Università di Pisa

Dipartimento di Informatica
Corso di Laurea Triennale in Informatica

Corso 2° anno - 9 CFU

Paradigmi di programmazione

Professore:
Prof. Paolo Milazzo

Autore:
Filippo Ghirardini

Anno Accademico 2023/2024

Contents

1 Lambda calcolo **2**

2 Sistemi di tipi **3**
2.1 Perché? . . . 3
2.2 Cosa sono i tipi? . . . 3
2.3 Come funziona? . . . 3
2.4 Come si progetta? . . . 4
2.4.1 Specifiche del linguaggio . . . 4
2.4.2 Regole di valutazione . . . 4
2.4.3 Type checking . . . 4
2.4.4 Composizionalità . . . 4
2.5 Dimostrazione . . . 5
2.5.1 Progresso . . . 5
2.5.2 Conservazione . . . 5
2.6 Lambda calcolo tipato . . . 6
2.6.1 Sintassi . . . 6
2.6.2 Semantica . . . 6
2.6.3 Ambiente dei tipi . . . 6
2.6.4 Type checker . . . 7
2.6.5 Correttezza . . . 7
2.6.6 Estensioni . . . 8
2.6.7 Ricorsione . . . 8

3 Object Oriented Programming **10**
3.1 Java Generics . . . 10
3.2 Java Collection Framework . . . 10
3.2.1 Iteratori . . . 11

4 Garbage collection **12**
4.1 Allocazione heap . . . 12
4.2 Frammentazione . . . 12
4.3 Algoritmi . . . 12
4.3.1 Reference counting . . . 12
4.3.2 Tracing . . . 13
4.3.3 Generational GC . . . 13

5 Programmazione concorrente **14**
5.1 Comunicazione tra processi . . . 15
5.1.1 Shared memory . . . 15
5.1.2 Message passing . . . 15

1 Lambda calcolo

2 Sistemi di tipi

2.1 Perché?

Dato che nel lambda calcolo i programmi e i valori sono funzioni possiamo facilmente scrivere programmi che non sono corretti rispetto all'uso inteso dei valori. Ad esempio:

Esempio 2.1 (Errore tipi)**.** Nella seguente espressione si può applicare 0 a *False*, ottenendo quindi un risultato che però non ha alcun senso:

$$False\, 0 = (\lambda t.\lambda f.f)(\lambda z.\lambda s.z) \to \lambda f.f \tag{1}$$

Analogamente per una macchina tutto è un bit: istruzioni, dati e operazioni. Un esempio più pratico è il seguente:

Esempio 2.2. L'istruzione nel corpo dell'*if* contiene un errore di tipo (stringa divisa per un intero). Se non avessimo il controllo dei tipi l'unico modo per scoprire l'errore sarebbe eseguire numerosi test per riuscire a coprire tutte le possibilità, fino ad entrare nel corpo dell'*if*. Richiederebbe tempo e risorse e non ci garantisce neanche la certezza di aver provato tutti i casi possibili.

```
if (condizione_complicata) {
  return "hello"/10;
}
```

Se in certi linguaggi di programmazione ci troveremmo davanti ad errori di esecuzione, in altri (come ad esempio JavaScript) otterremmo un errore nel risultato in quanto l'interprete proverebbe a fare un cast manuale.
Concludendo, la mancanza di **type safety** aumenta il numero di bug, rendendo così un software meno funzionale e più vulnerabile.

2.2 Cosa sono i tipi?

I **sistemi di tipo** sono meccanismi che permettono di rilevare in anticipo errori di programmazione.

Definizione 2.1 (Tipo)**.** *Il tipo è un* ***attributo*** *di un dato che descrive come il linguaggio di programmazione permetta di usare quel particolare dato.*

Un tipo serve quindi a limitare i valori che un'espressione può assumere, che operazioni possono essere effettuate sui dati e in che modo questi ultimi possono essere salvati.

Definizione 2.2 (Sistema dei tipi)**.** *Un sistema dei tipi è un metodo* ***sintattico***, ***effettivo*** *per dimostrare l'assenza di comportamenti anomali del programma* ***strutturando*** *le operazioni del programma in base ai tipi di valori che calcolano.*

Analizziamo i tre aspetti:

- *Sintattico*: l'analisi viene effettuata dal punto di vista sintattico
- *Effettivo*: si può definire un algoritmo che effettui questa analisi
- *Strutturale*: i tipi assegnati si ottengono in maniera **composizionale** dalle sottoespressioni.

