

# Sprawozdanie z zadania na Informatykę w Medycynie

Wykrywanie naczyń dna siatkówki oka

Sebastian Michoń 136770, Patryk Jedlikowski 136723

## 1 Wstęp

Dane są 3 różne notebooki

1. Basic\_version.ipynb - rozwiązanie na 3.0 - baseline model, wykorzystujący podstawowe techniki przetwarzania obrazów, w tym operacje morfologiczne.
2. kNN\_version.ipynb - rozwiązanie na 4.0 - wersja, która wykorzystuje podobieństwo (odległość) obserwacji w zbiorze testowym do obserwacji ze zbioru treningowego do przyporządkowania elementu ze zbioru testowego do odpowiedniej klasy. Skorzystano tutaj z wariancji kolorów i momentów centralnych
3. Random\_forest.ipynb - rozwiązanie na 5.0 - wersja używa podzbioru zmiennych do stworzenia jednego drzewa - "silny uczeń" (strong learner), po stworzeniu 50 drzew i procesie trenowania ich używane są one do stwierdzenia, czy dany fragment obrazu jest naczyniem krwionośnym. Do Hyperparameter Tuningu (Znalezienie najlepszej maksymalnej wartości głębokości drzewa) użyta została k-krotna skrośna walidacja.

## 2 Model podstawowy

1. Wczytywany jest obraz w czerni i bieli (w kolejnych wersjach algorytmu - kNN i Random forest - to się zmieni)
2. Wstępne przetwarzanie składa się z: normalizacji histogramu kolorów, denoisingu (który ma praktycznie zerowy wpływ na jakość predykcji) oraz 11-krotnego poddania obrazu wpływowi kernela Gaussa (blura, 5\*5) - dzięki temu obraz jest dużo bardziej rozmyty, co ułatwi znalezienie tylko interesujących z perspektywy zadania krawędzi.
3. Właściwe przetwarzanie obrazu to użycie filtra prewitta do wyróżnienia wszystkich krawędzi, które później, w końcowej fazie będą modyfikował.
4. Końcowa faza przetwarzania to, kolejno:
  - (a) Nałożenie zerodowanej maski na powstały obraz: erozja rozszerzy czarną przestrzeń (obwódke) maski, następnie wykonana zostanie operacja logicznego & na rozszerzonej masce i obrazie powstałym po użyciu filtra krawędziowego. Dzięki temu usunę z obrazu po filtrowaniu krawędzie na zetknięciu maski z właściwym obrazem.
  - (b) Usunięcie wykrytych krawędzi tam, gdzie obraz jest najjaśniejszy - dzięki temu usunę białą plamkę widoczną na każdym obrazie z końcowego efektu przetwarzania. Opiera się to na thresholdingu: usuwam krawędzie tam, gdzie stopień jasności jest wyższy niż  $\frac{2}{3}$  maksymalnej jasności obrazu (czyli wyższy niż 165).
  - (c) Dokonuję kolejno morfologicznego domknięcia i erozji obrazu. Dzięki temu grubość krawędzi na obrazie wynikowym zostanie zmniejszona, ponadto zostaną one wypełnione od wewnątrz

5. Do ewaluacji algorytmu użyłem średniej geometrycznej miar: precision i recall. Średnia geometryczna była wygodniejsza od arytmetycznej, ponieważ mocniej zaniżała oszacowaną skuteczność algorytmu, jeśli jedno z recall/precision było bliskie 0. Dla 20 przetworzonych obrazów z zestawu średnia średnich geometrycznych tych miar to 0.5729099817180116.

### 3 Klasyfikator odległościowy

1. Wczytywany jest obraz zarówno w czerni i bieli, jak i w kolorze
2. Nie dokonano wstępnego przetwarzania, ponieważ nie prowadziło ono do zwiększenia skuteczności, wręcz przeciwnie - usunięcie normalizacji histogramu kolorów zwiększyło średnią geometryczną precision i recall o 15 punktów procentowych. Być może wynika to z większego rozrzutu miar, a co za tym idzie mniejszej użyteczności wariancji.
3. Aby wytrenować algorytm, wybrany został podzbiór punktów jednego obrazu. Podzbiór był wybierany w taki sposób, że:
  - (a) Losuję koordynaty  $x, y$  pojedynczego punktu z obrazu.
  - (b) Jeśli koordynaty te należą do punktu, który nie został jeszcze wybrany i nie należy do maski to zostaje dodany do zbioru wybranych punktów jeśli jest on naczyniem krwionośnym, albo losowo wybrana liczba całkowita z przedziału  $x \in [0; 3] : x \equiv 0 \pmod{4}$ . Dzięki temu liczba wybranych punktów b z obu klas będzie bardziej zrównoważona, bo na 10 wylosowanych par liczb około jedna reprezentuje naczynie krwionośne.
  - (c) Dla wybranego zbioru punktów znajdowana jest informacja o punkcie, w tym: intensywność kolorów w punkcie, wariancje kolorów w obrazie o rozmiarze  $10 \times 10$ , którego centrum jest ten obraz (używany jest padding, aby każdy podobraz mógł uzyskać takie informacje), a także jego momenty centralne. Nie używałem momentów Hu, ponieważ spowalniały one proces predykcji nie zwiększając skuteczności algorytmu.
  - (d) Dla wybranego zbioru punktów znajdowana jest także informacja o wartości maski eksperckiej (z naczyniami krwionośnymi) w tym punkcie.
  - (e) Przed treningiem dokonana zostaje normalizacja zbioru testowego - bez niej algorytm osiąga takie same rezultaty, ale proces trenowania i predykcji wykonuje się około 10 razy wolniej. Wagi dla poszczególnych zmiennych są takie same.
  - (f) Algorytm jest trenowany na wybranych danych.

