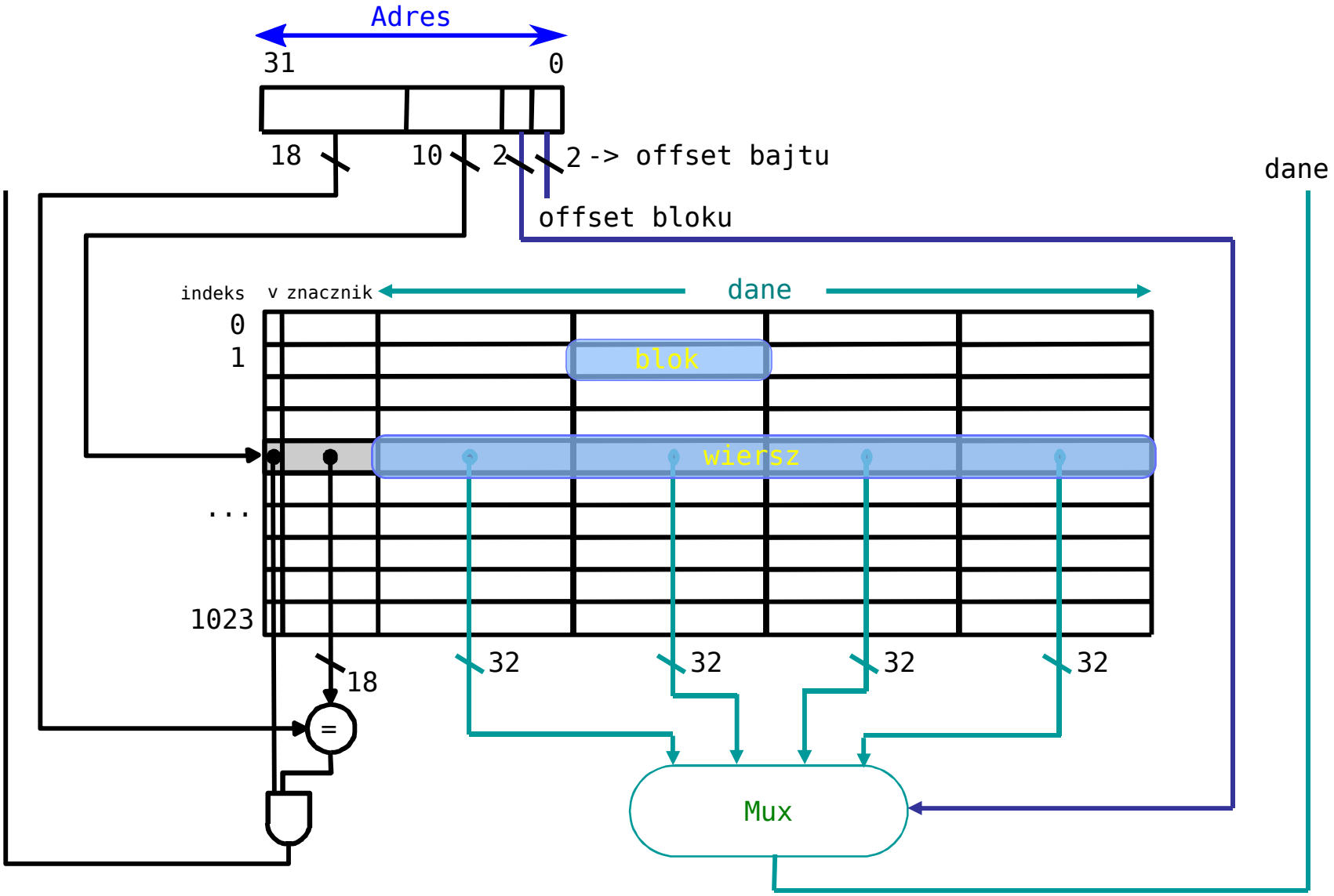
- CPU potrzebuje zarówno kodu rozkazu do wykonania, jak i danych dla tego rozkazu
- Zazwyczaj w programach występuje zjawisko **lokalności odniesień** (ang. locality)
  - l. czasowa – odniesienia powtarzające się w czasie
  - l. przestrzenna – jeżeli nastąpiło odniesienie do konkretnego adresu, to prawdopodobnie nastąpi do sąsiedniego
- Lokalność instrukcji w kodzie programu wynika z ich sekwencyjnego charakteru
  - Zaburzeniem lokalności są rozkazy skoków, np. dla instrukcji warunkowych, wywołań procedur
- Największy wpływ mamy na lokalność w dostępie do danych

