

Programmazione dinamica (II parte)

Progettazione di Algoritmi a.a. 2023-24

Matricole congrue a 1

Docente: Annalisa De Bonis

23

23

Subset sums

Input

- n job $1, 2, \dots, n$
 - il job i richiede tempo $w_i > 0$.
- Un limite W al tempo per il quale il processore può essere utilizzato

× **Obiettivo:** selezionare un sottoinsieme S degli n job tale che $\sum_{i \in S} w_i$ sia quanto più grande è possibile, con il vincolo $\sum_{i \in S} w_i \leq W$

Greedy 1: ad ogni passo inserisce in S il job con peso più alto in modo che la durata complessiva dei job in S non superi W

Esempio: Input una volta ordinato $[W/2+1, W/2, W/2]$. L'algoritmo greedy seleziona solo il primo mentre la soluzione ottima è formata dagli ultimi due.

Greedy 2: ad ogni passo inserisce in S il job con peso più basso in modo che la durata complessiva dei job in S non superi W

Esempio: Input $[1, W/2, W/2]$ una volta ordinato. L'algoritmo greedy seleziona i primi due per un peso complessivo di $1+W/2$. mentre la soluzione ottima è formata dagli ultimi due di peso complessivo W .

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

24

24

Programmazione dinamica: falsa partenza

Def. $OPT(i)$ = valore della soluzione ottima per $\{1, \dots, i\}$.

- Caso 1: La soluzione ottima per $\{1, \dots, i\}$ non include i .
 - La soluzione ottima per $\{1, \dots, i\}$ e' la soluzione ottima per $\{1, 2, \dots, i-1\}$
- Caso 2: La soluzione ottima per $\{1, \dots, i\}$ include i .
 - Prendere i non implica immediatamente l'esclusione di altri elementi.
 - Cio' che sappiamo e' che se viene eseguito i allora rimane un tempo complessivo per eseguire i restanti job pari al tempo che avevo prima meno w_i
 - Il parametro i non e' sufficiente a descrivere la sottostruttura ottima del problema

• **Conclusion.** Approccio sbagliato!

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

25

25

Programmazione dinamica: approccio corretto

- Per esprimere il valore della soluzione ottima per un certo i in termini dei valori delle soluzioni ottime per input piu' piccoli di i , dobbiamo introdurre un limite al tempo totale da dedicare all'esecuzione dei job che precedono i .
- Per ciascun j , consideriamo il valore della soluzione ottima per i job $1, \dots, j$ con il vincolo che il tempo necessario per eseguire i job nella soluzione non superi un certo w .
- Def. $OPT(i, w)$ = valore della soluzione ottima per i job $1, \dots, i$ con limite w sul tempo di utilizzo del processore.

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

26

26

Programmazione dinamica: approccio corretto

Def. $OPT(i,w)$ = valore della soluzione ottima per i job 1, ..., i con limite w sul tempo di utilizzo del processore.

- **Caso 1:** La soluzione ottima per i primi i job, con limite di utilizzo w non include il job i.
 - La soluzione ottima e' in questo caso la soluzione ottima per { 1, 2, ..., i-1 } con limite di utilizzo w → in questo caso $OPT(i, w) = OPT(i-1, w)$
- **Caso 2:** La soluzione ottima per i primi i job, con limite di utilizzo w include il job i.
 - La soluzione ottima include la soluzione ottima per { 1, 2, ..., i-1 } con limite di utilizzo w - w_i → in questo caso $OPT(i, w) = w_i + OPT(i-1, w-w_i)$

La soluzione ottima per i primi i job con limite di utilizzo w va ricercata tra le soluzioni ottime per i due casi. Questo pero' se $i > 0$ e $w_i \leq w$.

Se $i=0$, banalmente si ha $OPT(i,w)=0$. Se $w_i > w$, e' possibile solo il caso 1 perche' il job i non puo' far parte della soluzione in quanto richiede piu' tempo di quello a disposizione.

$$OPT(i, w) = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ OPT(i-1, w) & \text{if } w_i > w \\ \max\{OPT(i-1, w), w_i + OPT(i-1, w-w_i)\} & \text{otherwise} \end{cases}$$

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

27

27

Subset sums: algoritmo

- Versione iterativa in cui si computa la soluzione in modo bottom-up
- Si riempie un array bidimensionale $n \times W$ a partire dalle locazioni di indice di riga i piu' piccolo

```
SubsetSums(n,w1,...,wn,W)
for w = 0 to W
  M[0, w] = 0
for i = 1 to n
  for w = 0 to W
    if (w_i > w)
      M[i, w] = M[i-1, w]
    else
      M[i, w] = max {M[i-1, w], w_i + M[i-1, w-w_i]}
return M[n, W]
```

