
Gerenciamento Automático de Memória

Garbage Collection

Guido Araújo
guido@ic.unicamp.br

Introdução

- Alocação dinâmica ocorre no chamado espaço-livre ou *heap*
- Gerenciamento compreende
 - Alocação de novos recursos
 - Recuperação de recursos não mais necessários
- Duas formas de fazer
 - Explícita:
 - Fica a cargo do programador (ex. *malloc*, *free*)
 - Automática:
 - Coletor de lixo

Introdução

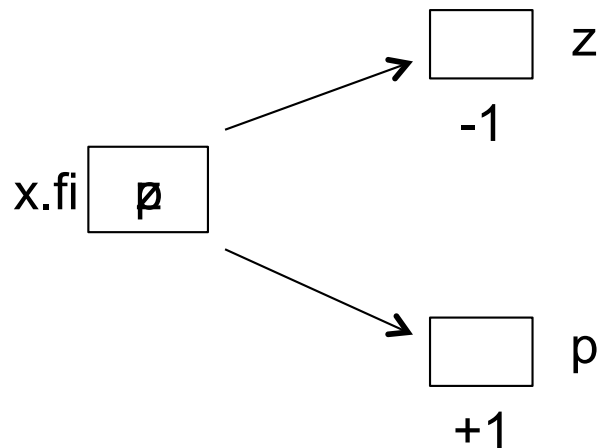
- Explícita:
 - Maior desempenho
 - Maior dificuldade
 - Mais suscetível a erros
- Automático:
 - Facilidade de desenvolvimento
 - Impacto negativo no desempenho

Contagem de Referências

- Cada objeto possui um contador
- Deve ser atualizado a cada operação
 - Nova referência criada
 - Referência antiga destruída
- O compilador gera as instruções para atualizar a contagem
- Contador = 0
 - Objeto é recuperado
 - Atualiza todos os referenciados por ele

Contagem de Referências

$x.f_i \leftarrow p$



$z \leftarrow x.f_i$

$c \leftarrow z.count$

$c \leftarrow c - 1$

$z.count \leftarrow c$

if $c = 0$ call *putOnFreelist*

$x.f_i \leftarrow p$

$c \leftarrow p.count$

$c \leftarrow c + 1$

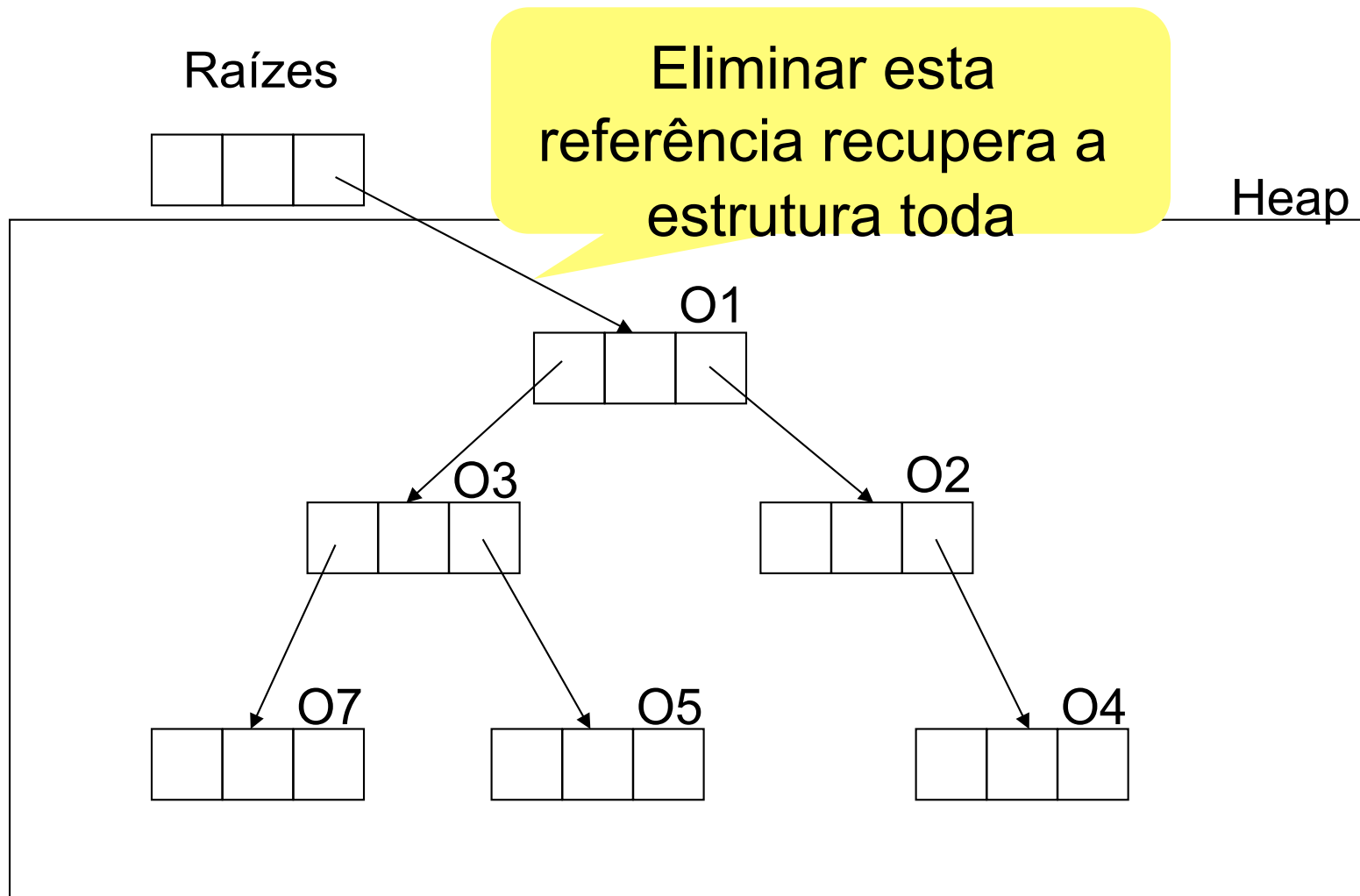
$p.count \leftarrow c$

Contagem de Referências

- Vantagens

- Coleta é distribuída ao longo da execução
- Não tem interrupção para recuperação
- Pode ser útil para sistemas de tempo real
- Recuperação de grandes estruturas não precisa ser feito todo de uma vez
- Localidade de referência
 - Objeto é recuperado sem visitar outras páginas da memória

