



SAPIENZA
UNIVERSITÀ DI ROMA

“SAPIENZA” UNIVERSITÀ DI ROMA
INGEGNERIA DELL'INFORMAZIONE,
INFORMATICA E STATISTICA
DIPARTIMENTO DI INFORMATICA

Programmazione di Sistemi Embedded e Multicore

Appunti integrati con il libro "An Introduction to Parallel Programming",
Peter Pacheco

Author
Simone Bianco

19 novembre 2023

Indice

Informazioni e Contatti	1
1 Introduzione al Parallelismo	2
1.1 Parallelismo a livello hardware	6
1.1.1 Cache, memoria virtuale e TLB	6
1.1.2 Parallelismo nelle istruzioni e multi-threading	9
1.1.3 Tassonomia di Flynn	11
1.1.4 Coerenza tra le cache	16
1.2 Parallelismo a livello software	18
1.2.1 Concetti generali	18
1.2.2 Performance dei programmi paralleli	20
1.2.3 Design pattern di programmi paralleli	24
2 Libreria MPI	26
2.1 Introduzione ad MPI	26
2.2 Comunicazione punto-punto	27

Informazioni e Contatti

Appunti e riassunti personali raccolti in ambito del corso di *Programmazione di Sistemi Embedded e Multicore* offerto dal corso di laurea in Informatica dell'Università degli Studi di Roma "La Sapienza".

Ulteriori informazioni ed appunti possono essere trovati al seguente link:

<https://github.com/Exyss/university-notes>. Chiunque si senta libero di segnalare incorrettezze, migliorie o richieste tramite il sistema di Issues fornito da GitHub stesso o contattando in privato l'autore :

- Email: bianco.simone@outlook.it
- LinkedIn: [Simone Bianco](#)

Gli appunti sono in continuo aggiornamento, pertanto, previa segnalazione, si prega di controllare se le modifiche siano già state apportate nella versione più recente.

Prerequisiti consigliati per lo studio:

Apprendimento del materiale relativo al corso *Sistemi Operativi II*.

Licence:

These documents are distributed under the [GNU Free Documentation License](#), a form of copyleft intended for use on a manual, textbook or other documents. Material licensed under the current version of the license can be used for any purpose, as long as the use meets certain conditions:

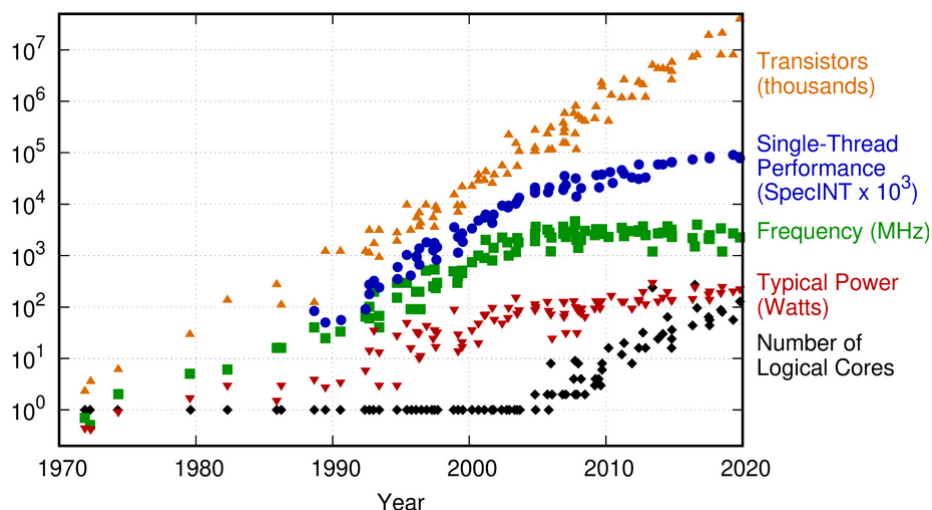
- All previous authors of the work must be **attributed**.
- All changes to the work must be **logged**.
- All derivative works must be **licensed under the same license**.
- The full text of the license, unmodified invariant sections as defined by the author if any, and any other added warranty disclaimers (such as a general disclaimer alerting readers that the document may not be accurate for example) and copyright notices from previous versions must be maintained.
- Technical measures such as DRM may not be used to control or obstruct distribution or editing of the document.

1

Introduzione al Parallelismo

Dal 1986 al 2002, la velocità dei microprocessori è salita notevolmente, aumentando le prestazioni per una media del 50% annuo. Tuttavia, da tale periodo l'aumento è sceso a circa il 20% annuo.

Nonostante la famosa **legge di Moore**, la quale stabilisce che il numero di transistor nei circuiti integrati raddoppi circa ogni due anni, si riveli tuttora vera, le altre statistiche legate ai microprocessori non seguono tale trend:



Affinché il numero di transistor possa incrementare senza aumentare la superficie su cui posizionarli, nel corso degli anni sono state notevolmente ridotte le loro dimensioni. Procedendo in tal modo, tuttavia, risulta evidente il **limite fisico** di tale procedura: transistor più piccoli implicando processori più veloci, aumentando la quantità di energia consumata e di conseguenza anche il calore generato, portando i processori stessi ad essere inconsistenti.

Per tanto, non potendo più diminuire le dimensioni dei transistor e non volendo aumentare le dimensioni dei circuiti, l'unica soluzione risulta essere l'uso di **sistemi con più processori** in grado di comunicare tra di loro.

L'uso di architetture basate su più processori, tuttavia, richiedono la **conversione di programmi seriali in programmi paralleli**. Poiché alcuni costrutti di codice possono essere automaticamente riconosciuti e parallelizzati, inizialmente si provò ad effettuare la transizione tramite programmi di conversione automatica, i quali tuttavia generavano programmi inefficienti e poco ottimizzati. La soluzione migliore, dunque, risulta essere la **risrittura** completa dei programmi basandosi su un **approccio parallelo**.

Supponiamo di voler calcolare n valori tramite una particolare funzione, per poi sommare tra di loro i valori ottenuti.

Un **approccio seriale** prevede la seguente soluzione banale:

```
sum = 0;
for(i = 0; i < n; i++){
    x = compute_next_value(...);
    sum += x;
}
```

richiedendo quindi l'uso di un singolo core per essere eseguito

Un **approccio parallelo**, invece, prevede l'uso di p core (dove $p < n$), assegnando ad ogni core un insieme di $\frac{n}{p}$ valori da calcolare. Per tanto, ogni core eseguirà il seguente frammento di codice:

```
my_sum = 0;
my_first_i = ...;
my_last_i = ...;
for(my_i = my_first_i; i < my_last_i; i++){
    my_x = compute_next_value(...);
    my_sum += my_x;
}
```

Osservazione 1: Variabili locali

Ogni variabile è **locale per ogni core**, ossia ogni core possiede una propria copia indipendente dalle altre su cui poter lavorare

Una volta che ogni core avrà terminato la computazione, le p somme parziali verranno sommate dal **master core**, ossia il core designato come principale:

```
if(I'm the master core){
    sum = my_x;
    for each core other than myself{
        sum += value received from that core;
    }
}
else{
    send my_x to the master core;
}
```

In tal modo, ogni core secondario svolgerà $\frac{n}{p}$ somme, mentre il master core svolgerà $\frac{n}{p} + p$ somme poiché deve sommare le p somme parziali al proprio risultato.

Notiamo quindi che tale soluzione presenta ancora alcune **inefficienze**, poiché solo il master core lavora durante la somma finale, mentre tutti gli altri core rimangono inutilizzati. La soluzione risulta ovvia: **distribuire** nuovamente il carico di lavoro.