Hierarchia pamięci podręcznych

- Jeżeli dana / kod rozkazu potrzebny CPU jest dostępny w pamięci podręcznej, to mówimy o trafieniu (ang. cache hit), w przeciwnym razie o chybieniu (ang. cache miss)
- Pamięć podręczna dzieli się na poziomy:
  - **L-1** – najszybsza, typowy rozmiar 64KB = 32KB instrukcje + 32KB dane
  - **L-2** – wolniejsza od L-1, ale większy rozmiar – np. 256KB / rdzeń w Core i5
  - **L-3** – nie zawsze występuje; Core i5 – rozmiar 4MB (2 rdzenie) lub 8MB (4 rdzenie) – współdzielona

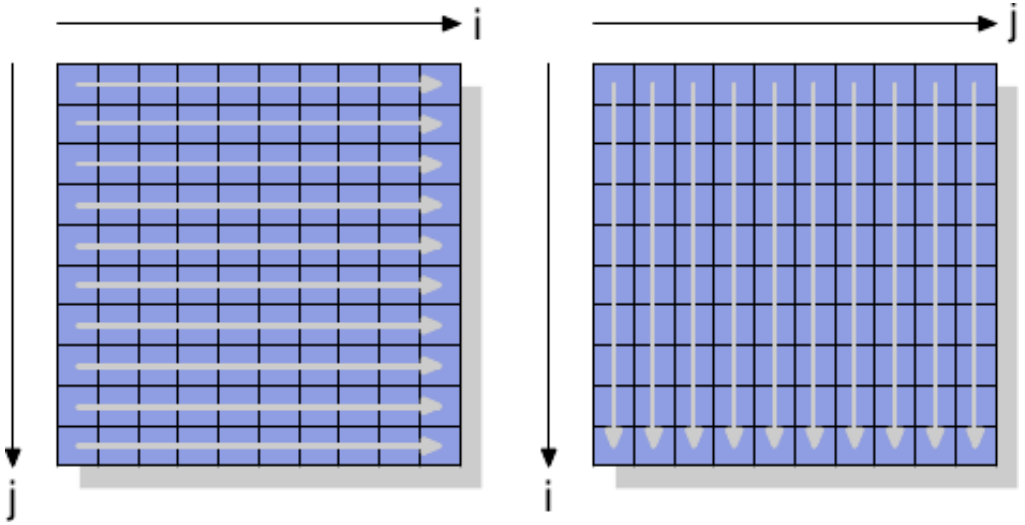
Pamięć podręczna – schemat

Pam. jednodrożna, 16KB (1024 x 4 x 4B)



Pamięć cache a wydajność

- Sposób dostępu do danych w programie ma istotny wpływ na wydajność programu – należy, o ile to możliwe, zapewnić lokalność w dostępie do danych
- Przykładowo, przy przetwarzaniu macierzy o dużych rozmiarach, lepiej odwoływać się do komórek w kolejności pokazanej na rys. po lewej



Przykład – mnożenie macierzy

Załóżmy, że należy pomnożyć dwie macierze, A i B, o rozmiarach N x N (N=1000). Wynikiem jest macierz C, które elementy dane są następująco:

$$c_{i,j} = \sum_{k=0}^{N-1} a_{i,k} b_{k,j}$$

Prosta implementacja:

```
1 for (int i = 0; i < N; ++i)
2     for (int j = 0; j < N; ++j)
3         for (int k = 0; k < N; ++k)
4             C[i][j] += A[i][k] * B[k][j];
```

Przykład – mnożenie macierzy

Problem – o ile dostęp do kolejnych komórek macierzy A jest wg wierszy, o tyle dostęp do B jest wg kolumn – brak lokalności odwołań do B

```
1 for (int i = 0; i < N; ++i)
2     for (int j = 0; j < N; ++j)
3         for (int k = 0; k < N; ++k)
4             C[i][j] += A[i][k] * B[k][j];
```