### 4 Używane oznaczenia, informacje ogólne

1.  $l, r$  oznaczają kolejno lewy i prawy koniec przedziału, w którym mają zostać wyznaczone liczby pierwsze. Wewnątrz kodów używałem zamiast nich  $a, n$  aby uniknąć niejednoznaczności przy korzystaniu z rekursji.
2. **Domknięta część sita** to taka część elementów zrównoległego sita, w której liczby oznaczono jako pierwsze/złożone i do której nie zostanie dokonany zapis w trakcie wykonywania sita. W szczególności, aby wypełnić równoległe sito o rozmiarze  $n$ , jego część domknięta musi zawierać wszystkie liczby z przedziału  $[0; \lfloor \sqrt{n} \rfloor]$ .
3. **Otwarta część sita** to taka część elementów zrównoległego sita, w której liczby nadal mogą zostać odznaczone jako złożone.
4. W kodach jeśli  $\text{res}[i] == 1$  to  $i$  jest liczbą złożoną.

5. Część kodów w sprawozdaniu została uproszczona względem oryginału - celem jest pokazanie koncepcji.
6. Jeśli oznaczono kod programu liczbą, to liczba ta odpowiada numerowi w nazwie pliku.
7. Każdy przedstawiony program przyjmuje 4 kolejne argumenty: l, r, thr, prin, gdzie:
  - (a) l, r oznaczają lewy i prawy koniec przedziału:  $r \leq 10^9$  - ograniczenie wynikające z użycia globalnej tablicy do składowania rezultatu.
  - (b) thr oznacza maksymalną liczbę utworzonych wątków (nie ma wpływu na kody sekwencyjne).
  - (c) prin oznacza, czy należy wypisać wynik w formacie podanym w opisie projektu, czy nie.
8. Jeśli odwołuję się do linii kodu, to odwołuję się do linii zgodnie z numeracją ukazaną w sprawozdaniu.

## 5 Użyte kody

1. 01\_erasto\_single.cpp - Kod sekwencyjny, standardowe sito Erastotenesa działające w  $O(r * \log \log(r))$ , z podwójną optymalizacją: do odznaczania liczb złożonych używane są tylko liczby pierwsze (np. nie używa 6, aby odznaczyć 36, 42.. etc., ponieważ te zostały już odznaczone przez każdy pierwszy dzielnik 6 - czyli 2 i 3), ponadto odsiew rozpoczyna się od kwadratu danej liczby - jest to poprawne, ponieważ jeśli liczba  $x$  nie jest pierwsza to jej najniższy dzielnik  $d > 1$  spełnia  $d \leq \sqrt{x}$ .

```

1  for (i=2; i*i<=n; i++){
2      if (res[i]==0){
3          for (j=i*i; j<=n; j+=i) res[j]=1;
4      }
5  }
6

```

Listing 1: Sito Erastotenesa

Celem kodu jest jedynie pokazanie koncepcji; nie zachodzi wyścig ani nie ma synchronizacji, ponieważ jest jeden wątek.

2. 02\_most\_primitive.cpp - Kod sekwencyjny, który szuka dzielnika  $d$  liczby  $x$  pośród liczb mniejszych równych jej pierwiastkowi:  $d \leq \sqrt{x}$ . Rozwiązanie to działa w złożoności  $O((r-l) * \sqrt{r})$ . Sprawdzana jest podzielność także dla liczb, które nie są pierwsze, aby nie używać żadnych tablic poza tablicą znalezionych liczb pierwszych - celem jest pokazanie kodu wykorzystującego w jak najmniejszym stopniu tablice, co za tym idzie mającego niewielkie narzuty związane z dostępem do pamięci.

```

7  for (i=a; i<=n; i++){
8      for (j=2; j*j<=i; j++){
9          if (i%j==0) {
10             res[i]=1;
11             break;
12         }
13     }
14

```

Listing 2: Rozwiązanie pierwiastkowe

3. 03\_erasto\_functional\_static\_schedule.cpp - kod równoległy, koncepcja sita, podejście funkcyjne. Funkcja najpierw wyznacza rekursywnie wszystkie liczby pierwsze  $p \leq \sqrt{n}$ , gdzie  $n$  to docelowy rozmiar sita, następnie sama poszukuje liczb pierwszych  $p \leq n$ . Kluczowa część algorytmu wygląda tak:

```

15  #pragma omp parallel for
16  for (i=0; i<=sq; i++){
17      if (res[i]==1) continue;
18      int sv=sq+1;
19      int j=sv-sv%i+((sv%i==0)?0:i);
20      for (j=max(i*i, j); j<=n; j+=i) res[j]=1;
21  }
22

```

Listing 3: Sito funkcyjne ze static schedulingiem

Gdzie  $sq$  oznacza  $\lfloor (\sqrt{n}) \rfloor$ , a  $j$  jest wyznaczane jako najmniejsza liczba większa równa  $sq + 1$  i  $i^2$  podzielna przez  $i$ . Własności tego kodu:

- Dyrektywa powyżej tworzy zbiór wątków, którym przydziela w przybliżeniu równy podzbiór części domkniętej sita; co istotne, przy tak sformułowanym kodzie wątek będzie wykonywał kolejne iteracje - na przykład 1. wątek może wykonać je dla  $i=2, 3, 5, 7$ , a 2. wątek dla  $11, 13, 17, 19$ . Jest to nieefektywne, ponieważ procesy dostaną taką samą ilość liczb, którymi będą odsiewać liczby z otwartej części sita, a proces, który dostanie najmniejsze liczby wykona najwięcej operacji: w powyższym przypadku, 1. wątek wykona nieco mniej niż  $\frac{n}{2} + \frac{n}{3} + \frac{n}{5} + \frac{n}{7}$  operacji oznaczenia liczby (gdzie  $n$  to rozmiar sita - "nieco mniej" wynika z tego, że nie odznaczam liczb  $x < \sqrt{n}$ ), a 2. wątek  $\frac{n}{11} + \frac{n}{13} + \frac{n}{17} + \frac{n}{19}$  - czyli dużo mniej.
  - Nie zachodzi wyścig (rozumiany jako używanie przez wątek nieaktualnej wartości zmiennej), ponieważ wątki modyfikują tylko część otwartą sita, ponadto jeśli zmieniana jest wartość jakiegoś elementu tablicy, w której zaznaczane są liczby pierwsze, to można tylko oznaczyć liczbę jako złożoną; co za tym idzie, jeśli liczba zostanie oznaczona przez kilka wątków jako liczba złożona, to niezależnie od tego, który z nich oznaczy ją jako pierwszy, który później nie znajdzie wyścig. Wątek nie zmienia w pętli żadnej zmiennej globalnej poza tablicą pierwszości.
  - Synchronizacja zachodzi tylko na końcu pętli for, nie powinna mieć istotnego wpływu na czas obliczeń - wywołania rekursywne wykonają się relatywnie szybko, bo suma rozmiarów sit, które będą w nich wypełniane jest nie większa niż  $2 * \sqrt{n}$  - można to pokazać przez  $\sqrt[2]{n} + \sqrt[4]{n} + .. + k \leq \sqrt{n} + \frac{\sqrt{n}}{2} + \frac{\sqrt{n}}{4} + .. + \frac{\sqrt{n}}{2^{\lfloor \log_2(n) \rfloor}} \leq 2 * \sqrt{n}$ , gdzie  $k \leq 4$  - warunek początkowy rekursji, zaś czas wykonania całego sita i tak jest ograniczony przez czas wykonania najwolniejszego procesu w pierwszym wywołaniu funkcji (nierekursywnym).
  - False sharing może zajść, gdy wątek aktualizuje liczbę znajdującą się w cache po modyfikacji zmiennej w pobliżu w tablicy pierwszości przez inny wątek. Taka sytuacja może zajść przez cały czas działania sita, ponieważ wszystkie wątki mogą aktualizować całą tablicę pierwszości; także w szczególnym przypadku, gdy wątek sprawdza pod kątem pierwszości liczbę  $x$  z części domkniętej sita, razem z nią ściągając do cache fragment części otwartej sita, ponieważ  $|x - \lfloor \sqrt{n} \rfloor| < 64$  (64 bajty to rozmiar linii pamięci, a rozmiar typu bool na używanym sprzęcie to 1 bajt).
4. 04\_erasto\_functional\_handmade\_scheduling.cpp - kod równoległy, koncepcja sita, podejście funkcyjne. Kod jest analogiczny do poprzedniego, ale iteracje są ręcznie przypisywane do każdego wątku. Najpierw wyliczana jest suma  $sum = \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \frac{1}{5} + \frac{1}{7} + ... + \frac{1}{np}$ , gdzie  $np$  to najwyższa liczba pierwsza  $np \leq \sqrt{n}$ , oraz średnia liczba operacji, zmniejszona  $n$ -krotnie, która ma być wykonywana przez proces:  $partsum = \frac{sum}{proc}$ , gdzie  $proc$  to liczba procesów. Następnie

każdemu procesowi przydzielane są w osobnej tablicy liczby pierwsze, którymi będzie skreślał elementy tablicy w ten sposób, że:

- (a)  $i$ -ty proces dostanie  $i$ -tą liczbę pierwszą
- (b) następnie będzie dobierał procesowi nieprzydzielone liczby pierwsze począwszy od  $np$  do momentu, w którym jego szacowana liczba operacji nie przekroczy  $psum$

Kod odpowiadający za przydział liczb pierwszych do tablicy procesu:

```

23  for (i=0;i<=sq;i++){
24      if (res[i]==0) summa+=1.0/i;
25  }
26  part=summa/proc;
27
28  int beg=0, end=sq;
29  double partsum=0;
30  for (i=0;i<proc;i++){
31      ij[i]=0;
32      partsum=0;
33      for (j=beg;j<=end;j++){
34          if (res[j]==0) {
35              squarez[i][ij[i]]=j, partsum+=1.0/j, ij[i]++;
36              break;
37          }
38      }
39      beg=j+1;
40      if (partsum<part){
41          for (j=end;j>=beg;j--){
42              if (res[j]==0) {
43                  squarez[i][ij[i]]=j, partsum+=1.0/j, ij[i]++;
44              }
45              if (partsum>=part) break;
46          }
47          end=j-1;
48      }
49  }
50

```

Listing 4: Ręczny scheduling sita funkcyjnego

Dzięki powyższemu rozwiązany zostanie problem przedstawiony w części (a) poprzedniego rozwiązania - procesy będą względnie równo dzielić się pracą bez dodatkowego narzutu związanego z synchronizacją, przy czym procesy, które wezmą najniższe liczby pierwsze (2, 3, czasem 5) nadal wykonają największą pracę, ponieważ dla  $n < 500000000 \wedge proc = 8$  nadal zachodzi  $\frac{1}{2} \geq psum$  - analogicznie dla 3. Problemem z tą heurystyką jest nieuwzględnienie cache missów: odznaczanie liczb złożonych za pomocą liczby 2 będzie miało dużo rzadziej cache missa niż odznaczanie liczb złożonych za pomocą za pomocą liczby 8387, a następnie kolejnych 10 liczb pierwszych, za każdym razem wymieniając dane w cache. Pozostałe części rozwiązania - (b), (c), (d) są identyczne dla tego kodu.

5. 05\_erasto\_functional\_dynamic\_schedule.cpp - działa tak jak kod (3), ale używa innej dyrektywy:

```

51  #pragma omp parallel for schedule(dynamic)
52      for (i=0;i<=sq;i++){
53          if (res[i]==1) continue;
54          for (int j=i*i; j<=n; j+=i) res[j]=1;
55      }
56

```

Listing 5: Sito funkcyjne z dynamic schedulingiem

Dzięki zmianie dyrektywy na `schedule(dynamic)` wątek po zakończeniu swojej pracy wykonuje część (blok) pracy innego wątku zamiast niego - dzięki temu wątki będą się dzieliły równo pracą, natomiast w porównaniu z kodem (3) dojdzie narzut związany z koniecznością synchronizacji wątków. Rozwiązanie zadania (3) używało domyślnej klauzuli `schedule(static)`.