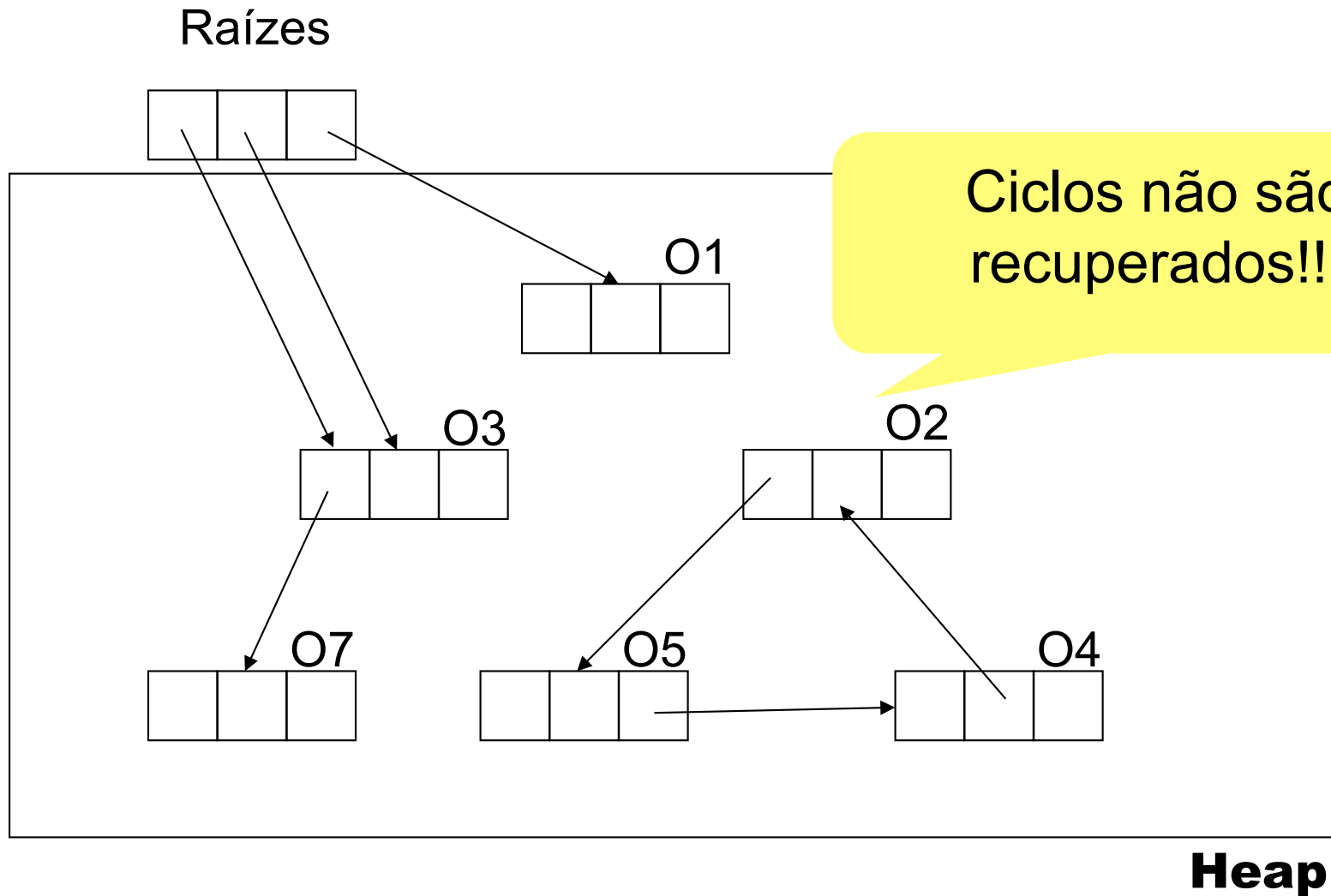
Contagem de Referências



Contagem de Referências

- Desvantagens
 - Alto custo para manter todos os contadores atualizados
- Algum outro problema?
- Veja a estrutura do exemplo a seguir

Contagem de Referências



Contagem de Referências

- Desvantagens

- Alto custo para manter todos os contadores atualizados
- **Não recupera estruturas cíclicas !!!**

- Possíveis soluções

- Obrigar programador romper os ciclos
- Alternar com coletas de outro algoritmo

Coleta de Lixo

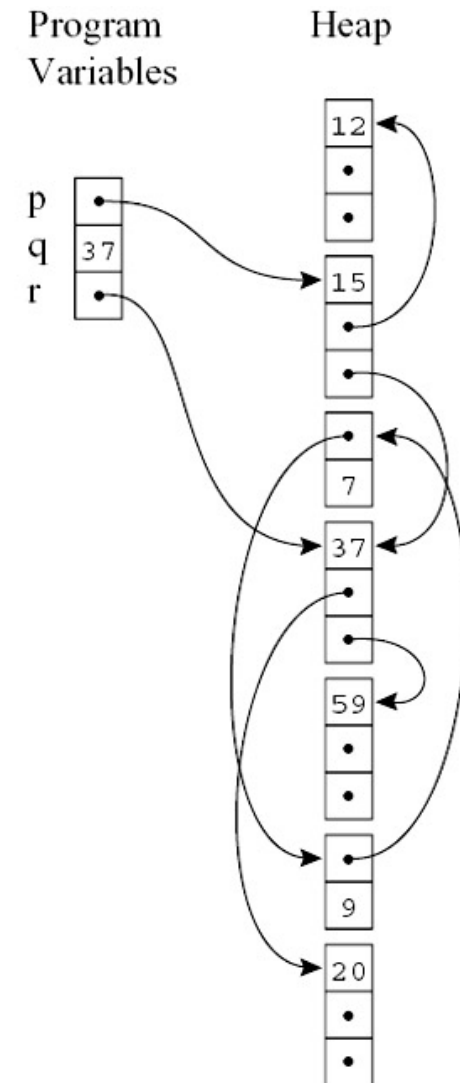
- Ponto de vista teórico:
 - O heap é um grafo dirigido G
 - Vértices: objetos
 - Arestas $(x.f, y)$ indica que existe um apontador do campo f em x para y
 - Raízes de G são as variáveis locais do programa
 - Um objeto x_n está morto se não existir um caminho $r \rightarrow x_1 \rightarrow x_2 \rightarrow \dots \rightarrow x_n$ em G , para qualquer raiz r

