Julia Majkowska

Sprawozdanie do pracowni z architektur systemów komputerowych

6 czerwca 2018

1. Informacje o systemie

1.1. System operacyjny

1. Dystrybucja : elementary OS 0.4.1 Loki
2. Jądro : 143-Ubuntu SMP
3. Wersja kompilatora : gcc (Ubuntu 5.4.0-6ubuntu1 16.04.9) 5.4.0

Informacje o procesorze
1. Model : Intel(R) Core(TM) i7-3740QM CPU @ 2.70GHz
2. Pamięć Podręczna : L1d cache: 32K, L1i cache: 32K, L2 cache: 256K, L3 cache: 6144K

2. Zadanie 1

2.1. Wstęp

Przy mnożeniu macierzy aby policzyć wartość komórki iterujemy w jednym z czynników po wiersza a w drugim po kolumnach. Iterowanie po kolumnie dla macierzy o boku dłużyszm niż linia pamięci podręcznej wymaga ściągnięcia nowej linii przy każdej komórce tablicy. Naturale wydaje się więc zmienienie kolejnosci iterowania po macierzy, aby bardziej efektywnie wykorzystywać pamięć podręczną. Innym rozwiązaniem jest zamiast liczyć od razu wartośc komórki macierzy wynikowej liczenie wartości iloczynu mniejszych minorów macierzy wejściowych. Wartość komórki macierzy jest sumą odpowiednich komórek iloczynów pewnych minorów macierzy wejściowych. Dzięki takiemu przeglądaniu danych możemy wielokrotnie korzystać jednej linii cache'a. W tym eksperymencie będziemy badać jak takie zmiany w kolejności wykonywanych operacji wpływają na wydajność algortymu.