6. `07_erasto_domain.cpp` - kod równoległy, koncepcja sita, podejście domenowe. Każdy wątek, znając swój numer, używając całej tablicy pierwszości do  $\sqrt{n}$  włącznie oznacza wszystkie liczby podzielne przez daną liczbę pierwszą większą niż  $\sqrt{n}$ , które należą do przedziału unikalnego dla danego procesu, wyznaczonego za pomocą jego numeru.

```

57  #pragma omp parallel
58  {
59      int left=(n/thr)*omp_get_thread_num(), i, j, based_left;
60      int right=left+n/thr-1;
61      if (omp_get_thread_num()==thr-1) right=n;
62      if (left<=sq) left=sq+1;
63
64      for (i=0;i<=sq;i++){
65          if (res[i]==0){
66              based_left=left-left%i+((left%i==0)?0:i);
67              for (j=based_left;j<=right;j+=i) res[j]=1;
68          }
69      }
70  }
71

```

Listing 6: Sito funkcyjne z dynamic schedulingiem

Kod ten ma 3 zasadnicze różnice w porównaniu z kodem (3) w kontekście współbieżności:

- Dyrektywa tworzy wątki, które podzielą się prawie równomiernie pracą - ponieważ każdy wątek musi użyć każdej liczby pierwszej z części domkniętej sita do oznaczenia przedziału z części otwartej sita o wielkości (prawie) równej dla każdego wątku.
  - False sharing zachodzi w szczególnym przypadku, gdy sprawdzana jest pod kątem pierwszości liczbę  $x$  i odznaczana jest jako złożona, ściągając do cache także liczbę  $y$  w części otwartej używanej przez inny wątek, która może się zmieniać, ponieważ  $|x - y| < 64$  (64 bajty to rozmiar linii pamięci, a rozmiar typu bool na systemie, na którym zaszło testowanie to 1 bajt). Może to jednak zajść nie więcej niż  $(4 + 1) * 64 * \log_2(n)$  razy, bo  ${}^{\log_2(n)}\sqrt{n} \leq \log_2(n)$ , a liczba wątków to co najwyżej 4, dodatkowe +1 wynika z wątku używającego podciągu obok tablicy z części domkniętej sita - jest to liczba o kilka rzędów wielkości mniejsza niż  $n$ , zatem (co pokaże później VTune profiler) false sharing nie będzie prawie wcale wpływał na czas przetwarzania.
  - Wątki będą modyfikowały współdzielone L2 i L3 cache - co za tym idzie, często będą zachodziły cache-missy, ponieważ L2 i L3 cache będą często zmieniały dane - w praktyce każdy wątek będzie modyfikował zupełnie inne części tablicy, które będą stale się zmieniać (inaczej niż np. w przypadku, w którym 1 wątek modyfikuje co 2. element tablicy), a nie zmieszczą się one w L1 cache (mogącej pomieścić 128KB danych nie będących instrukcjami).
7. `08_erasto_super_domain.cpp` - usunięty został problem częstych cache missów przez to, że wątek aktualizuje w 1 pętli co najwyżej 32000 kolejne elementy sita. W algorytmie utrzymywana jest tablica liczb pierwszych modyfikowana przed stworzeniem wątków wartościami  $x \leq \sqrt{n}$ . Każdy wątek aktualizuje kolejne liczby pierwsze od poprzedniej oznaczonej albo startowej, dopóki nie przekroczy  $left + 32000$  albo prawej granicy podzbioru, który wolno mu modyfikować ( $left$  to początek iteracji), wtedy jest to jego ostatnia iteracja w tym batchu.

Następnie przechodzi do kolejnej liczby powtarzając proces. W końcu, po przejściu całej tablicy liczb pierwszych, wraca do 1. liczby pierwszej i aktualizuje  $left+ = 32000$ . Następnie wątek powtarza proces dopóki każda liczba pierwsza nie przekroczy prawej granicy zadanego ciągu.

```

72  ineo=0;
73  for (int vi=0;vi<=sq;vi++){
74      if (res[vi]==0) {
75          for (ite=0;ite<10;ite++) dp[ite][vi]=0;
76          neoprimez[ineo]=vi, ineo++;
77      }
78  }
79
80  #pragma omp parallel
81  {
82      int thnum=omp_get_thread_num(), allth=omp_get_num_threads();
83      int left=a+((n-a)/allth)*thnum, i, ji, j, finished=0, curfun=left;
84      int right=left+(n-a)/allth-1;
85      if (thnum==allth-1) right=n;
86      if (left<=sq) left=sq+1;
87
88      while (finished<ineo){
89          curfun=curfun+outer;
90          for (ji=0;ji<ineo;ji++){
91              i=neoprimez[ji];
92              if (dp[thnum][i]==0) dp[thnum][i]=max(modal(left, i), modal(a, i));
93              for (j=dp[thnum][i]; j<curfun && j<=right;j+=i){
94                  p[j]=1;
95              }
96              if (j>right) finished++;
97              dp[thnum][i]=j;
98          }
99      }
100 }

```

Listing 7: Sito funkcyjne z dynamic schedulingiem

Jedyną fundamentalną różnicą pomiędzy tym kodem a zwykłym sitem domenowym jest unikanie cache missów i dążenie do trzymania w L1 cache jak największej części aktualnie używanego sita. Poza tym złożoność może się zwiększyć, a przynajmniej nie udało się dowieść standardowej złożoności sita. To rozwiązanie pozwala efektywnie zrównoleglić zadanie uzyskując  $CPI=0.331$  i czas przetwarzania 0.4s dla  $l = 1, r = 10^9$  na 4 rdzeniach, co pokażą wyniki VTune'a.