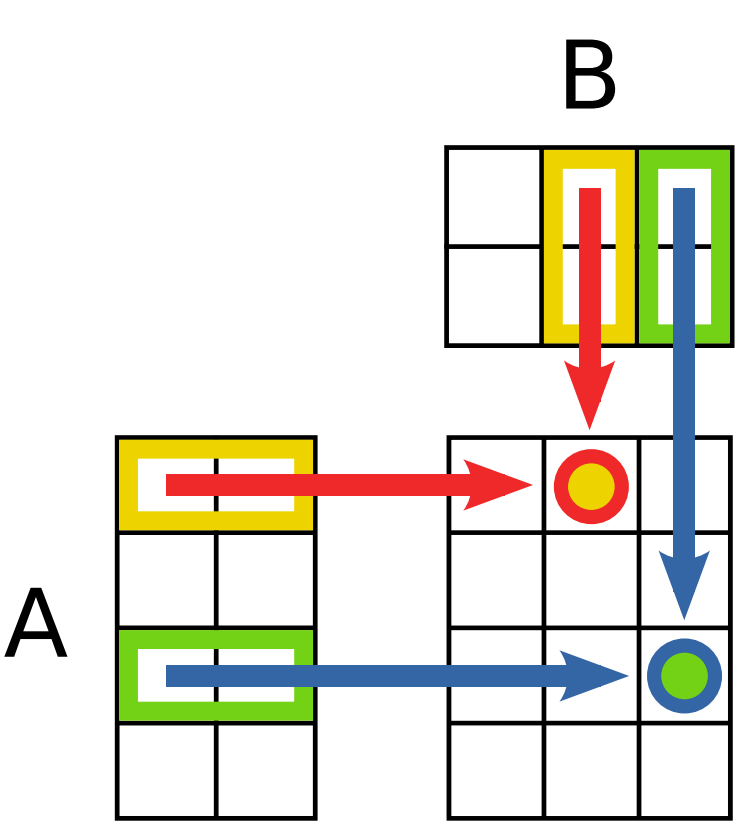
Rozwiązanie – mnożenie przez transponowaną macierz B:

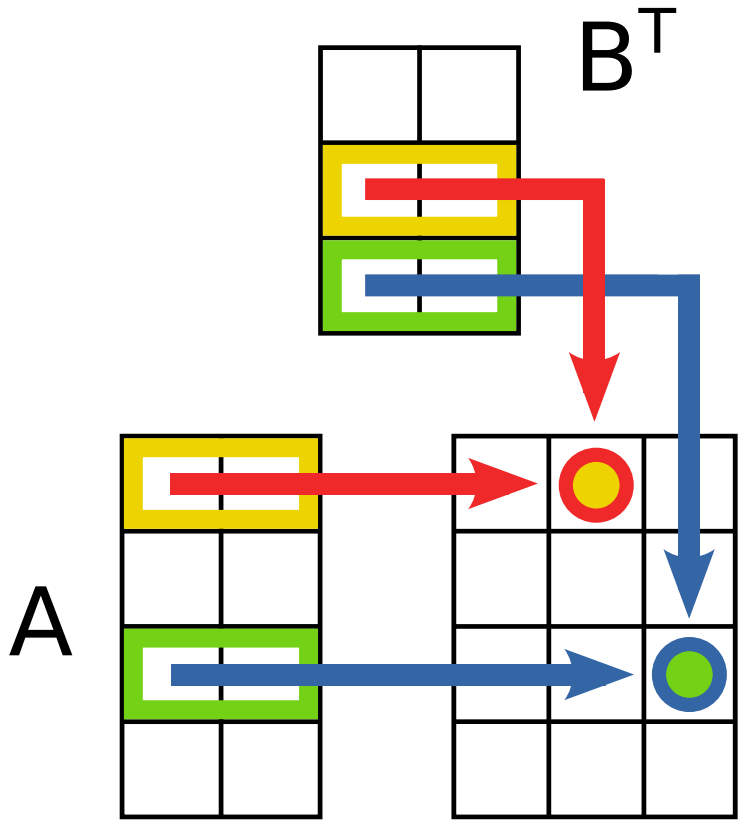
$$c_{i,j} = \sum_{k=0}^{N-1} a_{i,k} b^T_{j,k}$$

zamiast

$$c_{i,j} = \sum_{k=0}^{N-1} a_{i,k} b_{k,j}$$

Przykład – mnożenie macierzy





Przykład – zmodyfikowana wersja

Implementacja uwzględniająca transpozycję

```
1  int **BT = create_matrix(N, N);
2  // Transpozycja B
3  for (int i = 0; i < N; ++i)
4      for (int j = 0; j < N; ++j)
5          BT[i][j] = B[j][i];
6  // Właściwe mnożenie
7  for (int i = 0; i < N; ++i)
8      for (int j = 0; j < N; ++j)
9          for (int k = 0; k < N; ++k)
10             C[i][j] += A[i][k] * BT[j][k];
```

