

Algoritmos aproximados

Elvira Mayordomo

Universidad de Zaragoza

22 de octubre de 2015

- 1 **Introducción**
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

Este tema está basado en:

- El capítulo 9 de Steven S. Skiena. The Algorithm Design Manual. Springer 2008.
- El capítulo 35 de T.H. Cormen, C.E. Leiserson, R.L. Rivest, C. Stein. Introduction to Algorithms. The MIT Press 2009.
- El capítulo 13 de G. Brassard, P. Bratley. Fundamentos de Algoritmia. Prentice Hall 1997.

Motivación: Salvando los NP-difíciles

- Tiempo exponencial puede ser aceptable para las pequeñas entradas (Fuerza bruta).
- A veces se pueden aislar los casos especiales que se pueden ejecutar en tiempo polinomial (técnicas de AB).
- Soluciones casi óptimas pueden ser aceptables (algoritmos de aproximación).
- Veremos como algunos NP-difíciles tienen algoritmos de aproximación muy buenos mientras que para otros aproximar mínimamente es tan difícil como resolver el problema.

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 **Problemas de optimización**
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

- En este tema nos centraremos en resolver *problemas de optimización*.
- Nos conformaremos con soluciones aproximadas.

- Se trata de:
 - ▶ Buscar la solución (camino, etc) más grande/larga, etc que cumpla ...
 - ▶ Buscar la solución (camino, etc) más pequeña/corta, etc que cumpla ...
- En general tenemos:
 - ▶ Para cada entrada un espacio de **soluciones candidatas** (por ejemplo, caminos)
 - ▶ Una medida de bondad de la solución, **coste** o función objetivo (por ejemplo, la longitud del camino)
- **Optimizar** = buscar la mejor solución o solución óptima

Ratios de aproximación

- $c(x)$ es el coste de la solución óptima
- $\hat{c}(x)$ es el coste de la solución producida por el algoritmo de aproximación
- Un algoritmo tiene una ratio de aproximación de $\rho(n)$ si para una entrada x de tamaño n , $\hat{c}(x)$ está dentro de un factor de $\rho(n)$ de $c(x)$

- Problema de **maximización**

- ▶ $0 < \hat{c}(x) \leq c(x)$
- ▶ $c(x)/\hat{c}(x)$ factor por el cual el coste de la solución óptima es mayor que el coste de la solución aproximada

$$c(x)/\hat{c}(x) \leq \rho(n)$$

- Problema de **minimización**

- ▶ $0 < c(x) \leq \hat{c}(x)$
- ▶ $\hat{c}(x)/c(x)$ factor por el cual el coste de la solución aproximada es mayor que el coste de la solución óptima

$$\hat{c}(x)/c(x) \leq \rho(n)$$

¿Cómo funcionan los algoritmos de optimización

- Explotan la naturaleza del problema
- Usan técnicas voraces
- Usan programación lineal
- Usan programación dinámica
- ...

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 **Diferentes tipos de aproximación**
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

Diferentes tipos de aproximación

(Supongamos que se trata de un problema de maximización)

- Ratio de aproximación logarítmico (**log-aproximable**)

$$c(x)/\hat{c}(x) \leq \rho(n) = O(\log n)$$

- Ratio de aproximación B (constante) (**B -aproximable**)

$$c(x)/\hat{c}(x) \leq \rho(n) \leq B$$

- Ratio de aproximación asintóticamente pequeño (**ϵ -aproximable**)

$$\forall \epsilon, c(x)/\hat{c}(x) \leq \rho(n) \leq (1 + \epsilon)$$

- **FPTAS** (“Full polynomial time approximation scheme”): el algoritmo de aproximación tiene ratio de aproximación asintóticamente pequeño y el tiempo para ratio ϵ y entradas de tamaño n es polinómico en n y $1/\epsilon$

Diferentes tipos de aproximación

- Para cualquiera de los tipos de aproximación anteriores, el problema puede ser no aproximable (si $P \neq NP$), por ejemplo
Para cualquier B , TSP no es B aproximable (si $P \neq NP$)
es decir, para cualquier B , B -aproximar TSP es tan difícil como resolverlo

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 **Cobertura de Vértices**
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

Cobertura de Vértices

Problema: Cobertura de Vértices

Entrada: Un grafo G (con vértices V) y $k \in \mathbb{N}$.

