



DEPARTMENT OF
INFORMATION
ENGINEERING
UNIVERSITY OF PADOVA



UNIVERSITÀ DEGLI STUDI DI PADOVA
DIPARTIMENTO DI INGEGNERIA DELL'INFORMAZIONE
LAUREA IN INGEGNERIA INFORMATICA

Corso di Calcolo Parallelo
A.A. 2008/2009
PROF.: *Gianfranco Bilardi*

Implementazione della FFT parallela

STUDENTI:	<i>Marco Bettiol</i>	586580
	<i>Ludovik Çoba</i>	607286
	<i>Francesco Locascio</i>	604120

22 agosto 2009

Introduzione

Un vettore x di lunghezza N può essere visto come una sequenza x_0, \dots, x_{N-1} di N numeri complessi. Si definisce X *trasformata discreta di Fourier (DFT, discrete Fourier transform)* di x la sequenza X_0, \dots, X_{N-1} espressa dalla seguente relazione:

$$X_k = \sum_{n=0}^{N-1} x_n e^{-j\frac{2\pi}{N}kn} \quad k = 0, \dots, N-1$$

La *FFT* o *trasformata veloce di Fourier* individua una famiglia di algoritmi in grado di calcolare la DFT in tempo $O(N \log N)$ al posto dell'usuale $O(N^2)$ ottenibile banalmente attraverso la definizione.

Molti di questi algoritmi, oltre che ad essere computazionalmente efficienti, si prestano bene anche ad un'implementazione parallela.

In questo lavoro è stata realizzata un'implementazione del noto algoritmo di Cooley-Tukey.

1 Algoritmo

L'algoritmo di Cooley-Tukey prevede di calcolare la DFT del vettore x attraverso il calcolo separato delle DFT delle sottosequenze di indice pari e dispari della sequenza originaria e quindi la loro ricombinazione attraverso *operazioni butterfly* tra elementi in posizione analoga delle due sottosequenze per ottenere la trasformata dell'ingresso originale.

L'immagine seguente illustra quanto appena enunciato per una sequenza di lunghezza 8

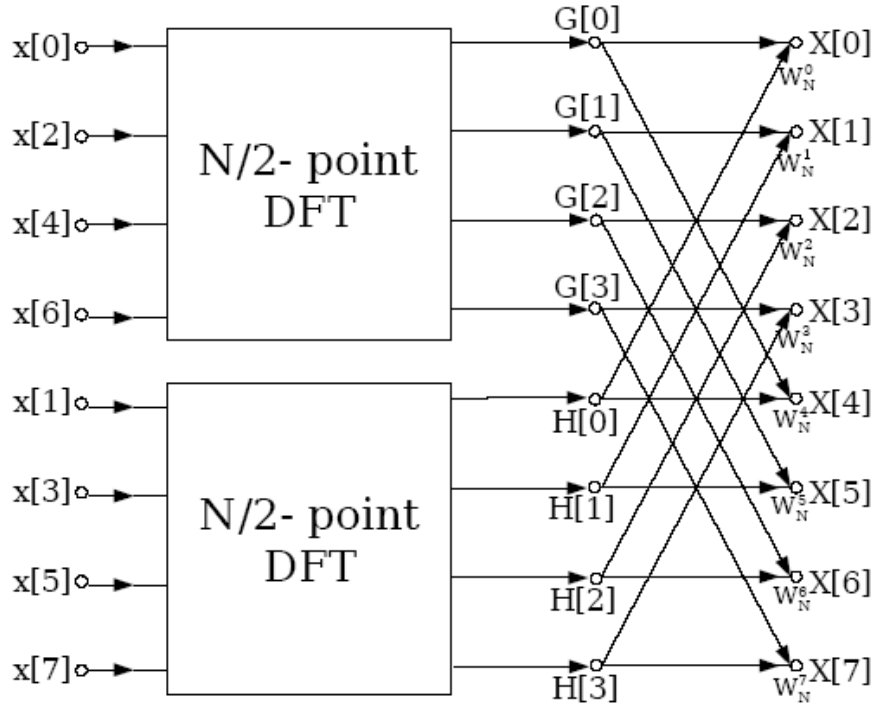


Figura 1: Ricombinazione in Cooley-Tukey per una sequenza di lunghezza 8

Questo rimescolamento dell'input iniziale, operato a ritroso fino al caso base di sequenze di lunghezza 2, permette di notare come l'algoritmo di CT sia costituito da una rete ascendente che ha come input il vettore originale rimescolato in ordine *bitreversal*.

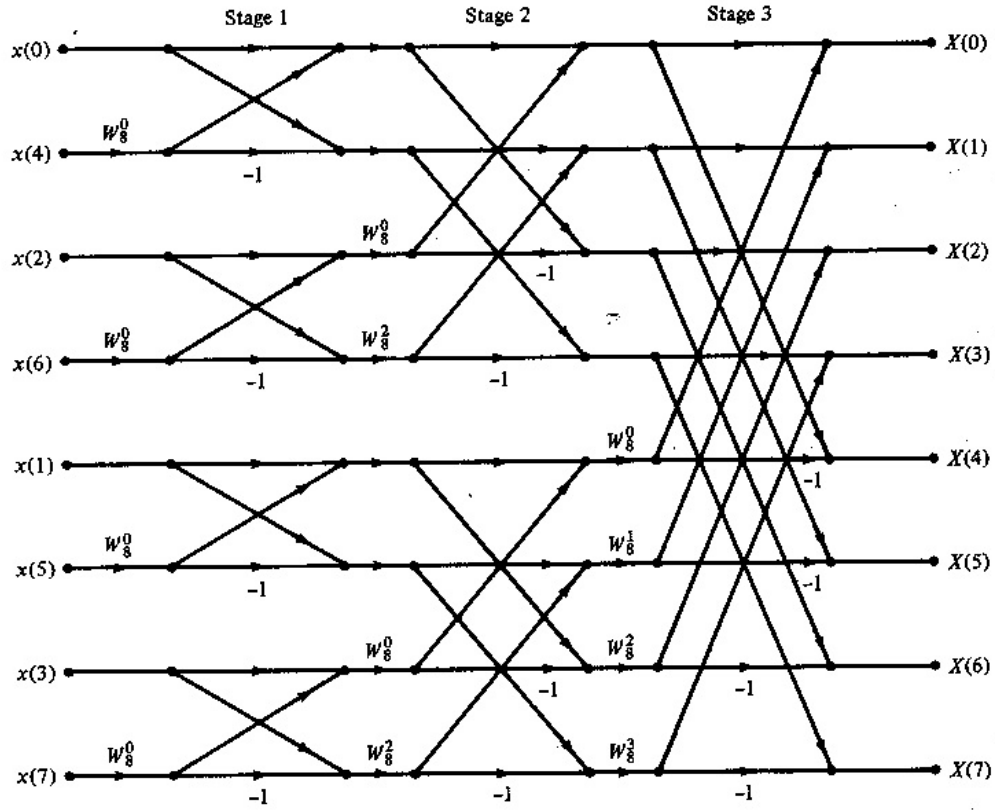


Figura 2: bitreversal di una sequenza di lunghezza 8 e computazione su rete ascendente