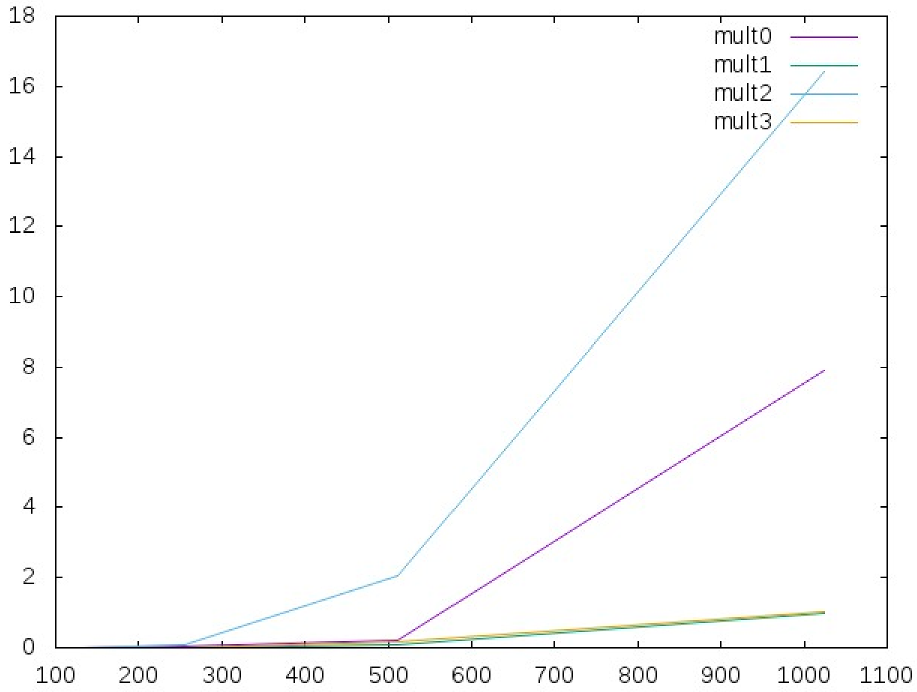
2.2. Wyniki

Numer pomiaru, v 0	n = 128	n = 256	n = 512	n = 1024
0	0.005043	0.049834	0.201798	7.60244
1	0.001851	0.028322	0.220126	7.78302
2	0.001834	0.034666	0.226241	7.43234
3	0.001929	0.028624	0.215067	7.92553
4	0.001839	0.030583	0.34576	9.22362
5	0.00184	0.032301	0.207428	7.40595
6	0.00193	0.026689	0.215642	7.59781
7	0.001858	0.037604	0.251868	9.11708
8	0.001917	0.02816	0.217453	7.73221
9	0.003106	0.023516	0.236058	7.4264
SREDNIE	0.0023147	0.0320299	0.233744	7.92464
MIN	0.001834	0.023516	0.201798	7.40595
MAKS	0.005043	0.049834	0.34576	9.22362

Numer pomiaru, v 1	n = 128	n = 256	n = 512	n = 1024
0	0.002216	0.020315	0.096102	0.934507
1	0.001459	0.011856	0.095804	1.01502
2	0.001501	0.012274	0.105682	0.913755
3	0.001464	0.011121	0.100786	1.08599
4	0.001457	0.012866	0.136235	1.01406
5	0.001468	0.013577	0.099623	0.937167
6	0.001459	0.01099	0.098083	1.01259
7	0.00146	0.014839	0.13078	0.930861
8	0.001448	0.011965	0.0949	1.00558
9	0.001468	0.011097	0.096032	0.904493
SREDNIE	0.00154	0.01309	0.105403	0.975403
MIN	0.001448	0.01099	0.0949	0.904493
MAKS	0.002216	0.020315	0.136235	1.08599

Numer pomiaru, v 2	n = 128	n = 256	n = 512	n = 1024
0	0.006737	0.114877	1.9289	16.8685
1	0.006842	0.087863	2.03757	16.4358
2	0.006831	0.090292	2.03033	16.2116
3	0.007036	0.087792	2.04796	16.2065
4	0.007363	0.089444	2.09596	16.9274
5	0.006847	0.094922	2.02899	16.6356
6	0.007239	0.089188	2.07417	16.8122
7	0.005807	0.09725	2.06441	16.002
8	0.007197	0.087275	2.08006	16.2529
9	0.00563	0.099069	2.05465	15.943
SREDNIE	0.0067529	0.0937972	2.0443	16.4295
MIN	0.00563	0.087275	1.9289	15.943
MAKS	0.007363	0.114877	2.09596	16.9274

Numer pomiaru, v 3, B= 8	n = 128	n = 256	n = 512	n = 1024
0	0.00257	0.02296	0.197326	1.02865
1	0.002125	0.015924	0.166596	1.00989
2	0.002017	0.015704	0.157289	1.01646
3	0.001945	0.015551	0.156243	1.02733
4	0.001897	0.023618	0.164099	1.11526
5	0.002038	0.019831	0.152751	1.06047
6	0.002133	0.027423	0.172617	1.05511
7	0.002009	0.027127	0.153678	0.993178
8	0.002124	0.016477	0.16059	1.02365
9	0.002133	0.018041	0.153027	1.0398
SREDNIE	0.0020991	0.0202656	0.163422	1.03698
MIN	0.001897	0.015551	0.152751	0.993178
MAKS	0.00257	0.027423	0.197326	1.11526



Najbardziej efektywna jest funkcja mult1 i mult3. Funkcja mult1 iteruje po kolumnach w najbardziej zewnętrznej pętli a w wewnętrznych iteruje po wierszach, a zatem wykorzystujemy więcej niż jedno słowo sprowadzonej linii cache. Funkcja mult3 wykorzystuje kafelkowanie, aby zapewnić lokalność przestrzenną. Dla obliczenia iloczynu dwóch kafelków zbiór roboczy jest na tyle mały, że mieści się w pamięci podręcznej. W funkcji mult0 iterujemy się w jednej macierzy po wierszach a w drugiej po kolumnach. Dostępy do pierwszej macierzy są sumarycznie dosyć szybkie jednak dostępy do drugiej powodują chybienie przy każdym zapytaniu. W funkcji mult2 iterujemy się w macierzy wynikowej po kolumnach i w jednej z czynnków po kolumach. Dostępy do obu z tych macierzy powodują chybienie za każdym razem, dlatego ta funkcja jest najmniej efektywna. Wyniki te są zgodne z wynikami ze slajdu.