Porównanie

- Rozmiar macierzy 1000 x 1000 (N = 1000)
- Procesor Intel Core i5 2.27GHz 3MB Cache L2
- Kompilator: g++ 4.6.1
- Przełączniki: -O2 -funroll-loops

Porównanie

- Rozmiar macierzy 1000 x 1000 (N = 1000)
- Procesor Intel Core i5 2.27GHz 3MB Cache L2
- Kompilator: g++ 4.6.1
- Przełączniki: -O2 -funroll-loops

Wyniki:

- Wersja oryginalna: 12.78 sek.
- Wersja zmodyfikowana: 1.25 sek.
- Przyspieszenie: $12.78/1.25 \approx 10$ razy

Pamięć cache a programy równoległe

- W przypadku wykonania programu (w modelu ze wsółdzieloną pamięcią) na wielu procesorach konieczne jest zapewnienie spójności między pamięciami podręcznymi procesorów oraz pamięcią główną
- Za zachowanie spójności pamięci odpowiedzialne są kontrolery pamięci podręcznej działające wg ustalonego protokołu
- Jednym z najczęściej stosowanych jest protokół MESI

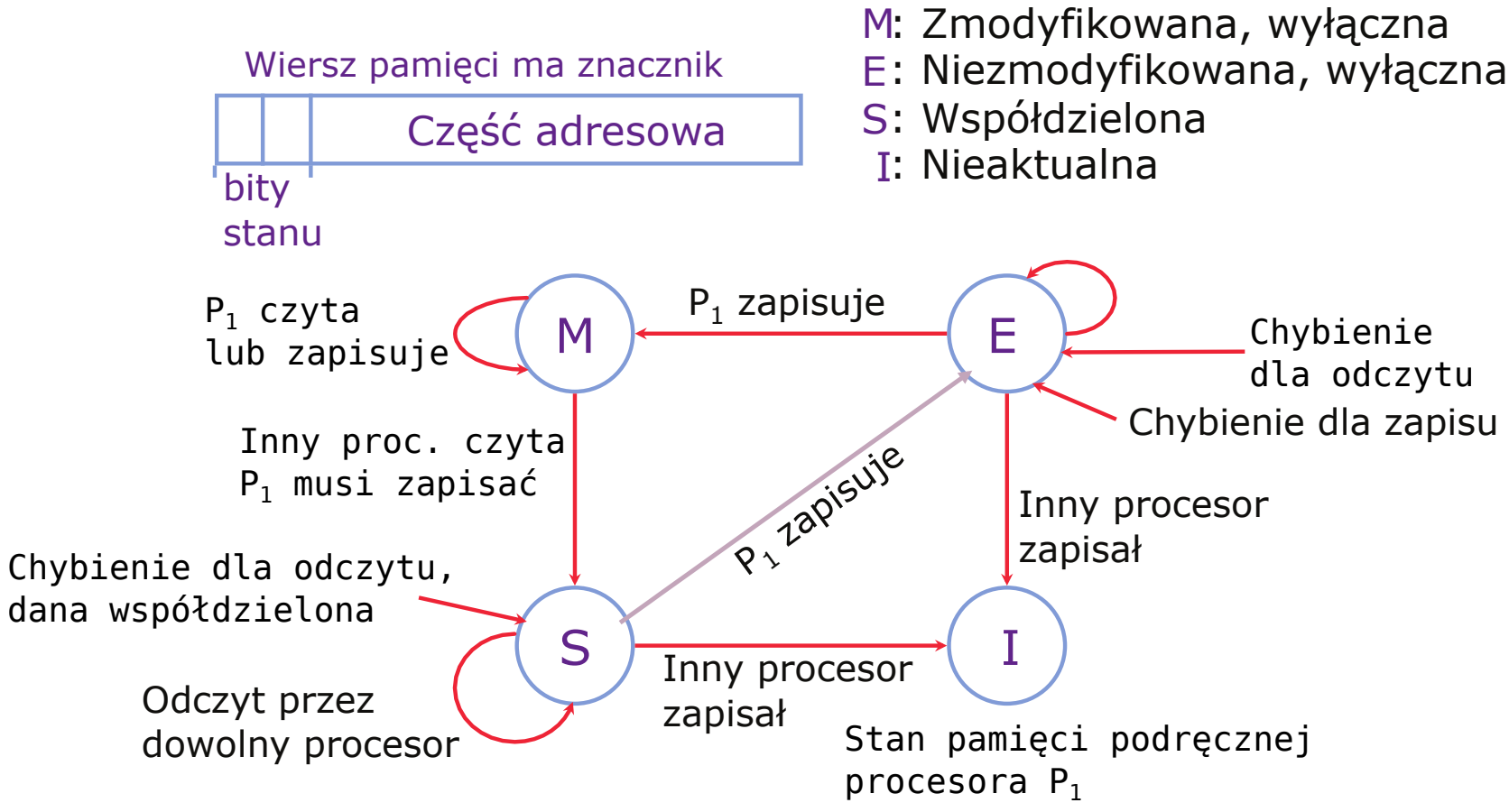
MESI

Z każdym wierszem w pamięci podręcznej związany jest jeden z 4 atrybutów (2 bity):