Ora, considerando una sequenza di lunghezza N e avendo a disposizione P processori, è possibile dividere la sequenza iniziale in P blocchi da $\frac{N}{P}$ elementi. Il processore i -esimo sarà responsabile dell' i -esimo blocco. Notiamo come la computazione sia inizialmente priva di comunicazioni in quanto ogni processore dispone localmente dei dati da elaborare. Soltanto le ultime $\log_2 P$ fasi richiedono infatti l'utilizzo di dati di responsabilità di un altro processore. In queste fasi che chiameremo “esterne” (analogamente consideriamo “interne” le fasi precedenti), il processore x , utilizzando la notazione vista a lezione, comunicherà prima con C_0x , quindi con C_1x, \dots . In generale, nella j -esima fase esterna, si avrà lo scambio dei rispettivi blocchi di responsabilità tra

$$x \longleftrightarrow C_j x \quad \text{per } j = 0, \dots, \log_2 P - 1$$

2 Implementazione

Per prima cosa è stata sviluppata un'implementazione sequenziale iterativa dell'algoritmo di CT.

Cercando di seguire i suggerimenti visti a lezione per quanto riguarda l'ottimizzazione del codice ne è stata quindi ricavata una ottimizzata.

I cicli (3) utilizzati per la computazione sono stati modificati in modo da essere decrescenti (es: da N-1 a 0) e ordinati in modo da elaborare il vettore dei dati in maniera contigua (posizione i, i-1, e così via) al fine di ridurre gli accessi ed utilizzare nel modo migliore RAM e soprattutto cache.

Particolare attenzione è stata inoltre riposta nella gestione dei *twiddle factors*. Per elaborare una sequenza di lunghezza N è necessario calcolare $\frac{N}{2}$ *twiddle factors* ($\omega_N^0, \dots, \omega_N^{\frac{N}{2}-1}$). Tuttavia soltanto nell'ultima fase vengono utilizzati tutti i *twiddle factors* mentre nelle fasi precedenti si utilizzano solo alcuni di questi (ottenibili come un sottocampionamento del vettore appena calcolato).

Ad esempio nella prima fase si utilizza, banalmente, $\omega_N^0 = 1$, nella seconda ω_N^0 e $\omega_N^{\frac{N}{4}} = -j$, nella terza ω_N^0 , $\omega_N^{\frac{N}{8}}$, $\omega_N^{\frac{N}{4}}$, $\omega_N^{\frac{3N}{8}}$ e così via.

Pertanto sottocampionando progressivamente il vettore *twiddle factors* mantenendo solo gli elementi in posizione dispari si è prodotto un vettore di lunghezza 2N-1 che ha in posizioni contigue i *twiddle factors* opportuni che saranno impiegati in ciascun stadio. Con uno "spreco" di $\frac{N}{2}$ di RAM ulteriormente occupata è stato pertanto ottimizzato l'accesso in RAM/cache ai fattori di ricombinazione. Questo ha fornito un ulteriore boost prestazionale molto evidente.

L'implementazione sequenziale così ottenuta è stata quindi utilizzata come base di partenza per:

1. un algoritmo ascendente non ottimizzato con chiamate bloccanti
2.
 - i. un algoritmo ascendente non ottimizzato con chiamate bloccanti
 - ii. un algoritmo ascendente non ottimizzato con chiamate non bloccanti (in Appendice)

2.1 Scheletro generale dell'algoritmo

Il processore con rank 0 è eletto come coordinatore del gruppo di processori e si occupa della gestione, distribuzione e raccolta dei dati elaborati.

Le fasi principali che possiamo individuare dall'algoritmo sono:

1. P_0 legge l'input da file o lo genera se richiesto
2. P_0 dispone l'input in bit-reversal
3. Ogni processore calcola localmente i *twiddle factors* e li memorizza in un vettore
4. P_0 distribuisce a ciascun processore la porzione di input di cui è responsabile attraverso una chiamata MPI_Scatter
5. Calcolo della FFT parallela prima nelle dimensioni interne e poi in quelle esterne
6. P_0 raccoglie i risultati attraverso un MPI_Gather
7. P_0 scrive l'eventuale output

2.1.1 Comunicazione

La comunicazione in ogni stadi ha luogo attraverso una chiamata bloccante

```
MPI_Sendrecv(sendbuf, sendcount, sendtype, dest, sendtag, recvbuf,  
              recvcount, recvtype, source, recvtag, comm, status)
```

È stata scelta questa primitiva in quanto ogni processore invia e riceve esattamente $\frac{N}{P}$ elementi dal "collega" prescelto.

Si è anche sviluppata un'implementazione della comunicazione attraverso primitive non bloccanti (descritta in appendice ??) ma i risultati forniti non sono risultati significativamente migliori rispetto alla modalità bloccante e pertanto non è stata inserita tra i test esposti nel capitolo seguente.

2.1.2 Struttura dei dati

Un problema di taglia N è memorizzato ed elaborato su un vettore di double di dimensione $8N$ Byte. Considerando il valore i -esimo della sequenza da elaborare questo ha la sua parte reale memorizzata in posizione $2i$ e quella immaginaria in posizione $2i + 1$.

2.2 Modalità d'uso

Il software sviluppato funziona per

- $N = 2^n$; lunghezza della sequenza da elaborare
- $P = 2^p$; numero di processori impiegati
- $P < N$; quindi risulta $\frac{N}{P} \geq 2$ in modo da avere come caso base sempre operazioni tra due elementi.

Il programma prevede 2 distinte modalità di esecuzione.

La prima è utile per la valutazione delle performance dell'algoritmo, la seconda per l'effettivo impiego. Consideriamo $n = \log_2 N$

Test su sequenza nota Il nodo P_0 genera un'input di lunghezza 2^n e quindi procede con il calcolo parallelo della sua FFT.

