Runtimesystemer - II

- Parameteroverføring
  - Call by value
  - Call by reference
  - Call by value-result
  - Call by name

’by value’ parameteroverføring (verdioverføring)

```
void inc2( int x)
/* incorrect! */
{ ++x;++x; }
```

```
void inc2( int* x)
/* now ok */
{ ++(*x);++(*x); }
```

Kall: inc2(&y)

```
void init(int x[],int size)
/* this works fine when called
   as init(a), where a is an array */
{ int i;
  for(i=0;i<size;++i) x[i]=0;
}
```

Kall: init(a)

- Hver formell parameter blir implementert som en lokal variabel i prosedyren
- Ved kall blir disse variable initialisert slik:
  formell_var = aktuelt uttrykk
- I noen språk kan den formelle variablen ikke forandres
- I C er dette eneste overføringsmåte. Man kan dog overføre pekere ’by value’

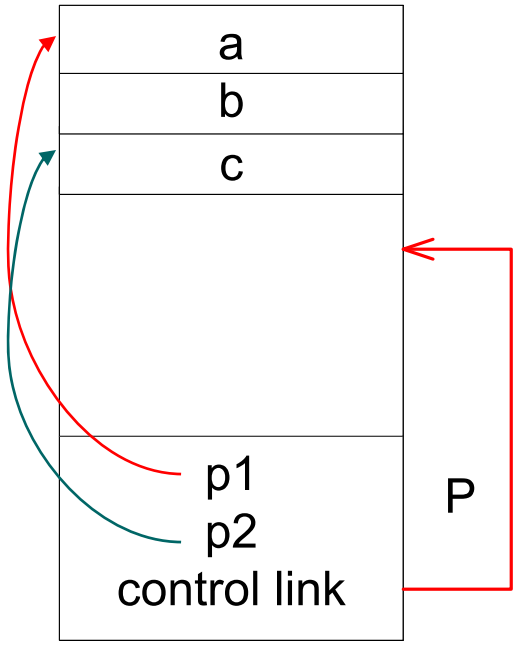
’by reference’ parameteroverføring

- Overfører en peker/adresse til den aktuelle variabel
- Bare lov med variable som aktuelle parametere
- Fortran tillater imidlertid
  - P(5,b)
  - P(a+b,c)
- Passer til store datastrukturer

```
void P(p1,p2) {
  ...
  p1 = 3
}
var a,b,c;
P(a,c)
```

```
void inc2( int & x)
/* C++ reference parameter */
{ ++x;++x; }
```

Kall: inc2(y)



’by value-result’ parameteroverføring

- Bare variable kan være aktuelle parametere
- Det allokeres en lokal variabel, som ved ’by value’
- Ved kallet gjøres
  formell_var = aktuell_var
- Ved retur utføres
  aktuell_var = formell_var
- Kan gi effekt forskjellig fra ’by reference’ (Men f.eks. Ada godkjenner også dette som en implementasjon)

```
void p(int x, int y)
{  ++x;
   ++y;
}

 main()
 { int a = 1;
   p(a,a);
   return 0;
 }
```

Eksempel på at det kan være forskjell på ’by reference’ og ’by value-result’

’by name’ parameteroverføring

- Den aktuelle parameteren blir substituert inn for den formelle (’nesten’ rent tekstlig: den aktuelle parameteren beholder sitt skop, så altså ikke makro-ekspansjon)
- Om den aktuelle parameteren er et uttrykk blir det det ikke beregnet før man bruker parameteren inne i prosedyren (lazy evaluering)
- Men: Uttrykket blir beregnet om igjen hver gang
- Implementasjon
  - Se den aktuelle parameteren (f.eks. et uttrykk) som en liten prosedyre (’thunk’)
  - Må optimaliseres for det tilfellet hvor parameteren er en enkel variabel (da er effekten som ved ’by reference)

```
void p(int x)
{ ++x; }
```

p(a[i]) ++a[i]

```
int i;
int a[10];

void p(int x)
{ ++i;
  ++x;
}

main()
( i = 1;
  a[1] = 1;
  a[2] = 2;
  p(a[i]);
  return 0;
}
```