n = 1024	B = 4	B = 8	B = 16	B = 32	B = 64
0	2.22952	1.02865	1.01962	1.22656	1.29741
1	1.83143	1.00989	1.06945	1.32835	1.25662
2	2.31211	1.01646	1.0979	1.23454	1.23807
3	2.47415	1.02733	1.04968	1.22041	1.30145
4	2.60534	1.11526	1.04036	1.2197	1.22903
5	2.35059	1.06047	1.05226	1.29735	1.22755
6	1.87955	1.05511	1.05211	1.35245	1.23266
7	1.99711	0.993178	1.03582	1.24623	1.21494
8	1.99886	1.02365	1.04367	1.33302	1.23487
9	2.19968	1.0398	1.07726	1.18746	1.22628
SREDNIE	2.18784	1.03698	1.05381	1.26461	1.24589
MIN	1.83143	0.993178	1.01962	1.18746	1.21494
MAKS	2.60534	1.11526	1.0979	1.35245	1.30145

Zauważalne jest, że kafelki o rozmiarze 8 i 16 skutkują najlepszą wydajnością.

3. Zadanie 3

3.1. Wstęp

Przy wykonywaniu transpozycji metodą naiwną iterujemy się w jednej macierzy idąc wierszami a w drugiej idąc kolumnami. Jeżeli macież ma duży bok odpytywanie o kolejne elementy w tej samej kolumnie będzie wymagało sprowadzania za każdym razem nowego wiersza do pamięci podręcznej. Będziemy rozwiązywać ten problem metodą kafelkowania. Korzystając z tego, że macież transponowana to odpowiednie złożenie transpozycji minorów tej macierzy, będziemy iterować się po obu macierzach w kwadratowych blokach o niewielkiej długości boku. W ten sposób zapewnimy sobie, że aktualnie sprowadzoną linię pamięci podręcznej wykorzystamy do wyznaczenia wielu wartości macierzy transponowanej.

3.2. Wyniki

Wykonujemy po 10 pomiarów z następującymi parametrami. Rozmiar kafelka jest zdefiniowany jako 8.

Numer pomiaru	-n 2048 -v 1	-n 2048 -v 0	-n 4096 -v 1	-n 4096 -v 0	-n 8192 -v 1	-n 8192 -v 0
0	0.015907	0.044935	0.063252	0.186122	0.261985	0.944346
1	0.019869	0.05328	0.060263	0.187515	0.264381	0.91993
2	0.018595	0.050527	0.066485	0.183317	0.280471	1.10127
3	0.014088	0.041007	0.06894	0.183448	0.26027	0.902661
4	0.014494	0.046529	0.063463	0.196708	0.277106	1.02395
5	0.014319	0.041086	0.062603	0.189269	0.260272	0.927733
6	0.015409	0.053081	0.06161	0.192391	0.258154	1.0632
7	0.013934	0.040348	0.05987	0.182798	0.26072	1.04678
8	0.016072	0.063021	0.06168	0.20616	0.260446	1.00938
9	0.018669	0.067183	0.060153	0.210194	0.253454	0.893869
SREDNIE	0.0161356	0.0500997	0.0628319	0.191792	0.263726	0.983312
MIN	0.013934	0.040348	0.05987	0.182798	0.253454	0.893869
MAKS	0.019869	0.067183	0.06894	0.210194	0.280471	1.10127

Kafelkowanie powoduje ok 4 krotny wzrost wydajności.