2.3 Come funziona?

Un sistema dei tipi associa dei tipi ai valori calcolati. Esaminando il flusso dei valori calcolati prova a dimostrare che non avvengano errori (di tipo, non in generale)facendo un controllo, che può avvenire in due modi:

- *Statico*: avviene in fase di compilazione, non degradando le prestazioni
- *Dinamico*: avviene in fase di esecuzione e aumenta il tempo di esecuzione

2.4 Come si progetta?

2.4.1 Specifiche del linguaggio

Prendiamo come esempio il seguente **linguaggio**:

Espressioni	**Valori**	**Valori numerici**	**Tipi**
E::=	V::=	NV::=	T::=
true	true	$0\|1\|2\|\ldots$	Bool
false	false		Nat
NV	NV		
if E then E else E			
succ E			
pred E			
isZero E			

2.4.2 Regole di valutazione

Avremo le seguenti **regole di valutazione**:

$$if\ true\ then\ E1\ else\ E2 \to E1 \tag{2}$$

$$if\ false\ then\ E1\ else\ E2 \to E2 \tag{3}$$

$$\frac{E \to E'}{if\ E\ then\ E1\ else\ E2 \to if\ E'\ then\ E1\ else\ E2 \to E1} \tag{4}$$

$$\frac{E \to E'}{succ\ E \to succ\ E'} \qquad \frac{m = n + 1}{succ\ E \to succ\ E'} \tag{5}$$

$$\frac{E \to E'}{pred\ E \to pred\ E'} \qquad \frac{n > 0,\ m = n - 1}{pred\ n \to m} \qquad pred\ 0 \to 0 \tag{6}$$

$$\frac{E \to E'}{isZero\ E \to isZero\ E'} \qquad isZero\ 0 \to true \qquad \frac{n > 0}{isZero\ n \to false} \tag{7}$$

2.4.3 Type checking

Il **controllo di tipo** definisce una relazione binaria (E, T) che associa il tipo T all'espressione E. Questo ha due caratteristiche principali:

- Utilizza il *metodo sintattico*
- Le regole sono definite per *induzione strutturale* sul programma

Le regole sono le seguenti:

$$true : Bool \qquad false : Bool \qquad n : Nat \tag{8}$$

$$\frac{E : Nat}{succ\ E : Nat} \qquad \frac{E : Nat}{pred\ E : Nat} \qquad \frac{E : Nat}{isZero\ E : Bool} \tag{9}$$

$$\frac{E : Bool, E1 : T, E2 : T}{if\ E\ then\ E1\ else\ E2} \tag{10}$$

2.4.4 Composizionalità

I sistemi di tipo sono **imprecisi**: non definiscono esattamente quale tipo di valore sarà restituito da ogni programma, ma solo un'**approssimazione conservativa**.

Esempio 2.3. La seguente espressione:

$$if\ E\ then\ 0\ else\ false \tag{11}$$

potrebbe restituire come risultato sia un *Bool* che un *Nat* a seconda del valore di *E*. Il controllo dei tipi quindi non permetterà che possano esserci due risultati diversi, riducendo la precisione ma mantenendo la sicurezza.

Questo avviene proprio per garantire la **composizionalità**, infatti ad esempio la regola dell'equazione 10 necessita che $E1$ ed $E2$ abbiano lo stesso tipo.

2.5 Dimostrazione

La **correttezza** del sistema di tipo è espressa da due proprietà:

- Progresso
- Conservazione

2.5.1 Progresso

Definizione 2.3 (Progresso)**.** *Se $E : T$ allora E è un valore oppure $E \to E'$ per una qualche espressione E'.*

In pratica, un'espressione ben tipata non si blocca a run-time. Può fare sempre un passo a meno che non sia un valore.

Proof. Utilizziamo l'induzione sulla struttura di derivazione di $E : T$.
I *casi base* sono i seguenti:

- $true : Bool$
- $false : Bool$
- $0|1|1| \ldots : Nat$

I *casi induttivi* sono tutti molto simili, vediamo quello per la formula 10.
Per *ipotesi induttiva* abbiamo due casi:

- $E1$ è un valore. In questo caso deve essere $true$ o $false$ e le regole della semantica fanno fare un **passo** del tipo $E \to E1$ o $E \to E2$
- Esiste $E4$ tale che $E1 \to E4$. In questo caso si applica la regola 4 e si esegue un **passo**.