Metodo 1: Computazione ad albero

Dato un problema di calcolo con p valori da eseguire su p core, la computazione parallela può essere sviluppata tramite il seguente algoritmo:

1. Ad ogni core viene assegnato un indice, dove 0 è il master core
2. Viene posto $k = 1$
3. Ogni processore con indice i multiplo di k somma il proprio valore calcolato x_i al valore x_j calcolato dal successivo core di indice j multiplo di k (dunque $x_i + x_j$)
4. Viene incrementato k , tornando al passo precedente finché la computazione non verrà svolta da un singolo core

In tal modo, ogni core svolgerà un massimo di $\frac{n}{p} + \log_2(p)$ somme parallele

Esempio:

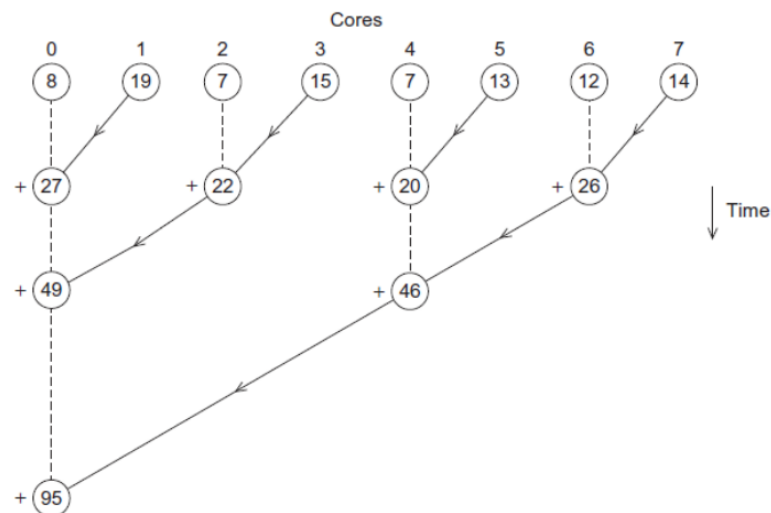
- Consideriamo il seguente insieme di $n = 24$ valori da sommare tra di loro:

1, 4, 3, 9, 2, 8, 5, 1, 1, 5, 2, 7, 2, 5, 0, 4, 1, 8, 6, 5, 1, 2, 3, 9

- Avendo $p = 8$ core, distribuiamo $\frac{n}{p} = \frac{24}{8} = 3$ valori a ciascun core:

1, 4, 3 9, 2, 8 5, 1, 1 5, 2, 7 2, 5, 0 4, 1, 8 6, 5, 1 2, 3, 9

- Una volta calcolate le somme parziali da parte di ogni core, la computazione verrà sviluppata ad albero:



Definizione 1: Task parallelism e Data parallelism

Dato un carico di lavoro, definiamo come:

- **Task parallelism** una distribuzione del carico basata sulla suddivisione dei compiti da svolgere
- **Data parallelism** una distribuzione del carico basata sulla suddivisione dei dati su cui lavorare

Esempio:

- Tre professori vogliono suddividersi la valutazione di 300 consegne di un esame composto da 15 domande.
- Una suddivisione basata sul task parallelism prevede che ogni professore corregga tutte le 300 consegne, ma che il primo professore corregga solo le domande dalla 1 alla 5, il secondo dalla 6 alla 10 e il terzo dalla 11 alla 15
- Una suddivisione basata sul data parallelism prevede che ogni professore corregga tutte le 15 domande, ma che ogni professore debba correggere solo 100 consegne

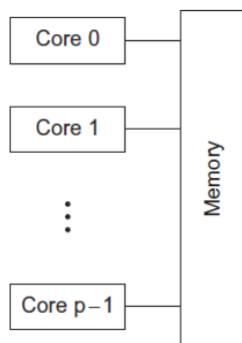
Definizione 2: Shared Memory System

Definiamo come **shared memory system** un sistema in cui i core possono condividere l'accesso alla memoria del computer, richiedendo coordinazione per svolgere operazioni di lettura e scrittura sul contenuto condiviso

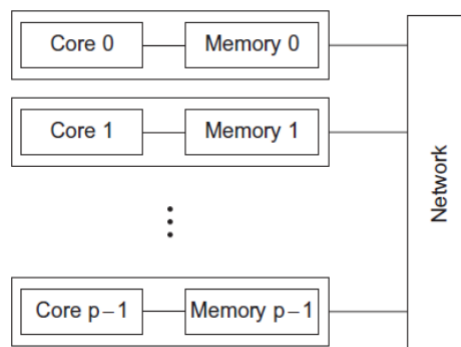
Definizione 3: Distributed Memory System

Definiamo come **distributed memory system** un sistema in cui ogni core possiede la propria memoria, richiedendo uno scambio di messaggi tramite una rete di interconnessione per effettuare il passaggio di dati

Shared Memory



Distributed memory



1.1 Parallelismo a livello hardware

1.1.1 Cache, memoria virtuale e TLB

Le moderne architetture prevedono componenti hardware aggiuntivi rispetto all'architettura minimale basata sul **modello di Von Neumann**, il quale ricordiamo essere basato sulla sola presenza di una CPU costituita da una Control Unit (CU) ed una Arithmetic Logic Unit (ALU), una memoria principale e periferiche di I/O.

In particolare, le moderne CPU sono dotate di piccole **cache**, tipicamente situate sullo stesso chip, le quali sono accessibili più velocemente rispetto alla memoria principale.

Definizione 4: Caching

Definiamo come **caching** l'uso di una collezione di locazioni di memoria accessibili più velocemente rispetto ad altre locazioni, le quali possono essere all'interno della stessa o di una diversa memoria

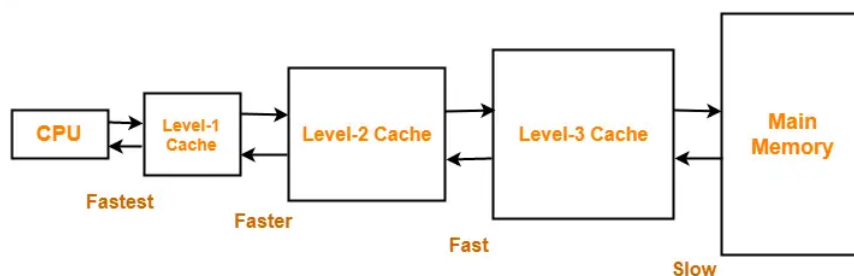
L'uso del caching genera un alto impatto sulle performance delle moderne architetture per via del **principio di località**.

Principio 1: Principio di località

Il **principio di località** afferma che durante l'esecuzione di un qualsiasi programma prevalgono le due seguenti proprietà:

- **Località spaziale:** gli accessi ad una locazione di memoria sono per lo più seguiti da accessi a locazioni ad essa adiacenti
- **Località temporale:** una locazione di memoria viene solitamente acceduta ripetute volte solo nel breve periodo di tempo, per poi non venir più acceduta durante l'esecuzione del programma

Per alleviare il **bottleneck** (*collo di bottiglia*) tra cache e memoria principale, viene utilizzata una **gerarchia di cache**, dove ogni sottolivello è costituito da una memoria più lenta ma anche più capiente rispetto alla precedente, fino a raggiungere la memoria principale stessa. Solitamente, l'ultima cache prima della memoria principale viene detta **Last Level Cache (LLC)**.



Essendo più piccole della memoria principale, ogni cache può gestire solo una **limitata quantità di dati**: quando un dato richiesto da parte di una CPU viene trovato all'interno della sua cache, esso viene immediatamente restituito (**cache hit**). In caso contrario, tale dato verrà cercato nella memoria di livello direttamente inferiore (**cache miss**), finché esso non verrà eventualmente trovato (nel caso peggiore verrà prelevato direttamente dalla memoria principale).

Per mantenere i propri dati, ogni cache è dotata di m **linee**, ognuna composta da n **set** all'interno dei quali vengono conservati byte di dati. Le mappature blocco-set vengono gestite tramite una delle seguenti modalità:

- **Direct-mapped cache**: la cache è dotata di m linee ciascuna con un singolo set
- **n -way set associative cache**: la cache è dotata di m linee ciascuna con m set
- **Fully-associative cache**: la cache è dotata di una sola linea contenente n set

In base alla mappatura utilizzata, ogni indice della memoria (corrispondente ad un byte) viene mappato ad una determinata linea. Tuttavia, essendo le linee limitate, più indici verranno **mappati sulla stessa linea**.

Memory Index	Cache Location		
	Fully Assoc	Direct Mapped	2-way
0	0, 1, 2, or 3	0	0 or 1
1	0, 1, 2, or 3	1	2 or 3
2	0, 1, 2, or 3	2	0 or 1
3	0, 1, 2, or 3	3	2 or 3
4	0, 1, 2, or 3	0	0 or 1
5	0, 1, 2, or 3	1	2 or 3
6	0, 1, 2, or 3	2	0 or 1
7	0, 1, 2, or 3	3	2 or 3
8	0, 1, 2, or 3	0	0 or 1
9	0, 1, 2, or 3	1	2 or 3
10	0, 1, 2, or 3	2	0 or 1
11	0, 1, 2, or 3	3	2 or 3
12	0, 1, 2, or 3	0	0 or 1
13	0, 1, 2, or 3	1	2 or 3
14	0, 1, 2, or 3	2	0 or 1
15	0, 1, 2, or 3	3	2 or 3

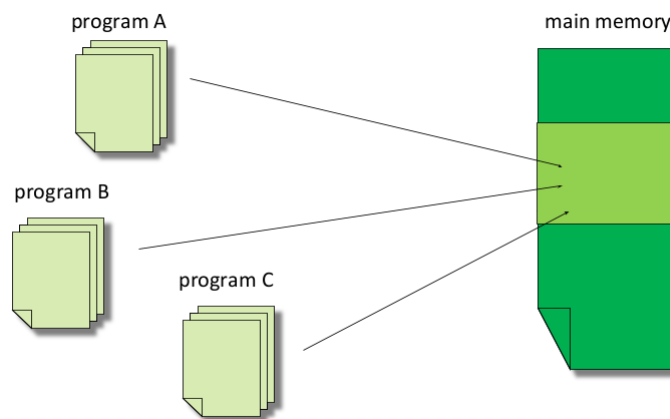
Per tanto, quando una linea non avrà più posti disponibili, sarà necessario **rimpiazzare** il dato contenuto in uno dei suoi set. Solitamente, viene rimpiazzato quello utilizzato meno recentemente (**Least Recently Used Policy - LRU**) o quello utilizzato di meno in generale (**Least Frequently Used Policy - LFU**).