’by name’ eksempel

```
procedure P(par); name par; int par;
begin
  int x,y;
  ...
  par := x + y;        a)
  ...
  x := par + y;        b)
  ...
end;
...
P(v);
P(r.v);
P(5);
P(u+v);
```

	v	r.v	5	u + v
a)	OK	OK	feil	feil
b)	OK	OK	OK	OK

Runtimesystemer - III

- Dynamisk lager-allokering/når trenger vi en heap
  - For objekter/recorder som allokeres dynamisk (new) og som man kan ha pekere til
    - Gjelder ofte også array-objekter
  - Under visse forhold også aktiveringsblokker for prosedyrer
    - Simula, pga korutiner
    - Hvis man har
      - Prosedyre-variable
      - Nestede prosedyrer

Noen alternativer

- Når blir plass ledig?
  1. Brukeren sier selv fra (alloc/free)
     - Kan lett bli feil og inkonsistenser
  2. Systemet finner automitisk hva som blir ledig
     - Krever ekstra administrasjon/informasjon
- Gjenbruk av frigjort plass
  1. Man flytter aldrig objekter
     – Fører lett til fragmentering
  2. Man flytter sammmen de objekter som skal bevares
     – Krever ekstra administrasjon/informasjon
     – Alle pekere til flyttede objekter må forandres
     – All ledig plass samlet i et område

Problemer med frie pekere

```
int * dangle(void)
{ int x;
  return &x;}
```

- Dette og lignende problemer (spesielt i funksjonelle språk, men også for korutiner i Simula) gjør det nødvendig å legge aktiveringsblokker for prosedyrer på heapen
- Altså: dynamisk prosedyre allokering/deallokering- ikke stakk-basert

```
typedef int (* proc)(void);

proc g(int x)
{ int f(void) /* illegal local function */
  { return x;}
  return f; }

main()
{ proc c;
  c = g(2);
  printf("%d\n",c()); /* should print 2 */
  return 0;
}
```

Her defineres navnet 'proc'

Leverer en prosedyre

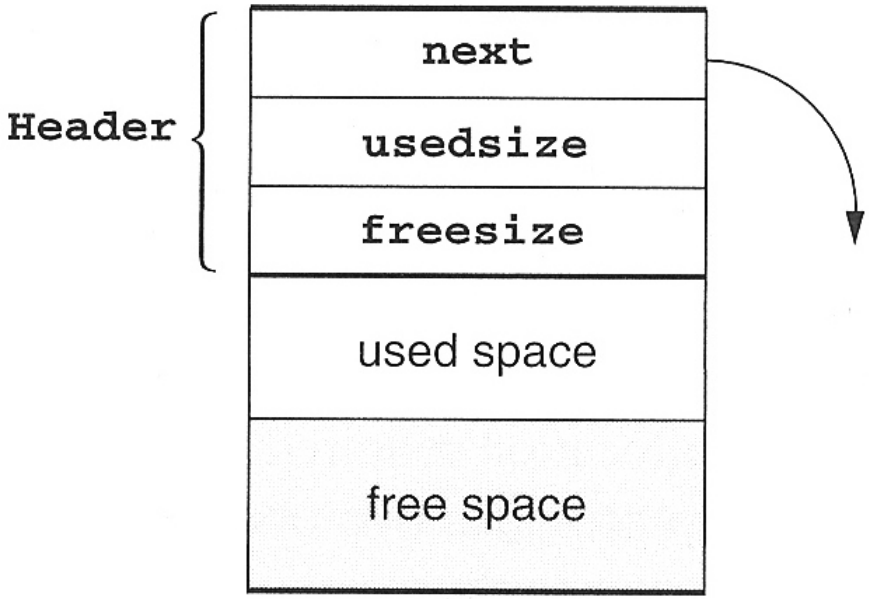
Prosedyren som leveres er lokal i g, og g() terminerer