□

2.5.2 Conservazione

Definizione 2.4 (Conservazione)**.** *Se $E : T$ e $E \to E'$ allora $E' : T$.*

In pratica i tipi sono preservati dalle regole di esecuzione.

Proof. Utilizziamo l'induzione come nella precedente dimostrazione.
I *casi base* sono immediati: $true$, $false$ e $0|1|2| \ldots$ sono valori e di conseguenza non fanno nessun passo.
Anche qui per i *casi induttivi* vediamo quello per la formula 4. Per l'ipotesi induttiva abbiamo due casi:

- $E1$ è un valore:
  - $true$: in questo caso $E \to E2$ e sappiamo già per ipotesi induttiva che $E2 : T$ (sappiamo che il passo ha successo)
  - $false$: in questo caso $E \to E3$ e $E3 : T$
- Esiste $E4$ tale che $E1 \to E4$. Questo implica:

  $$E = if\ E1\ then\ E2\ else\ E3 \to if\ E4\ then\ E2\ else\ E3$$

  Dato che per ipotesi induttiva $E1 : Bool$ abbiamo che $E4 : Bool$ e, grazie alle derivazioni che valgono per ipotesi $E2 : T$ e $E3 : T$, possiamo derivare applicando la regola 10.

□

2.6 Lambda calcolo tipato

Nel nostro caso descriveremo il lambda calcolo tipato con valori di tipo *booleano* e *funzione*.

2.6.1 Sintassi

Tipi	**Linguaggio**	**Valori**
$\tau ::=$	$e ::=$	$V ::=$
$Bool$	x	$fun\, x : \tau = e$
$\tau \to \tau$ [1]	$fun\, x : \tau = e$	$true$
	$Apply(e, e)$	$false$
	$true$	
	$false$	
	if e then e else e	

2.6.2 Semantica

Di seguito le regole della semantica del linguaggio:

$$Apply(fun\, x : \tau = e_1, v) \to e_1\{x := v\} \tag{12}$$

$$\frac{e_1 \to e'}{Apply(e_1, e_2) \to Apply(e', e_2)} \tag{13}$$

$$\frac{e2 \to e'}{Apply(v, e2) \to Apply(v, e')} \tag{14}$$

A questi corrisponde la *β-riduzione* con strategia call-by-value vista nel lambda calcolo.

$$\frac{e_1 \to e_4}{if\ e_1\ then\ e_2\ else\ e_3 \to if\ e_4\ then\ e_2\ else\ e_3} \tag{15}$$

$$if\ true\ then\ e_2\ else\ e_3 \to e_2 \tag{16}$$

$$if\ false\ then\ e_2\ else\ e_3 \to e_3 \tag{17}$$

Queste regole invece sono per le espressioni condizionali.

2.6.3 Ambiente dei tipi

L'ambiente dei tipi ci serve per tenere conto delle associazioni variabile-tipo in modo da poter eseguire correttamente le regole di semantica.
L'ambiente è una **funzione** di dominio finito e la indichiamo come:

$$\Gamma = x_1 : \tau_1, x_2 : \tau_2 \ldots x_k : \tau_k$$

Per ottenere il tipo τ_i dal valore x_i si usa la notazione

$$\Gamma(i) = \tau_i$$

Per **estendere** l'ambiente aggiungendo associazioni si usa la notazione

$$\Gamma, x : \tau$$

Per applicare l'ambiente nelle regole di semantica si usa la notazione

$$\Gamma \vdash e : \tau$$

Le regole sono applicate dal compilatore in fase di *analisi statica*. L'ambiente dei tipi è chiamato **symbol table**.