La sintassi è:

```
./fft-asc-* test n
```

È anche prevista l'esecuzione di k test attraverso l'invocazione

```
./fft-asc-* test n repeat k
```

Elaborazione dell'input fornito P_0 legge da file l'input che dopo l'elaborazione viene salvato in un file di output

```
./fft-asc-* read n file_input file_output
```

dove $* \in \{\text{sp}, \text{cp}\}$ per richiamare rispettivamente la versione ottimizzata o non.

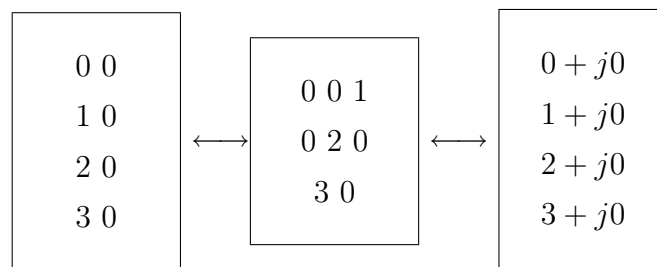
File prodotti

Per la misurazione delle prestazioni vengono generati dei file .hpm (uno per ogni processore) attraverso la libreria *libhpm* e, da parte del Processore P_0 , un ulteriore file .time.txt contenente per ogni esecuzione dell'algoritmo il tempo complessivo di calcolo impiegato e quello speso in comunicazione. Inoltre viene calcolata anche la media su tutte le ripetizioni effettuate.

2.3 Formato dei file elaborati

I file sono letti/scritti con *fscanf* / *fprintf*. Questi devono essere costituiti da una sequenza di coppie di numeri intervallati da spazi o return. Per ciascuna coppia il primo elemento viene interpretato come parte componente reale mentre il secondo come componente immaginaria dell'effettivo valore da elaborare.

Ad esempio, dei file validi sono:



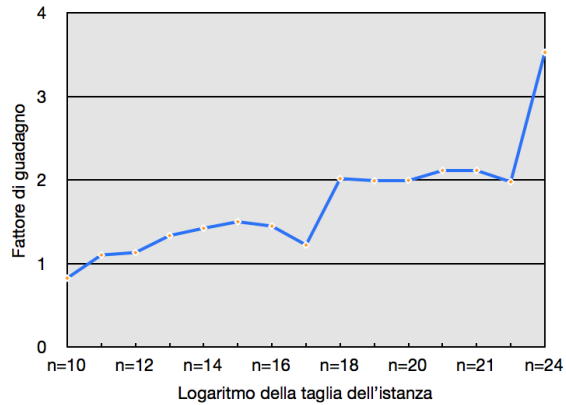
3 Prestazioni

Breve confronto tra le due implementazioni sequenziali

Notiamo come all'aumentare della taglia del problema l'ottimizzazione e la migliore gestione della cache aumentino considerevolmente le prestazioni.

	NORMALE	OTTIMIZZATO
Taglia		
n=10	0.000129936	0.000157723
n=11	0.000332915	0.000302535
n=12	0.000778489	0.000689069
n=13	0.001804	0.00135363
n=14	0.00406251	0.00285965
n=15	0.00910774	0.00607799
n=16	0.0228943	0.0158313
n=17	0.053337	0.0437193
n=18	0.24052	0.119367
n=19	0.679818	0.341773
n=20	1.82025	0.912718
n=21	4.35264	2.06058
n=22	10.1937	4.82321
n=23	22.957	11.6157
n=24	79.5295	22.5562

(a) Tempi di calcolo assoluti in secondi tra le due implementazioni



(b) Guadagno dell'algoritmo ottimizzato

3.1 Analisi Parallela

L'algoritmo parallelo "naive" (basato sul codice non ottimizzato) e quello ottimizzato sono stati eseguiti un numero di volte tra 25 e 200 (in funzione della taglia dell'input) in modo da ricavare i tempi medi di esecuzione con un'affidabilità adeguata.

Tutti i test sono stati eseguiti con la comunicazione attraverso memoria condivisa abilitata ($MP_SHARED_MEMORY = yes$) e selezionando lo switch ad alte prestazioni per la comunicazione tra nodi ($network.mpi = switch,shared,US$)

3.1.1 Test con carico massimo sui nodi

Per prima cosa entrambi gli algoritmi sono stati lanciati con il parametro $blocking = unlimited$ nei file .job. In questa modalità vengono allocati per ogni nodo il maggior numero di processori possibile in modo da ridurre il

più possibile il tempo dovuto alle comunicazioni tra processori di nodi diversi.

Algoritmo naive: tempo complessivo di calcolo in secondi

Taglia	Numero di processori				
	1	2	4	8	16
n=10	0.000129936	0.000149962	0.000226345	0.00033327	0.000785987
n=11	0.000332915	0.000258177	0.000346991	0.000480192	0.00185124
n=12	0.000778489	0.00059017	0.000619149	0.00087158	0.00772419
n=13	0.001804	0.00132147	0.00128626	0.00145136	0.0312449
n=14	0.00406251	0.00284767	0.00229943	0.00302159	0.0293407
n=15	0.00910774	0.00610827	0.00471642	0.00585453	0.0356274
n=16	0.0228943	0.0154807	0.00984966	0.0119216	0.0411835
n=17	0.053337	0.0351614	0.022934	0.024873	0.0723321
n=18	0.24052	0.139784	0.0775715	0.0634866	0.162552
n=19	0.679818	0.39229	0.232645	0.155495	0.329262
n=20	1.82025	1.13313	0.761394	0.459175	0.600513
n=21	4.35264	2.852	2.1373	1.20351	1.05444
n=22	10.1937	6.49403	5.15223	2.85529	2.57329
n=23	22.957	14.59	10.9924	6.50547	5.47629
n=24	79.5295	48.7643	36.319	19.9424	15.5504