Eksempel på gjenvinning

- når objekter ikke kan flyttes

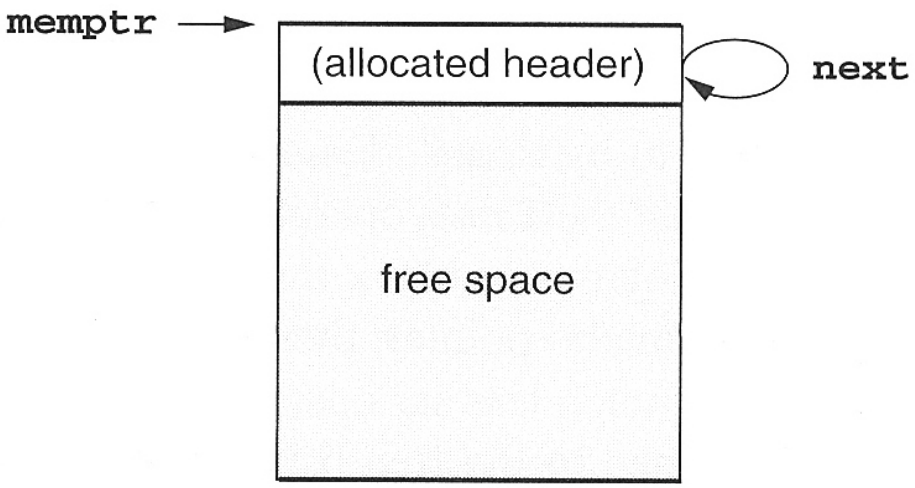
```
#define NULL 0
#define MEMSIZE 8096 /* change for different sizes */

typedef double Align;
typedef union header
  { struct { union header *next;
             unsigned usedsize;
             unsigned freesize;
           } s;
    Align a;
  } Header;

static Header mem[MEMSIZE];
static Header *memptr = NULL;
```

- Vi får noe lineær leting både ved reservering og ved frigivelse
- Finnes metoder der denne letingen bare blir logaritmisk (buddy-algoritmen)

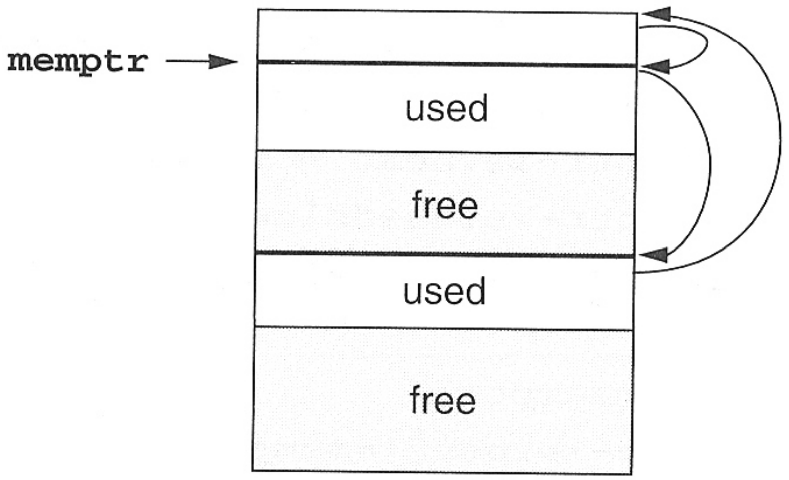


Struktur på et par av brukt og ubrukt lagerområde

1)