[1] Nota bene: l'associazione avviene a destra. Quindi $Bool \to Bool \to Bool = Bool \to (Bool \to Bool)$

2.6.4 Type checker

$$\Gamma \vdash true : Bool \qquad \Gamma \vdash false : Bool \qquad \frac{\Gamma(x) = \tau}{\Gamma \vdash x : \tau} \tag{18}$$

$$\frac{\Gamma \vdash e : Bool \qquad \Gamma \vdash e_1 : \tau \qquad \Gamma \vdash e_2 : \tau}{\Gamma \vdash if\ e\ then\ e_1\ else\ e_2 : \tau} \tag{19}$$

Poi abbiamo il tipo delle funzioni, ovvero $\tau_1 \to \tau_2$, ovvero prende in ingresso un argomento di tipo τ_1 e restituisce un risultato di tipo τ_2.

$$\frac{\Gamma, x : \tau_1 \vdash e : \tau_2}{\Gamma \vdash fun\ x : \tau_1 = e : \tau_1 \to \tau_2} \tag{20}$$

In pratica, estendiamo l'ambiente con il tipo dell'argomento in ingresso (che è noto), e poi troviamo il tipo dell'espressione e che sarà anche il tipo del risultato della funzione. Questa estensione "annulla" tutte le dichiarazioni precedenti della stessa funzione per questo scope.
Infine per l'applicazione delle funzioni:

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \to \tau_2 \qquad \Gamma \vdash e_2 : \tau_1}{\Gamma \vdash Apply(e_1, e_2) : \tau_2} \tag{21}$$

2.6.5 Correttezza

Dimostrazione del progresso. Utilizziamo l'induzione sulle derivazioni di tipo.
I casi base sono identici alla dimostrazione 2.5.1.
Il caso delle variabili è banale.
Il caso dell'astrazione di funzione è immediato dato che le funzioni stesse sono valori.
Per il caso dell'applicazione di funzione

$$e = Apply(e_1, e_2), \emptyset \vdash e_1 : \tau_1 \to \tau_2, \emptyset \vdash \tau_1$$

Per *ipotesi induttiva* abbiamo due casi:

- Le due espressioni possono fare un passo: applichiamo le regole di riduzione dell'applicazione e terminiamo
- Le due espressioni sono entrambi valori: dovremo avere e_1 nella forma del tipo $fun\ x : \tau_1 = e' : \tau_1 \to \tau_2$ e possiamo applicare la regola 12

□

Dimostrazione della conservazione. Si dimostra per induzione strutturale sulle regole di tipo. Anche qui il caso difficile è quello per l'applicazione

$$e = Apply(e_1, e_2)$$

Quindi vale che:

$$\Gamma \vdash e : \tau$$
$$\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \to \tau_2$$
$$\Gamma \vdash e_2 : \tau_2$$
$$\tau = \tau_2$$
$$e \to e'$$

Dobbiamo dimostrare che:

$$\Gamma \vdash e' : \tau_2$$

La seconda affermazione comporta che

$$e_1 = fun\ x : \tau_1 = e_3 \qquad \Gamma, x : \tau_1 \vdash e_3 : \tau_2$$

che però non è ciò che ci serve: noi vogliamo ottenere

$$e' = e_3\{x := e_2\}$$

Dobbiamo in qualche modo eseguire la sostituzione, e per questo usiamo un lemma ad hoc:

Lemma 2.6.5.1 (Substitution lemma)**.** I tipi sono preservati dall'operazione di sostituzione.

$$\Gamma, x : \tau_1 \vdash e : \tau$$
$$\Gamma \vdash e_1 : \tau_1$$
$$\Gamma \vdash e\{x = e_1\} : \tau$$

Per dimostrarlo si usa l'induzione sulla derivazione del primo punto.

□

2.6.6 Estensioni

Cambiamo la sintassi del linguaggio per implementare le *operazioni numeriche* e le *dichiarazioni locali*:

$e ::=$	Espressioni
x	Variabili
$fun\, x : \tau = e$	Funzioni
$Apply(e, e)$	Applicazioni
$true$	Costante true
$false$	Costante false
n	Costanti numeriche
$e \oplus e$	Operazioni binarie
if e then e else e	Condizionale
$let\, x = e_1\, in\, e_2 : \tau_2$	Dichiarazioni locali

Aggiungiamo le seguenti regole di valutazione:

$$\frac{e_1 \to e'}{let\, x = e_1\, in\, e_2 : \tau_2 \to let\, x = e'\, in\, e_2 : \tau_2} \tag{22}$$

$$let\, x = v\, in\, e_2 : \tau_2 \to e_2\{x = v\} : \tau_2 \tag{23}$$

E le seguenti regole di tipo:

$$\Gamma \vdash n : Nat \tag{24}$$

$$\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \qquad \Gamma \vdash e_2 : \tau_2 \qquad \frac{\oplus : \tau_1 \times \tau_2 \to \tau}{\Gamma \vdash e_1 \oplus e_2 : \tau} \tag{25}$$