Salida: ¿Existe un conjunto U de k vértices de G tal que cada arista (i, j) de G cumple que $i \in U$ ó $j \in U$?

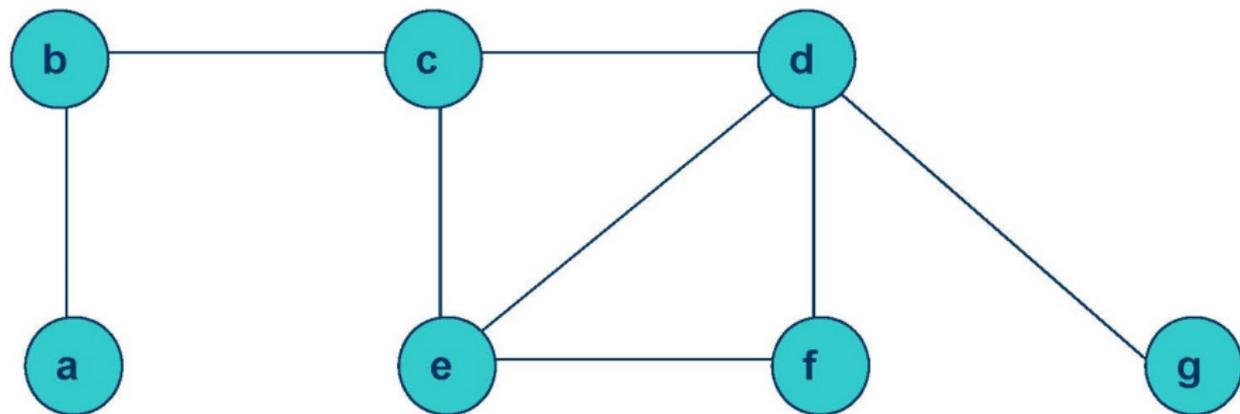
- Cobertura de Vértices es NP-difícil
- Vamos a considerar la versión de optimización, encontrar un cubrimiento óptimo

Problema: VC

Entrada: Un grafo G (con vértices V).

Salida: Encontrar un conjunto lo menor posible U de vértices de G tal que cada arista (i, j) de G cumple que $i \in U$ ó $j \in U$

Considerar el grafo ...



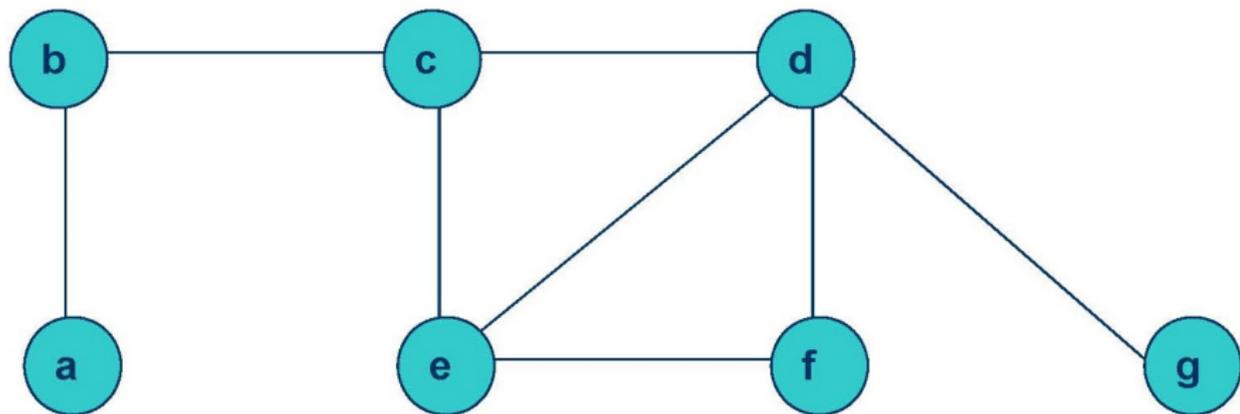
- Por inspección, el cubrimiento óptimo es $\{b, d, e\}$
- $c(G) = \text{tamaño de la solución óptima} = 3$

Algoritmo de aproximación de VC

APROXVC(G)