Inoltre, quando vengono scritti dati su una cache, tali dati potrebbero essere **inconsistenti** con quelli della memoria principale. Per gestire tale dinamica, le due strategie più comuni sono:

- **Write-through**: il dato viene immediatamente scritto sulla memoria principale
- **Write-back**: il dato viene marcato come **dirty** tramite un bit speciale. Quando il set della cache contenente tale dato verrà rimpiazzato, il dato verrà prima scritto sulla memoria

Eseguendo un programma di grandi dimensioni o che accede a grandi insiemi di dati, tutte le istruzioni e i dati potrebbero non entrare all'interno della memoria principale.

Con **memoria virtuale** intendiamo una modalità di gestione della memoria basata sulla tecnica del **paging**, ossia la suddivisione della memoria principale in **frame** e della memoria di ogni programma in **pagine**, dove frame e pagine sono blocchi di byte della stessa dimensione. Le pagine di un programma possono essere **inattive**, ossia conservate sullo **swap space** della memoria secondaria, o **attive**, ossia attualmente caricate in memoria ed associate ad un frame. In particolare, ogni frame può conservare una sola pagina per volta.



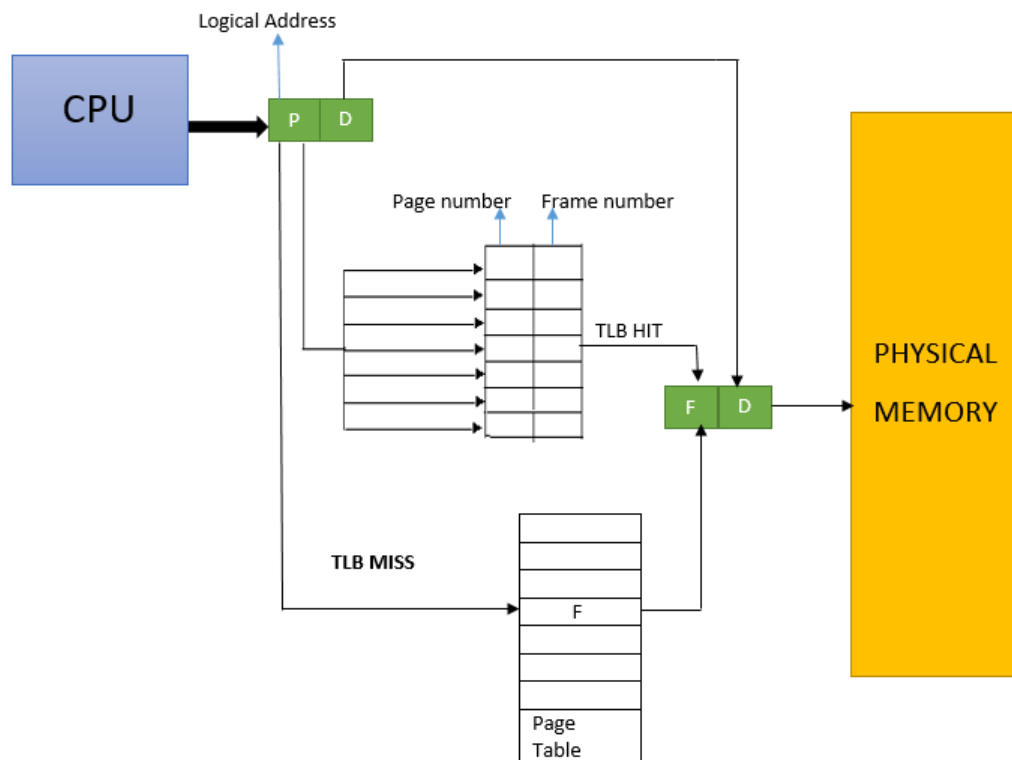
Quando un programma viene compilato, alle sue pagine vengono assegnati dei **virtual page number**, tramite cui vengono generati i **virtual address** di istruzioni e dati. Una volta che tale programma verrà eseguito verrà creata una sua **page table** all'interno della quale vengono conservate le **traduzioni** tra indirizzi virtuali e fisici. Nel caso in cui si tenti di accedere all'indirizzo fisico di una pagina attualmente non presente sulla memoria principale (**page fault**), essa verrà prelevata dal disco e associata ad un frame libero (rimpiazzandone uno se necessario).

Nonostante l'uso della memoria virtuale migliori notevolmente le prestazioni, le page table vengono comunque conservate all'interno della memoria principale, rendendo lento il processo di traduzione. Pertanto, viene utilizzata una **Translation Lookaside Buffer (TLB)**, ossia una cache speciale addetta solo al salvataggio di poche entrate delle varie page table.

Per gestire i **TLB miss**, vengono utilizzate due strategie principali:

- **Hardware managed:** a seguito del miss, la CPU scorre automaticamente la page table cercando la pagina richiesta
- **Software manager:** a seguito del miss, viene generata una TLB miss exception e il sistema operativo si occupa di scorrere la page table non appena possibile

Se la pagina richiesta non viene trovata neanche in page table, essa verrà prelevata dallo swap space per poi venire salvata in TLB, generando anche una page fault exception.



1.1.2 Parallelismo nelle istruzioni e multi-threading

Definizione 5: Instruction level parallelism (ILP)

L'**instruction level parallelism (ILP)** prevede l'utilizzo di CPU composte da più unità funzionali in grado di eseguire simultaneamente istruzioni diverse, permettendo di ottenere parallelismo all'interno delle CPU stesse.

La prima modalità di implementazione dell'ILP prevede l'uso del **pipelining** (*catena di montaggio*), ossia la suddivisione dell'esecuzione di una singola istruzione in più **fasi**, dove ogni fase è eseguita da un componente a se stante, permettendo quindi l'esecuzione simultanea di più istruzioni.

Esempio:

- Supponiamo di voler eseguire il seguente frammento di codice:

```
...
float x[1000], y[1000], z[1000];
...

for(i = 0; i < 1000; ++i){
    z[i] = x[i] + y[i];
}
```

- La somma tra due numeri float è suddivisibile nelle seguenti 7 fasi. Ad esempio, la somma dei numeri $9.87 \cdot 10^4$ e $6.54 \cdot 10^3$ viene svolta nel seguente modo:

Time	Operation	Operand 1	Operand 2	Result
1	Fetch operands	9.87×10^4	6.54×10^3	
2	Compare exponents	9.87×10^4	6.54×10^3	
3	Shift one operand	9.87×10^4	0.654×10^4	
4	Add	9.87×10^4	0.654×10^4	10.524×10^4
5	Normalize result	9.87×10^4	0.654×10^4	1.0524×10^5
6	Round result	9.87×10^4	0.654×10^4	1.05×10^5
7	Store result	9.87×10^4	0.654×10^4	1.05×10^5

- Assumendo che ognuna delle 7 fasi impieghi 1 ns, il tempo totale impiegato dal loop corrisponderebbe a 7000 ns
- Suddividendo il floating point adder (ossia l'adder della CPU addetto a tale compito) in 7 unità funzionali a cui vengono associate le 7 fasi della somma, tali somme verrebbero svolte simultaneamente:

Time	Fetch	Compare	Shift	Add	Normalize	Round	Store
0	0						
1	1	0					
2	2	1	0				
3	3	2	1	0			
4	4	3	2	1	0		
5	5	4	3	2	1	0	
6	6	5	4	3	2	1	0
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
999	999	998	997	996	995	994	993
1000		999	998	997	996	995	994
1001			999	998	997	996	995
1002				999	998	997	996
1003					999	998	997
1004						999	998
1005							999

richiedendo quindi solo 1005 ns per eseguire l'intero loop

La seconda modalità di implementazione, invece, prevede l'uso del **multiple issue**, ossia l'esecuzione sincrona di istruzioni dello stesso tipo su copie diverse della stessa unità funzionale (es: con due floating point adder è possibile eseguire due somme float contemporaneamente). Per utilizzare tale modalità è richiesto uno **scheduling** delle unità funzionali da far utilizzare alle istruzioni. In particolare, lo **static multiple issue** prevede che le unità funzionali vengano schedulate al tempo di compilazione, mentre il **dynamic multiple issue** prevede che ciò avvenga in fase di esecuzione stessa.