N = 2048	wersja naiwan	B = 4	B = 8	B = 16	B = 32	B = 64
0	0.044935	0.015352	0.015907	0.009829	0.013076	0.011212
1	0.05328	0.016087	0.019869	0.009729	0.009986	0.009938
2	0.050527	0.01413	0.018595	0.0109	0.009606	0.013693
3	0.041007	0.015411	0.014088	0.0097	0.014183	0.012666
4	0.046529	0.017095	0.014494	0.010403	0.012148	0.010356
5	0.041086	0.020156	0.014319	0.013203	0.014517	0.009756
6	0.053081	0.016983	0.015409	0.009977	0.01331	0.012378
7	0.040348	0.015451	0.013934	0.0109	0.008864	0.011667
8	0.063021	0.015495	0.016072	0.010715	0.011025	0.0139
9	0.067183	0.015815	0.018669	0.011433	0.008854	0.01041
SREDNIE	0.0500997	0.0161975	0.0161356	0.0106789	0.0115569	0.0115976
MIN	0.040348	0.01413	0.013934	0.0097	0.008854	0.009756
MAKS	0.067183	0.020156	0.019869	0.013203	0.014517	0.0139

N = 256	wersja naiwna	B = 4	B = 8	B = 16	B = 32	B = 64
0	0.000316	0.000159	0.000172	0.000205	0.000179	0.000187
1	0.000252	0.000171	0.000258	0.000205	0.000175	0.000187
2	0.000189	0.00016	7e-05	0.000231	0.000161	6.8e-05
3	0.000221	0.000216	7.9e-05	0.00021	0.000161	8.1e-05
4	0.000217	0.000231	0.0001	0.000161	0.000152	6.9e-05
5	0.000198	0.000148	6.9e-05	0.000149	0.000133	7.7e-05
6	0.000195	0.000151	6.8e-05	0.00015	0.000156	6.8e-05
7	0.000209	0.000141	6.8e-05	0.000149	0.000141	6.8e-05
8	0.000192	0.000141	6.8e-05	0.000149	0.00014	6.8e-05
9	0.000189	0.000141	6.9e-05	0.000172	0.000141	6.8e-05
SREDNIE	0.0002178	0.0001659	0.0001021	0.0001781	0.0001539	9.41e-05
MIN	0.000189	0.000141	6.8e-05	0.000149	0.000133	6.8e-05
MAKS	0.000316	0.000231	0.000258	0.000231	0.000179	0.000187

N = 64	wersja naiwna	B = 4	B = 8	B = 16	B = 32	B = 64
0	8e-06	1e-05	1.1e-05	1.2e-05	1.5e-05	1.8e-05
1	3e-06	1e-05	1.1e-05	1.2e-05	1e-05	1e-05
2	3e-06	1.4e-05	1.1e-05	1.3e-05	1.1e-05	7e-06
3	3e-06	1e-05	4e-06	1.7e-05	1e-05	4e-06
4	3e-06	9e-06	4e-06	1e-05	1e-05	4e-06
5	3e-06	9e-06	4e-06	1.1e-05	9e-06	4e-06
6	5e-06	8e-06	4e-06	9e-06	9e-06	4e-06
7	4e-06	9e-06	4e-06	9e-06	9e-06	4e-06
8	4e-06	8e-06	4e-06	1e-05	8e-06	4e-06
9	3e-06	8e-06	4e-06	9e-06	9e-06	4e-06
SREDNIE	3.9e-06	9.5e-06	6.1e-06	1.12e-05	1e-05	6.3e-06
MIN	3e-06	8e-06	4e-06	9e-06	8e-06	4e-06
MAKS	8e-06	1.4e-05	1.1e-05	1.7e-05	1.5e-05	1.8e-05

Dla n = 64, wersja naiwna działa szybciej. Może to wynikać z tego, że przy kafelkowaniu występują dodatkowe operacje arytmetyczne na dodatkowe pętle i adresy zależące od 4 zmiennych, a oszczędność na dostępach do pamięci jest relatywnie niewielka ponieważ zbiór roboczy mieści się w L2 (program nie dopuszcza przyjęcia mniejszego zbioru roboczego, żeby przetestować zbiór roboczy mieszczący się w L1). Dla większych n-ów, różnica wydajności rośnie wraz z n. Zbiór roboczy dla n = 256 mieści się w L2 a dla n = 1024 nie mieści się w L3.