Figura 3: In verde scuro il miglior tempo. In verde chiaro i tempi decrescenti

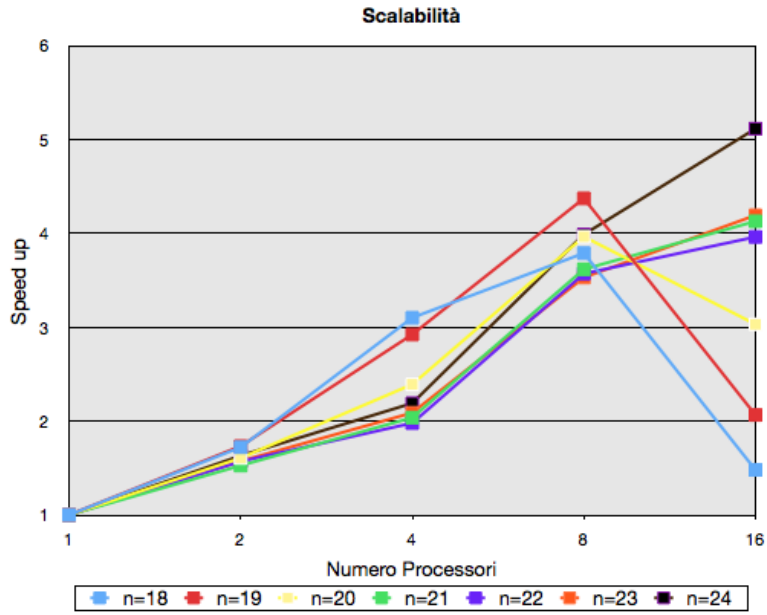


Figura 4: Algoritmo naive con *blocking = unlimited*, scalabilità per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

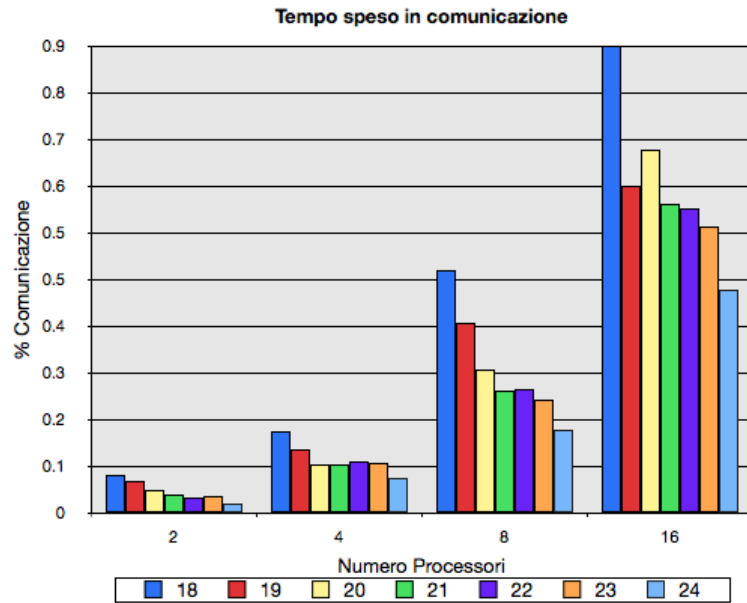


Figura 5: Algoritmo naive con *blocking = unlimited*, % di tempo speso in comunicazione per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

Algoritmo ottimizzato: tempo complessivo di calcolo in secondi

	Numero di processori				
Taglia	1	2	4	8	16
n=18	0.118242	0.0809752	0.0520556	0.0528282	0.0886482
n=19	0.346147	0.207697	0.125466	0.109042	0.176459
n=20	0.917483	0.608879	0.336681	0.242719	0.377141
n=21	2.06864	1.63816	1.18064	0.592305	0.614492
n=22	4.89169	3.76885	3.40489	1.65131	1.35391
n=23	11.6645	9.32642	7.4083	4.34579	3.65514
n=24	22.6815	19.1633	18.2875	9.16994	7.29964

Figura 6: In verde scuro il miglior tempo. In verde chiaro i tempi decrescenti

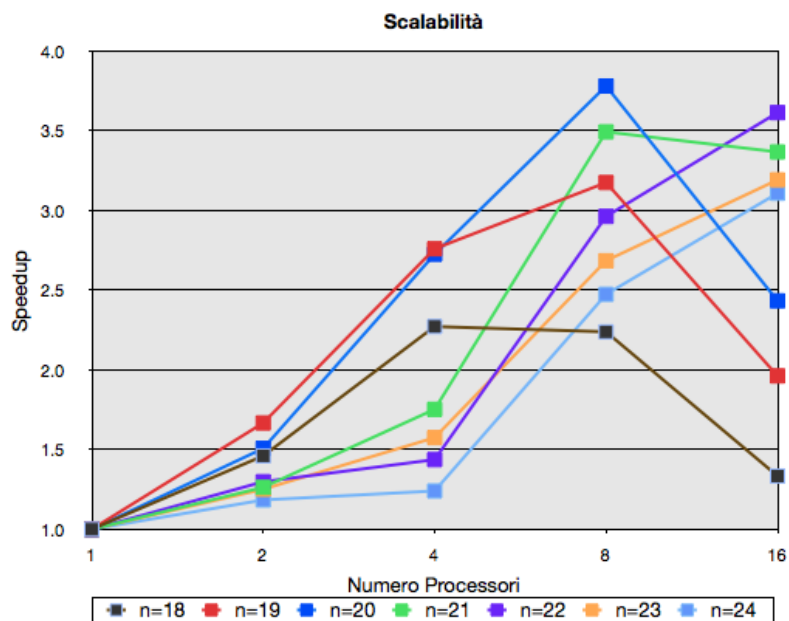


Figura 7: Algoritmo ottimizzato con *blocking = unlimited*, scalabilità per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

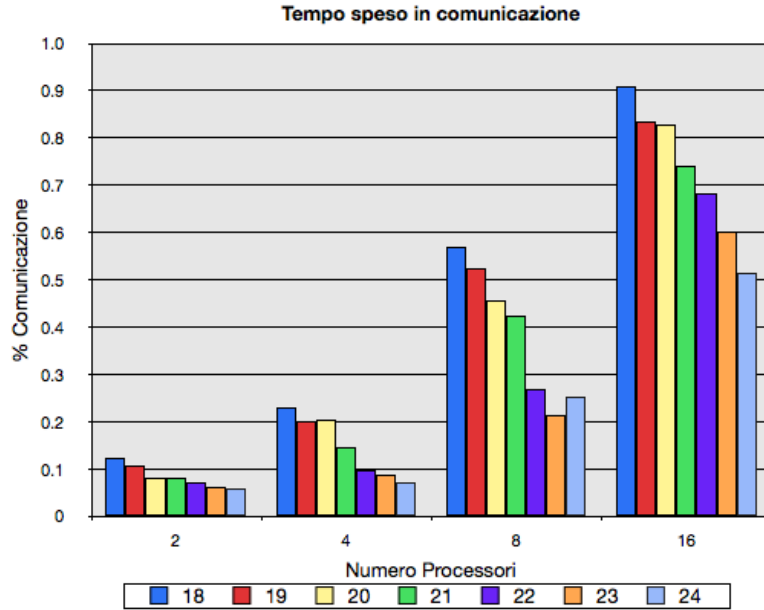


Figura 8: Algoritmo ottimizzato con *blocking = unlimited*, % di tempo speso in comunicazione per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

