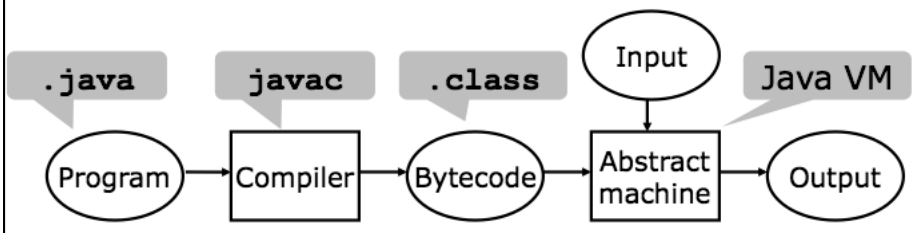
GESTIONE DINAMICA DELLA MEMORIA A HEAP (NEL LINGUAGGIO ORIENTATO AD OGGETTI)

1

Java e JVM



2

```
class Node extends Object {
  Node next;
  Node prev;
  int item;
}
```

```
class LinkedList extends Object {
  Node first, last;

  void addLast(int item) {
    Node node = new Node();
    node.item = item;
    if (this.last == null) {
      this.first = node;
      this.last = node;
    } else {
      this.last.next = node;
      node.prev = this.last;
      this.last = node;
    }
  }

  void printForwards() { ... }
  void printBackwards() { ... }
}
```

3

Bytecode

Kind	Example instructions
push constant	iconst, ldc, aconst_null, …
arithmetic	iadd, isub, imul, idiv, irem, ineg, iinc, fadd, …
load local variable	iload, aload, fload, …
store local variable	istore, astore, fstore, …
load array element	iaload, baload, aaload, …
stack manipulation	swap, pop, dup, dup_x1, dup_x2, …
load field	getfield, getstatic
method call	invokestatic, invokevirtual, invokespecial
method return	return, ireturn, areturn, freturn, …
unconditional jump	goto
conditional jump	ifeq, ifne, iflt, ifle, …; if_icmpeq, if_icmpne, …
object-related	new, instanceof, checkcast

Type prefixes: i=int, a=object, f=float, d=double, s=short, b=byte, …

4

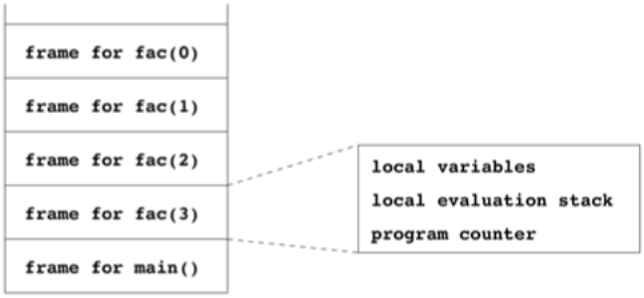
Bytecode verification

- JVM bytecode verificato staticamente prima della esecuzione:
  - Ogni istruzione deve operare sullo stack dei valori temporanei e su variabili locali rispettando i tipi
  - Ogni metodo deve usare le variabili locali che dichiara di utilizzare
  - Ogni metodo deve sollevare esattamente le eccezioni che ha dichiarato
  - :
  - :

5

Java Run Time Stack

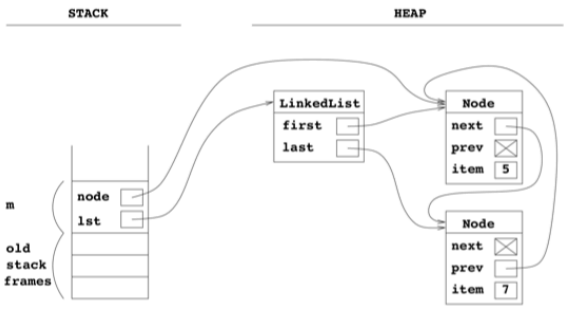
- Recod di attivazione dei metodi attivi
- Ogni attivazione include: program counter, variabili locali stack locale delle temporanee



6

Esempio


```
void m() {
  LinkedList lst = new LinkedList();
  lst.addLast(5);
  lst.addLast(7);
  Node node = lst.first;
}
```



7

.Net CLR??