Per poter schedulare correttamente le istruzioni, il compilatore (o la CPU nel caso del dynamic multiple issue) deve essere in grado di **speculare** su quali istruzioni possano essere avviate simultaneamente. In caso di speculazione errata, l'esecuzione viene terminata e rieseguita correttamente.

Per quanto riguarda il multithreading, invece, alcune volte risulta impossibile eseguire simultaneamente thread diversi. Per tale motivo, viene implementato del **multithreading a livello hardware** in grado di permettere ad un sistema di continuare a svolgere lavoro quando una task attualmente in esecuzione rimane in attesa (**stalled**):

- **Fine-grained hardware multithreading** (*a grana fine*): il processore alterna i thread ad ogni istruzione, saltando quelli in attesa. In tal modo viene generalmente ridotto il tempo sprecato a seguito degli stalli, ma un thread che deve eseguire molte istruzioni richiederà più tempo per terminare il lavoro
- **Coarse-grained hardware multithreading** (*a grana grossa*): il processore alterna solo i thread che sono in attesa, permettendo agli altri di continuare l'esecuzione. In tal modo viene generalmente ridotta la quantità di switch tra i thread, ma il processore potrebbe rimanere inattivo durante stalli brevi per via del continuo switch tra thread inattivi
- **Simultaneous hardware multithreading**: variante del fine-grained dove viene permesso ai thread di utilizzare molteplici unità funzionali

1.1.3 Tassonomia di Flynn

La **tassonomia di Flynn** è un sistema di classificazione delle architetture degli elaboratori a seconda della **molteplicità** del flusso di **istruzioni** e del flusso dei **dati** che possono gestire:

- **Single Instruction stream with Single Data stream (SISD)**: vi è un solo flusso di istruzioni che opera su un solo flusso di dati. Esempio tipico di tale architettura è il modello di Von Neumann.
- **Single Instruction stream with Multiple Data stream (SIMD)**: vi è un solo flusso di istruzioni che opera su più flussi di dati in parallelo. Tale architettura è molto utilizzata nei sistemi moderni richiedenti la manipolazione di grandi quantità di dati.
- **Multiple Instruction stream with Single Data stream (MISD)**: vi sono molteplici flussi di istruzioni che operano in parallelo sullo stesso flusso di dati. Tale architettura viene utilizzata molto di rado in quanto estremamente situazionale.
- **Multiple Instruction stream with Multiple Data stream (MIMD)**: vi sono molteplici flussi di istruzioni che operano in parallelo sullo molteplici flussi di dati. I moderni processori multicore rientrano in tale categoria.

All'interno delle architetture SIMD, il **parallelismo** viene ottenuto suddividendo i flussi di dati tra i vari processori, dove ognuno di essi applicherà la stessa istruzione (**data parallelism**). Visualmente, è possibile immaginare l'esecuzione di istruzioni sulle architetture SIMD come un macchinario industriale di una fabbrica: lo stesso compito viene eseguito su n oggetti contemporaneamente.

Esempio:

- Consideriamo il seguente codice

```
...
for(i = 0; i < n; ++i){
    x[i] += y[i];
}
...
```

- Supponendo di avere m core, abbiamo che:
 - Se $m \geq n$ allora ogni somma di tale loop viene assegnata ad un core, per poi venir eseguite tutte parallelamente
 - Se $m < n$ allora i dati su cui svolgere le somme vengono assegnate iterativamente, eseguendo quindi m somme parallele per poi ripetere la fase di assegnamento iterativo

Nonostante la loro semplicità, le architetture SIMD presentano alcuni **svantaggi**:

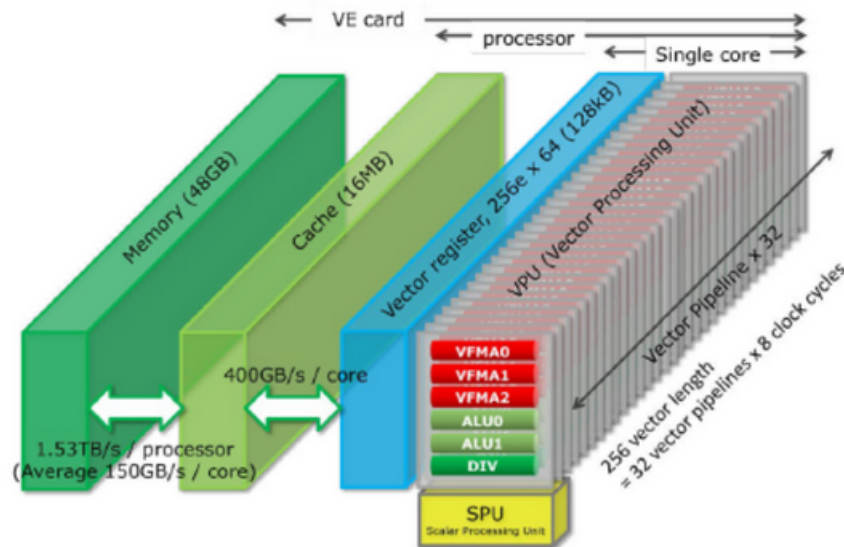
- Poiché i core devono eseguire la stessa istruzione degli altri core, ogni ALU deve scegliere se eseguire l'istruzione attuale o attendere la prossima
- Nei design classici è richiesto che le ALU siano sincronizzate tra loro
- Molto efficiente solo per programmi paralleli con molti dati ed istruzioni semplici

Esempi tipici di sistemi basati su architettura SIMD sono i sistemi dotati di **processori vettoriali**, i quali operano su **array** (detti *vettori*) di **dati** invece che su singoli elementi (detti *scalari*). Sono dotati di:

- **Registri vettoriali** capaci di contenere vettori di scalari ed operare simultaneamente su di essi
- **Unità funzionali vettoriali** capaci di applicare la stessa operazione ad ogni scalare dei vettori su cui si sta lavorando
- **Memoria interlacciata** composta da molteplici banchi di memoria, i quali possono essere acceduti più o meno indipendentemente. Gli elementi dei vettori vengono distribuiti tra i banchi, riducendo o persino eliminando i ritardi dovuti a load/store di elementi successivi
- **Accesso progressivo alla memoria (hardware scatter/gather)**, ossia la possibilità di accedere agli elementi di un vettore solo ad intervalli fissi

Grazie ai **compilatori vettoriali**, i quali ottimizzano il codice e forniscono informazioni sulle parti di codice non vettorializzabili, l'uso dei processori vettoriali risulta veloce e semplice. Inoltre, la loro natura stessa favorisce notevolmente l'uso delle **cache**, in quanto i vettori sono contigui.

Tuttavia, quest'ultimi non sono in grado di gestire **strutture dati irregolari**, ossia non contigue (es: liste, alberi, ...), e possiedono **scarsa scalabilità** per problemi di dimensioni più grosse.



Schematizzazione del processore vettoriale Aurora NEC

Basate sull'architettura SIMD sono anche molte **moderne GPU**. Difatti, rispetto quest'ultime sono improntate **Throughput Oriente Design**:

- Molteplici piccoli core e dotati di piccole cache
- Assenza di branch prediction e di data forwarding
- Una grande quantità di ALU ma energeticamente efficienti (dunque più deboli) e richiedenti molteplici e lunghe latenze, compensate tramite un uso estensivo del pipelining
- Richiedono un enorme numero di thread per gestire le latenze

Le **normali CPU** (dunque del modello SISD), invece, sono improntate ad un **Latency Oriented Design**:

- Una sola CPU dotata di cache di grandi dimensioni
- Presenza di branch prediction e data forwarding
- ALU potenti e richiedenti meno latenze

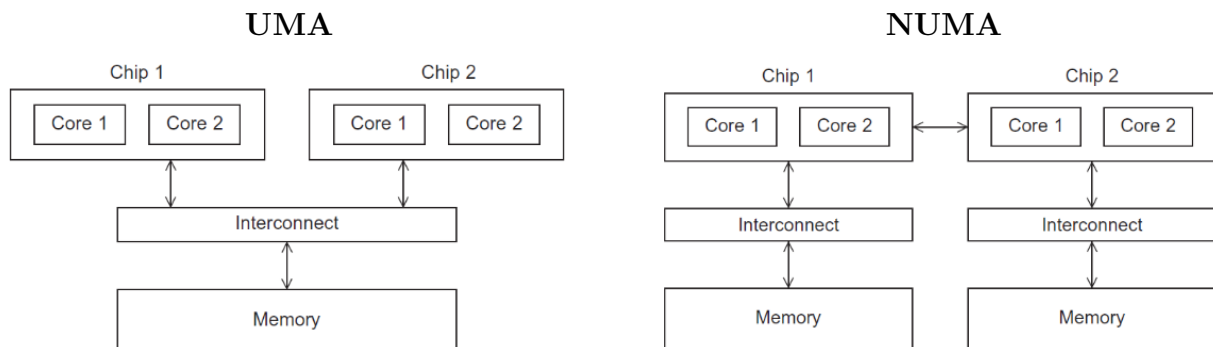
All'interno delle architetture MIMD, il **parallelismo** viene ottenuto suddividendo i flussi di dati tra vari processori i quali, a differenza dell'architettura SIMD, sono **completamente indipendenti** l'uno dall'altro, permettendo l'esecuzione contemporanea di flussi di istruzioni diverse.