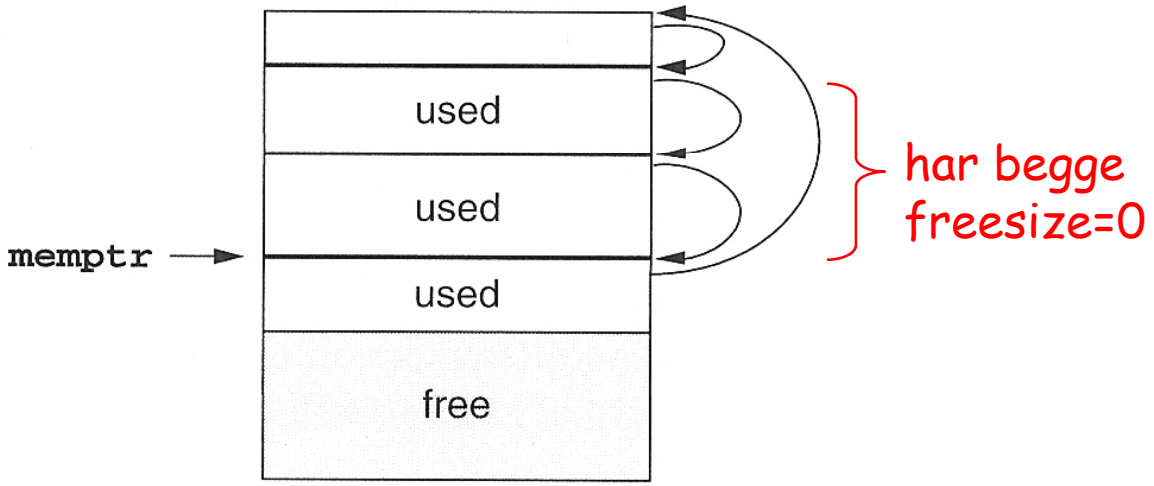


3)



2)

Peker til en eller annen blokk som har ledig plass'



har begge freesize=0

```
void *malloc(unsigned nbytes)
{ Header *p, *newp;
  unsigned nunits;
  nunits = (nbytes+sizeof(Header)-1)/sizeof(Header) + 1;
  if (memptr == NULL)
  { memptr->s.next = memptr = mem;
    memptr->s.usedsize = 1;
    memptr->s.freesize = MEMSIZE-1;
  }
  for(p=memptr;
      (p->s.next!=memptr) && (p->s.freesize<nunits);
      p=p->s.next);
  if (p->s.freesize < nunits) return NULL;
  /* no block big enough */
  newp = p+p->s.usedsize;
  newp->s.usedsize = nunits;
  newp->s.freesize = p->s.freesize - nunits;
  newp->s.next = p->s.next;
  p->s.freesize = 0;
  p->s.next = newp;
  memptr = newp;
  return (void *) (newp+1);
}

void free(void *ap)
{ Header *bp, *p, *prev;
  bp = (Header *) ap - 1;
  for (prev=memptr,p=memptr->s.next;
       (p!=bp) && (p!=memptr); prev=p,p=p->s.next);
  if (p!=bp) return;
  /* corrupted list, do nothing */
  prev->s.freesize += p->s.usedsize + p->s.freesize;
  prev->s.next = p->s.next;
  memptr = prev;
}
```

Leverer en utypet peker

Regn om til antal hele "hode-lengder" + 1

Initialisering

Skill ut et nytt område i bruk, med eget hode

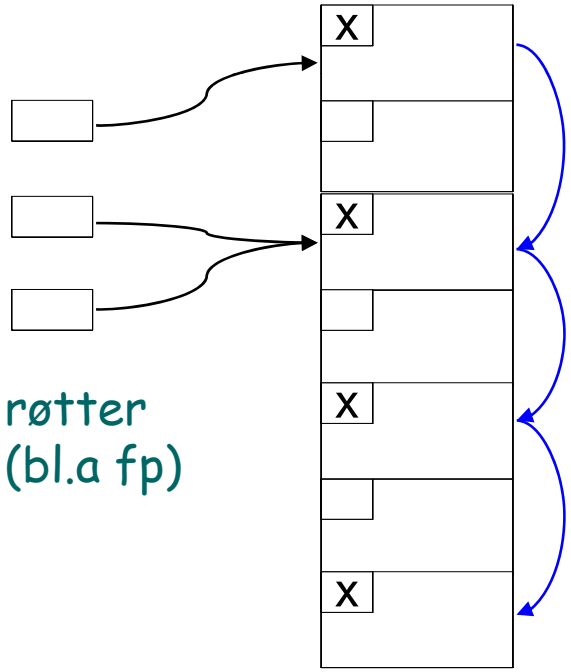
Peker til hodet av den som skal frigjøres

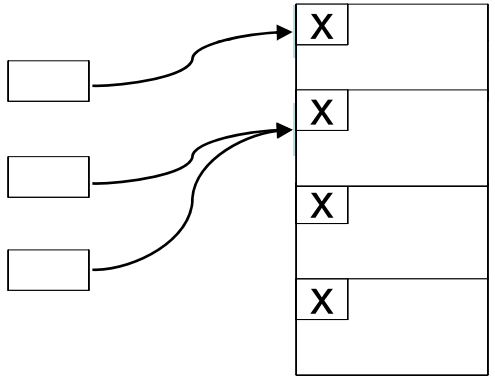
Let etter den som skal returneres, og husk forgjengeren (prev)

La den frigjorte inngå i fri-området til prev, og husk forgjengeren (prev)

Garbage Collection I

- Deler ut plass ukritisk så lenge det er plass. Når det ikke er plass mer tar vi en større opprydning
  - Starter altid med et fullt rekursivt gjennomløp, der vi finner alle objekter som kan nåes fra variable vi kan nå direkte (røtter)
  - Alle objekter som kan nåes merkes. Krever eget bit i hvert objekt.