- Medesima filosopia della JVM
- Standardized bytecode
- Progettato per compilare (codice intermedio) una varieta' di linguaggi (C#, VB.NET, JScript, Eiffel, F#, Python, Ruby, ...)
- Piu' complesso

8

```
static void Main(string[] args) {
   int n = int.Parse(args[0]);
   int y;
   y = 1889;
   while (y < n) {
     y = y + 1;
     if (y % 4 == 0 && y % 100 != 0 || y % 400 == 0)
       InOut.PrintI(y);
   }
   InOut.PrintC(10);
 }
```

9

```
 0 aload_0                |  IL_0000:  ldarg.0            |  args
 1 iconst_0               |  IL_0001:  ldc.i4.0           |
 2 aaload                 |  IL_0002:  ldelem.ref         |  args[0]
 3 invokestatic #2 (...)  |  IL_0003:  call       (...)   |  parse int
 6 istore_1               |  IL_0008:  stloc.0            |  n = ...
 7 sipush 1889            |  IL_0009:  ldc.i4     0x761   |
10 istore_2               |  IL_000e:  stloc.1            |  y = 1889;
11 goto 43                |  IL_000f:  br.s       IL_002f |  while (...) {
14 iload_2                |  IL_0011:  ldloc.1            |
15 iconst_1               |  IL_0012:  ldc.i4.1           |
16 iadd                   |  IL_0013:  add                |
17 istore_2               |  IL_0014:  stloc.1            |  y = y + 1;
18 iload_2                |  IL_0015:  ldloc.1            |
19 iconst_4               |  IL_0016:  ldc.i4.4           |
20 irem                   |  IL_0017:  rem                |
21 ifne 31                |  IL_0018:  brtrue.s   IL_0020 |  y % 4 == 0
24 iload_2                |  IL_001a:  ldloc.1            |
25 bipush 100             |  IL_001b:  ldc.i4.s   100     |
27 irem                   |  IL_001d:  rem                |
28 ifne 39                |  IL_001e:  brtrue.s   IL_0029 |  y % 100 != 0
31 iload_2                |  IL_0020:  ldloc.1            |
32 sipush 400             |  IL_0021:  ldc.i4     0x190   |
35 irem                   |  IL_0026:  rem                |
36 ifne 43                |  IL_0027:  brtrue.s   IL_002f |  y % 400 == 0
39 iload_2                |  IL_0029:  ldloc.1            |
40 invokestatic #3 (...)  |  IL_002a:  call       (...)   |  print y
43 iload_2                |  IL_002f:  ldloc.1            |
44 iload_1                |  IL_0030:  ldloc.0            |
45 if_icmplt 14           |  IL_0031:  blt.s      IL_0011 |  (y < n) }
48 bipush 10              |  IL_0033:  ldc.i4.s   10      |
50 invokestatic #4 (...)  |  IL_0035:  call       (...)   |  newline
53 return                 |  IL_003a:  ret                |  return
```

JVM (2003)

.NET

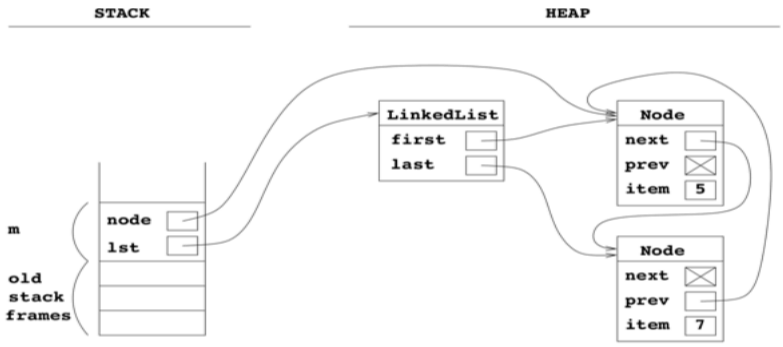
Heap e gestione dinamica della memoria

```
type heap = obj array
type pointer = int
let newpoint =   let count = ref(-1) in
  function () -> count := !count +1; !count
```