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \qquad \Gamma, x : \tau_1 \vdash e_2 : \tau_2}{let\, x = e_1\, in\, e_2 : \tau_2} \tag{26}$$

2.6.7 Ricorsione

Nel lambda calcolo tipato non possiamo utilizzare il combinatore Ω.
Dobbiamo quindi introdurre un generatore **aux** che, applicato ad una funzione iE approssima il comportamento di una ipotetica funzione (ad esempio $isEven$) fino a n. $iE\, k$ con $k \leq n$ restituisce il valore calcolato da $isEven\, k$. Allora $aux\, iE\, k$ restituisce una migliore approssimazione di $isEven$ fino a $k+2$.

```
let aux = fun f:Nat -> Bool =
   fun x:Nat=
      if (isZero x) then true else
      if (isZero(pred x)) then false else
         f(pred(pred x))
aux: (Nat -> Bool) -> Nat -> Bool
```

Aggiungiamo al linguaggio un costrutto *fix* tale che $isEven = fix\, aux$. Applicando *fix* ad *aux* si ottiene il limite delle approssimazioni, ovvero il **punto fisso**.
Estendiamo la sintassi aggiungendo $fix\, e$, le seguenti regole di valutazione

$$\frac{e \to e'}{fix\, e \to fix\, e'} \tag{27}$$

$$fix(fun\, f : \tau = e) \to e[f = (fix(fun\, f : \tau = e))] \tag{28}$$

e le regole di tipo

$$\frac{\Gamma \vdash e : \tau \to \tau}{\Gamma \vdash fix\, e : \tau} \tag{29}$$

La versione semplificata della sintassi, che poi viene usata anche in Ocaml, è la seguente:

```
let rec x: <Type> = e in e'
```

che corrisponde a

```
let x = fix (fun x: <Type> = e) in e'
```

Esempio 2.4 (Esempio ricorsione semplificata)**.**

```
let rec isEven: Nat -> Bool =
   fun x:Nat =
      if(isZero x) then true else
      if (isZero (pred x)) then false
      else isEven(pred (pred x))
in isEven 7;
```

3 Object Oriented Programming

3.1 Java Generics

Quando dobbiamo scrivere più strutture dati che si differiscono tra loro, possiamo generalizzare usando i *generics*, ovvero definendo le classi con una variabile di tipo che verrà istanziata quando creo la struttura.
Possiamo quindi usare i generics (più di uno) sia nella dichiarazione di classi che di interfacce.

Esempio 3.1.

```
class NewSet<T> implements Set<T> {
  List<T> theRep;
  T lastItemInserted;
}
```

Di seguito alcuni token specifi per i generics di Java:

- **extends** usato dopo un generics ne definisce l'*upper bound*
- **super** usato dopo un generics ne definisce il *lowe bound*
- **?** indica un tipo di cui non si è a conoscenza

Se usiamo come generico un tipo che è **sottotipo** di un altro, le strutture composte da questi tipi **NON** sono l'uno sottotipo dell'altro. Si dice quindi che Java è **invariante**:

$$T2 <: T3 \not\Longrightarrow T1 < T2 > <: T1 < T3 >$$

Note 3.1.1 (Varianza per tipi)**.** *Sia $A(T)$ un tipo definito usando il tipo T:*

- *A è **covariante** se $T <: S \implies A(T) <: A(S)$*
- *A è **contravariante** se $T <: S \implies A(S) <: A(T)$*
- *A è **bivariante** se è sia covariante e contravariante*
- *A è **invariante** se non è covariante e conntravariante*