4. Zadanie 4

4.1. Wstęp

Przy potokowej obsłudze instrukcji, potrzebne jest przewidywanie wartości skoków. Wynika to z tego, że zanim operacja skoku zostanie zewaluuowana, następne instrukcje są przetwarzane. Jeśli wartość skoku jest źle przewidziana, to należy unieważnić aktualnie rozpoczęte instukcje ze złej gałęzi programu, co powoduje spadek wydajności. Jeżeli skoki w programie zależą od wartości losowej przewidywanie wartości skoków warunkowych jest bardzo trudne, więc czesto musimy unieważniać gałąź. Aby zwiększyć wydajność redukuje liczbe skoków warunkowych, zależnych od danych losowych. Skoki zależne od wartości d zamieniłam na odwołanie do tablicy, a normalizację wartości zamieniłam na przypisanie warunkowe, które ewaluuje się do cmov.

4.2. Wyniki

Pomiary wykonywałam dla s = 16 i t =14 i jednego ziarna losowego.

Numer pomiaru	-n 15 -v 1	-n 15 -v 0	-n 10 -v 1	-n 10 -v 0	-n 9 -v 1	-n 9 -v 0
0	3.58379	6.48429	3.05228	6.30439	3.13566	6.39886
1	3.57743	6.53884	3.10654	6.36823	3.0384	6.24283
2	3.59665	6.28596	3.0329	6.31317	3.0257	6.55421
3	3.59451	6.41994	3.0378	6.22986	3.03	6.51263
4	3.55936	6.34573	3.1784	6.33898	3.09568	6.226
5	3.56534	6.36005	3.07649	6.38996	3.14208	6.47716
6	3.58768	6.46088	3.02789	6.45783	3.1428	6.30613
7	3.70552	6.36446	3.30739	6.35524	3.03566	6.2263
8	3.60102	6.27782	3.1775	6.6928	3.17718	6.28077
9	3.56645	6.36821	3.22907	6.44435	3.0741	6.18908
SREDNIE	3.59377	6.39062	3.12263	6.38948	3.08973	6.3414
MIN	3.55936	6.27782	3.02789	6.22986	3.0257	6.18908
MAKS	3.70552	6.53884	3.30739	6.6928	3.17718	6.55421

Numer pomiaru	-n 8 -v 1	-n 8 -v 0	-n 7 -v 1	-n 7 -v 0
0	3.04674	6.22644	3.0451	6.32677
1	3.22712	6.52771	3.15923	6.35592
2	3.24865	6.31952	3.02855	6.26207
3	3.11274	6.21531	3.04584	6.23032
4	3.03211	6.26246	3.01516	6.39234
5	3.31139	6.49374	3.01073	6.2917
6	3.1204	6.3635	3.13134	6.4151
7	3.03946	6.26719	3.13011	6.23858
8	3.0527	6.19953	3.06648	6.19986
9	3.0179	6.22511	3.02245	6.25194
SREDNIE	3.12092	6.31005	3.0655	6.29646
MIN	3.0179	6.19953	3.01073	6.19986
MAKS	3.31139	6.52771	3.15923	6.4151

Zauważamy ok. 2 krotne przyspieszenie dla każdego n. Dodatkowo dla n = 15 wersja przyspieszona działa zauważalnie wolniej niż dla mniejszych n-ów, pomimo takiej samej liczby wykonanych kroków. Wynika to, że taki obszar roboczy nie mieści się w cache'u L1, a dla mniejszych n-ów się mieści.

5. Zadanie 5

5.1. Wstęp

Wyszukiwanie binarne charakteryzuje się niską lokalnością w początkowej fazie wyszukiwania. Z każdą iteracją odległość końców przedziałów wyszukiwania zmniejsza się dwukrotnie i na początku jest równa liczbie n elementów w ciągu. Zatem dla odpowiednio dużego n i początkowych iteracji sprowadzamy do pamięci podręcznej nowy wiersz. Dodatkowo to, który wiersz sprowadzimy zależy od wyniku porównania, a zatem jest trudny przewidzenia.