8. 09\_sqrt\_domain.cpp - kod równoległy, koncepcja dzielenia, podejście domenowe (dodatkowy kod do pokazania współbieżności bez dzielenia pamięci). Każdy wątek używa liczb  $y \leq \sqrt{n}$  do odznaczania własnego podzbioru  $N$  wyznaczanego przez dyrektywę `#pragma omp parallel for`

```

101 #pragma omp parallel for
102 for (i=a;i<=n;i++){
103     for (int j=2;j*j<=i;j++){
104         if (i%j==0) {
105             res[i]=1;
106             break;
107         }
108     }
109 }
110

```

Listing 8: Sito funkcyjne z dynamic schedulingiem

Własności tego kodu:

- (a) Wszystkie wątki dostaną względnie równy podzbiór zbioru liczb do sprawdzenia o podobnym rozkładzie najniższych dzielników.
- (b) W kodzie tym nie zachodzą wyścigi, ponieważ każdy wątek szuka dzielników innych liczb (i ewentualnie oznacza je jako pierwsze - jest to jedyna modyfikacja współdzielonej zmiennej przez wątek).
- (c) Jedyna synchronizacja zajdzie na końcu pętli for.
- (d) False sharing może zachodzić tylko na stykach części sita modyfikowanych przez 2 różne wątki, ponieważ pętla for jest wykonana w ramach domyślnego static schedulingu.

Kod ten się bardzo efektywnie zrównolegla, ale i tak jest o wiele wolniejszy od sit z powodu gorszej złożoności obliczeniowej.

## 6 Wprowadzenie do rezultatów pomiarów

### 1. Wykonano 3 eksperymenty z kodem:

- (a) Pierwszym było stworzenie podstawowego sita i rozwiązania pierwiastkowego. Rozwiązanie pierwiastkowe pokazano od razu w wersji zrównoleglonej, jej konstrukcja ograniczała się bowiem do dodania jednej dyrektywy do kodu sekwencyjnego. Sito Erastotenesa sekwencyjne było podstawą do dalszych obliczeń.
- (b) Drugi eksperyment to sprawdzenie, jak w zależności od przydziału zadań i synchronizacji procesy używające sita w ramach koncepcji funkcyjnej będą działały, co będzie je ograniczało i które będzie efektywniejsze - ręcznie napisane, używające prostej heurystyki czy używające dyrektywy z dynamicznym przydziałem procesów do zadań.
- (c) Trzecim, kluczowym eksperymentem było pokazanie, jak uzyskać eleganckie, bardzo szybkie sito w wariacie domenowym wykorzystując dobrodziejstwa Cache L1, jej własności i proste ulepszenie sita pod kątem zwiększenia liczby trafień do pamięci. Porównano je ze standardowym sitem domenowym.

### 2. VTune Profiler używa licznika zdarzeń sprzętowych do zdobycia informacji na temat przetwarzania, po czym (po przetwarzaniu) łączy te informacje w metryki np. CPI. Używa do zdobywania informacji PMU (performance monitoring unit) - ich liczba jest ograniczona, a sumują one informację o jednym, konkretnym zdarzeniu, przez co część zdarzeń jest raczej estymowana niż deterministycznie obliczana. Pojedynczy PMU wyliczający jakąś konkretną statystykę, wiedząc o zajściu zdarzenia inkrementuje rejestr; gdy rejestr przyjmie wartość progu próbkowania, jest on łączony z instrukcją tak, aby dowiedzieć się, po ilu zdarzeniach globalnych zaszło tyle zdarzeń danego typu (co istotne, aby statystyka/estymacja była zasadna, musi zajść odpowiednia liczba zdarzeń globalnych). Metryki, które zostały użyte w tym sprawozdaniu, to:

- (a) Clockticks - Liczba cykli procesora w trakcie przetwarzania.
- (b) Instructions retired - liczba przedziałów alokacji, które zostały zatwierdzone i w pełni wykonane.
- (c) Retiring - procent przedziałów alokacji, które zostały użyte (nie zaszło ograniczenie front-endu ani back-endu) i wykonane (nie zaszła błędna spekulacja).
- (d) Front-end bound - ile procent przedziałów alokacji nie zostało wykorzystanych przez ograniczenie części wejściowej procesora, albo inaczej: jak często back-end mógł przyjąć jakąś instrukcję, ale nie otrzymał jej od front-endu. Front-end odpowiada za przyniesienie instrukcji (fetch), zdekodowanie jej i przekazanie do back-endu.



- (e) Back-end bound - ile procent przedziałów alokacji nie zostało wykorzystanych przez ograniczenie części wyjściowej procesora, albo inaczej: jak często back-end nie przyjmuje instrukcji od front-endu, ponieważ nie ma zasobów na ich przetworzenie. Składają się na to: Core Bound i Memory bound.
- (f) Memory bound - ile procent przedziałów alokacji mogło nie zostać wykonane przez zapotrzebowanie na załadowanie albo składowanie instrukcji - czyli narzut związany z dostępem do pamięci, której albo nie ma w cache, albo jest zabrudzona.
- (g) Core bound - ile procent przedziałów alokacji mogło nie zostać wykonane przez ograniczenia inne niż te związane z pamięcią - między innymi dzielenie czy operacje arytmetyczne na liczbach zmiennoprzecinkowych.
- (h) Effective physical core utilization - ile procent fizycznych rdzeni średnio było używanych w trakcie przetwarzania.
- (i) Metryki L1, L2, L3 bound, a także DRAM bound - procentowe dane, w ilu cyklach procesora zaszła sytuacja, w której program mimo posiadania odpowiednich danych w cache/DRAMie nie mógł przyjąć operacji.

Wykorzystywanym trybem pracy było Microarchitecture Exploration.