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

28

28

Subset sums: esempio di esecuzione dell'algoritmo

Limite $W = 6$, durate job $w_1 = 2, w_2 = 2, w_3 = 3$

	0	1	2	3	4	5	6
0	0	0	0	0	0	0	0
1							
2							
3							

	0	1	2	3	4	5	6
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	2	2	2	2	2
2							
3							

	0	1	2	3	4	5	6
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	2	2	2	2	2
2	0	0	2	2	4	4	4
3							

	0	1	2	3	4	5	6
0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	2	2	2	2	2
2	0	0	2	2	4	4	4
3	0	0	2	3	4	5	5

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

29

Subset sums: correttezza algoritmo

Induzione sui i. Dimostriamo che dopo i iterazioni del for piu` esterno ogni riga di M con indice r compreso tra 0 e i contiene i valori $OPT(r,0), OPT(r,1), \dots, OPT(r, W)$

- **Base induzione.** $i=0$: La riga 0 ha correttamente tutte le entrate uguali a 0. Per cui $M[0,w]=0=OPT(0,w)$ per ogni w .
- **Passo induttivo:**
 - **Ipotesi induttiva.** Supponiamo che all'iterazione $i-1 \geq 0$, ciascuna riga con indice r compreso tra 0 e $i-1$ contenga correttamente i valori $OPT(r,0), OPT(r,1), \dots, OPT(r, W)$.
 - L'ipotesi induttiva implica $M[i-1, w]=OPT(i-1,w)$ ed $M[i-1, w-w_i]=OPT(i-1,w-w_i)$
 - Vediamo cosa succede all' i -esima iterazione. All' i -esima iterazione, l'algoritmo setta $M[i,w]$ come segue:
 se $w_i > w$, $M[i, w] = M[i-1,w]$ che per ipotesi induttiva e` $OPT(i-1,w)$, altrimenti, $M[i, w]= \max \{M[i-1, w], w_i + M[i-1, w-w_i]\}$ che per ipotesi induttiva e` $\max\{OPT(i-1,w), w_i + OPT(i-1,w-w_i)\}$

Quindi anche per i , $M[i,w]$ e` uguale al valore fornito dalla relazione di ricorrenza di $OPT(i,w)$. Per cui $M[i,w] = OPT(i,w)$

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

30

Subset sums: tempo di esecuzione algoritmo

- Tempo di esecuzione. $\Theta(n W)$.
 - Non è polinomiale nella dimensione dell'input!
 - "Pseudo-polinomiale": L'algoritmo è efficiente quando W ha un valore ragionevolmente piccolo.

31

Algoritmo ricorsivo per subset sums

```

for i=0 to n
  for w=0 to W
    M[i,w]=empty //M array globale

SubsetSums(i,w):
  if i=0
    M[i,w]=0
  if M[i,w] ≠ empty
    return M[i,w]
  if wi > w
    M[i,w]=SubsetSums(i-1,w)
  else
    M[i,w]= max{SubsetSums(i-1,w), wi+ SubsetSums(i-1, w-wi)}
  return M[i,w]

```

La prima volta invocata con $i=n$
e $w=W$

32

Algoritmo ricorsivo che stampa la soluzione di subset sums

Supponiamo di aver già invocato SubsetSums (una delle due versioni)

FindSubset(i,w):

```

if i=0                                prima volta invocata con
    return                             i=n e w=W
if M[i,w] =M[i-1,w]
    FindSubset(i-1,w)
else                                    tempo O(n)
    print i                             perche'?
    FindSubset(i-1, w-wi)

```

33

Programmazione dinamica (III parte)

Progettazione di Algoritmi a.a. 2023-24

Matricole congrue a 1

Docente: Annalisa De Bonis

34

34

Problema dello zaino

- **Input**
 - n oggetti ed uno zaino
 - L'oggetto i pesa $w_i > 0$ chili e ha valore $v_i > 0$.
 - Lo zaino puo` trasportare fino a W chili.
- **Obiettivo:** riempire lo zaino in modo da massimizzare il valore totale degli oggetti inseriti senza eccedere il limite W .
- **Esempio:** $\{ 3, 4 \}$ ha valore 40.