Exemplo

```
class list {list link;
            int key; }

class tree {int key;
            tree left;
            tree right; }

class main {
  static tree maketree() { ... }
  static void showtree(tree t) { ... }
  static void main() {
    {list x = new list(nil,7);
     list y = new list(x,9);
     x.link = y;
    }
    {tree p = maketree();
     tree r = p.right;
     int q = r.key;
     garbage-collect here
     showtree(r);
    }
  }
}
```



Mark-and-Sweep

- A idéia é marcar os nós vivos do grafo
- Nós vivos são os alcançáveis a partir das raízes
- Isso pode ser feito através de uma busca no grafo (DFS)
- Os nós não marcados são lixo
 - Devem ser recuperados

Mark-and-Sweep

- Varredura (sweep):
 - Varre-se todo o heap
 - Qualquer objeto não marcado é colocado numa lista de objetos livres
 - Desmarcar todos os nós marcados
- Interrompe a execução durante a coleta
- O programa aloca novos objetos da freelist
- Freelist vazia: dispara nova coleta

Mark-and-Sweep

function DFS(x)

 if x is a pointer into the heap

 if record x is not marked

 mark x

 for each field f_i of record x

 DFS(x. f_i)

Mark-and-Sweep

Mark phase:

for each root v

DFS(v)

function DFS(x)

if x is a pointer into the heap

if record x is not marked

mark x

for each field f_i of record x

DFS($x.f_i$)

Mark-and-Sweep

Sweep phase:

```
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)
```

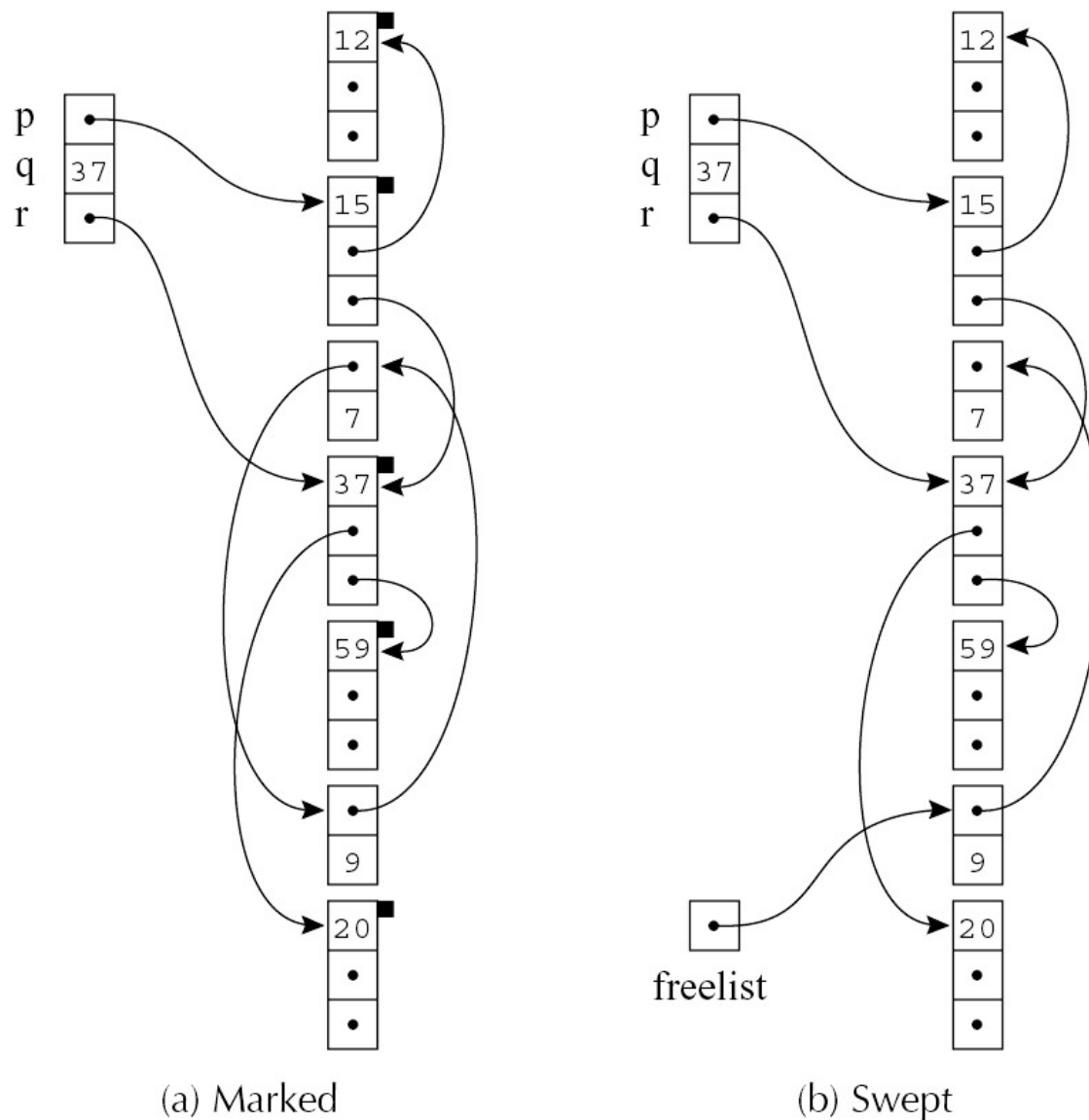
Custo

- $\text{DFS} \approx \# \text{ nós do grafo (R)}$
 - Em GC é o $\#$ objetos vivos (R)
- $\text{Sweep} \approx \text{tamanho do heap (H)}$
- 1 coleta
 - $c1.R + c2.H$
 - $c1$ e $c2$ constantes
- Recupera H-R palavras
- Amortizando: $(c1.R + c2.H) / (H-R)$