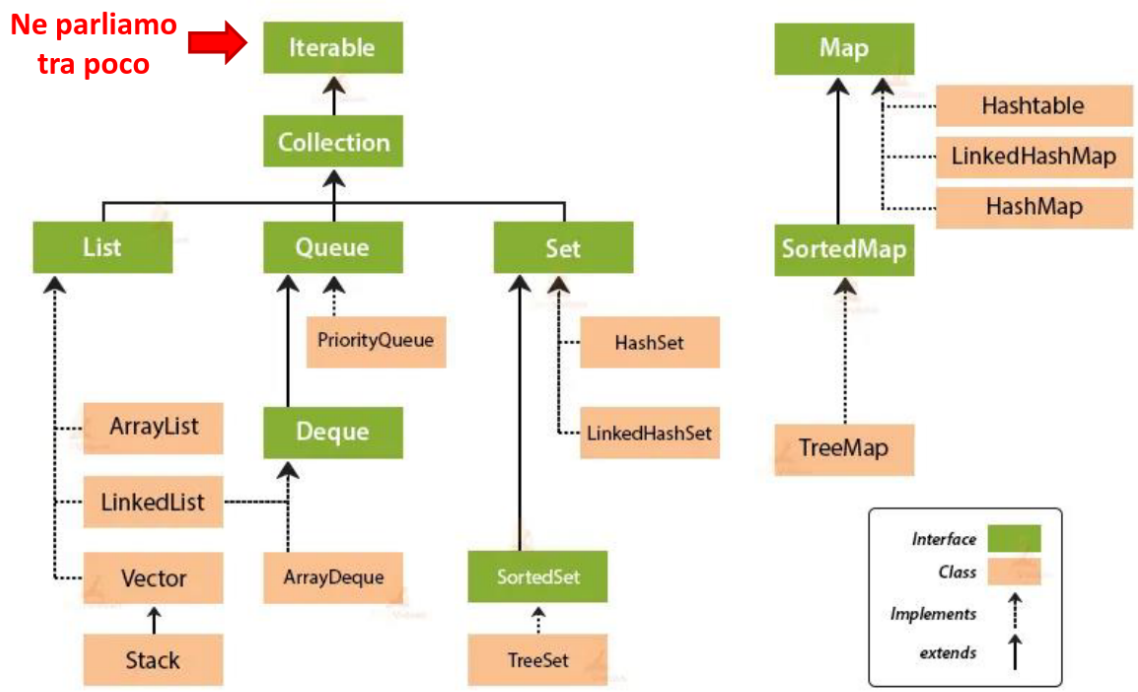
Avendo Java delle strutture modificabili e la possibilità di creare alias con tipi diversi, è necessario che sia invariante. Al contrario OCaml è **covariante** poichè non ha queste caratteristiche.

Note 3.1.2 (Type erasure)**.** *Se invece di guardare alle strutture che usano i generics guardiamo gli array di tipi diversi, in quest'ultimo caso abbiamo la covarianza. Questa scelta implementativa c'è per due motivi:*

- *I generics sono stati implementati per permettere di controllare i tipi mentre gli array no*
- *I generics sono stati implementati in Java 5 e per garantire la compatibilità del bytecode (per evitare di riscriverlo), nella fase di compilazione viene rimossa l'informazione sui tipi, non permettendo di fare controlli a runtime. Gli array al contrario, esistendo da sempre, contengono già nativamente l'informazione del tipo e possono sollevare eccezioni a runtime.*

3.2 Java Collection Framework

Contiene classi messe a disposizione da Java per gestire le strutture dati (le collezioni):



3.2.1 Iteratori

Un iteratore è un'astrazione che permette di estrarre uno alla volta gli elementi di una collezione senza esporne la rappresentazione. Generalizza la scansione linerare di array e liste a collezioni generiche.

```
public interface Iterator<E> {
   boolean hasNext();
   E next();
   void remove();
}
```

Quindi posso creare un iteratore su una certa collezione e poi usare quell'oggetto per scorrerla.
Il metodo **remove** esiste perché non si può rimuovere un oggetto dalla collezione mentre si sta visitando.
Tramite il **foreach** si può scorrere una collezione: Java sotto il cofano creerà un iteratore.

4 Garbage collection

Il sistema che si occupa di ripulire la memoria quando degli oggetti/variabili non sono più utilizzati. Gestisce quindi l'heap della memoria, che è organizzata come segue:

- *Static area*: ha dimensione fissa e i suoi contenuti sono determinati ed allocati a compilazione
- *Run-time stack*: ha dimensione variabile e gestisce i sottoprogrammi
- **Heap**: può avere dimensione fissa o variabile e gestisce gli oggetti e le strutture dati dinamiche

Evita di saturare la memoria, evita problemi alla deallocazione (memory leak, dandling problem) e risolve problemi di sicurezza (elimina dati potenzialmente sensibili rimasti in memoria).