## 7 Tablica wyników: kody sit i pierwiastkowe

Oznaczenia i skróty:

1. name - nazwa kodu, pierwsze cyfry jego nazwy i skrót.
2. left, right - przedział, dla którego wykonano program.
3. T - liczba wątków
4. Elapsed - czas, który upłynął od początku przetwarzania
5. Ticks - liczba cykli procesora w trakcie wykonywania kodu.
6. IR - Instructions Retired
7. R - Retired
8. FEB, BEB - Front-end bound, Back-end Bound
9. MB, CB - Memory Bound, Core Bound
10. L1, L2, L3 - L1 Bound, L2 Bound, L3 Bound
11. DRB, DTB - DRAM Bound, DTLB Store Overhead
12. ECPU - Effective CPU Utilization
13. Div - przyspieszenie przetwarzania równoległego
14. Eff - efektywność przetwarzania równoległego
15. Avg - liczba przetestowanych liczb w jednostce czasu.

Table 1: Efektywność i parametry wykonania poszczególnych programów

name	left	right	T	Elapsed[s]	Ticks	IR	R[%]	FEB[%]	BEB[%]	MB[%]	CB[%]	L1[%]	L2[%]	L3[%]	DRB[%]	DTB[%]	ECPU[%]	Div	Eff	Avg $[\frac{1}{s}]$
01_es	2	1.00E+09	1	10.312	4.38E+10	1.36E+10	7.2	0.4	92.2	76.4	15.8	18.5	0.2	9.2	0.0	30.7	24.2	1.0	1.0	9.70E+07
03_efss	2	1.00E+09	2	10.448	4.96E+10	1.44E+10	6.8	0.4	92.5	76.8	15.7	16.3	0.0	12.1	0.0	32.7	27.2	0.99	0.49	9.57E+07
03_efss	2	1.00E+09	4	10.094	6.11E+10	1.62E+10	7.4	0.3	91.9	74.7	17.2	7.8	0.0	18.8	0.0	37.5	34.8	1.02	0.26	9.91E+07
04_efhs	2	1.00E+09	2	10.026	5.85E+10	1.22E+10	4.4	0.8	94.7	78.2	16.5	6.2	1.2	20.3	0.0	36.4	33.3	1.03	0.51	9.97E+07
04_efhs	2	1.00E+09	4	8.666	1.14E+11	1.43E+10	2.9	0.9	95.8	78.0	17.8	0.0	0.3	29.4	0.0	41.8	77.8	1.19	0.30	1.15E+08
05_efds	2	1.00E+09	2	7.417	6.24E+10	1.39E+10	5.3	0.7	93.8	76.8	17.0	19.0	0.2	9.6	0.0	35.5	48.1	1.39	0.70	1.35E+08
05_efds	2	1.00E+09	4	6.654	1.07E+11	1.47E+10	3.2	0.9	95.5	78.3	17.2	5.9	0.2	22.3	0.0	35.7	95.7	1.55	0.39	1.50E+08
07_ed	2	1.00E+09	1	11.037	4.68E+10	1.91E+10	9.2	0.9	89.7	72.9	16.7	19.8	2.6	10.0	0.0	34.7	24.2	0.93	0.93	9.06E+07
07_ed	2	1.00E+09	2	9.801	8.25E+10	1.97E+10	5.3	0.6	93.9	73.2	20.7	8.2	0.0	0.0	22.6	36.6	48.1	1.05	0.53	1.02E+08
07_ed	2	1.00E+09	4	9.013	1.45E+11	1.96E+10	3.9	0.5	95.4	72.8	22.6	18.7	0.0	11.2	0.0	33.8	95.5	1.14	0.29	1.11E+08
08_esd	2	1.00E+09	1	1.498	6.33E+09	1.79E+10	49.2	14.4	26.2	20.4	5.8	19.5	4.7	1.7	0.0	1.8	24.2	6.88	6.88	6.68E+08
08_esd	2	1.00E+09	2	0.775	6.35E+09	1.79E+10	49.2	12.0	29.0	20.1	8.8	18.8	1.4	1.1	0.0	1.2	47.2	13.31	6.65	1.29E+09
08_esd	2	1.00E+09	4	0.429	6.50E+09	1.80E+10	57.6	10.8	20.0	12.2	7.8	17.5	0.0	2.3	0.0	0.9	90.7	24.04	6.01	2.33E+09
09_sd	2	1.00E+07	1	3.84	1.60E+10	1.76E+10	46.4	41.5	11.6	8.4	3.2	26.3	0.0	0.0	0.0	0.0	24.9	-	2.69	2.60E+06
09_sd	2	1.00E+07	4	1.291	1.98E+10	2.16E+10	39.0	28.1	31.6	28.1	3.5	21.4	0.0	0.0	0.0	0.1	91.2	-	2.00	7.75E+06

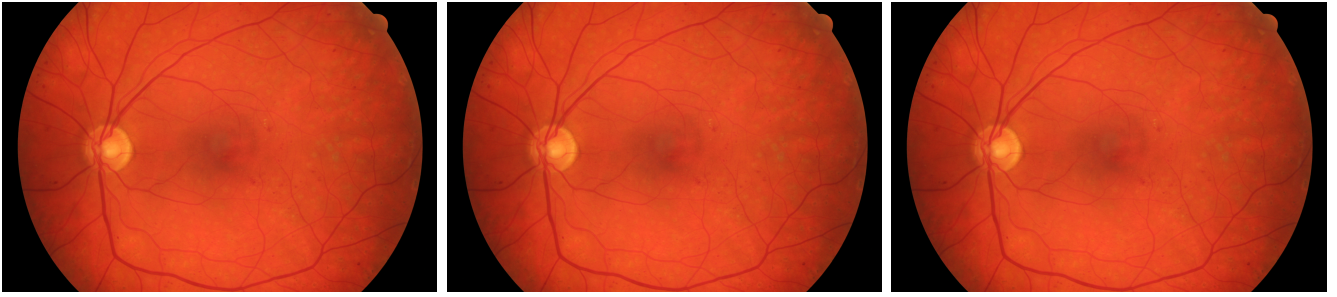


Figure 1: Zużycie CPU dla sit funkcyjnych, dla 4 wątków; kolejne kody: 03, 04, 05