Custo

- Torna-se grande se R é próximo de H
- Recupera muito pouco
- É possível para o GC pedir mais memória ao SO
 - Aumenta H
- Ex.: se $R/H \geq 0.5$

Exemplo



Cuidados com Implementação

- DFS é recursivo
- Máxima profundidade pode ser H
- Pilha de execução teria tamanho maior do que o heap!
- Podemos adotar uma pilha explícita

Pilha Explícita

```
function DFS(x)
  if x is a pointer and record x is not marked
    mark x
    t  $\leftarrow$  1
    stack[t]  $\leftarrow$  x
    while t > 0
      x  $\leftarrow$  stack[t]; t  $\leftarrow$  t - 1
      for each field fi of record x
        if x.fi is a pointer and record x.fi is not marked
          mark x.fi
          t  $\leftarrow$  t + 1; stack[t]  $\leftarrow$  x.fi
```

Cuidados com Implementação

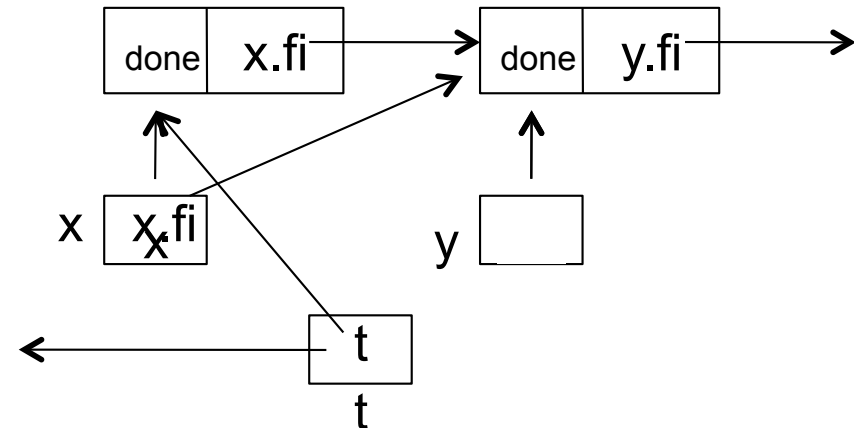
- Pilha agora pode chegar a tamanho H palavras
 - Ainda assim é inaceitável
- Podemos melhorar?
- Sim
 - Pointer Reversal

Pointer Reversal

- Após colocar x.fi na pilha, DFS não precisa dele novamente
- Podemos usar x.fi para armazenar um elemento da pilha!
- x.fi apontará para o registro do qual x foi alcançado
- Pop restaurará x.fi

Pointer Reversal

```
function DFS(x)
  if x is a pointer and record x is not marked
    t ← nil
    mark x; done[x] ← 0
    while true
      i ← done[x]
      if i < # of fields in record x
        y ← x. fi
        if y is a pointer and record y is not marked
          x. fi ← t; t ← x; x ← y
          mark x; done[x] ← 0
        else
          done[x] ← i + 1
      else
        y ← x; x ← t
        if x = nil then return
        i ← done[x]
        t ← x. fi; x. fi ← y
        done[x] ← i + 1
```

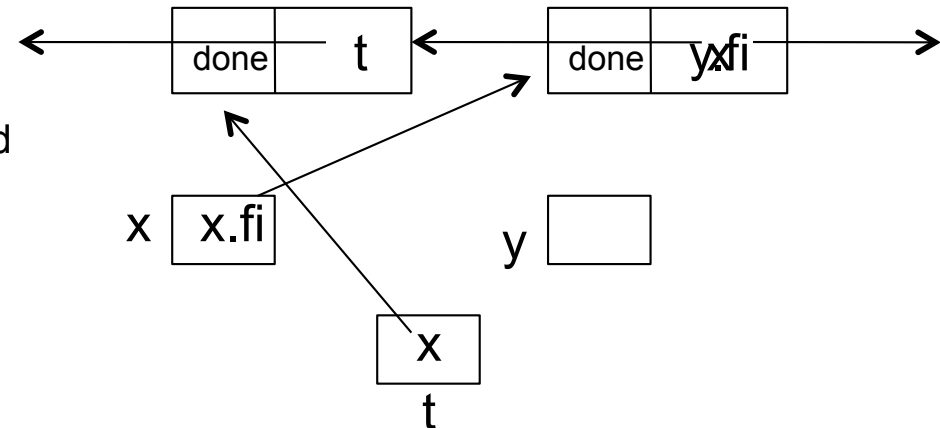


Pointer Reversal

```

function DFS(x)
  if x is a pointer and record x is not marked
    t ← nil
    mark x; done[x] ← 0
    while true
      i ← done[x]
      if i < # of fields in record x
        y ← x. fi
        if y is a pointer and record y is not marked
          x. fi ← t; t ← x; x ← y
          mark x; done[x] ← 0
        else
          done[x] ← i + 1
      else
        y ← x; x ← t
        if x = nil then return
        i ← done[x]
        t ← x. fi; x. fi ← y
        done[x] ← i + 1