- nella implementazione corrente, gli oggetti allocati sulla heap sono realmente permanenti, poiché non esiste alcun modo di "disallocarli"
- nella tradizionale gestione della memoria a heap, la heap è gestita non come un "banale" array sequenziale ma attraverso una lista libera
  - le allocazioni sono fatte prendendo il puntatore dalla lista libera
  - esiste una operazione per restituire un elemento alla lista libera

11

Garbage collection = analizzare il grafo dello heap



12

Reference counting

- Ogni oggetto conta il numero di riferimenti: ogni assegnamento incrementa di uno questo valore, il valore viene decrementato di uno quando si elimina il riferimento
- Se il contatore diventa zero, si restituisce allo heap la memoria utilizzata
- Vantaggi
  – Semplice
- • Svantaggi
  – Spazio per il contatore
  – overgaed delle operazioni (operare sul contatore)
  – strutture circolari

13

GC: Mark and Sweep

- GC 1: marcatura
- – Trovare tutti gli oggetti attivi e marcarli
- GC 2: sweep
  – Scabdire tutti gli occetti nello heap, quelli non marcati possono essere riutilizzati
- Vantaggi
  - Facile a realizzazre una volta capito come definire gli oggettiattivi
- Svantaggi
  - Sweep opera sull'intero heap
  - Heap fragmentation

14

- Oservazione: “Most objects die young”
- Organizzare lo heap: *young* (nursery) e *old*
- Allocare nello young heap
- Se young diventa pieno spostare gli oggetti nello heap old.
- Se old diventa pieano, effettuare una GC
- Vantaggi
  - Struttura aiuta
- Svantaggi
- Frammentazione
- Una barriera di sincronizzazione per la gestione dei passaggi young → old

15

GC in real life

- Sun/Oracle Hotspot JVM
  - Three generations (0, 1, 2)
  - When gen. 0 is full, move live objects to gen. 1
  - Gen. 1 uses two-space stop-and-copy GC; when objects get old they are moved to gen. 2
  - Gen. 2 uses mark-sweep with compaction
- Microsoft .NET
  – Three generation small-obj heap + large-obj heap
  – When gen. 0 is full, move to gen. 1
  – When gen. 1 is full, move to gen. 2
  – Gen. 2 uses mark-sweep with occasional compaction
- • Mono .NET implementation

16

La gestione dello heap

```
let heapsize = 6
```

heap

```
let objects = (Array.create heapsize ((Array.create 1 "dummy"),(Array.create 1
    Unbound), Denv(-1), (Array.create 1 Undefined)) : heap)
```

- l'array parallelo utilizzato per gestire la lista libera

```
let nexts = Array.create heapsize (-1: pointer)
```

- il puntatore alla testa della lista libera

```
let next = ref((0: pointer))
```

- la heap iniziale (solo lista libera!)

```
let emptyheap() = let index = ref(0) in
    while !index < heapsize do
      Array.set nexts !index (!index + 1); Array.set marks !index false;
      index := !index + 1    done;
    Array.set nexts (heapsize - 1) (-1); next := 0;
    svuota (markstack); objects
```

17

Le operazioni sulla heap

```
let applyheap ((x: heap), (y:pointer)) = Array.get x y

let allocateheap ((x:heap), (i:pointer), (r:obj)) =
    Array.set x i r;
    next := Array.get nexts i;
    x

let disallocate (i:pointer) =
    let pre = !next in
    next := i;
    Array.set nexts i pre
```