Jeżeli zorganizujemy dane w porządku kopcowym w tablicy, początkowe zapytania będą bardzo zbliżone w pamięci i pierwsze 2 - 3 poziomy drzewa zmieszczą się w jednym wierszu pamięci podręcznej. Ponadto, dwaj bracia w drzewie znajdują się w sąsiadujących komórkach pamięci, więc niezależnie od wyniku porównania sprowadzany jest ten sam wiersz.

5.2. Wyniki

Przeprowadziłam eksperyment dla 3 różnych rozmiarów obszarów roboczych : $2^{23}, 2^{20}, 2^{15}$ słów. Przy każdym uruchomieniu wykonując 2^{24} zapytań. Dla każdego rozmiaru wykonałam 10 pomiarów dla obu wersji programu i dwóch różnych ziaren losowych : 0x27841496381ef019 ,0x5bab3de5da7882ff.

Numer pomiaru	-n 23 -t 24 -v 0	-n 23 -t 24 -v 1	-n 23 -t 24 -v 0	-n 23 -t 24 -v 1
0	12.3054	3.24159	12.7919	3.43522
1	11.8219	3.46942	11.8971	3.37872
2	12.7894	3.25246	12.4521	3.55149
3	11.794	3.19846	11.784	3.29874
4	13.1803	3.52636	11.7435	3.56357
5	12.6183	3.26543	12.516	3.33372
6	12.5433	3.24456	11.8782	3.5116
7	11.492	3.44676	11.7512	3.1635
8	12.7275	3.70262	12.5029	3.42147
9	13.0012	3.43737	12.1751	3.28438
SREDNIE	12.4273	3.3785	12.1492	3.39424
MIN	11.492	3.19846	11.7435	3.1635
MAKS	13.1803	3.70262	12.7919	3.56357

Wydać zauważalną różnicę w wydajności. Eksperyment dla wariantu kopcowego trwał 27.1% i 27.9% czasu eksperymentu dla wariantu ze zwykłym wyszukiwaniem binarnym.

Numer pomiaru	-n 20 -t 24 -v 0	-n 20 -t 24 -v 1	-n 20 -t 24 -v 0	-n 20 -t 24 -v 1
0	2.66699	1.51926	2.61153	1.52456
1	2.60155	1.55698	2.62126	1.60389
2	2.68956	1.5442	2.66771	1.58656
3	2.66278	1.6018	2.63655	1.53997
4	2.71261	1.5263	2.61501	1.51517
5	3.20788	1.84454	3.19343	1.53553
6	2.65966	1.57196	2.73109	1.62111
7	2.54166	1.51098	2.54854	1.51634
8	4.12462	1.85509	4.27662	1.83477
9	2.6734	1.54089	2.62791	1.51343
SREDNIE	2.85407	1.6072	2.85296	1.57913
MIN	2.54166	1.51098	2.54854	1.51343
MAKS	4.12462	1.85509	4.27662	1.83477

Różnica wydajności jest mniej zauważalna, wariant kopcowy działa około 2-krotnie szybciej niż wariant z wyszukiwaniem binarnym.

Numer pomiaru	-n 15 -t 24 -v 0	-n 15 -t 24 -v 1	-n 15 -t 24 -v 0	-n 15 -t 24 -v 1
0	0.765121	0.685628	0.739127	0.729057
1	0.756895	0.683885	0.773129	0.68564
2	0.737829	0.713604	0.692509	0.707761
3	0.714133	0.673465	0.732179	0.667067
4	0.732084	0.670414	0.744528	0.667337
5	0.738551	0.690977	0.733958	0.698666
6	0.73628	0.688645	0.725323	0.687195
7	0.723849	0.666851	0.771843	0.676446
8	0.723121	0.658983	0.717397	0.67681
9	0.721841	0.70823	0.694926	0.729827
SREDNIE	0.73497	0.684068	0.732492	0.692581
MIN	0.714133	0.658983	0.692509	0.667067
MAKS	0.765121	0.713604	0.773129	0.729827

Wariant kopcowy nieznacznie szybciej niż wariant z wyszukiwaniem bianrnym. Zbiór roboczy jest na tyle mały, że mieści się w pamięci podręcznej L3, zatem przy wielu zapytaniach czas chybień w pamięć podręczną staje się mniej istotną częścią czasu wykonywania.