4.1 Allocazione heap

Può avvenire in due modi:

- Allocazione con blocchi di memoria **fissa** predifiniti organizzati come una lista. Questo porta a frammentazione quando poi avvengono de-allocazioni e nuovi allocazioni (non c'è una sequenza di blocchi contigua abbastanza grande). Esistono due tecniche:
  - *First fit*: si prende il primo blocco grande abbastanza. È più veloce ma spreca più memoria.
  - *Best fit*: si prende il blocco di dimensione più piccola che sia grande abbastanza. Più lento ma più efficiente in termini di memoria.
- Allocazione con blocchi di memoria di dimensione **variabile**: i blocchi vengono creati strada facendo a seconda della dimensione necessaria e uniti quando sono contigui e di nuovo liberi. Si può comunque presentare frammentazione.

4.2 Frammentazione

Ne esistono di due tipi:

- **Interna**: quando c'è memoria in eccesso nei blocchi che vengono allocati
- **Esterna**: quando vengono lasciati blocchi di memoria non allocati tra blocchi allocati che sono troppo piccoli per essere utilizzati

4.3 Algoritmi

Il garbage collector perfetto dovrebbe avere le seguenti caratteristiche:

1. Nessun impatto visibile sulle performance
2. Opera su ogni tipo di programma e struttura dati (anche cicliche)
3. Individua il garbage in modo efficiente e veloce
4. Nessun overhead sulla gestione della memoria complessiva (caching e paginazione)
5. Gestione efficiente dell'heap (nessuna frammentazione)

4.3.1 Reference counting

Si tiene traccia del numero dei riferimenti ai blocchi allocati tramite un **contatore**. Viene inizializzato ad 1 e ad ogni copia del puntatore aumenta di 1 mentre ad ogni deallocazione decrementa. Quando arriva a 0 viene liberata la memoria.
Il problema principale che si pone con questa tecnica è il **memory leak**: ovvero quando alcuni oggetti hanno riferimenti circolari e potrebbero rimanere isolati dal resto dei puntatori ma comunque allocati. Inoltre, essendo necessario spazio per i contatori, si ha un **overhead di memoria**.

4.3.2 Tracing

Sfrutta un **grafo** di raggiungibilità. Ogni tanto interrompono l'esecuzione del programma e verificano quali riferimenti sono ancora attivi e quali no. Si risolve il problema del *memory leak* ma si presenta un **overhead di tempo**. Esistono due principali tecniche:

Definizione 4.1 (mark-sweep)**.** *Ogni cella prevede un **bit di marcatura**. Si interrompe periodicamente il programma e si scorre il grafo: parterndo dal root set si marcano le celle live (marking), poi tutte le celle non marcate sono deallocate e vengono resettati i bit (sweep).*

```
// Mark
For each root v:
   DFS(v)

function DFS(x):
   if x is a pointr into heap
      if record x is not marked
         mark x
         for each field fi of record x
            DFS(x.fi)

// Sweep
p <- first address in heap
while p < last address in heap
   if record p is marked
      unmark p
   else let f1 be the first field in p
      p.f1 <- freelist
      freelist <- p
   p <- p + (size of record p)
```

Funziona sulle strutture circolari, non ha overhead di spazio ma necessita della sospensione dell'esecuzione e non interviene sul problema della frammentazione.

Definizione 4.2 (Copy collection - Cheney algorithm)**.** *Suddividiamo l'heap in due parti:*

- ***from-space**: viene utilizzato per allocare inizialmente*
- ***to-space***

Ad ogni chiamata del garbage collector viene fatta una visita al grafo e tutti i riferimenti ancora attivi vengono spostati nell'altra area, che poi diventa quella attiva. Ciò che rimanene nella prima viene deallocato.
Il problema principale è l'overhead di memoria in quanto usa solo metà dell'heap. Migliora il problema della frammentazione perché copia in maniera allineata.

4.3.3 Generational GC

Si basa sull'idea *"most cells that die, die young"*. Viene quindi fatta una classificazione in base alla lunghezza della vita. L'heap viene diviso in **generazioni**, dove le più "giovani" vengono visitate più frequentemente. Ad ogni iterazione se qualcosa è attivo viene spostato in una generazione successiva che viene visitata meno frequentemente. Su varie generazioni vengono utilizzati algoritmi diversi di quelli elencati precedentemente.