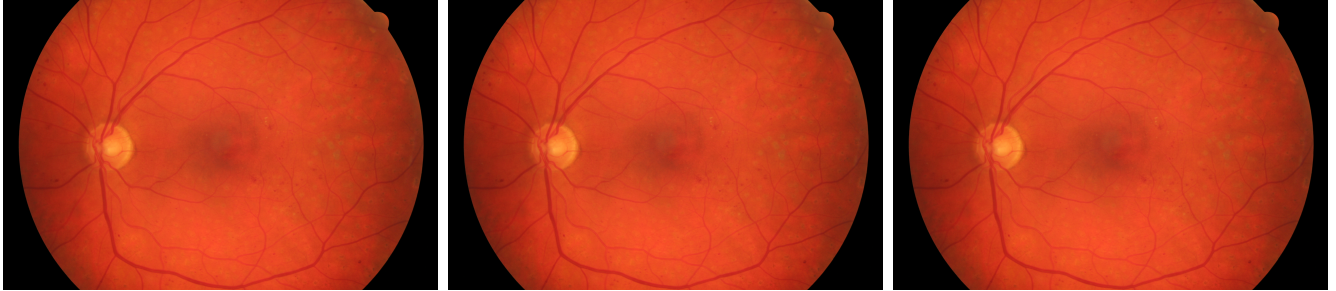


Figure 2: Zużycie CPU dla kodu 07 używającego kolejno: 1, 2, 4 wątków

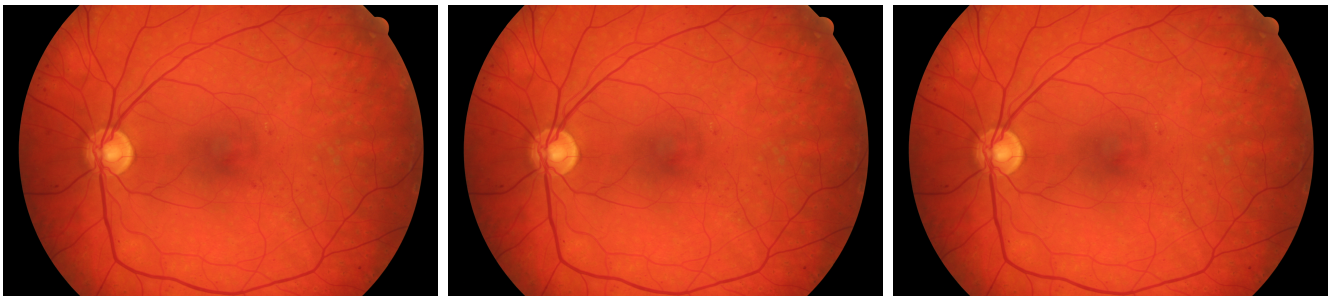


Figure 3: Zużycie CPU dla kodu 08 używającego kolejno: 1, 2, 4 wątków

## 8 Wnioski

1. Rozwiązanie oparte na wyznaczaniu dzielników mniejszych równych od  $\sqrt{n}$  bardzo efektywnie się zrównoległa - procesy dzielą się pracą bardzo równo, dla maksymalnej liczby wątków przez większość czasu działania programu wykonują się wszystkie wątki, ponieważ średnio jest używanych ponad 90% zasobów procesora (dla maksymalnej liczby 4 wątków). Zwiększenie liczby procesów  $k$ -krotnie powoduje zmniejszenie czasu przetwarzania prawie  $k$ -krotnie (dla  $k = 4$  zachodzi ponad  $\frac{7}{2}$ -krotne zwiększenie wydajności), przy założeniu, że nowy wątek jest wykonywany przez inny procesor logiczny. Nie zachodzi prawie wcale False Sharing, ponieważ jedyna współdzielona zmienna to tablica liczb pierwszych. Wątki nie czytają współdzielonej pamięci, co powoduje, że bardzo rzadko zachodzą cache missy - wynika to z niskiego Memory Bounda, 9-krotnie niższego niż w sekwencyjnym sicie. Wąskim gardłem rozwiązania jest Front-End Bound, najwyższy spośród wszystkich (poza 08) rozwiązań - co oznacza, że są większe problemy z dostarczeniem zadania do wykonania do Back-endu niż z jego wykonaniem; a także intensywne dzielenie, zwiększające Core-Bound. Algorytm pomimo zrównoleglenia nadal jest wolniejszy od sekwencyjnego sita, ponieważ ma większą złożoność - dla  $n = 10^9$  ponad 10-krotnie wolniejszy, dlatego nie został uwzględniony w sprawozdaniu z maksymalnymi wartościami  $l, r$ .