Dalle tempistiche assolute emerge come per entrambe le versioni al crescere della taglia ci sia un continuo miglioramento fino al punto critico in cui il costo della comunicazione sovrasta quello effettivo di calcolo. Poichè l'algoritmo ottimizzato è più efficiente a livello sequenziale l'impatto della comunicazione lo penalizza maggiormente: questo è evidente dal fatto che sebbene i risultati assoluti siano sempre molto migliori, lo speedup parallelo è inferiore. Inoltre, per problemi di taglia modesta o piccola, si ha che il punto di trade-off in cui è controproducente utilizzare più processori è anticipato rispetto all'algoritmo naive.

I grafici mostrano, inaspettatamente, che con pochi processori, sono proprio i problemi con taglia piccola a trarne il maggior beneficio. Si noti infatti come le taglie $n=18$, $n=19$, $n=20$ godano di uno speedup più elevato utilizzando 2 o 4 processori. Per problemi di taglia elevata il tempo di calcolo tende a diminuire in maniera molto contenuta (quasi inconsistente per l'algoritmo ottimizzato) mentre il tempo di comunicazione (si veda la tabella

seguinte) tende a raddoppiare raddoppiando la taglia oppure il numero di processori impiegati nei passaggi $P=2 \rightarrow P=4$ e $P=8 \rightarrow P=16$. Nel passaggio da $P=4 \rightarrow P=8$ si ha un incremento curiosamente molto inferiore.

Alla luce di queste considerazioni comunque il tempo di comunicazione non è tale da giustificare lo scarso incremento di performance (solo lineare raddoppiando il numero di processori)

Algoritmo naive: tempo complessivo di comunicazione in secondi

Taglia	Numero di processori				
	1	2	4	8	16
n=10	-	0.0000781276	0.000184457	0.000298347	0.000763018
n=11	-	0.000110689	0.000264494	0.000427258	0.00181667
n=12	-	0.000198081	0.00044847	0.00076781	0.00766201
n=13	-	0.00033873	0.000799326	0.00121833	0.0146425
n=14	-	0.000654502	0.0011915	0.00244736	0.0290643
n=15	-	0.001277	0.00221974	0.00456754	0.0349638
n=16	-	0.00240612	0.00441024	0.00900482	0.0396967
n=17	-	0.00462758	0.00723319	0.017954	0.0685832
n=18	-	0.0101013	0.0122053	0.0296805	0.146114
n=19	-	0.0233875	0.028545	0.0568916	0.207139
n=20	-	0.0486471	0.070787	0.126273	0.42018
n=21	-	0.0972076	0.200624	0.281445	0.626083
n=22	-	0.19137	0.510398	0.683093	1.51098
n=23	-	0.451813	1.06641	1.42284	3.01829
n=24	-	0.888409	2.44638	3.1574	6.68983

Passando da 4 a 8 processori si verifica il tempo di calcolo migliora incredibilmente: si può dire che dimezzi (addirittura è meno della metà in alcuni casi per l'algoritmo ottimizzato). Questo ci fa supporre che ci sia qualche collo di bottiglia che deve essere considerato (vedremo in seguito).

Come ultime osservazioni notiamo come nell'algoritmo ottimizzato non sia ancora arrivato al limite di scalabilità con le taglie di problemi prese in esame: infatti lo speedup per 8 o 16 processori risulta inferiore al crescere della taglia (es: per $n=22, n=23, n=24$) ma taglie maggiori hanno un trend di miglioramento più promettente. Sebbene il costo di comunicazione sia proporzionalmente maggiore per taglie inferiori (e questo dovrebbe pertanto

penalizzarle) si ha che raddoppiando il numero di processori dimezza il rapporto $\frac{N}{P}$. Questo fa sì che il guadagno a livello di codice sequenziale (si guardi la Figura ?? per $P=1$) sia più che doppio (anche triplo in alcuni casi) e questo fornisce un boost prestazionale via via sempre maggiore al diminuire della taglia del problema che colma il maggior costo relativo delle comunicazioni.

Possiamo dire, prima di passare all'analisi del caso seguente, che i grafici non rispecchiano minimamente quanto ci si aspetterebbe dalla teoria e sono assai dissimili dal caso ideale.

3.1.2 Test con carico minimo sui nodi

Questi test sono stati condotti con *blocking* = 1 per 2 e 4 processi. Avendo solo al più 6 nodi per 8 e 16 processi si è dovuto ripiegare su *blocking* = 2 nel primo caso e *blocking* = 4 equivalente ad *unlimited* nel secondo (pertanto con 16 processi si ricade nel test precedente).

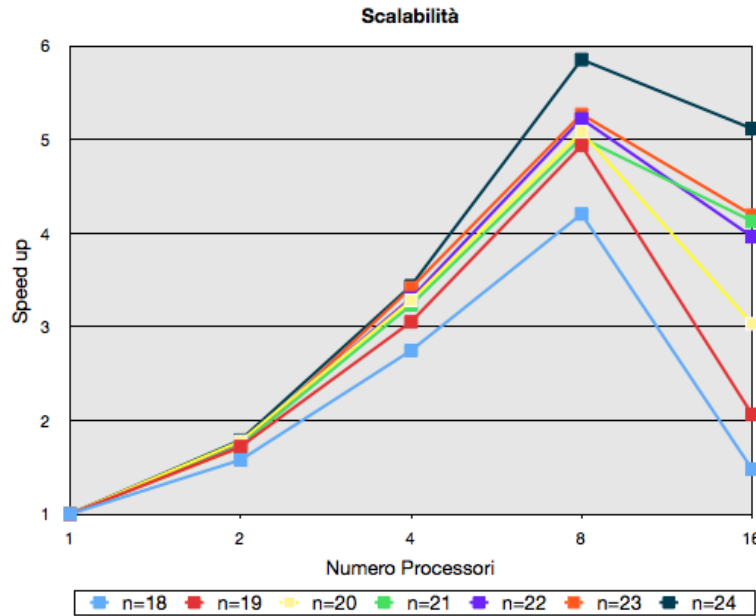


Figura 9: Algoritmo naive con *blocking* = “minimo”, scalabilità per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