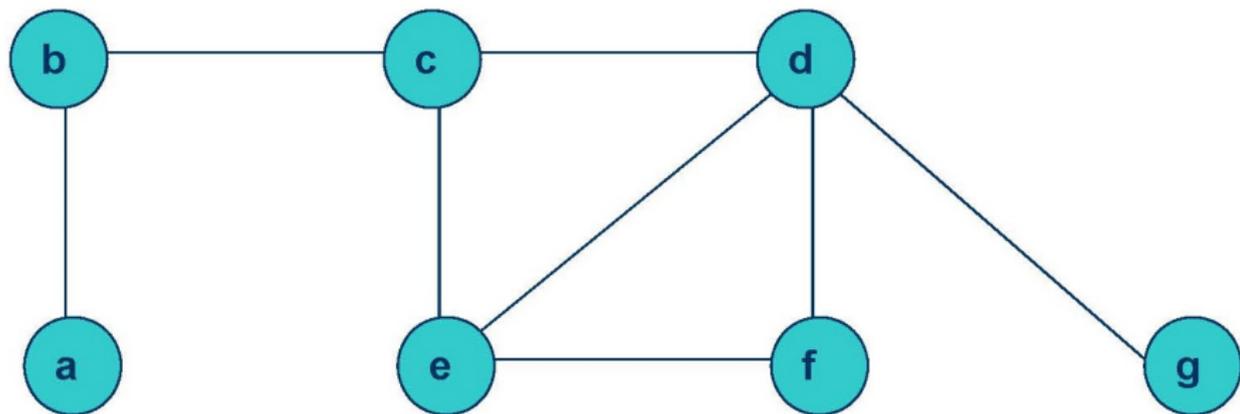
- 1 $U = \emptyset$
- 2 $E' =$ aristas de G
- 3 **while** $E' \neq \emptyset$
- 4 sea $(u, v) \in E'$
- 5 $U = U \cup \{u, v\}$
- 6 Borrar todas las aristas de E' que tienen u ó v
- 7 Resultado U

De vuelta a nuestro grafo ...



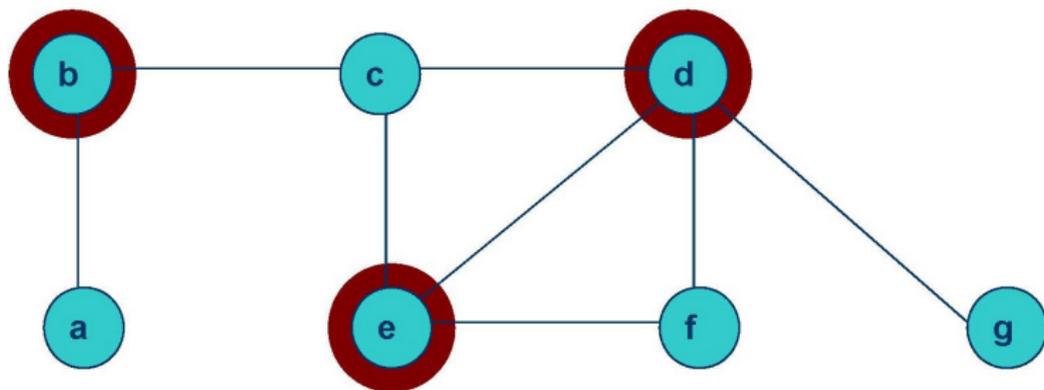
- $E' = \{(a, b)(b, c)(c, d)(c, e)(d, e)(d, f)(d, g)(e, f)\}$
- Cubrimiento aproximado $\hat{c}(G) = 6$

Con más suerte ...



- $E' = \{(d, e)(c, d)(c, e)(d, f)(d, g)(e, f)(b, c)(a, b)\}$
- Cubrimiento aproximado $\hat{c}(G) = 4$

¿Es posible acercarse más a la solución óptima?



- En este caso y con nuestro algoritmo, ¡NO!

- Tiempo $O(n + m)$ (n vértices y m aristas)
- 2-aproximación: vamos a verlo (cierto para el ejemplo anterior)
 $\hat{c}(G) = 6, c(G) = 3$)

2-aproximable

- A = conjunto de aristas elegidas por el algoritmo AproxVC
- No hay dos aristas de A con un punto en común, así que no hay dos aristas de A cubiertas por el mismo vértice de un cubrimiento
 - ▶ cota inferior $c(G) \geq |A|$
- Elegimos una arista para la que ninguno de los dos extremos está ya en U
 - ▶ cota superior $\hat{c}(G) = 2|A|$
- Por tanto $2c(G) \geq 2|A| = \hat{c}(G)$
- Luego $\hat{c}(x)/c(x) \leq 2$