Bez zmiany działania można zamienić miejscami dwie instrukcje warunkowe w ciele pętli. Nie powoduje to jednak przyspieszenia. Przed zamianą instrukcja

```
if (y \< x) j |= 1;
```

jest zamieniana przez kompilator na instrukcję

```
cmovl \%r8,\%rax
```

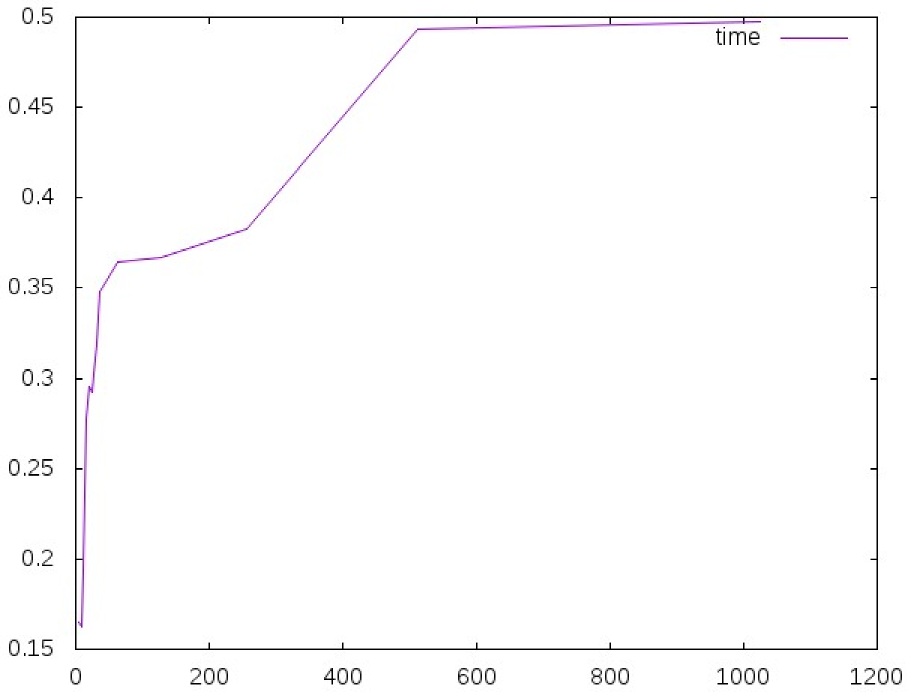
, a po zamianie na skok warunkowy, który może generować dodatkowe koszty przy pomyłce w przewidywaniu skoków.

6. Zadanie 6

6.1. Rozmiar linii cache

Będziemy przeszukiwać kolejne elementy tablicy oddalone od siebie o j. Jeżeli długość skoku będzie krótsza niż długość linii to będziemy odczytywać więcej niż jedną wartość z danej linii a zatem wydajność będzie lepsza. Jeżeli długość skoku będzie większa niż długość linii to chybienia będą następować przy każdym zapytaniu. Rozmiar zbioru roboczego przyjęłam 2^{16}, aby mieścił się w cache'u L2 i koszt chybienia był w miarę jednolity. Liczba kroków to 2^{16}.

j - dlugosc skoku	wynik sredniego pomiaru
4	0.164729
8	0.162257
12	0.192912
16	0.277085
20	0.295606
24	0.292245
28	0.301763
32	0.318895
36	0.347964
64	0.364643
128	0.367078
256	0.382651
512	0.493697
1024	0.497247