18

La disallocazione

- nel linguaggio didattico (come in Java ed OCAML) la disallocazione non è prevista come operazione a disposizione del programmatore
- è una operazione eventualmente invocata dal sistema (implementazione!) quando la lista libera diventa vuota e non permette di allocare un nuovo oggetto
  - gli oggetti che non sono più utilizzati vengono disallocati
  - lo spazio nella heap da loro occupato è utilizzato per allocare nuovi oggetti
  - gli oggetti continuano ad essere logicamente permanenti, perché vengono eventualmente distrutti solo quando non servono più
  - gli oggetti che "non servono più" vengono determinati con una complessa procedura *(marcatura)* il cui effetto è quello di "marcare" tutti gli oggetti che servono ancora

19

Dopo la marcatura

- la marcatura setta a true il valore di un terzo array parallelo a quello di oggetti

```
let marks = Array.create heapsize false
```

- una volta effettuata la marcatura, tutti gli oggetti non marcati vengono disallocati, restituendoli alla lista libera (garbage collection!)

```
let collect = function () ->
         let i = ref(0) in
         while !i < heapsize do
           (if Array.get marks !i then (Array.set marks !i false)
             else disallocate(!i));
            i := !i +1
         done
```

20

Verso la marcatura

- l'obiettivo è quello di marcare tutti gli *oggetti attivi*
  - oggetti raggiungibili a partire dalle strutture che realizzano la pila dei records di attivazione
    - ✓ eventualmente passando attraverso altri oggetti attivi
- è necessario visitare le strutture a grafo costituite da puntatori, radicate in strutture esterne alla heap stessa (ambiente, memoria, temporanei)
- per visitare tale struttura è necessario disporre di una "pila per la marcatura" `markstack`
- dopo aver introdotto tale struttura, vedremo la procedura `markobject` che gestisce la visita della struttura di puntatori
- vedremo infine la procedura `startingpoints` che determina (e inserisce in `markstack`) tutti i puntatori contenuti in strutture esterne alla heap (punti di partenza del garbage collector)

21

Le strutture per la marcatura

```
let markstacksize = 100

let markstack = emptystack(markstacksize, (0:pointer))

let pushmarkstack (i: pointer) =
  if lungh(markstack) = markstacksize
   then failwith("markstack length has to be increased")
  else push(i, markstack)
```

22

Marcare un oggetto

```
let markobject (i: pointer) =
  if Array.get marks i then ()
  else
   (Array.set marks i true;
   let ob = Array.get objects i in
   let den = getden(ob) in
   let st = getst(ob) in
   let index = ref(0) in
   while !index < Array.length den do
     (match Array.get den !index with
         | Dobject j -> pushmarkstack(j)
         | _ -> ());
     index := !index + 1
   done;
   index := 0;
   while !index < Array.length st do
     (match Array.get st !index with
         | Mobject j -> pushmarkstack(j)
         | _ -> ());
     index := !index + 1
   done)
```

- identifico (e inserisco in `markstack`) i puntatori contenuti tra i `dval` e gli `mval` di ambiente e memoria locali dell'oggetto
- se l'oggetto era già marcato (ciclo!) non faccio niente

I punti di partenza del garbage collector

- quali strutture dello stato possono contenere puntatori alla heap?
  - solo quelle rosse

```
cstack: labeledconstruct stack stack
tempvalstack: eval stack stack
tempdvalstack: dval stack stack
labelstack: labeledconstruct stack
namestack: ide array stack
dvalstack: dval array stack
slinkstack: dval env stack
storestack: mval array stack
```

- devo cercare tutti i puntatori lì contenuti (con i prefissi-tipo `Object`, `Dobject` e `Mobject`)