In particolare, possiamo individuare due **sottocategorie** di architetture MIMD:

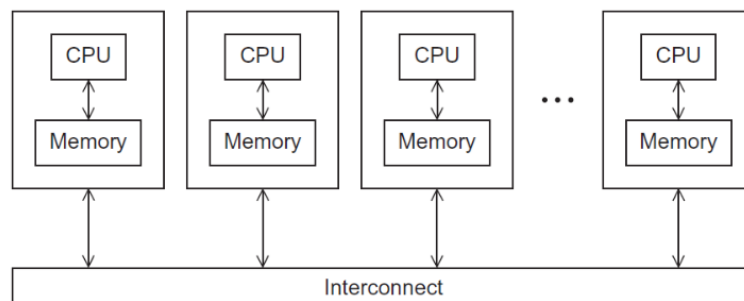
- **Sistemi a memoria condivisa:** sistemi composti da collezioni di CPU autonome connesse ad un sistema di memoria tramite una rete di interconnessione. Ogni core può accedere ad ogni locazione di memoria, comunicando con gli altri core tramite strutture dati condivise.

Le architetture di tale categoria si suddividono a loro volta in:

- **Uniform memory access (UMA)**, dove vi è un'unica memoria condivisa uniformemente da tutti i core
- **Non-uniform memory access (NUMA)**, dove vi sono più memorie ciascuna accessibile solo da un determinato gruppo di core

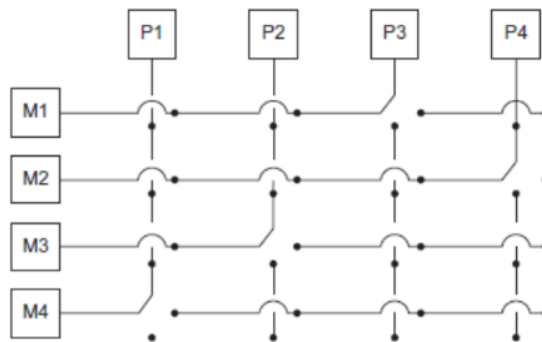


- **Sistemi a memoria distribuita:** sistemi composti da collezioni di CPU autonome dotate ognuna del proprio sistema di memoria. Ogni core può lavorare solo su dati locali e, se necessario, può scambiare dati con gli altri core tramite una rete di interconnessione. Tra i più comuni sistemi a memoria distribuita troviamo i **cluster**.



Nel caso dei **sistemi a memoria condivisa**, le reti di interconnessione possono essere realizzate tramite:

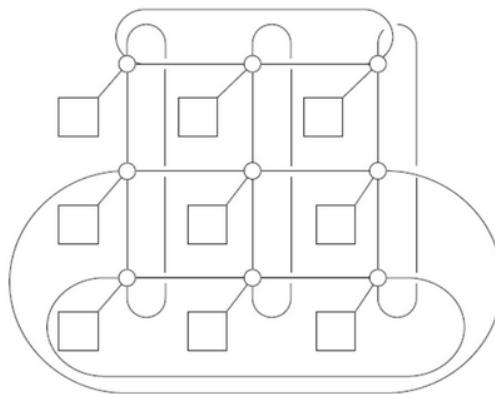
- **Bus di interconnessione**, ossia una collezione di fili di comunicazione parallela controllati da hardware e condivisi dai dispositivi a loro connessi. Il bus può essere acceduto solo da un dispositivo alla volta; dunque maggiore è il numero dei dispositivi connessi, maggiore è la contesa per il bus.
- **Switch di interconnessione**, ossia una collezione di interruttori che controllano l'instradamento dei dati tra dispositivi connessi (**crossbar**)



Esempio di crossbar

Per quanto riguarda i **sistemi a memoria distribuita**, invece, le reti di interconnessione possono essere realizzate tramite:

- **Interconnessioni dirette**, dove ogni interruttore è direttamente connesso ad una coppia core-memoria e ad ogni altro interruttore
- **Interconnessioni indirette**, dove gli interruttori potrebbero non essere direttamente connessi



Esempio di maglia toroidale (interconnessione diretta)

1.1.4 Coerenza tra le cache

Nel caso in cui vi siano più core sullo stesso sistema ed ognuno di essi sia dotato di cache propria, tali cache devono essere in grado di mantenere **coerenti** tra loro i valori dei **dati condivisi**, ossia evitare situazioni in cui il valore di un dato sia stato modificato in una cache ma non nelle altre, portando i core non aggiornati ad utilizzare il valore sbagliato.

Tra le tecniche più utilizzate per mantenere le cache coerenti tra loro troviamo:

- **Snooping cache coherence**, dove i core condividono un bus tramite quale possono segnalare un aggiornamento dei valori a tutti i core, i quali ascoltano passivamente il bus (**snooping**) ed aggiornano il valore una volta rilevato il segnale
- **Directory based cache coherence**, dove viene utilizzata una struttura dati condivisa detta **directory** all'interno della quale vengono conservati gli stati di ogni linea. Quando una variabile viene aggiornata, la directory viene consultata e i controller delle cache che rilevano tale variabile come presente in una delle proprie linee rendono tali linee invalide.

Definizione 6: False sharing

Definiamo come **false sharing** una situazione in cui un core accede periodicamente a dati che **non vengono modificati da un altro core**, ma che sono presenti all'interno dello **stesso blocco di cache** di altri dati che invece vengono modificati da altri core.

In tal caso, il protocollo di coerenza tra le cache può forzare il primo core a ricaricare costantemente l'intero blocco di cache nonostante la mancanza di necessità, portando ad un **notevole degrado delle prestazioni**.

Esempio:

- Consideriamo il seguente frammento di codice:

```
/* Private variables */
int i, j, iter_count;

/* Shared variables initialized by one core */
int m, n, core_count;
double y[m] = {...};
iter_count = m/core_count;

/* Core 0 does this */
for (i = 0; i < iter_count; i++){
    for (j = 0; j < n; j++){
        y[i] += f(i,j);
    }
}
```

```
/* Core 1 does this */
for (i = iter count+1; i < 2*iter count; i++){
    for (j = 0; j < n; j++){
        y[i] += f(i,j);
    }
}
```

- Sebbene i due core lavorino su elementi diversi dell'array y , nel momento in cui ognuno di tali elementi venga caricato assieme ad esso verrà caricata anche la sua porzione di memoria adiacente (ossia il blocco che lo contiene).
- Di conseguenza, alcuni elementi dell'array faranno parte dello stesso blocco di memoria, implicando che ogni volta che una delle due cache dei core marchi tale blocco come invalido, l'altra cache sarà costretta a ricaricare l'intero blocco al fine di mantenere coerenza tra i valori
- Tuttavia, tali ricaricamenti sono in realtà innecessari, poiché come già discusso i due core lavorano in realtà su elementi del tutto diversi
- Per ridurre il fenomeno del false sharing, in tale situazione è sufficiente utilizzare due variabili temporanee che possano accumulare la somma, in modo che le due cache vadano ad aggiornare i valori contigui il minor numero di volte possibile:

```
...

/* Private variable */
int sum;

/* Core 0 does this */
for (i = 0; i < iter_count; i++){
    sum = y[i];
    for (j = 0; j < n; j++){
        sum += f(i,j);
    }
    y[i] = sum;
}

/* Core 1 does this */
for (i = iter count+1; i < 2*iter count; i++){
    sum = y[i];
    for (j = 0; j < n; j++){
        sum += f(i,j);
    }
    y[i] = sum;
}
```

1.2 Parallelismo a livello software

1.2.1 Concetti generali

Come discusso, hardware e compilatori riescono a "tenere il passo" con i cambiamenti previsti dalle moderne architetture.

Per quanto riguarda il software, in generale la procedura di realizzazione di un programma parallelo nei **sistemi a memoria condivisa** consiste nell'avvio di un processo, il quale poi creerà dei thread ai quali suddividere le task da svolgere, mentre nei **sistemi a memoria distribuita** richiede l'avvio di processi multipli, i quali svolgono in prima persona le task, suddividendole.

In seguito, indicheremo come **thread 0** il primo thread creato all'avvio del programma stesso in un sistema a memoria condivisa, mentre indicheremo come **processo 0** il primo processo creato da un programma in un sistema a memoria distribuita.