```

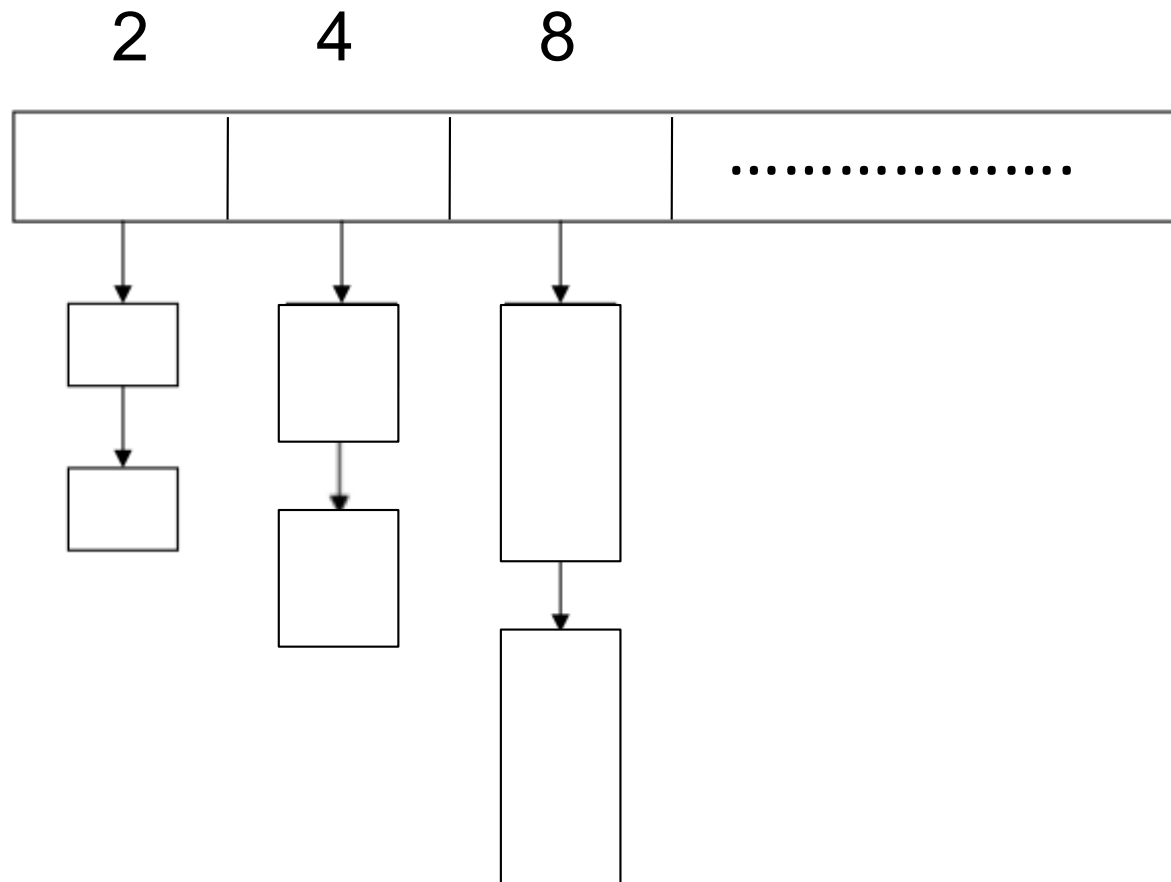


Desloca x, y e t para próximo !!

Lista de Objetos Livres

- Chamadas de freelists
- Pode haver objetos de tamanhos diferentes
- Uma lista única não é eficiente
- É comum existir um array de freelists
 - Freelist[i] é uma lista de nós de tamanho 2^i
- Tentativa de alocar de uma lista vazia:
 - Pega o primeiro livre \geq tamanho requerido

Array de Freelists



Fragmentação

- Pode acontecer de haver vários objetos pequenos livres
- Porém não objetos grandes disponíveis
- A soma dos objetos livres seria suficiente para alocar pelo menos um grande
- Isso é fragmentação externa!

Fragmentação

- Um objeto pode ser menor do que o mínimo da lista de livres
- Ele será alocado para um registro maior do que seu tamanho
- Isto é fragmentação interna!