I punti di partenza 1

```
let startingpoints() =
   let index1 = ref(0) in
   let index2 = ref(0) in
   (* dvalstack *)
   while !index1 <= lungh(dvalstack) do
     let adval = access(dvalstack, !index1) in
     index2 := 0;
     while !index2 < Array.length adval do
       (match Array.get adval !index2 with
            | Dobject j -> pushmarkstack(j)
            | _ -> ());
      index2 := !index2 + 1
     done;
     index1 := !index1 + 1
   done;
   index1 := 0;
   (* storestack *)
   while !index1 <= lungh(storestack) do
     let adval = access(storestack, !index1) in
     index2 := 0;
     while !index2 < Array.length adval do
       (match Array.get adval !index2 with
            | Mobject j -> pushmarkstack(j)
            | _ -> ());
      index2 := !index2 + 1
     done;
     index1 := !index1 + 1
   done;
```

25

I punti di partenza 2

```
let startingpoints() =
   let index1 = ref(0) in
   let index2 = ref(0) in
   .....
   (* tempvalstack *)
   index1 := 0;
   while !index1 <= lungh(tempvalstack) do
     let tempstack = access(tempvalstack, !index1) in
     index2 := 0;
     while !index2 <= lungh(tempstack) do
         (match access(tempstack,!index2) with
            | Object j -> pushmarkstack(j)
            | _ -> ());
      index2 := !index2 + 1
     done;
     index1 := !index1 + 1
   done;
   (* tempdvalstack *)
   index1 := 0;
   while !index1 <= lungh(tempdvalstack) do
     let tempstack = access(tempdvalstack, !index1) in
     index2 := 0;
      while !index2 <= lungh(tempstack) do
         (match access(tempstack,!index2) with
            | Dobject j -> pushmarkstack(j)
            | _ -> ());
       index2 := !index2 + 1
      done;
      index1 := !index1 + 1
    done
```

26

Allocazione di oggetti con (eventuale) recupero

```
let mark() =
  startingpoints();
  while not(empty(markstack)) do
    let current = top(markstack) in
    pop(markstack);
    markobject(current)
  done


let newpoint() = if not(!next = -1) then !next
  else
    (mark(); collect();
    if !next = -1 then failwith("the heap size is not sufficient")
    else !next)
```

27

Condizioni per poter realizzare un garbage collector

- per ogni struttura dello stato (pila dei records di attivazione) devo sapere dove possono esserci puntatori alla heap
  - per poter realizzare `startingpoints`
- per ogni struttura nella heap devo sapere dove possono esserci puntatori ad altri elementi della heap
  - per poter realizzare `markobject`

28

Digressione su altri costrutti ed altre tecniche

- la realizzazione di una gestione automatica della heap via garbage collection è stata prima di Java limitata ai linguaggi funzionali e logici
  - semplice struttura della pila dei records di attivazione
  - uniformità delle strutture allocate sulla heap (s-espressioni, termini)
- linguaggi come PASCAL, C, C++ hanno scelto di affidare al programmatore la restituzione di strutture e oggetti alla memoria libera, fornendo costrutti del tipo `free` o `dispose`
  - le strutture non sono più davvero permanenti
  - il programmatore dovrebbe eliminare una struttura solo quando essa è logicamente non più attiva (priva di cammini d'accesso)
    - ✓ è difficile tenere traccia della dinamica dei cammini d'accesso creati con i puntatori
    - ✓ un primo rischio è quello di creare *garbage*
      - se il programmatore si dimentica di restituire una struttura quando muore l'ultimo camino d'accesso
      - non essendoci altri cammini d'accesso il garbage non potrà più essere restituito
    - ✓ un secondo rischio (ben più grave!) è quello di creare *dangling references*

29

Dangling references

- quando il programmatore restituisce alla lista libera una struttura che ha ancora dei cammini d'accesso
  - l'esecuzione può finire in uno stato di errore, perché si cerca di seguire un "puntatore a nulla"
  - la cella della heap restituita potrebbe essere stata riutilizzata per allocare altre strutture, che verrebbero manipolate in modo scorretto
  - in quei casi in cui una parte del contenuto della struttura (vedi liste ed s-espressioni in LISP) è utilizzata per rappresentare la lista libera, un accesso ad un dangling reference potrebbe portare a distruggere senza rimedio gran parte della lista libera
- sono tutti errori molto difficili da localizzare anche perché non necessariamente ripetibili
  - l'effetto dipende dalle dimensioni della heap e persino da possibili esecuzioni pregresse
- ecco perché Java è tanto migliore di C++!