Molti software paralleli sono basati sul modello **Single Program Multiple Data (SPMD)**, ossia la scrittura di un singolo eseguibile in grado di comportarsi come se fosse più programmi tramite l'uso di branch condizionali. Idealmente, ogni branch è indipendente dagli altri e viene eseguito da un singolo thread o processo figlio.

```
void main(){
    pid_t pid = fork();

    if(pid == 0){    //child process
        ...
    }
    else{    //original process
        ...
    }
}
```

Nei **sistemi a memoria condivisa**, i thread possono essere gestiti tramite due modalità:

- **Thread dinamici:** un master thread (o thread 0) attende del lavoro da svolgere, creando nuovi thread quando richiesto e terminandoli una volta che il lavoro sia concluso.

Tale modalità fa un uso efficiente delle risorse del sistema, ma la creazione e terminazione continua di thread risulta essere dispendioso a livello di tempo

- **Thread statici:** vengono create delle pool di thread, assegnando del lavoro da svolgere ad ognuna di esse, terminando ogni thread solo quando la sua pool viene cancellata.

Tale modalità migliora le prestazioni, ma genera un potenziale spreco di risorse del sistema

Definizione 7: Non determinismo

Definiamo come **non determinismo** il fenomeno per cui lo stato futuro del programma possa dipendere dall'ordine con cui i thread svolgono gli accessi a **sezioni critiche** condivise (ad esempio eventuali race condition tra i thread).

Definizione 8: Busy waiting

Definiamo come **busy waiting (o spinning)** la tecnica secondo cui un thread rimane "bloccato" all'interno di un loop fino a quando un altro thread non lo sbloccherà a fine di prevenire il non determinismo

Esempio:

```
my_val = Compute_val ( my_rank ) ;
if(my_rank == 1){
    while(!ok_for_1);    //Thread 1 spins here
}

x += my_val ;    // Critical section

if( my_rank == 0){
    ok_for_1 = true;    //Let Thread 1 update x
}
```

Definizione 9: Message passing

Definiamo come **message passing** la modalità di scambio di informazioni tra due thread o processi basata sulle direttive `send()` e `receive()`

Esempio:

```
char message[100];
my_rank = Get_rank();

if(my_rank == 1){
    sprintf(message, "Greetings from process 1") ;
    send(message, MSG_CHAR, 100, 0);
}
else if(my_rank == 0){
    receive(message, MSG_CHAR, 100, 1) ;
    printf("Process 0 > Received: %s\n", message) ;
}
```

Per quanto riguarda la gestione di **input** ed **output** nei programmi paralleli, è consigliato l'uso delle seguenti **regole**:

- Solo il processo/thread 0 accede allo **stdin**
- Tutti i processi/thread possono accedere a **stdout** e **stderr**. Tuttavia, al fine di prevenire il non determinismo dell'output, nella maggior parte dei casi viene incaricato un unico processo/thread di accedere a tali canali.
- L'output di ogni processo/thread dovrebbe sempre includere il rank o ID del chiamante
- Ogni file deve essere acceduto da un solo processo/thread alla volta

1.2.2 Performance dei programmi paralleli

Per misurare la performance di un programma parallelo, vengono fondamentalmente considerati due parametri:

- La **velocizzazione**, ossia il rapporto tra il tempo di esecuzione della versione parallela del programma rispetto a quella seriale

$$S = \frac{T_{\text{serial}}}{T_{\text{parallel}}}$$

- L'**efficienza**, ossia il rapporto tra la velocizzazione del programma e il numero di core utilizzati:

$$E = \frac{S}{p} = \frac{T_{\text{serial}}}{p \cdot T_{\text{parallel}}}$$

In particolare, se si verifica che $T_{\text{parallel}} = \frac{T_{\text{serial}}}{p}$, la velocizzazione avrà un incremento **lineare** rispetto al numero di core:

$$S = \frac{T_{\text{serial}}}{T_{\text{parallel}}} = \frac{T_{\text{serial}} \cdot p}{T_{\text{serial}}} = p$$

mentre l'efficienza sarà **massima**:

$$E = \frac{S}{p} = \frac{p}{p} = 1$$

Teorema 1: Legge di Amdahl

La **legge di Amdahl** afferma che, a meno che esso non venga ipoteticamente completamente parallelizzato, la velocizzazione di un programma seriale è **limitata** indipendentemente dal numero di core utilizzati

Dimostrazione.

- Supponiamo che un processore impieghi t secondi per eseguire un programma seriale, dunque che $T_{\text{serial}} = t$
- Un software parallelizzato sarà formato da una percentuale $\alpha \in [0, 1]$ di codice parallelizzabile, mentre la restante percentuale $1 - \alpha$ di codice dovrà essere eseguita sequenzialmente
- Dato un numero p di core, Il tempo di esecuzione del programma parallelo corrisponderà quindi a:

$$T_{\text{parallel}} = \alpha \cdot \frac{T_{\text{serial}}}{p} + (1 - \alpha) \cdot T_{\text{serial}} = \frac{\alpha t}{p} + (1 - \alpha)t$$

implicando quindi che la velocizzazione sia:

$$S = \frac{T_{\text{serial}}}{T_{\text{parallel}}} = \frac{t}{\frac{\alpha t}{p} + (1 - \alpha)t} = \frac{1}{\frac{\alpha}{p} + 1 - \alpha}$$

- A questo punto, all'aumentare del numero di core si ha che:

$$\lim_{p \rightarrow +\infty} S = \lim_{p \rightarrow +\infty} \frac{1}{\frac{\alpha}{p} + 1 - \alpha} = \frac{1}{1 - \alpha}$$

per tanto concludiamo che, indipendentemente dal numero di core utilizzati, l'unico parametro che influenzi la velocizzazione sia la percentuale di codice non parallelizzato

□

Teorema 2: Legge di Gustafson

La **legge di Gustafson** afferma che sistemi con un elevato numero di core permettono la computazione di grandi quantità di dati in un tempo fisso.

In altre parole, oltre a velocizzare l'esecuzione, un sistema parallelo permette di lavorare con **istanze più grandi** di un problema.

Dimostrazione.

- Supponiamo che un processore impieghi t secondi per eseguire un programma parallelo, dunque che $T_{\text{parallel}} = t$
- Sia $\alpha \in [0, 1]$ la percentuale di codice parallelizzabile del programma, implicando che la restante percentuale $1 - \alpha$ di codice sarà quella eseguita sequenzialmente
- Dato un numero p di core, il tempo di esecuzione della versione seriale del programma corrisponderà quindi a:

$$T_{\text{serial}} = (1 - \alpha) \cdot T_{\text{parallel}} + \alpha p \cdot T_{\text{parallel}} = (1 - \alpha)t + \alpha pt$$

implicando quindi che la velocizzazione sia:

$$S = \frac{T_{\text{serial}}}{T_{\text{parallel}}} = \frac{(1 - \alpha)t + \alpha pt}{t} = (1 - \alpha) + \alpha p$$

e quindi che l'efficienza sia:

$$E = \frac{S}{p} = \frac{(1 - \alpha) + \alpha p}{p} = \frac{1 - \alpha}{p} + \alpha$$

- Di conseguenza, all'aumentare del numero di core si ha che:

$$\lim_{p \rightarrow +\infty} E = \lim_{p \rightarrow +\infty} \frac{1 - \alpha}{p} + \alpha = \alpha$$

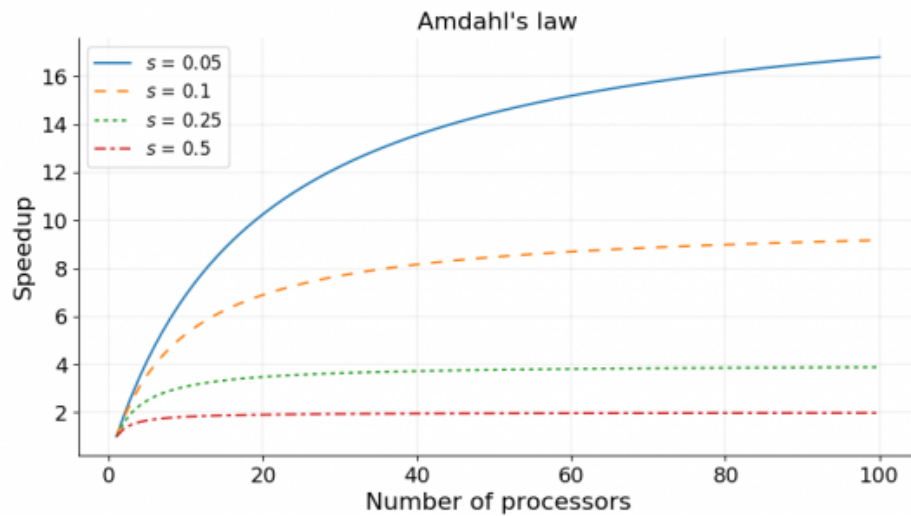
□

Definizione 10: Scalabilità

Definiamo un problema come **scalabile** se è possibile gestire sue istanze di dimensioni crescenti senza avere impatti sull'efficienza

Se l'**efficienza** di un programma rimane **fissa** con un numero crescente di processori utilizzati ma dimensioni del problema costanti, il problema risulta avere **scalabilità forte**, poiché ciò implica che le dimensioni del problema non vengano compensate dal numero di thread/core e quindi che esse non abbiano impatto sull'efficienza.