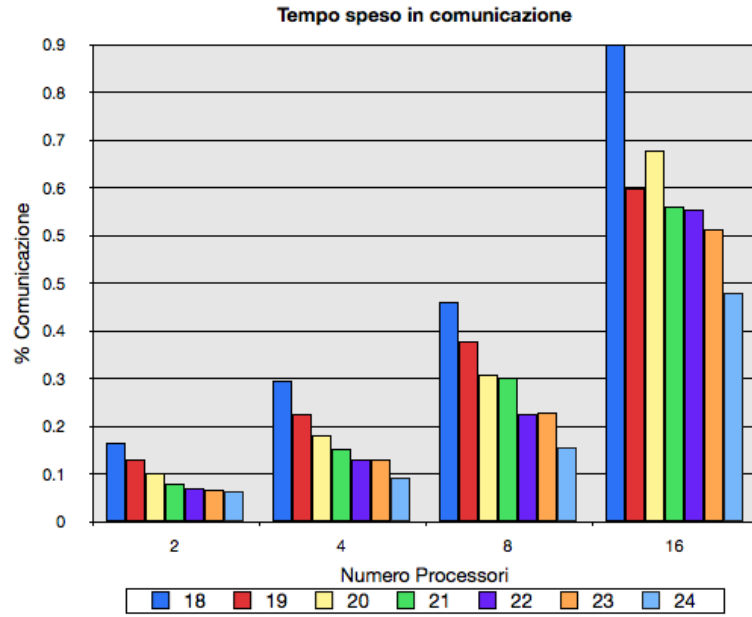


Figura 10: Algoritmo naive con *blocking* = “*minimo*”, % di tempo speso in comunicazione per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

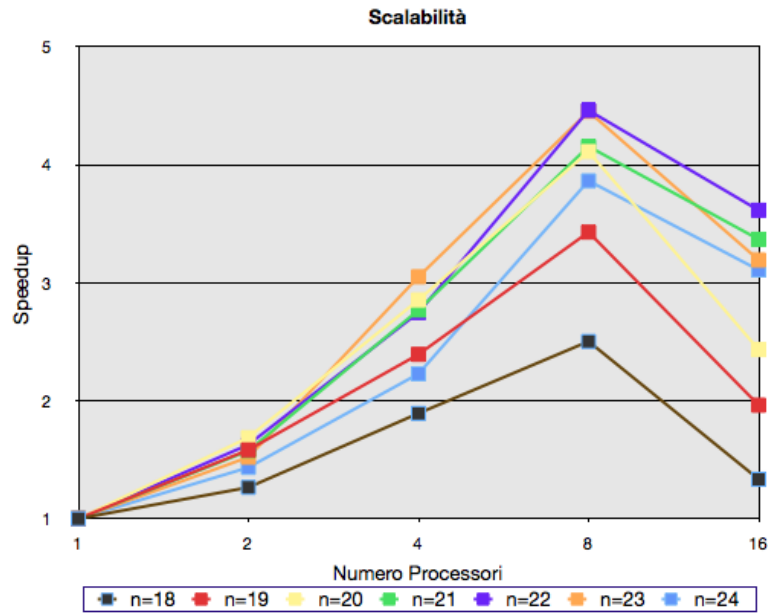


Figura 11: Algoritmo ottimizzato con *blocking* = “*minimo*”, scalabilità per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

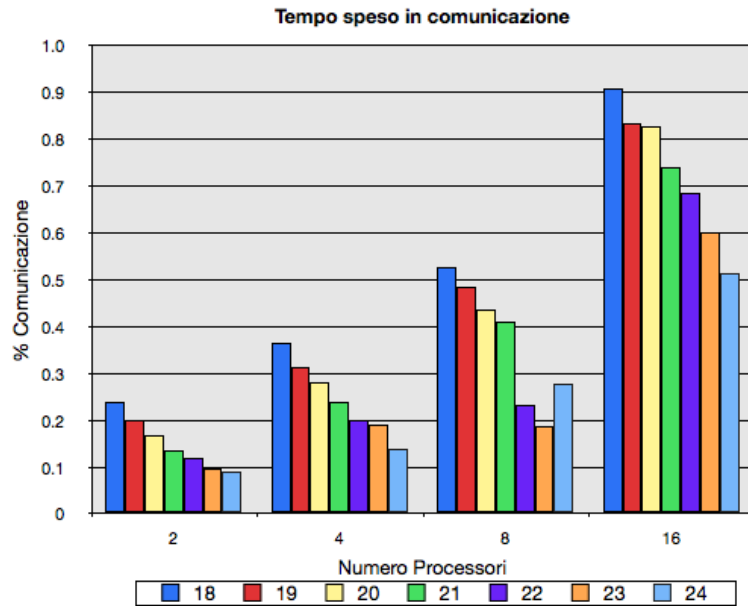


Figura 12: Algoritmo ottimizzato con *blocking* = “*minimo*”, % di tempo speso in comunicazione per taglie tra 2^{18} - 2^{24}

Nei grafici ora l’effetto “sella” del passaggio da 4 a 8 processori è sparito.

L’algoritmo naive ripercorre l’andamendo del grafico di scalabilità ideale in cui a taglie maggiori corrispondono speedup più consistenti. Notiamo come, sebbene il costo di comunicazione con 2 processori sia ora più elevato (circa il doppio) in quanto per la comunicazione viene ora sfruttata lo switch, le prestazioni fornite siano migliori rispetto a quelle ottenute in precedenza al variare di tutte le taglie/ numero di processori impegnati. Questo è possibile poichè ora, visto che non abbiamo più contesa tra i processori per l’accesso alla RAM (almeno con 2 e 4 processi), l’algoritmo sequenziale opera con piena efficienza. Notiamo altresì osservando la tabella dei tempi sottostante come il tempo di comunicazione rimanga invariato al crescere del numero di processori impiegati da 2 a 8.

Algoritmo naive: tempo complessivo di comunicazione in secondi

Taglia	Numero di processori				
	1	2	4	8	16
n=18	-	0.0226757	0.0232123	0.023731	0.146114
n=19	-	0.0464662	0.0453859	0.0468016	0.207139
n=20	-	0.0922557	0.0896293	0.0991871	0.42018
n=21	-	0.177082	0.185297	0.236428	0.626083
n=22	-	0.365746	0.358138	0.397229	1.51098
n=23	-	0.8069	0.793064	0.892307	3.01829
n=24	-	2.49426	1.93924	1.89317	6.68983

Ora entrambi gli algoritmi con soli 8 processori forniscono risultati migliori di quanto ottenuto nel test precedente.