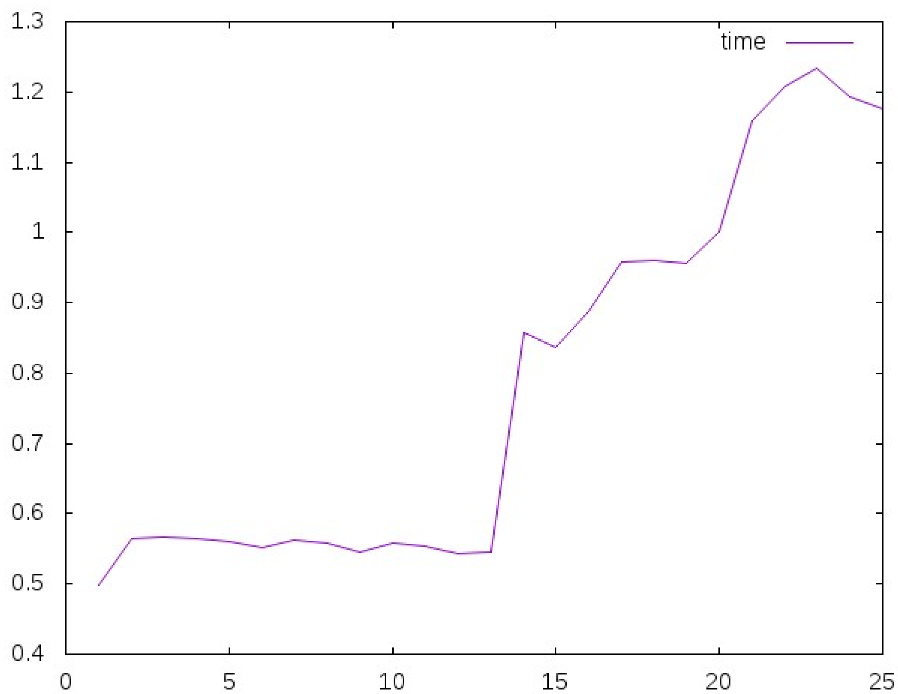


Zauważalny jest skok wartości dla skoku o 16 elementów. Wtedy odpytywanie powoduje chybienie za każdym razem. To prowadzi do wniosku, że długość linii cache to $4 * 16 = 64$ B.

6.2. Rozmiar L1, L2, L3

W tym zadaniu będziemy szukać rozmiaru zbioru roboczego dla którego istotnie zmienia się wydajność programu. Będziemy skakać co 16 elementów, w tablicy, aby generować chybienie za każdym razem. Dla kolejnych rozmiarów zbioru roboczego będziemy mierzyć czas przejścia przez tablicę. Dla poszczególnych pierwszego zbioru roboczego przekraczającego rozmiar pamięci podręcznej powinniśmy zaobserwować znaczący spadek efektywności, spowodowany wzrostem kosztu chybień w pamięć. Liczba kroków to 2^{16}.

n	wynik sredniego pomiaru
1	0.499194
2	0.564769
3	0.566598
4	0.563949
5	0.559764
6	0.551561
7	0.563478
8	0.558177
9	0.544814
10	0.558845
11	0.553309
12	0.543123
13	0.545067
14	0.857375
15	0.835617
16	0.888066
17	0.956992
18	0.960283
19	0.956232
20	1.00117
21	1.15819
22	1.20874
23	1.23378
24	1.19415
25	1.17526



Zauważamy isotne wzrost w czasie wykonania dla n = 14, n = 17, n = 21. To prowadzi do wniosków

$$L1 = 2^{13+2}B = 2^5KB = 32KB$$

$$L2 = 2^{16+2}B = 2^8KB = 256KB$$

$$L3 = 2^{21+2}B = 2^{13}KB = 8192KB$$

Wyniki te są zgodne z faktycznymi pomiarami systemu z wyjątkiem L3, który ma rozmiar 6144K.Z racji, że rozmiar nie jest potegą dwójki, nie wykryłam go dokładnie, jednak wynik eksperymentu jest wielkością tego samego rzędu.