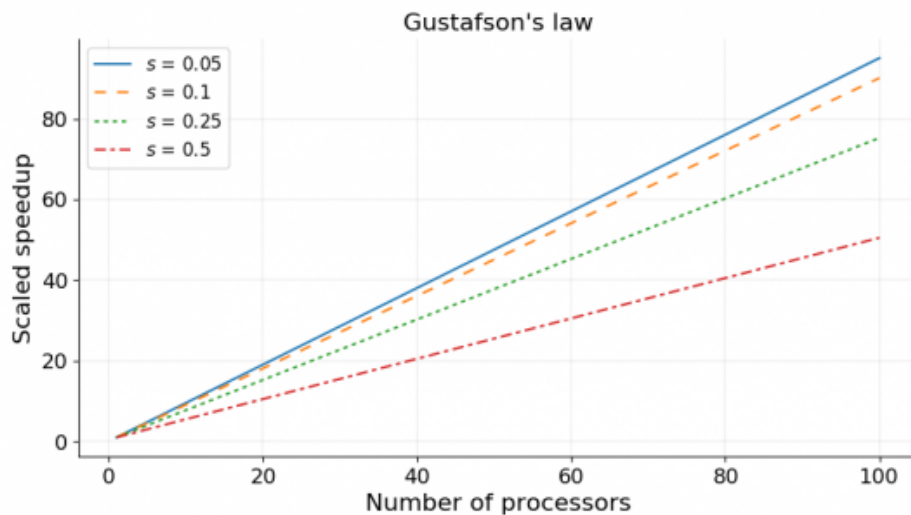
Risulta quindi evidente che la **legge di Amdahl** abbia una **forte scalabilità**:



dove s è la percentuale di lavoro sequenziale svolto.

Se invece l'**efficienza** di un programma rimane **fissa** con un numero crescente di processori utilizzati e dimensioni del problema, il problema risulta avere **scalabilità forte**, poiché ciò implica che le dimensioni del problema debbano essere compensate dal numero di thread/core e quindi che esse abbiano un grande impatto sull'efficienza.

Risulta quindi evidente che la **legge di Gustafson** abbia una **scalabilità debole**:



dove s è la percentuale di lavoro sequenziale svolto.

1.2.3 Design pattern di programmi paralleli

Per **parallelizzare** un programma sequenziale, viene solitamente utilizzata la **metodologia di Foster**, composta da quattro fasi:

1. **Partizionamento**: la computazione e i dati su cui operare vengono suddivisi in task di piccole dimensioni, cercando di prioritizzare la loro esecuzione parallela
2. **Comunicazione**: vengono determinati quali comunicazioni debbano essere effettuate tra le varie task
3. **Agglomerazione**: alcune task vengono combinate con le task con cui dovrebbero comunicare
(es: se la task B deve necessariamente attendere che la task A sia completata, la scelta migliore potrebbe essere quella di combinarle in un'unica task poiché esse sarebbero comunque non parallelizzabili tra loro)
4. **Mappature**: le task rimanenti vengono assegnate ai processi/thread, cercando di minimizzare le comunicazioni e di bilanciare il carico di lavoro

Per quanto riguarda la **strutturazione** della modalità di parallelismo di un programma, essi possono rientrare in due categorie:

- **Globally Parallel, Locally Sequential (GPLS)**: l'applicazione è in grado di svolgere task parallelamente, dove ogni task in se svolge del lavoro sequenziale.

Rientrano in tale categoria i programmi basati sui modelli:

- **Single Program Multiple Data (SPMD)**, dove viene inizializzato il programma procedendo con l'enumerazione tramite ID dei processi/thread utilizzati, i quali verranno eseguiti parallelamente tramite i vari branch, per poi terminare il programma una volta che essi hanno concluso
- **Multiple Programs Multiple Data (MPMD)**, identici al quelli basati sul modello SPMD, ma utilizzando programmi multipli
- **Master-Worker**: uno o più processi/thread master si occupano di assegnare lavoro ai processi/thread worker, collezionandone i risultati ed eseguendo operazioni di I/O per essi. Al fine di ridurre il bottleneck tra master e worker, è richiesta la strutturazione di una gerarchia basata su più livelli (dunque alcuni worker saranno anche i master di altri worker e così via)
- **Map-Reduce**: variante del modello Master-Worker, dove i worker possono eseguire solo due tipi di task:
 - * **Map**: viene utilizzata una funzione su dei dati, generando un risultato parziale
 - * **Reduce**: viene derivato un risultato completo da risultati parziali

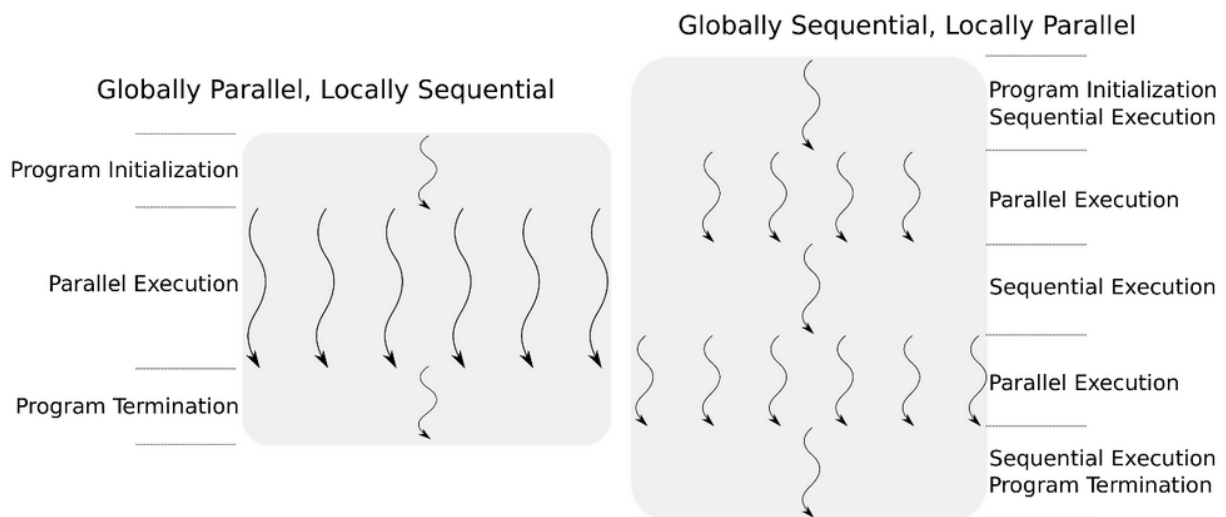
- **Globally Sequential, Locally Parallel (GSLP)**: l'applicazione esegue codice sequenziale, le cui parti individuali vengono svolte in parallelo quando richiesto.

Rientrano in tale categoria i programmi basati sui modelli:

- **Fork-Join**: vi è un singolo processo/thread genitore e i processi/thread figli vengono creati dinamicamente per eseguire task quando necessario. Il genitore può terminare l'esecuzione solo se tutti i figli hanno concluso le loro task
- **Loop parallelism**: le iterazioni dei loop vengono "suddivise" manipolando le variabili di controllo.

(es: un loop di 100 iterazioni viene sostituito con due loop da 50 iterazioni eseguibili in parallelo)

Tale modello viene solitamente utilizzato per la migrazione di vecchi software sequenziali che si preferisce non riscrivere da capo, risultando tuttavia poco efficienti



2

Libreria MPI

2.1 Introduzione ad MPI

Il protocollo **Message Passing Interface (MPI)** è un protocollo di comunicazione per sistemi paralleli in grado di supportare sia la comunicazione punto-punto sia la comunicazione collettiva. In particolare, MPI supporta i programmi basati sui **modelli SPMD e MPMD**.

Su sistemi Linux è possibile installare la libreria `mpi` del linguaggio C tramite il seguente comando:

```
sudo apt install openmpi
```

Una volta installata, tramite il wrapper `mpicc` è possibile compilare programmi scritti con tale libreria:

```
mpicc -g -Wall <source_file> -o <output_file>
```

I programmi compilati con `mpicc` possono essere comodamente avviati con un **numero variabile di processi** eseguenti il codice definito nel programma:

```
mpirun -n <processes_number> <executable>
```

Inoltre, è possibile avviare un programma MPI anche su **host distribuiti**, permettendo persino di scegliere come vengano suddivisi i processi avviati

(es: `mpirun -n 10 -host node1:4,node2:3,node3:3 ./mpi_hello`)

Ogni processo avviato viene identificato da un intero non negativo detto **rank**.