- Hemos visto que podemos aproximarlos con un ratio 2
- No se puede aproximar con ratio 1,666 (si $P \neq NP$)

Qué hemos aprendido

- Aunque el algoritmo es simple, no es estúpido **Por ejemplo, considera la heurística de seleccionar un solo vértice en lugar de los 2 y una estrella ...**
- Voraz no es siempre la respuesta **Quizás la heurística más natural es seleccionar el vértice de mayor grado ... sin embargo con casi empates puede ir realmente mal y ser $\Theta(\log n)$ aproximado**
- Hacer una heurística más complicada no la hace necesariamente mejor **Por ejemplo podríamos completar el algoritmo anterior seleccionando la arista con vértices de mayor grado ... pero eso no mejora el caso peor y lo hace más difícil de analizar**
- Un paso de limpieza a posteriori no es malo **Por ejemplo quitar los vértices innecesarios del resultado puede mejorar el resultado, aunque no el caso peor**
- Recuerda que en los algoritmos de aproximación hay que considerar el ratio de aproximación en el **caso peor**, no pensar en casos concretos en los que funcione bien

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 **TSP métrico**
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

Problema: TSP

Entrada: n el número de ciudades, la matriz de distancias $n \times n$ y cota superior k .

Salida: ¿Existe un recorrido por las n ciudades y volviendo al punto de partida con distancia total $\leq k$?

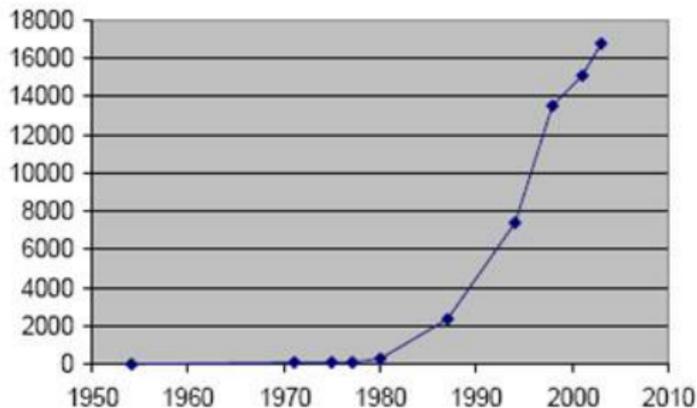
- TSP es NP-difícil
- Vamos a considerar la versión de optimización, encontrar un recorrido óptimo

Problema: TSP minimización

Entrada: n el número de ciudades y M la matriz de distancias $n \times n$.

Salida: Encontrar un recorrido por las n ciudades y volviendo al punto de partida con distancia total la mínima posible

- Prestaciones de los **métodos exactos** para resolver el problema
- Año vs tamaño del problema resuelto óptimamente