W = 11

Oggetto	Valore	Peso
1	1	1
2	6	2
3	18	5
4	22	6
5	28	7

Greedy: seleziona ad ogni passo l'oggetto con il rapporto v_i/w_i piu` grande in modo che il peso totale dei pesi selezionati non superi w

Esempio: soluzione greedy $\{ 5, 2, 1 \}$ ha valore = 35 \Rightarrow greedy non e` ottimo

35

Problema dello zaino

Input

- n oggetti: l'oggetto i pesa $w_i > 0$ chili e ha valore $v_i > 0$
- limite W

Obiettivo: selezionare un sottoinsieme S degli n oggetti in modo

- da rispettare il vincolo $\sum_{i \in S} w_i \leq W$, cioe` che la somma dei pesi degli oggetti selezionati sia minore di W
- e da massimizzare $\sum_{i \in S} v_i$.

Corrisponde al problema subset sums quanto $v_i = w_i$ per ogni i .

36

Problema dello zaino: estensione approccio usato per Subset Sums

Def. $OPT(i, w)$ = valore della soluzione ottima per gli oggetti $1, \dots, i$ con limite di peso totale w .

- **Caso 1:** La soluzione ottima per i primi i oggetti, con limite di utilizzo w non include l'oggetto i .
 - La soluzione ottima è in questo caso la soluzione ottima per $\{1, 2, \dots, i-1\}$ con limite di utilizzo $w \rightarrow$ in questo caso $OPT(i, w) = OPT(i-1, w)$
- **Caso 2:** La soluzione ottima per i primi i oggetti, con limite di utilizzo w include l'oggetto i .
 - La soluzione ottima include la soluzione ottima per $\{1, 2, \dots, i-1\}$ con limite di utilizzo $w - w_i \rightarrow$ in questo caso $OPT(i, w) = v_i + OPT(i-1, w - w_i)$

La soluzione ottima per i primi i oggetti con limite di utilizzo w va ricercata tra le soluzioni ottime per i due casi. Questo però se $i > 0$ e $w_i < w$.

Se $i=0$, banalmente si ha $OPT(i, w)=0$. Se $w_i > w$, è possibile solo il caso 1 perché i non può far parte della soluzione in quanto ha peso maggiore del peso trasportabile.

$$OPT(i, w) = \begin{cases} 0 & \text{if } i = 0 \\ OPT(i-1, w) & \text{if } w_i > w \\ \max\{OPT(i-1, w), v_i + OPT(i-1, w - w_i)\} & \text{otherwise} \end{cases}$$

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

37

37

Problema dello zaino: algoritmo

```
Knapsack (n, w1, ..., wn, v1, ..., vn, W)
for w = 0 to W
  M[0, w] = 0

for i = 1 to n
  for w = 0 to W
    if (wi > w)
      M[i, w] = M[i-1, w]
    else
      M[i, w] = max {M[i-1, w], vi + M[i-1, w-wi]}

return M[n, W]
```

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

38

38

Algoritmo per il problema della zaino: esempio

n
 \downarrow

		$\xrightarrow{\hspace{10em}} W$											
		0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
	ϕ	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
	{1}	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
	{1, 2}	0	1	6	7	7	7	7	7	7	7	7	7
	{1, 2, 3}	0	1	6	7	7	18	19	24	25	25	25	25
	{1, 2, 3, 4}	0	1	6	7	7	18	22	24	28	29	29	40
	{1, 2, 3, 4, 5}	0	1	6	7	7	18	22	28	29	34	35	40

$OPT(5,11) = OPT(4,11) = v_4 + OPT(3,11-w_4) = v_4 + OPT(3,5) =$
 $v_4 + v_3 + OPT(2,0) = v_4 + v_3 + OPT(1,0)$
 $= v_4 + v_3 + OPT(0,0) = 22 + 18 + 0 = 40$

Soluzione ottima : { 4, 3 }
 Valore soluzione ottima = 22 + 18 = 40

Oggetto	Valore	Peso
1	1	1
2	6	2
3	18	5
4	22	6
5	28	7

W = 11

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

39

Problema dello zaino: tempo di esecuzione algoritmo

- **Tempo di esecuzione.** $\Theta(n W)$.
 - Non e' polinomiale nella dimensione dell'input!
 - "Pseudo-polinomiale": L'algoritmo e' efficiente quando W ha un valore ragionevolmente piccolo.
 - Se volessimo produrre la soluzione ottima, potremmo scrivere un algoritmo simile a quelli visti prima in cui la soluzione ottima si ricostruisce andando a ritroso nella matrice M. Tempo $O(n)$.
 - **Esercizio:** Scrivere lo pseudocodice dell'algoritmo che produce la soluzione ottima per un'istanza del problema dello zaino.
 - **Esercizio:** Scrivere la versione ricorsiva dell'algoritmo di programmazione dinamica per il problema dello zaino.

Progettazione di Algoritmi A.A. 2023-24
A. De Bonis

40