- Exclusive – niezmodyfikowana kopia znajdująca się tylko w jednej pamięci podręcznej
- Modified – zmodyfikowana kopia znajdująca się tylko w jednej pamięci podręcznej
- Shared – niezmodyfikowana kopia znajdująca się w kilku pamięciach
- Invalid – nieaktualna kopia – każdy kolejny dostęp do danej wymaga pobrania z pamięci głównej

Kontrolery pamięci podręcznych muszą „nasłuchiwać” zmian stanów dla przechowywanych wierszy danych

MESI


M: Zmodyfikowana, wyłączna
E: Niezmodyfikowana, wyłączna
S: Współdzielona
I: Nieaktualna
Wiersz pamięci ma znacznik
Część adresowa
bity stanu
P1 czyta lub zapisuje
P1 zapisuje
Chybienie dla odczytu
Chybienie dla zapisu
Inny proc. czyta P1 musi zapisać
P1 zapisuje
Inny procesor zapisał
Chybienie dla odczytu, dana współdzielona
Odczyt przez dowolny procesor
Inny procesor zapisał
Stan pamięci podręcznej procesora P1
M
E
S
I

Pamięć cache a wydajność programów równoległych

Wydajność pamięci podręcznej zależy od:

- Liczby chybień do liczby żądań dla pojedynczego procesora
- Dodatkowego narzutu komunikacyjnego związanego z koniecznością zachowania spójności danych w pamięciach podręcznych różnych procesorów
- Chybienia wynikające ze spójności (ang. coherency misses)
  1. **Prawdziwe** (ang. true sharing misses)
     - Unieważnienie współdzielonej (shared) kopii ze względu na zapis
     - Następnie odczyt tej danej w stanie zmodyfikowanym (modified) przez inny procesor
  2. **Fałszywe** inaczej niezamierzone (ang. false sharing misses)
     - Wynikające z rozmieszczenia zmiennych w pamięci operacyjnej i szerokości wiersza pamięci podręcznej

False sharing

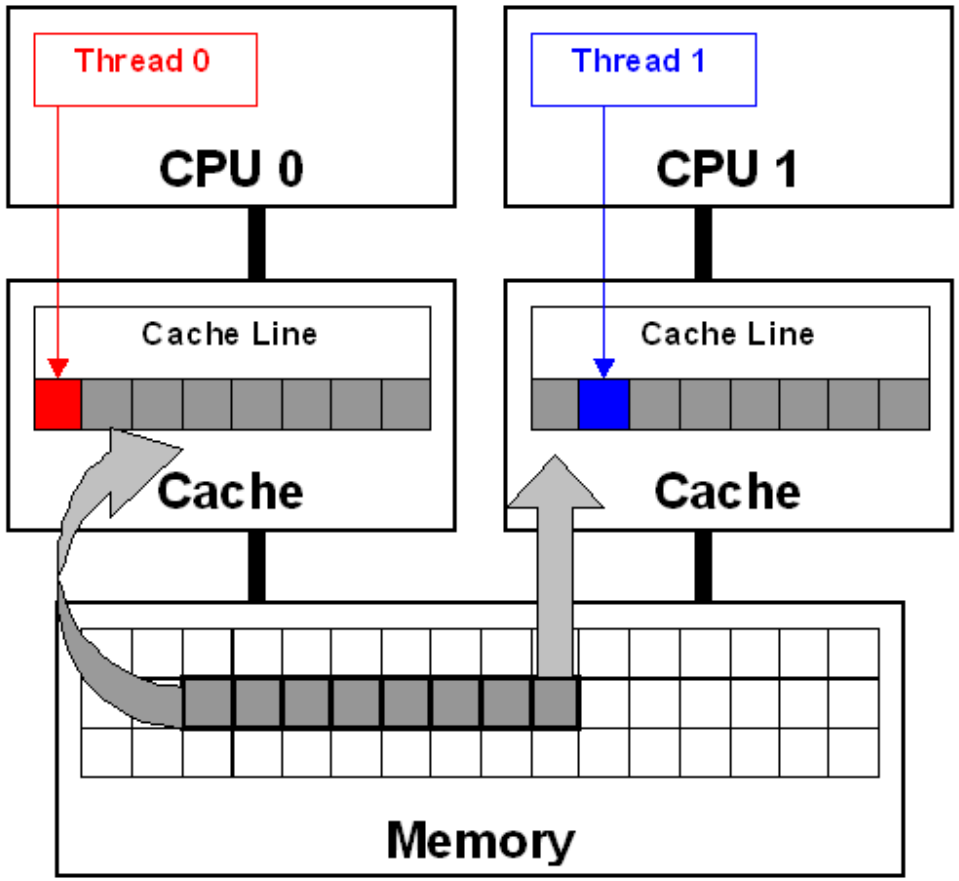
- Najmniejszą jednostką pamięci podręcznej jest jeden wiersz (zazwyczaj 64B), co może prowadzić do zjawiska niezamierzonego współdzielenia pamięci (ang. false sharing)