Osservando la tabella dei tempi di calcolo totali (sotto) per l'algoritmo ottimizzato con *blocking* = "minimo" notiamo come il costo di comunicazione via rete, essendo molto elevato per le taglie di problema più piccole, renda l'esecuzione dell'algoritmo in questa configurazione controproducente per $n=10, \dots, n=14$ e sia poco scalabile per $n=15, \dots, 17$. Il mantenersi stabile

Algoritmo ottimizzato: tempo complessivo di calcolo in secondi

Taglia	Numero di processori			
	1	2	4	8
n=10	0.00012386	0.00024509	0.0002312	0.00028197
n=11	0.00026562	0.00040552	0.00047829	0.00041947
n=12	0.00061414	0.00084179	0.00074716	0.0008455
n=13	0.00132134	0.00170171	0.00144698	0.00133847
n=14	0.00282619	0.00332304	0.00280186	0.00254316
n=15	0.00603222	0.00664814	0.00531045	0.00479623
n=16	0.0157337	0.016336	0.0105193	0.00917623
n=17	0.0429662	0.0395373	0.0282537	0.0190364
n=18	0.118242	0.0934808	0.0624862	0.0472584
n=19	0.346147	0.218727	0.144714	0.100984
n=20	0.917483	0.543995	0.321588	0.22322
n=21	2.06864	1.31276	0.747594	0.498002
n=22	4.89169	3.00635	1.78098	1.09688
n=23	11.6645	7.66828	3.82528	2.62123
n=24	22.6815	15.8213	10.1824	5.8719

del costo di comunicazione fa sì che vi siano dimensioni dell'istanza

($n=14, n=15, n=16$) per cui l'utilizzo di 2 processori è penalizzante mentre l'utilizzo di ben 8 risulta essere il caso più vantaggioso.

3.1.3 Note su FFT Sequenziale e Cache

Durante l'implementazione dell'algoritmo è emersa la critica dipendenza tra le prestazioni ottenute dall'algoritmo FFT-DIT2 rispetto alla dimensione della cache della macchina su cui viene lanciato.

L'algoritmo implementato infatti, per la natura stessa degli operatori *butterfly*, risulta assolutamente non-cachefriendly.

L'accesso in memoria non è locale: ad ogni stadio dell'algoritmo un valore dell'input viene letto/sovrascritto una ed una sola volta. Quando l'accesso ai dati non è spazialmente localizzato e la struttura di computazione è rigida la classica modalità di mapping

$$cache\ address = memory\ address \bmod cache_size$$

perde di efficacia. Nel nostro caso si verifica quando la distanza tra i dati da elaborare (potenza di due) è vicina alla dimensione della cache (anch'essa potenza di due).

Proponiamo qui di seguito i grafici sullo Cache Miss e MFlops per illustrare la drammaticità del problema.

In entrambi i casi le performance diminuiscono drasticamente quando la taglia del problema supera $2^{15} = 32768$ (che corrisponde a un vettore di *twiddle factors* di esattamente 64KB: pari alla dimensione della cache L1 del processore) per mantenersi successivamente costanti fino a 2^{22} (vettore di 8MB pari alla cache L2).

Notiamo la diminuzione graduale ma progressiva del Loads per Miss fino a $n = 15$ visibile in Figura ??, dovuta all'aumento della distanza degli operandi e della dimensione del vettore dei *twiddle factor* a cui non corrisponde tuttavia alcun degrado in termini di MFlops/s.

Le performance inferiori, a parità di stage, per le istanze di taglia maggiore sono probabilmente dovute allo swap in/out dei *twiddle factor* il cui address

mapping entra in conflitto con quello dei valori nel vettore da elaborare. Una volta oltrepassata la soglia critica il Loads per Miss si stabilizza sui 5,92 più di 100 volte peggiore rispetto agli stage in-cache (sempre superiore a 600). Per gli stage out-of-cache L1 si hanno circa 81/60 Mflops/s.

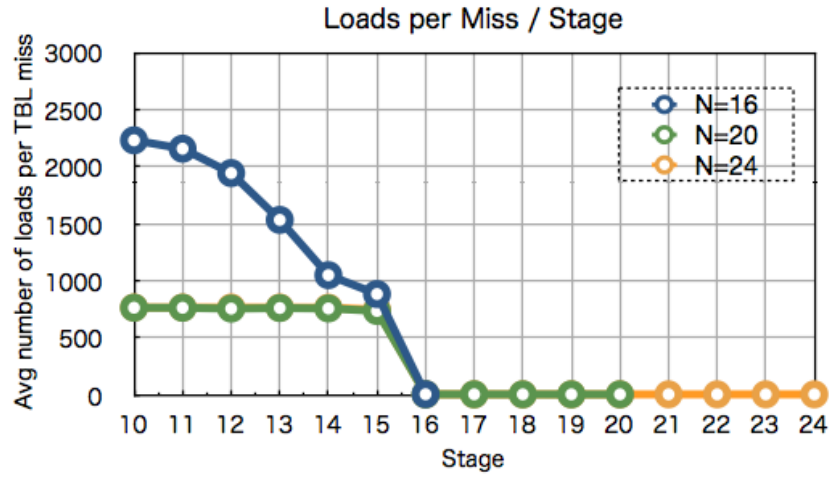


Figura 13: Caricamento di dati utili nei registri / accessi in ram. Maggiore è migliore

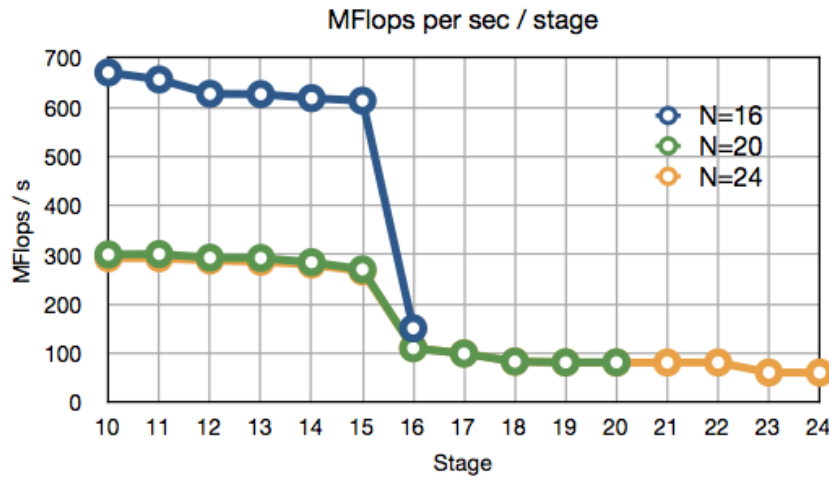


Figura 14: Potenza di calcolo sfruttata. Maggiore è migliore

Notiamo come $n = 20$ e $n = 24$ abbiano esattamente lo stesso andamento.