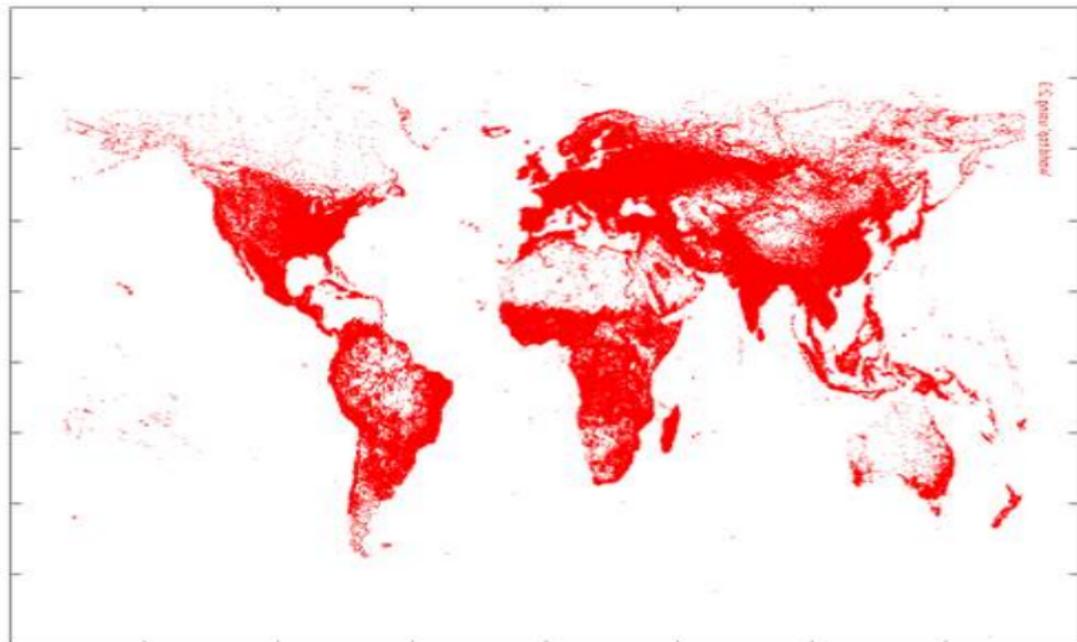


- El mayor problema resuelto óptimamente hasta 2006 es una entrada de 85.900 ciudades
- Usando heurísticas, varias entradas de millones de ciudades se han resuelto dentro del 1 % de la solución óptima

Sobre TSP ...: solución óptima a ...



Sobre TSP ...: solución heurística a ...



- La distancia satisface la desigualdad triangular para todas las ciudades u, v, w

$$d(u, w) \leq d(u, v) + d(v, w)$$

- **TSP métrico sigue siendo NP-difícil**
- Parece una restricción trivial ... ¿o no?
 - ▶ Piensa en la distancia definida como tiempo de vuelo entre las dos ciudades **No satisface la desigualdad triangular**
 - ▶ O simplemente en el camino que selecciona un GPS con la opción "Ruta más rápida"
 - ▶ O el precio de volar de una ciudad a otra ...

- Grafos Eulerianos y circuitos Eulerianos:
 - ▶ **Ciclo Euleriano:** ciclo que usa cada arista exactamente una vez
 - ▶ **Grafo Euleriano:** grafo con un ciclo Euleriano
 - ▶ **Propiedad:** Un grafo es Euleriano si y sólo si cada vértice tiene grado par.

“Spanning trees” o árboles de recubrimiento

- Un **árbol** es un grafo conexo sin ciclos
- Un **spanning tree** de un grafo es un árbol formado por todos los vértices y algunas aristas
- Un **spanning tree mínimo** es el que tiene menor distancia total

Algoritmo de aproximación de TSP métrico

Problema: TSP métrico

Entrada: n el número de ciudades y M la matriz de distancias $n \times n$ que cumplen la desigualdad triangular.

Salida: Encontrar un recorrido por las n ciudades y volviendo al punto de partida con distancia total la mínima posible

APROXMTSP(n, M)

- 1 $G =$ grafo con distancias representado por M
- 2 Encontrar T un spanning tree mínimo de G
- 3 Doblar cada arista de T para obtener G' que es un grafo Euleriano
- 4 Encontrar E un circuito Euleriano de G'
- 5 $F =$ los vértices de G en el orden que aparecen por primera vez en E
- 6 Resultado: F

- Encontrar T un spanning tree mínimo de G
 - ▶ **Algoritmo de Kruskal** (Visto en AB: coste $O(n^2 \log n)$):
 - ▶ Se basa en la propiedad de los árboles de recubrimiento de coste mínimo: Partiendo del árbol vacío, se selecciona en cada paso la arista de menor etiqueta que no provoque ciclo sin requerir ninguna otra condición sobre sus extremos.
- Encontrar E un circuito Euleriano de G'
 - ▶ Se trata de atravesar T en profundidad ($O(n^2)$)
 - ▶ En general se puede encontrar un circuito Euleriano de cualquier grafo en tiempo $O(m)$ (m es el número de aristas)
- **Tiempo total:** $O(n^2 \log n + n^2) = O(n^2 \log n)$

- Es una 2-aproximación:

- ▶ $c(T) \leq c(n, M)$ Porque si quitamos una arista de un recorrido se convierte en un árbol, y T es el árbol de coste mínimo
- ▶ $c(E) \leq 2c(T)$
- ▶ Resultado $\hat{c}(n, M) \leq c(E)$ Por la **desigualdad triangular**, nos quedamos con la primera aparición de cada vértice
- ▶ $\hat{c}(n, M) \leq c(E) \leq 2c(T) \leq 2c(n, M)$
- ▶ Luego $\hat{c}(n, M)/c(n, M) \leq 2$

¿Podemos mejorar la aproximación?