Le funzioni, variabili e costanti definite da MPI sono identificate dal **prefisso MPI_**, dove la prima lettera a seguito del trattino basso è in maiuscolo.

Per poter realizzare una porzione di codice con MPI, vengono tale codice deve essere racchiuso tra le seguenti direttive:

- **MPI_Init**, la quale effettua il necessario setup per poter eseguire codice MPI

```
int MPI_Init(
    int*    argc_p,    // in/out
    char*** argv_p     // in/out
)
```

- **MPI_Finalize**, la quale effettua il necessario cleanup delle allocazioni svolte da MPI

```
int MPI_Finalize()
```

Un programma MPI, per tanto, comprende la seguente struttura base:

```
#include <mpi.h>
...

int main(int argc, char* argv[]){
    MPI_Init(&argc, &argv);

    ...
    //MPI calls are done ONLY here
    ...

    MPI_Finalize();
    ...

    return 0;
}
```

2.2 Comunicazione punto-punto

Definizione 11: Comunicatore

Definiamo come **comunicatore** un canale di comunicazione al quale hanno accesso alcuni (o tutti) processi, tramite quale essi possono scambiarsi messaggi

Osservazione 2

Quando viene chiamata la direttiva `MPI_Init()`, viene creato un **comunicatore di default** chiamato `MPI_COMM_WORLD` il quale è composto da tutti i processi creati all'avvio del programma

Per effettuare comunicazioni **punto-punto** tra i processi, vengono fornite le seguenti direttive base:

- **MPI_Comm_size** restituisce il numero di processi del comunicatore dato in input

```
int MPI_Comm_size(  
    MPI_Comm    comm,      // in  
    int*        comm_size  // out  
)
```

- **MPI_Comm_rank** restituisce il rank all'interno del comunicatore del processo chiamante (potrebbe cambiare in base al comunicatore)

```
int MPI_Comm_rank(  
    MPI_Comm    comm,      // in  
    int*        my_rank_o  // out  
)
```

- **MPI_Send** permette di inviare un messaggio ad un processo sul comunicatore designato.

```
int MPI_Send(  
    void*        msg_buf_p, // in  
    int          msg_size,  // in  
    MPI_Datatype msg_type,  // in  
    int          dest,      // in  
    int          tag,       // in  
    MPI_Comm     comm       // in  
)
```

- **MPI_Recv** permette di ricevere un messaggio inviato da un processo sul comunicatore designato

```
int MPI_Recv(  
    void*        msg_buf_p, // out  
    int          buf_size,  // in  
    MPI_Datatype buf_type,  // in  
    int          source,    // in  
    int          tag,       // in  
    MPI_Comm     comm,      // in  
    MPI_Status*  status_p   // in  
)
```

Di seguito viene mostrato il programma `mpi_hello`, un esempio basilare di programma scritto tramite MPI:

```
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <mpi.h>

#define MAX_STRING 100;

int main(){
    char greeting[MAX_STRING]; //string buffer
    int comm_sz;    //number of processes
    int my_rank;    //private process rank

    MPI_Init(NULL, NULL);
    MPI_Comm_size(MPI_COMM_WORLD, &comm_sz);
    MPI_Comm_rank(MPI_COMM_WORLD, &my_rank);

    if(my_rank != 0){
        sprintf(greeting, "Greetings from process %d of %d!",
            my_rank, comm_sz);
        MPI_Send(greeting, strlen(greeting)+1, MPI_CHAR, 0,
            0, MPI_COMM_WORLD);
    }
    else{
        printf("Greetings from process %d of %d!", my_rank, comm_sz);
        for(int i = 1; i < comm_sz, i++){
            MPI_Recv(greeting, MAX_STRING, MPI_CHAR, i, 0,
                MPI_COMM_WORLD, MPI_STATUS_IGNORE);
            printf("%s\n", greeting);
        }
    }

    MPI_Finalize();
    return 0;
}
```

Eseguendo il comando `mpiexec -n 1 ./mpi_hello`, l'output sarà:

```
Greetings from process 0 of 1!
```

mentre tramite `mpiexec -n 4 ./mpi_hello`, l'output sarà:

```
Greetings from process 0 of 1!
Greetings from process 1 of 1!
Greetings from process 2 of 1!
Greetings from process 3 of 1!
```

Osservazione 3: Ordine di invio

La libreria MPI richiede che i messaggi siano **non sorpassanti**, ossia che nel caso in cui un processo invii più messaggi allo stesso processo, il primo messaggio dovrà arrivare prima del secondo.

Tuttavia, ciò non è richiesto nel caso in cui siano più processi ad inviare messaggi allo stesso processo

La libreria MPI fornisce anche dei **datatype** equivalenti ai principali datatype del linguaggio C. A differenza di quest'ultimi, i datatype di MPI vengono gestiti internamente da MPI stesso, venendo ottimizzati in base all'architettura.

Datatype MPI	Datatype C
MPI_CHAR	signed char
MPI_SHORT	signed short int
MPI_INT	signed int
MPI_LONG	signed long int
MPI_LONG_LONG	signed long long int
MPI_UNSIGNED_CHAR	unsigned char
MPI_UNSIGNED_SHORT	unsigned short int
MPI_UNSIGNED_INT	unsigned int
MPI_UNSIGNED_LONG	unsigned long int
MPI_UNSIGNED_FLOAT	unsigned float
MPI_UNSIGNED_DOUBLE	unsigned double
MPI_UNSIGNED_LONG_DOUBLE	unsigned long double
MPI_UNSIGNED_BYTE	
MPI_UNSIGNED_PACKED	

Osservazione 4: Message matching

Un messaggio viene ricevuto **correttamente** se:

- Il datatype dell'invio è uguale al datatype del ricevimento
- La dimensione del messaggio inviato è minore del buffer del ricevimento

Un destinatario può ricevere un messaggio anche senza essere a conoscenza della dimensione del messaggio, del mittente del messaggio (tramite `MPI_ANY_SOURCE`) o il tag del messaggio (tramite `MPI_ANY_TAG`)

In particolare, la prima informazione è ottenibile tramite la direttiva `MPI_Get_count()`, mentre le altre due informazioni sono ottenibili tramite l'argomento di tipo `MPI_Status*` della direttiva `MPI_Recv()`.

Per loro natura stessa, le direttive di invio e ricevimento presentano alcune problematiche:

- `MPI_Send()` potrebbe comportarsi diversamente in base alla dimensione del buffer, a discontinuità e blocchi della comunicazione
- `MPI_Recv()` rimarrà in attesa finché non avverrà un message matching con tale chiamata
- Se una chiamata `MPI_Send()` viene bloccata e non vi è un `MPI_Recv()` corrispondente, il processo mittente può rimanere in attesa infinita
- Se una chiamata `MPI_Send()` viene bufferizzata e non vi è un `MPI_Recv()` corrispondente, il messaggio verrà perso
- Se il rank del processo destinatario è lo stesso del processo mittente, il processo rimarrà in attesa infinita o riceverà un messaggio casuale da parte di un altro processo

La maggior parte dei programmi MPI permettono solo al processo 0 di leggere da `stdin`, per poi condividere i dati letti tramite `MPI_COMM_WORLD`:

Una corretta funzione per la lettura di input viene pertanto strutturata come segue:

```
void Get_input(
    int    my_rank,    // in
    int    comm_sz,    // in
    double* a_p,       // out
    double* b_p,       // out
    int*    n_p        // out
){
    if(my_rank == 0){
        printf("Enter the values of a, b and n: ");
        scanf("%lf %lf %d", a_p, b_p, n_p);
        for(int dest = 1; dest < comm_sz; dest++){
            MPI_Send(a_p, 1, MPI_DOUBLE, dest, 0, MPI_COMM_WORLD);
            MPI_Send(b_p, 1, MPI_DOUBLE, dest, 0, MPI_COMM_WORLD);
            MPI_Send(n_p, 1, MPI_INT, dest, 0, MPI_COMM_WORLD);
        }
    }
    else{
        MPI_Recv(a_p, 1, MPI_DOUBLE, 0, 0, MPI_COMM_WORLD,
            MPI_STATUS_IGNORE);
        MPI_Recv(b_p, 1, MPI_DOUBLE, 0, 0, MPI_COMM_WORLD,
            MPI_STATUS_IGNORE);
        MPI_Recv(n_p, 1, MPI_INT, 0, 0, MPI_COMM_WORLD,
            MPI_STATUS_IGNORE);
    }
}
```