30

Altre gestioni da parte del sistema

- altri algoritmi di garbage collector
  - l'algoritmo di marcatura naif che abbiamo visto può essere migliorato in molti modi e vengono utilizzati molti altri algoritmi
  - segnaliamo soltanto due problemi "storici" dell'algoritmo naif
    - ✓ la marcatura richiede una pila tanto più grande quanto maggiore è il numero di strutture marcate
      - e quanto meno utile è il garbage collector
      - affrontato con l'algoritmo classico di Schorr & Waite che utilizza la struttura a grafo stessa "per ricordare quello che resta da visitare"
    - ✓ la marcatura parte quando si esaurisce la lista libera e si cerca di allocare una nuova struttura
      - a quel punto, la computazione si sospende per dare spazio alla marcatura
      - la cosa è quasi sempre visibile e può essere fastidiosa soprattutto in una applicazione interattiva
      - affrontato con i garbage collectors incrementali
- quest'ultimo problema
  - non concentrare in una unica fase temporale il costo della gestione automatica

  si può risolvere con una tecnica alternativa al garbage collector
  - i contatori di riferimento

I contatori di riferimenti

- ogni struttura allocata nella heap ha associato un contatore
  - che conta il numero di cammini d'accesso alla struttura
- tutte le operazioni che manipolano puntatori vengono appesantite
  - perché devono gestire (incrementare, decrementare) i contatori
- una struttura viene restituita alla lista libera quando il suo contatore diventa 0
  - il costo della gestione è distribuito nel tempo
  - maggiore occupazione di memoria (un intero per ogni struttura)
  - non funziona con strutture dati circolari

Heap disomogenea

- se gli elementi da allocare nella heap sono disomogenei
  - la lista libera è una lista di "blocchi" non tutti della stessa dimensione
    - ✓ all'inizio è addirittura formata da un unico blocco che contiene tutto
  - il blocco liberato da un elemento restituito non sempre va bene per allocare un nuovo elemento
- esiste un problema di politiche di allocazione e di organizzazione dell'informazione nella lista libera
  - politica "first-fit"
    - ✓ si prende il primo blocco libero sufficiente a contenere il nuovo elemento
  - politica "best-fit"
    - ✓ si prende il miglior blocco, cioè quello che produce il minore "sfrido"
    - ✓ facile da implementare, se i blocchi nella lista libera sono ordinati per dimensione
- in ogni caso, si può presentare il problema della *frammentazione*
  - la memoria ancora disponibile è divisa in blocchi così piccoli da essere inutilizzabili
  - si può tentare di risolvere il problema con il *compattamento*

33

Il compattamento

- ha come obiettivo la generazioni di blocchi più grandi
  - possibilmente uno solo!

  a partire da una heap frammentata
  - il problema esiste solo se la heap è disomogenea
- nella versione banale (compattamento parziale)
  - si fondono blocchi adiacenti
  - facile da fare, se la lista libera è ordinata per indirizzi
- nella versione complessa (compattamento totale)
  - si spostano ad una estremità tutte le strutture attive e si ricava un unico blocco di tutto quello che resta
  - più complicato ancora della marcatura, perché vanno modificati tutti i puntatori

34

Il problema del garbage e' solo di Java?

- **let x = [[1; 2; 3]; [4]] in**
  let y = [2] :: List.tl x in
  y
- **Alla fine dell'esecuzione x e' diventato garbage**

35