- El punto crítico es $c(E) \leq 2c(T)$
- Se debe a que hay que “Doblar cada arista de T para obtener G' que es un grafo Euleriano”
- Si podemos evitar esta duplicación podemos mejorar la aproximación
- Existen algoritmos menos costosos para convertir T en un grafo Euleriano
- Se basan sólo en los vértices de grado impar y usan “perfect matching”
- Con esta idea se puede mejorar la aproximación a 1,5

- Tenemos una aproximación con ratio 1,5
- No se puede aproximar con ratio 1,013 (si $P \neq NP$)

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 **Set cover**
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

Set Cover

Problema: **Set Cover**

Entrada: Una colección S_1, \dots, S_m de m conjuntos, $k \leq m$.

Salida: ¿Existen i_1, \dots, i_k con

$$S_{i_1} \cup \dots \cup S_{i_k} = S_1 \cup \dots \cup S_m,$$

es decir, que la unión de los k sea la misma que la de la colección completa?

- Importante: k es el **número de subconjuntos**, no de elementos
- **Ejemplo:** Sean m expertos y S_1, \dots, S_m las destrezas que aporta cada uno de los expertos, $k \leq m$. ¿Podemos nombrar un comité de k expertos o menos que cubran todas las destrezas?

- Set Cover es NP-difícil
- Vamos a considerar la **versión de optimización**, encontrar una subcolección óptima

Problema: Opt-Set-Cover

Entrada: Una colección S_1, \dots, S_m de m conjuntos.

Salida: Encontrar i_1, \dots, i_k con k el menor posible y

$$S_{i_1} \cup \dots \cup S_{i_k} = S_1 \cup \dots \cup S_m$$

Algoritmo de aproximación de Set cover (voraz)

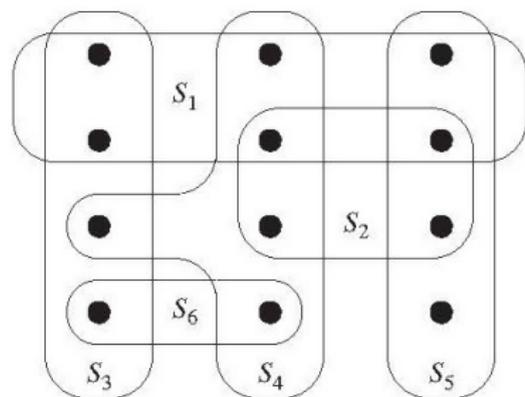
- Se trata de elegir el S_i con mayor número de elementos de entre los que quedan por cubrir

APROXSC(S_1, \dots, S_m)

```
1   $U = \{S_1, \dots, S_m\}$ 
2   $W = \emptyset$ 
3   $B = S_1 \cup \dots \cup S_m$ 
4  while  $B \neq \emptyset$ 
5      sea  $A$  el conjunto de  $U$  con más elementos de  $B$ 
6      Borrar  $A$  de  $U$ 
7      Añadir  $A$  a  $W$ 
8      Borrar todos los elementos en  $A$  de  $B$ 
9  Resultado  $W$ 
```

- Tiempo polinómico en n y m (mín(n, m) iteraciones de $O(nm)$, con $n = |S_1 \cup \dots \cup S_m|$)

Ejemplo de aplicación del algoritmo



$ U $	12	6	3	1	0
$ S_1 $	6	X	X	X	X
$ S_2 $	4	2	1	X	X
$ S_3 $	4	2	1	1	X
$ S_4 $	5	3	X	X	X
$ S_5 $	4	2	2	X	X
$ S_6 $	2	2	1	1	X

Ejemplo de aplicación del algoritmo

El resultado del algoritmo es $k = 4$, $W = \{S_1, S_4, S_5, S_3\}$

- Es una $\log n$ -aproximación, con $n = |S_1 \cup \dots \cup S_m|$:
 - ▶ Los A elegidos cubren cada vez menos elementos de B
 - ▶ Vamos a fijarnos en cuando quedan en B : $2^{\lceil \log n \rceil - 1}, \dots, 2^i, \dots$
 - ▶ Sea w_i el número de A s seleccionados desde la primera vez que quedan $\leq 2^{i+1} - 1$ hasta la primera vez que quedan $\leq 2^i$ (Fase i)
 - ▶ $w = \max w_i$
 - ▶ $\hat{c}(S_1, \dots, S_m) \leq w \log n$