2. Sito Erastotenesa w podejściu funkcyjnym było w stanie uzyskać około  $\frac{2}{3}$  czasu działania sekwencyjnego sita używając dynamic schedulingu (Kod 05, linia 51). Co ciekawe, rozwiązania używające handmade schedulingu (kod 04) jest około  $\frac{1}{9}$  razy wolniejsze od rozwiązania używającego dynamic schedulingu (dla 4 rdzeni), co jest skorelowane z współczynnikiem "effective physical core utilization" - wynika stąd, że sito używające dynamic schedulingu pomimo narzutu związanego z synchronizacją nadal jest szybsze od ręcznego przydziału liczb do procesów, który nie przydzielał perfekcyjnie procesów do zadań, co widać na 1. obrazku. Wskazuje to na niedoskonałość heurystyki, której użyto - nie uwzględniono cache procesora - procesy, które będą skreślać niskie liczby, częściej będą zaliczały trafienie w lokalnym cache. Obserwacja ta została wykorzystana do konstrukcji kodu 08. Zgodnie z oczekiwaniami, kod używający statycznego przydziału iteracji do procesu ma bardzo niski współczynnik efektywnego użycia cpu - dla 4 wątków prawie 3 razy niższy niż ten z dynamic schedulingiem. Co ciekawe, kod ten ma też mniejszy o 2 punkty procentowe Memory Bound niż 2 pozostałe sita w podejściu funkcyjnym - wynika to z mniejszej ilości cache missów, jako że tylko jeden wątek ma dla siebie całe cache przez większość czasu trwania programu.
3. Efektywność standardowego sita domenowego pozostawia wiele do życzenia - jest ono około  $\frac{2}{7}$  razy wolniejsze od sita funkcyjnego z dynamic schedulingiem dla tej samej liczby wątków; problem wydajnościowy zapewne tkwi w zarządzaniu pamięcią; z zebranych danych wynika, że ten algorytm jako jedyny blokował się częściej niż 0.1% razy na przedziale alokacji, mając znaleziony segment pamięci w DRAMie. Algorytm ponadto miał większy narzut związany z core boundem - najprawdopodobniej wynika to z intensywnego używania slotów procesora. Z danych można wyciągnąć wniosek, że algorytm użytkował wszystkie procesory w miarę równomiernie, jednak zwiększenie liczby procesorów nie powoduje zmniejszenia czasu przetwarzania o więcej niż  $\frac{1}{12}$ . Wszystkie te dane i natura algorytmu skłaniają do sformułowania wniosku: kod sita domenowego jest wolny w porównaniu do funkcyjnych, ponieważ procesy zapewniają globalny cache własnymi częściami sita, a jako że każdy wątek ma inny segment, te części pamięci się nie pokrywają, często zachodzą Cache Missy, co spowalnia algorytm mimo nieomal pełnego wykorzystania procesorów. Problem ten nie zachodzi w takim wymiarze dla sita funkcyjnego, ponieważ segmenty pamięci mogą się pokrywać, co za tym idzie częściej zajdzie cache hit, a false sharing nie jest dużym narzutem na efektywności powyższych kodów. Aby sprawdzić zasadność tej tezy, stworzony został kod super-sita domenowego z przesuwaniem o liczbę niższą niż ilość danych, która zmieści się w L1 cache jednego rdzenia procesora - kod ten powinien być znacznie szybszy i efektywnie zmniejszać czas trwania przetwarzania.
4. Najbardziej efektywne jest ulepszone sito domenowe - zrównoległa się bez żadnego problemu (dla  $k$  wątków i  $t_{sequential}$  = czas dla 1 wątku, czas przetwarzania to  $\frac{t_{sequential}}{k}$  - rysunek 3. pokazuje, jak efektywnie wykorzystywano rdzenie procesora), a czas przetwarzania dla 1 wątku jest 7 razy krótszy niż czas przetwarzania standardowego sita. Wynika to z zapewnienia tego, że większość operacji w pamięci zaliczy trafienie już na etapie L1 cache - nie wynika to z pojedynczej linii, ale z konstrukcji algorytmu i iterowania się w batchach co 32000 intów, czyli 128.000 bajtów, które mogą się zmieścić w L1 cache. Ponadto sam algorytm nie generuje dużo większego narzutu niż zwykłe sito, chociaż złożoność ma uzależnioną od liczby, o którą się przesuwam - jeśli można ją oszacować przez co najmniej  $O(\sqrt{n})$  dla  $n$ - rozmiaru sita, to sito wykona co najwyżej  $O(\sqrt{n}) * O(\sqrt{n}) = O(n)$  "pustych przelotów" - iteracji, w trakcie których nie przejdę do skreślania liczb pierwszych (ponieważ liczba liczb pierwszych  $p \leq \sqrt{n}$  jest ograniczona przez  $\sqrt{n}$ , a liczba iteracji przez odwrotność przesunięcia sita pomnożoną przez rozmiar sita - czyli  $O(\sqrt{n})$ ). To ogranicza złożoność algorytmu do złożoności standardowego sita. Procesy nadal dzielą między sobą po równo liczbę elementów części otwartej sita, co za tym idzie algorytm jest najlepszy zarówno w kontekście zrównoleglania, jak i efektywności.
5. W większości rozwiązań dominują ograniczenia pamięciowe, związane z wysokim Memory

Boundem, pomiędzy 70% a 80% - w tych kodach procent przedziałów alokacji, które zostały zatwierdzone jest niższy niż 10%. Wyjątkami są kody 09 i 08. Zarówno w kodzie opartym na intensywnym dzieleniu (09), jak i w kodzie ulepszanego sita domenowego (08) ograniczenia związane z front-end boundem są zbliżone, a czasem nawet wyższe od ograniczeń związanych z back-endem, w tym pamięcią.

6. Jedynie kod 08 był wiele efektywniejszy od pozostałych kodów (ponad 24 razy szybszy niż sekwencyjny na 4 rdzeniach). Kod ten miał nieomal niezmienną efektywność (pomiędzy 6 a 7) niezależnie od liczby procesów, w przeciwieństwie do standardowego sita domenowego (07) - które traciło na efektywności przy wzroście liczby procesów mimo wykorzystania procesora rzędu 95%. Kody funkcyjne także traciły na efektywności razem ze wzrostu liczby używanych wątków, w efekcie ich przyspieszenie względem sekwencyjnego kodu nie wzrastało do wartości wyższych niż 2.

## 9 Podsumowanie

Celem tego projektu było przedstawienie efektywnego algorytmu równoległego do znajdowania liczb pierwszych w przedziale. Cel ten został zrealizowany w kodzie 08, pozostałe pokazywały pewne własności przetwarzania równoległego, które naprowadzały na sposób realizacji tego celu. Można także zastosować podobną optymalizację dla wersji funkcyjnej kodu, ale aby uzyskać satysfakcjonującą prędkość przetwarzania należałoby aktualizować 4 tablice - to redukuje problem false sharingu. Problemem z tym rozwiązaniem jest brak dostępnej pamięci - należałoby zaalokować jej 5 GB, co nie jest możliwe na używanym do realizacji zadania sprzęcie.