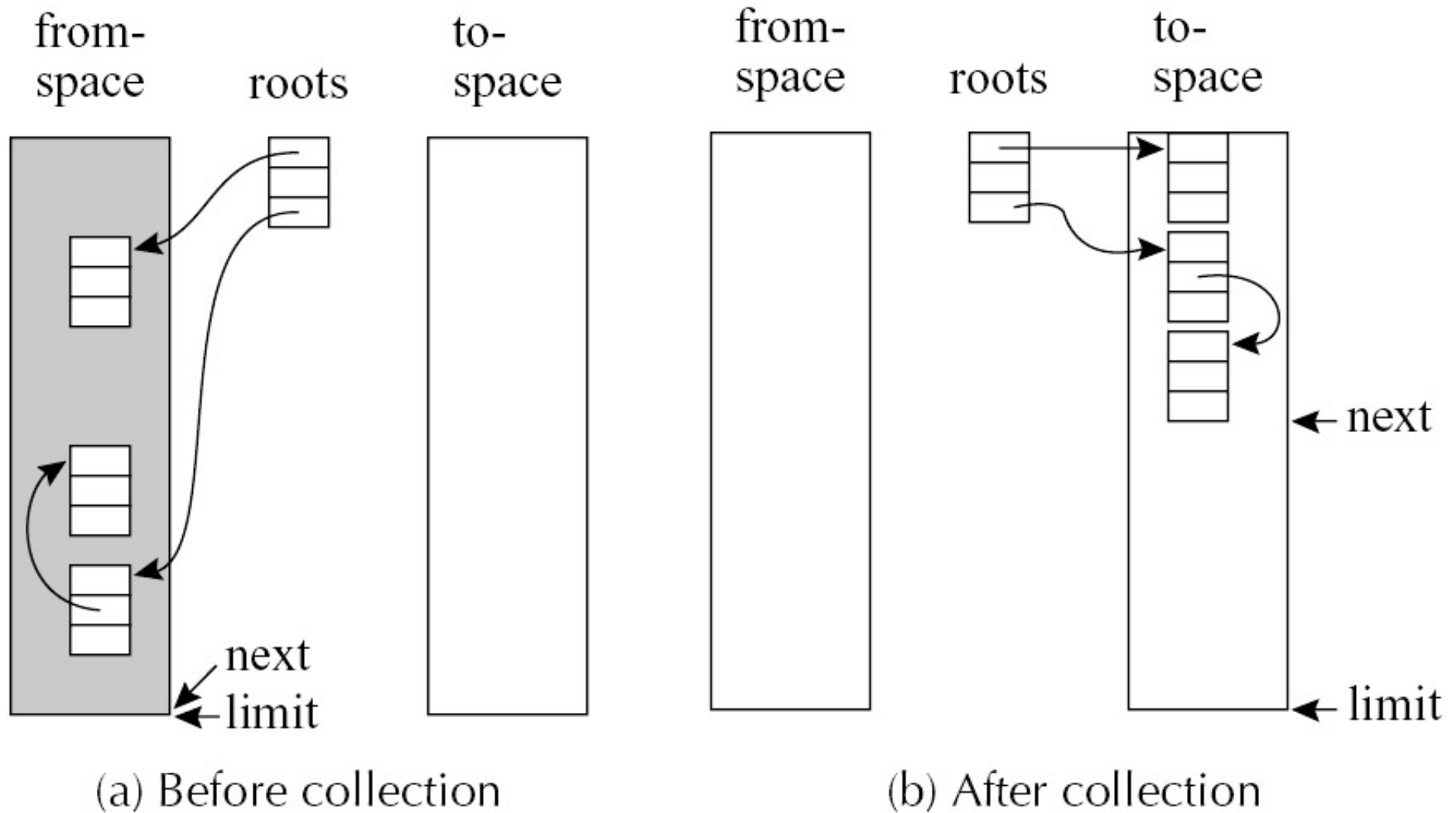
Copy Collection

- Atravessa o heap para encontrar objetos vivos
- Não tem custo nas operações com referências
- Não tem problemas com ciclos
- Divide o heap em dois espaços
 - From-space
 - To-space

Copy Collection

- Atravessa os objetos vivos no from-space
- Cria uma cópia no to-space
- Deixa os mortos no from-space
- Recomeça a execução pelo to-space

Exemplo



Copy Collection

- Next: próxima posição para alocação
- Limit: final do heap
- Next = limit?
 - Nova coleta iniciada
- Coleta
 - Next vai para o início do to-space
 - Os registros vivos são copiados para a posição apontada por next
 - Forwarding: operação que ajusta os apontadores

Forwarding

- Para cada p apontando para o from-space
 - Altere para p passar a apontar para o to-space
- 1. p aponta para um registro já copiado
 - P.f1 é um ponteiro especial que mostra para onde foi copiado no to-space
- 2. p aponta para um registro não copiado
 - Copia o registro para o local indicado por next
 - Armazena o forwarding pointer em p.f1

Forwarding

3. p aponta para fora do from-space ou não é um ponteiro

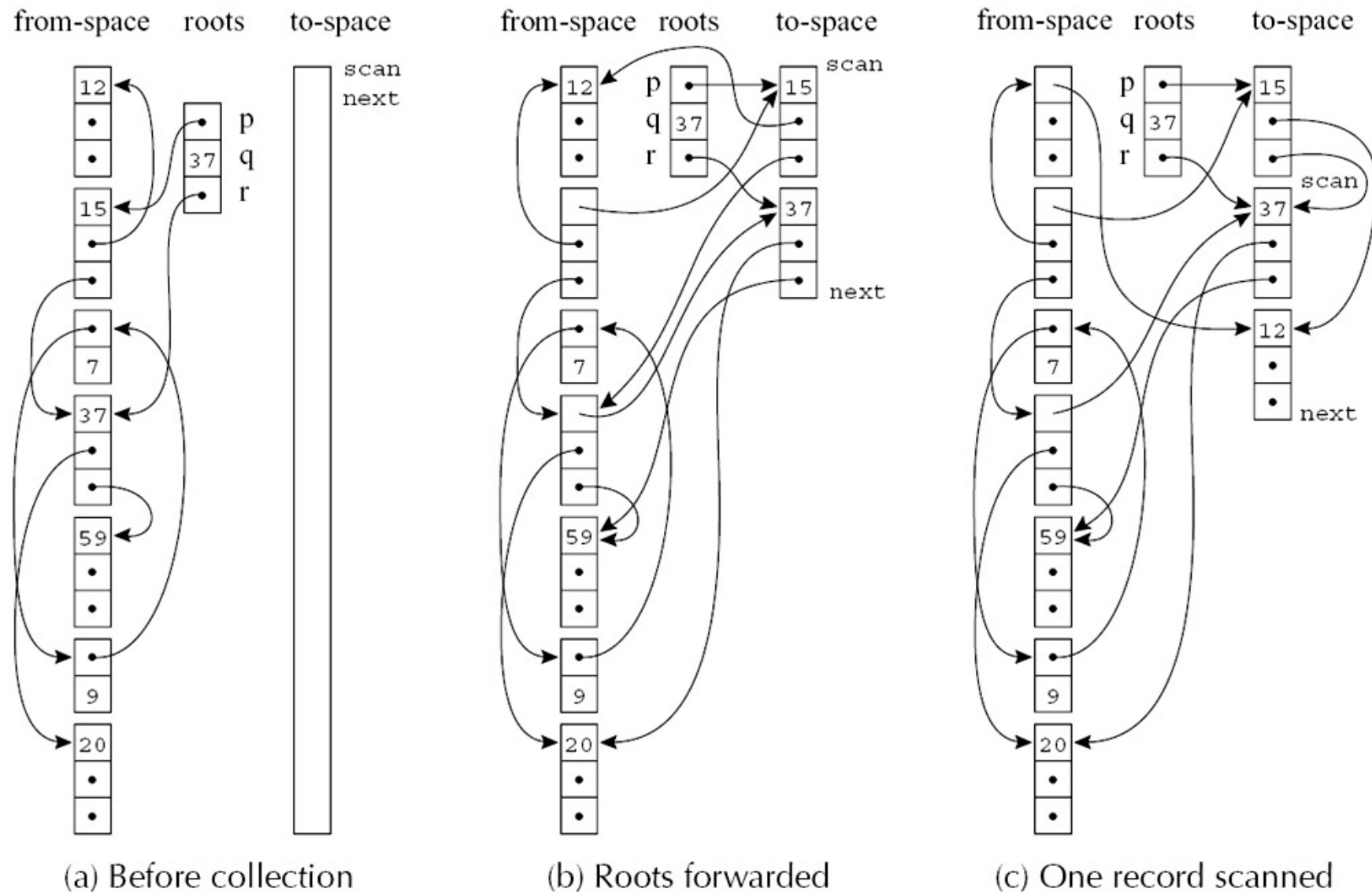
- Ignore p

```
function Forward(p)
  if p points to from-space
    then if p. f1 points to to-space
      then return p. f1
    else for each field fi of p
      next. fi ← p. fi
      p. f1 ← next
      next ← next+ size of record p
    return p. f1
  else return p
```