- **También se cumple** que $c(S_1, \dots, S_m) \geq w$
 - ▶ En la fase i se cubren unos 2^i elementos (desde $\leq 2^{i+1} - 1$ hasta $\leq 2^i$)
 - ▶ Los conjuntos elegidos cubren cada vez menos elementos
 - ▶ El último A seleccionado en la fase i cubre $\leq 2^i/w_i$ elementos de B (porque es el que menos cubre y entre w_i conjuntos cubren 2^i elementos)
 - ▶ Fijamos $B' = B$ de la línea anterior
 - ▶ No existe ningún S_r que cubra más de $2^i/w_i$ elementos de B'
 - ▶ Luego necesito al menos w_i conjuntos S_r que cubran B'
 - ▶ Luego $c(S_1, \dots, S_m) \geq w_i$
 - ▶ Como se cumple para cualquier i , $c(S_1, \dots, S_m) \geq w$
- $\hat{c}(S_1, \dots, S_m) \leq w \log n \leq c(S_1, \dots, S_m) \log n$
- Luego $\hat{c}(S_1, \dots, S_m)/c(S_1, \dots, S_m) \leq \log n$
- El análisis es exacto, hay casos en que $\hat{c}(S_1, \dots, S_m)/c(S_1, \dots, S_m) = \log n$

- Lo anterior da una aproximación muy mala (???) (ratio no constante)
...
- No se puede aproximar con ratio $1 + \epsilon$ para ningún ϵ (si $P \neq NP$)

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 **Mochila**
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

- Recordemos el problema de la mochila:
 - ▶ Se tienen n objetos NO fraccionables y una mochila.
 - ▶ El objeto i tiene peso $p_i \in \mathbb{R}^+$ y produce beneficio $b_i \in \mathbb{R}^+$
 - ▶ El objetivo es llenar la mochila, de capacidad $C \in \mathbb{R}^+$, de manera que se maximice el beneficio

Problema: Mochila

Entrada: $n \in \mathbb{N}$, $p_1, \dots, p_n \in \mathbb{R}^+$, $b_1, \dots, b_n \in \mathbb{R}^+$, $C \in \mathbb{R}^+$.

Salida: Encontrar $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}$ (indicando que el objeto se deja fuera o se mete en la mochila) con

$$\sum_{1 \leq i \leq n} b_i x_i$$

el máximo posible tal que

$$\sum_{1 \leq i \leq n} p_i x_i \leq C$$

Solución con programación dinámica (AB)

- Restringida a pesos p_i y capacidad C números naturales
- Consiste en considerar la $n \times (C + 1)$ matriz g con valores

$g[i, x] =$ máximo beneficio con los objetos del 1 al i y con capacidad x

- (El beneficio de) la solución buscada es $g[n, C]$
- Para “rellenar” la matriz basta con rellenar la primera fila y la primera columna y después aplicar la regla:

$$g[j, x] = \max(g[j - 1, x], g[j - 1, x - p_j] + b_j)$$

- A partir de la matriz es fácil reconstruir los objetos para obtener $g[n, C]$
- Tiempo $O(nC)$, puede ser enorme dependiendo de C

Otra solución con programación dinámica: **Dinam2**

- Restringida a beneficios b_i ; números naturales
- Sea B el máximo de todos los beneficios, $M = nB$
- Consiste en considerar la $n \times (M + 1)$ matriz U con valores

$U[i, x] =$ mínimo peso con los objetos del 1 al i y con beneficio x

- La solución buscada tiene beneficio x con x el mayor tal que $U[n, x] \leq C$
- Para “rellenar” la matriz basta con rellenar la primera fila y la primera columna y después aplicar la regla:

$$U[j, x] = \min(U[j - 1, x], U[j - 1, x - b_j] + p_j)$$

- A partir de la matriz es fácil reconstruir los objetos para obtener la solución
- Tiempo $O(nM)$, puede ser enorme dependiendo de M