Przykład:

```
1  double sum=0.0, sum_local[NUM_THREADS];
2  #pragma omp parallel num_threads(NUM_THREADS)
3  {
4    int me = omp_get_thread_num();
5    sum_local[me] = 0.0;
6
7    #pragma omp for
8    for (i = 0; i < N; i++)
9      sum_local[me] += x[i] * y[i];
10
11   #pragma omp atomic
12   sum += sum_local[me];
13 }
```

False sharing

Zjawisko niezamierzonego współdzielenia występuje, gdy wątki modyfikują jednocześnie różne zmienne, ale znajdujące się blisko siebie – w ramach pojedycznego wiersza pamięci cache



False sharing

- Zjawisko niezamierzonego współdzielenia może istotnie wpłynąć na wydajność programu, dlatego należy je eliminować:
  - ręcznie:
    - korzystanie ze zmiennych prywatnych w wątkach
    - rozmieszczanie (ang. alignment) zmiennych odopowiednio „daleko” od siebie, by nie mieściły się w jednym wierszu cache
  - automatycznie – kompilatory w ramach optymalizacji starają się wykrywać i eliminować to zjawisko
- Wykrywanie za pomocą zewnętrznych narzędzi, jak np. Intel VTune przez analizę miejsc w pamięci, dla których następuje duża liczba chybień

False sharing

Przykład z wyeliminowanym niezamierzonym współdzieleniem

```
1  double sum=0.0;
2  double sum_local;
3  #pragma omp parallel num_threads(NUM_THREADS) private(sum_local)
4  {
5    int me = omp_get_thread_num();
6    sum_local = 0.0;
7
8    #pragma omp for
9    for (i = 0; i < N; i++)
10     sum_local += x[i] * y[i];
11
12   #pragma omp atomic
13   sum += sum_local;
14 }
```

False sharing – przykład 2.

Przykład opisany na stronie
http://www.pgroup.com/lit/articles/insider/v2n2a4.htm
Generowanie liczb pseudolosowych za pomocą alg. Mersenne Twister wymaga, oczywiście, przechowywania stanu generatora.
Stan dla pojedynczego wątku:

```
1 static uint32_t          state[MT_NN];
```

Stan dla maks. 32 wątków:

```
1 static uint32_t          state[32][MT_NN];
```

Wyniki dla 4 rdzeniowego procesora Intel Core i7 (2.66 GHz):

```
1 CPU Mersenne Twister with OpenMP (1 threads)
2 exec time  = 1.327572 s
3 throughput = 404.400599 [MB/s]
4 CPU Mersenne Twister with OpenMP (4 threads)
5 exec time  = 0.909803 s
6 throughput = 590.095781 [MB/s]
```

False sharing – przykład 2.

Przyczyną kiepskiej wydajności było właśnie niezamierzone współdzielenie stanów generatora przez wątki. Usunięcie polegało na rozszerzeniu stanu, tak by przekroczył długość wiersza pamięci podręcznej

```
1 static uint32_t          state[32][MT_NN*16];
```

Wynik:

```
1 CPU Mersenne Twister with OpenMP (1 threads)
2 exec time  = 1.327572 s
3 throughput = 404.400599 [MB/s]
```

```
1 CPU Mersenne Twister with OpenMP (4 threads)
2 exec time  = 0.349923 s
3 throughput = 1534.254427 [MB/s]
```