Algoritmo de Cheney

```
scan ← next ← beginning of to-space  
for each root r  
    r ← Forward(r)  
while scan < next  
    for each field fi of record at scan  
        scan.fi ← Forward(scan.fi)  
    scan ← scan + size of record at scan
```

Exemplo



Custo

- Mark-and-Sweep
 - $(c1.R + c2.H) / (H - R)$
- Copy-Collection
 - $(c3.R) / (H/2 - R)$

Comparação

- Quais vantagens/desvantagens você vê em relação ao Mark-and-Sweep?
- Quando ambos começam a apresentar problemas de eficiência?
- Qual o principal efeito colateral benéfico de copy-collection?

Generational Collection

- Observação empírica:
 - Objetos recém criados tendem a morrer logo
 - Objetos que sobreviveram a várias coletas, têm alta probabilidade de sobreviver várias outras coletas
- Coletor concentra esforços nos objetos mais jovens
- O heap é dividido em gerações G_0 , G_1 , ..., G_n
- A coleta é mais freqüente em G_0

Generational Collection

- Coleta de cada geração
 - Usar Mark-Sweep, Copy collection
- Para coletar G0
 - As raízes incluem
 - Variaveis locais
 - Apontadores vindo de gerações mais antigas
- Apontadores de objetos antigos para novos não são comuns!

Generational Collection

- Buscar raízes nas outras gerações seria muito esforço
- Solução
 - Fazer o runtime lembrar onde existem ponteiros de objetos velhos para mais novos
- Existem várias alternativas:

Generational Collection

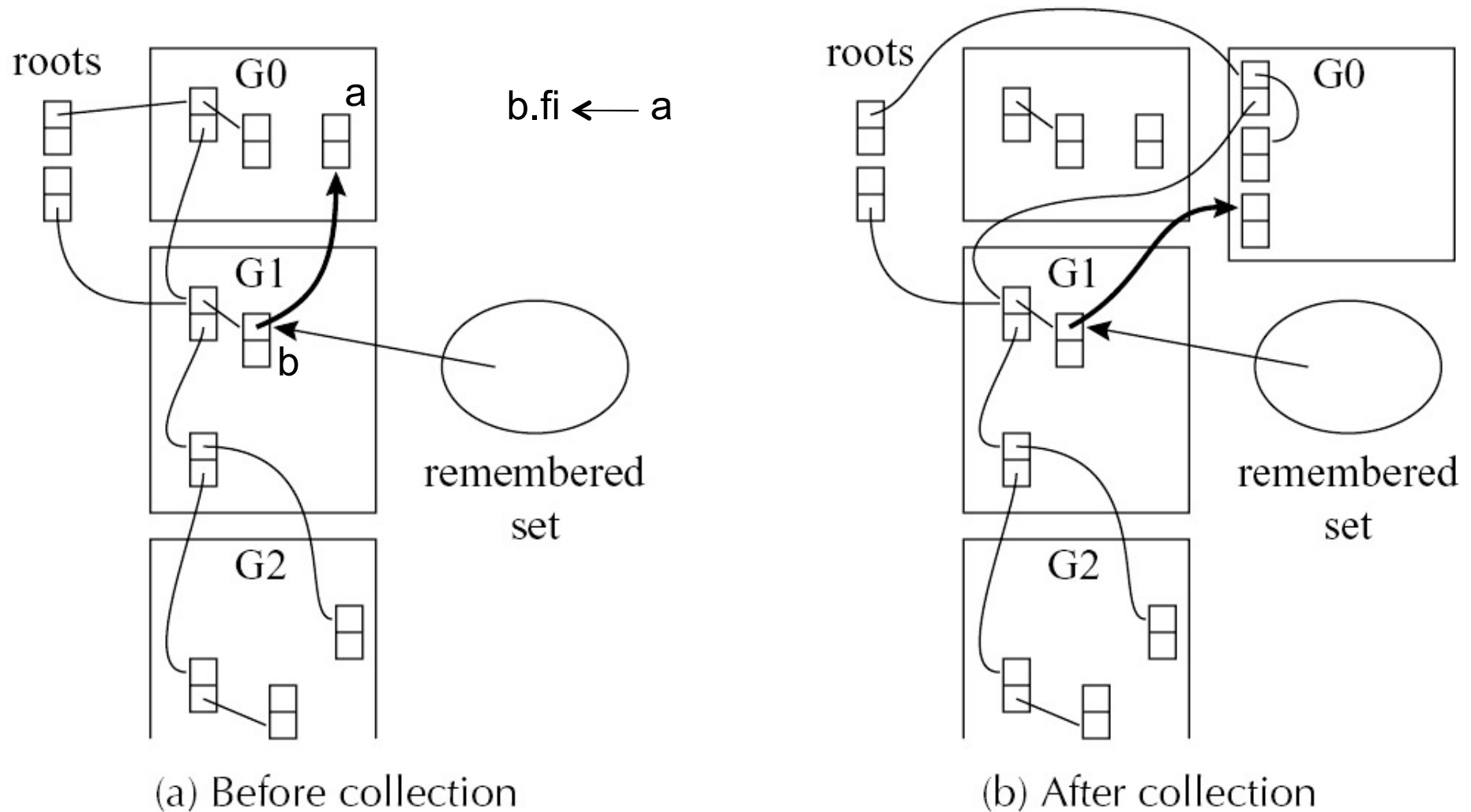
- Remembered List:

- $b.fi \leftarrow a$ coloca b em um vetor de objetos atualizados
- A cada GC, o vetor é percorrido buscando os b 's antigos que apontam para objetos em G_0

- Remebered Set:

- O mesmo que o acima, porém o compilador usa um bit a mais nos objetos b 's para indicar que ele já está no vetor
- Evita duplicar entradas na lista
- Início do GC:
 - Esse conjunto é percorrido em busca de raízes apontando para objetos em G_0

Generational Collection



Generational Collection

- Após várias coletas em G0:
 - Coletar G1
 - Mas para isso também devemos coletar G0 junto, pois deve conter vários apontadores para G1
 - Remembered set deve ser percorrido para buscar raízes em G2, G3, ...
- G2 será coletada menos freqüentemente ainda
 - E assim sucessivamente para G3, ...

Generational Collection

- Gerações mais antigas devem ser maiores
- Um objeto passa de G_i para G_{i+1} quando sobreviver 2 ou 3 coletas de G_i
- Custo:
 - Supondo G_0 com 10% de dados vivos ($H/R = 10$) e um coletor por cópia: $c3 R / (10R - R)$
 - Para gerações mais antigas usamos H/R menores
 - Se existem muitos updates em apontadores, pode ser tornar mais cara do que coleta sem gerações

Incremental Collection

- Principal objetivo:
 - Evitar longas interrupções na aplicação
- Coleta é feita de forma incremental
- Aplicado em programas de tempo real ou interativos
- Intercala o trabalho de GC com a execução da aplicação

Incremental Collection

- Aplicação é chamada de *mutator*:
 - Altera o grafo do heap durante a coleta
- Contagem de referências é naturalmente incremental
- Mark-sweep e Copy-collection também podem se tornar incrementais

Marcação por Três Cores

- 3 listas de objetos
 - Brancos:
 - Não alcançados pelo GC
 - Cinzas:
 - Visitados, mas cujos campos ainda não foram percorridos
 - Pretos:
 - Visitados, assim como seus descendentes imediatos.

Marcação por Três Cores

- Todos os objetos iniciam como brancos
- Algoritmo:

```
while there are any grey objects
  select a grey record p
  for each field fi of p
    if record p. fi is white
      color record p. fi grey
  color record p black
```

Marcação por Três Cores

- Ao final:
 - O algoritmo termina quando não houver mais objetos cinzas
 - Todos os objetos vivos devem estar pretos
 - Os brancos que restam devem ser recuperados
- Esse algoritmo pode ser usado com Mark-sweep ou Copy collection
- Invariantes mantidas:
 - Nenhum objeto preto aponta para um branco
 - Os cinzas estão na estrutura de dados do GC, pilha ou fila

Marcação por Três Cores

- Mutator pode alterar o grafo durante a coleta
 - Isto pode quebrar uma das invariantes
- Técnicas para preservá-las e permitir que o mutator altere o grafo
 - Write e read barriers

Marcação por Três Cores

- Write-barriers:

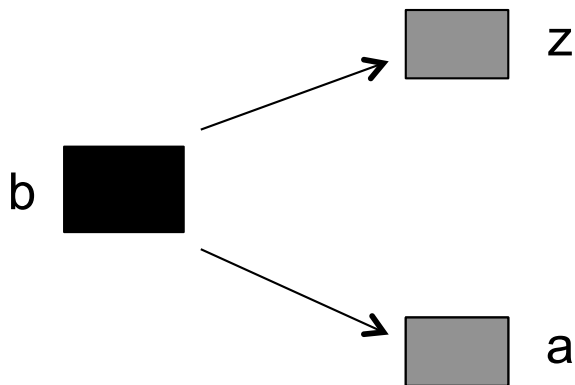
- Dijkstra: Se o mutator armazena ou altera um ponteiro em um objeto preto, este se torna cinza
- Steele: Se o mutator armazena um ponteiro para um objeto branco a em um objeto preto b, b se torna cinza

- Read-barrier:

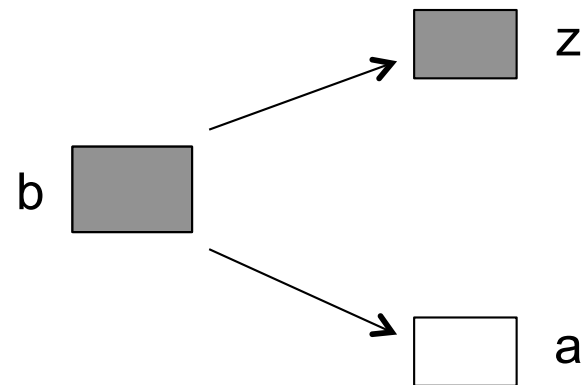
- Baker: Sempre que o mutator ler um apontador para um objeto branco, este se torna cinza. O mutator nunca estará manipulando um objeto branco

Marcação por Três Cores

- Write-barriers (at $b.f1 \leftarrow a$):
 - Djiskstra: Se o mutator armazena ou altera um ponteiro em um objeto preto, este se torna cinza
 - Steele: Se o mutator armazena um ponteiro para um objeto branco a em um objeto preto b, b se torna cinza



Djiskstra



Steele

Algoritmo de Baker

- Baseado em Copy-Collection de Cheney
- Início atômico:
 - Inicia quando *allocate* falha devido a falta de memória
 - Inversão dos espaços to e from-space
 - Forwarding somente das raízes
- Mutator continua
 - A cada nova alocação de um novo objeto
 - Realiza forwarding em mais alguns apontadores em scan
 - Aloca o novo objeto no to-space

Algoritmo de Baker

- **Invariante:**
 - Mutator sempre usa apontadores para o to-space
- **Principal overhead:**
 - Instruções para cada acesso a um apontador
 - Checar se o objeto ainda está no from-space
 - Se não estiver precisa realizar a cópia
- **Conservativo**
 - Todo objeto alocado durante um ciclo de coleta está vivo em todo o ciclo