Conclusioni

Dai test condotti è emersa la critica dipendenza dell'algoritmo \mathcal{FFT} rispetto alla banda con la RAM. Infatti esso non gode di località spaziale e deve continuamente scorrere tutti gli elementi del vettore da elaborare. Le macchine parallele dotate di nodi con processori veloci e accesso alla memoria a bus condiviso evidenziano particolarmente questo limite.

Come conseguenza di ciò si è mostrato come, con lo stesso algoritmo, in funzione della taglia del problema da risolvere e delle caratteristiche tecniche della macchina (banda con la memoria, banda di rete, latenza di rete, prestazioni floating point, dimensioni delle cache) possa risultare conveniente oppure sconvolge concentrare il calcolo in un nodo o distribuirlo omogeneamente su tutto il calcolatore.

Nel nostro caso per taglie di problema “piccole”, indicativamente fino a $n=16$, conviene concentrare il calcolo su un nodo mentre per taglie maggiori è conveniente distribuirlo il più possibile.

Dalle due implementazioni algoritmi (ottimizzato e non) che condividono la parte di comunicazione ma differiscono nel codice sequenziale è emerso come codici meno ottimizzati risultino più scalabili. Tuttavia le loro performance assolute (almeno nel nostro caso) rimangono inferiori rispetto ad implementazioni sequenzialmente efficienti.

Con un'implementazione più efficiente infatti è possibile ottenere le stesse performance assolute ma utilizzando un minor numero di processori/risorse.

Per ultimo mostriamo le performance assolute che è possibile ottenere selezionando opportunamente il miglior risultato al variare della taglia del problema e della modalità di *blocking* e i corrispondenti MFlops/s totali forniti dalla macchina.

Migliori prestazioni assolute ottenute (in secondi)

Taglia	Numero di processori			
	1	2	4	8
n=10	0.00012386	0.00013174	0.00021177	0.00028197
n=11	0.00026562	0.00023768	0.00036661	0.00041947
n=12	0.00061414	0.0005588	0.00059675	0.0008455
n=13	0.00132134	0.00117567	0.00127375	0.00133847
n=14	0.00282619	0.0023679	0.00237923	0.00254316
n=15	0.00603222	0.00492627	0.00454904	0.00479623
n=16	0.0157337	0.0129345	0.00895791	0.00917623
n=17	0.0429662	0.0331265	0.0229555	0.0190364
n=18	0.118242	0.0809752	0.0520556	0.0472584
n=19	0.346147	0.207697	0.125466	0.100984
n=20	0.917483	0.543995	0.321588	0.22322
n=21	2.06864	1.31276	0.747594	0.498002
n=22	4.89169	3.00635	1.78098	1.09688
n=23	11.6645	7.66828	3.82528	2.62123
n=24	22.6815	15.8213	10.1824	5.8719

Figura 15: Tabella con i migliori tempi ottenuti con l'implementazione ottimizzata al variare di taglia, processori e *blocking*. In verde i risultati sequenziali. In viola quelli con *blocking* = *unlimited*. In azzurro *blocking* = *unlimited*. In bianco nessun miglioramento. In grassetto il miglior tempo a parità di taglia

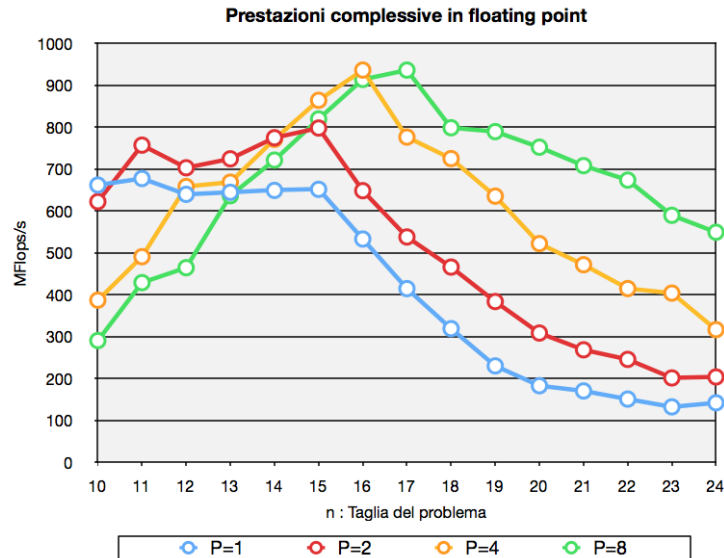


Figura 16: MFlops/s al variare di taglia e #processori

A Appendice

A.1 Algoritmo ascendente non-bloccante

Come già detto ogni processore gestisce $\frac{N}{P}$ elementi memorizzati in un vettore.

Denominiamo con A e B rispettivamente la prima e la seconda metà del vettore (A e B contengono quindi $\frac{N}{2P}$ elementi ciascuno). Indichiamo inoltre con A' e B' i dati provenienti dal processore “collega”. Per ogni stadio (completo) in cui è necessaria la comunicazione con altri processori questa avviene nel seguente modo:

1. Attesa per il completamento della ricezione di B' e l'invio di B
2. Aggiornamento di B
3. Invio di B e ricezione di B'
4. Attesa per il completamento della ricezione di A' e l'invio di A
5. Aggiornamento di A
6. Invio di A e ricezione di A'

In questo caso le primitive utilizzate sono quelle non bloccanti, non bufferizzate

`MPI_Isend, MPI_Irecv, MPI_Wait`

La scelta di suddividere il vettore in due metà e comunicarne prima l'una e poi l'altra è nata dall'idea di

1. limitare l'impatto del costo della gestione della comunicazione. Infatti tanto più sovrapposte sono calcolo e comunicazione (pacchetti scambiati piccoli) tanto più sforzo è richiesto alla macchina per la gestione dei buffer della comunicazione
2. cercare di limitare il ritardo dovuto alla comunicazione a quello dell'invio di $\frac{N}{2P}$ elementi + delay iniziale.