  - NB (ikke nevnt i boken): Krever også at man kan finne ut hva som er pekere i et gitt objekt

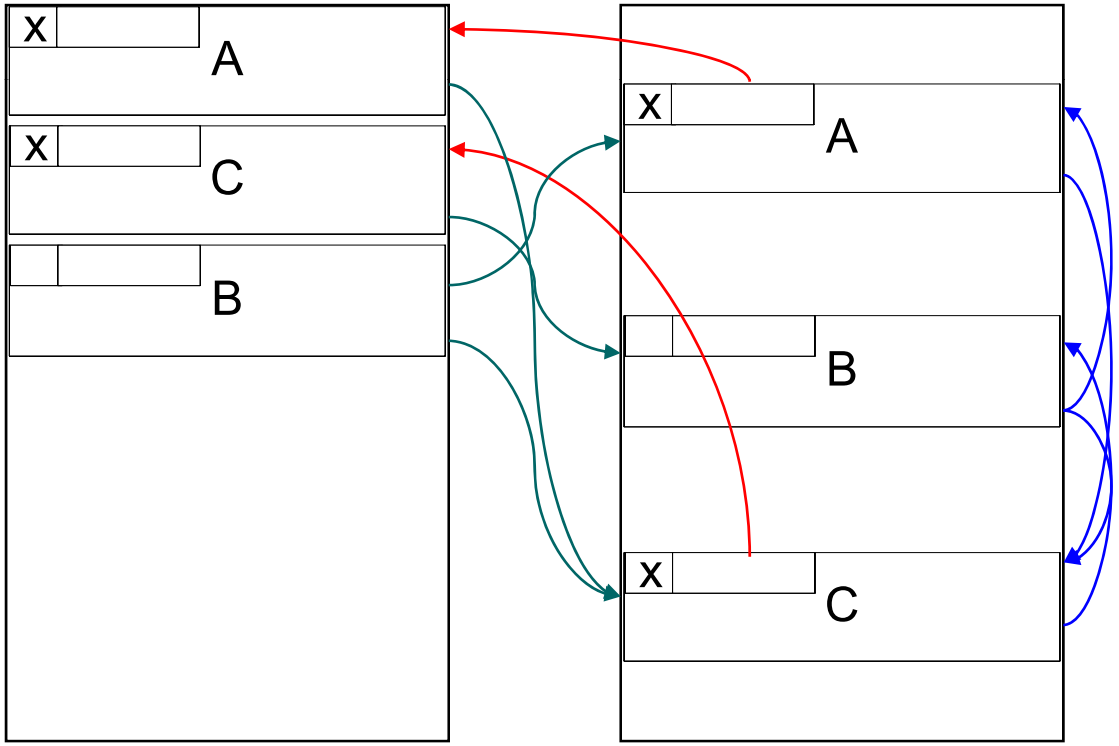
Garbage Collection II

- Etter merkingen (”mark”) gjøres et sekvensielt gjennomløp av lageret (”sweep”), der de umerkede objekter leveres tilbake
  - Må slå sammen ledig naboplass
  - Ledig plass holdes f.eks. i en eller fler frilister

- I stedet for ”sweep” kan man gjøre ”compaction”: flytte alle objektene tett sammen.
  - NB: Da må man også forandre alle pekere til det stedet objektet flyttes til

Garbage Collection III

- To-delt lager
  - Deler plassen i to og bruker bare halvparten av gangen
  - ”mark” og ”compaction” kan da gjøres i ett rekursivt gjennomløp



Hvert objekt må ha et ledig bit (”er flyttet”)

Da angir ”neste ordet” adressen det er flyttet til