5 Programmazione concorrente

Un **programma concorrente** contiene due o più processi che lavorano assieme per eseguire una determinata applicazione. Ogniu sottoprocesso è un programma sequenziale e comunicano tra loro tramite **shared memory** o **message passing**.

Note 5.0.1. *In realtà la programmazione concorrente è solo un'**astrazione** in quanto non è detto che i processi siano davvero in esecuzione contemporanea.*

Abbiamo due tipi di esecuzione non sequenziale:

- **Preemptive multitasking**: i processi si alternano e sono in **interleaving**.
- **Parallelismo**: ci sono più processori che eseguono più processi separatamente. Ognuno di questi può anche fare multitasking.

Entrambi sono accomunati dall'*esecuzione non sequenziale* e dal fatto che ogni sottoprocesso ha idealmente un proprio *program counter* che avanza autonomamente.
Quando due o più processi provano ad accedere alla stessa cella di memoria, il sistema operativo gestisce la cosa facendoli lavorare uno alla volta, anche nel caso del parallelismo. Per questo alla fine si può considerare l'interleaving come astrazione generale.
Per capire il risultato del sistema di transizioni di due programmi concorrenti è necessario analizzare il codice macchina e non quello ad alto livello, poiché è necessario lavorare su operazioni **atomiche**.

Esempio 5.1 (Analisi ad alto e basso livello)**.** Dato il seguente programma in pseudocodice

integer n ← 0	
p	q
p1: n ← n+1	q1: n ← n+1

avremo due possibili scenari di esecuzione entrambe con lo stesso risultato: 2.

Processo p	**Processo q**	**n**
p1: n ← n+1	q1: n ← n+1	0
END	**q1: n ← n+1**	1
END	END	2

Processo p	**Processo q**	**n**
p1: n ← n+1	**q1: n ← n+1**	0
p1: n ← n+1	END	1
END	END	2

Analizzando invece il codice a basso livello:

integer n ← 0	
p	q
p1: load R1,n	q1: load R1,n
p2: add R1,0x1	q2: add R1,0x1
p3: store R1,n	q3: store R1,n

abbiamo molti più possibili scenari, come ad esempio il seguente in cui il risultato è 1:

Processo p	**Processo q**	**n**	**p.R1**	**q.R1**
p1: load R1,n	q1: load R1,n	0	?	?
p2: add R1,0x1	**q1: load R1,n**	0	0	?
p2: add R1,0x1	q2: add R1,0x1	0	0	0
p3: store R1,n	**q2: add R1,0x1**	0	1	0
p3: store R1,n	q3: store R1,n	0	1	1
END	**q3: store R1,n**	1	1	1
END	END	1	1	1

Un modo per poter eseguire correttamente l'analisi anche su codice ad alto livello è quello di simulare manualmente il comportamento che avrebbe la macchina a basso livello oppure considerare la lettura come un'istruzione a se che richiede la sua elaborazione.

5.1 Comunicazione tra processi

I processi possono interagire tra loro per scambiarsi i dati o per sincronizzarsi. Può avvenire in due modi.

5.1.1 Shared memory

I threads possono accedere alla stessa area di **memoria** e la usano (in scrittura e lettura) per comunicare o sincronizzarsi.

Esempio 5.2 (Busy waiting)**.** Questo è un modo inefficiente di sincronizzare i thread poiché il 2 perde tempo solamente per testare il valore.

```
// Variabili globali (memoria condivisa)
int x = 0;

// Thread 1
producer() {
   int k = 6;
   x = fattoriale(k);
}

// Thread 2
consumer() {
   while(x==0) sleep(10);
   print(x);
}
```

Un'alternativa più efficiente è tramite servizi messi a disposizione dal **runtime del linguaggio**:

```
// Thread 1
producer() {
   int k = 6;
   x = fattoriale(k);
   wakeup();
}

// Thread 2
consumer() {
   if(x==0) sleep();
   print(x);
}
```

5.1.2 Message passing

I processi sono isolati tra di loro a livello di memoria ma possono inviarsi messaggi e sincronizzarsi tramite servizi di **inter-process communication** messi a disposizione dal sistema operativo.

Esempio 5.3 (IPC)**.**

```
// Processo 1
producer() {
   int k=6;
   int x=fattoriale(k);
   send(x);
}

// Processo 2
consumer() {
   int y = receive();
   print(y);
}
```