Solución redondeando

- Vamos a utilizar la segunda solución con programación dinámica pero para un problema simplificado
- Fijamos un $R > 0$, **vamos a redondear los beneficios** dividiendo por R
- Sea $n \in \mathbb{N}$, $p_1, \dots, p_n \in \mathbb{R}^+$, $C \in \mathbb{R}^+$, $b_1, \dots, b_n \in \mathbb{R}^+$, como en la entrada original y $\hat{b}_1, \dots, \hat{b}_n \in \mathbb{N}$ los beneficios (naturales) definidos como sigue:

$$\hat{b}_i = \lfloor b_i/R \rfloor$$

- Es decir, cambiamos de escala los beneficios
- Como $\max \hat{b}_i \leq B/R$ (B es el máximo de los b_i), en tiempo $O(n^2 B/R)$ resolvemos el problema simplificado
- Pero un beneficio \hat{x} al problema simplificado supone un beneficio de al menos $R\hat{x}$ al problema original
- Y un beneficio x al problema original supone un beneficio de al menos $x/R - n$ al problema simplificado

Solución ϵ -aproximada para cualquier $\epsilon < 1$

- Fijamos $\epsilon > 0$
- Vamos a utilizar la solución redondeada con $R = \epsilon B / (2n)$
- Sea $n \in \mathbb{N}$, $p_1, \dots, p_n \in \mathbb{R}^+$, $C \in \mathbb{R}^+$ como en la entrada original y $\hat{b}_1, \dots, \hat{b}_n \in \mathbb{N}$ los beneficios (naturales) definidos como sigue:

$$\hat{b}_i = \lfloor b_i / R \rfloor = \lfloor b_i 2n / (\epsilon B) \rfloor$$

- Es decir, cambiamos de escala los beneficios
- Como $\max \hat{b}_i \leq B / R$ (B es el máximo de los b_i), en tiempo $O(n^2 B / R) = O(n^3 / \epsilon)$ resolvemos el problema simplificado
- Pero un beneficio \hat{x} al problema simplificado supone un beneficio de al menos $R\hat{x} = \epsilon B / (2n)\hat{x}$ al problema original
- Y un beneficio x al problema original supone un beneficio de al menos $x / R - n = x 2n / (\epsilon B) - n$ al problema simplificado

Solución ϵ -aproximada para cualquier $\epsilon < 1$

APROXMOCHILA($n, p_1, \dots, p_n, b_1, \dots, b_n, C, \epsilon$)

1 $B = \text{máx}(b_1, \dots, b_n)$

2 $\hat{b}_i = \lfloor b_i 2n / (\epsilon B) \rfloor$

3 $(x_1, \dots, x_n) = \text{Dinam2}(n, p_1, \dots, p_n, \hat{b}_1, \dots, \hat{b}_n, C)$

4 Resultado x_1, \dots, x_n

- 1 Recordad que
 - ▶ Un beneficio \hat{x} al problema simplificado supone un beneficio de al menos $R\hat{x} = \hat{x}\epsilon B/(2n)$ al problema original
 - ▶ Y un beneficio x al problema original supone un beneficio de al menos $x/R - n = x2n/(\epsilon B) - n$ al problema simplificado
- 2 Si \hat{S} es el conjunto óptimo para $(n, p_1, \dots, p_n, \hat{b}_1, \dots, \hat{b}_n, C)$,

$$\sum_{i \in \hat{S}} b_i \geq \epsilon B / (2n) \sum_{i \in \hat{S}} \hat{b}_i$$

- 3 Si S es el conjunto óptimo para $(n, p_1, \dots, p_n, b_1, \dots, b_n, C)$,

$$\sum_{i \in S} \hat{b}_i \geq \left(\sum_{i \in S} b_i \right) 2n / (\epsilon B) - n$$

- 4 Como \hat{S} es óptimo para $(n, p_1, \dots, p_n, \hat{b}_1, \dots, \hat{b}_n, C)$,

$$\sum_{i \in \hat{S}} \hat{b}_i \geq \sum_{i \in S} \hat{b}_i$$

- 4 Uniendo las tres anteriores,

$$\sum_{i \in \hat{S}} b_i \geq \epsilon B / (2n) \sum_{i \in \hat{S}} \hat{b}_i$$

$$\sum_{i \in \hat{S}} \hat{b}_i \geq \sum_{i \in S} \hat{b}_i$$

$$\sum_{i \in S} \hat{b}_i \geq \left(\sum_{i \in S} b_i \right) 2n / (\epsilon B) - n$$

- 5 tenemos

$$\begin{aligned} \frac{\sum_{i \in S} b_i}{\sum_{i \in \hat{S}} b_i} &\leq \frac{\sum_{i \in S} \hat{b}_i}{\sum_{i \in S} \hat{b}_i - \epsilon B / 2} = \\ &= 1 + \frac{\epsilon B / 2}{\sum_{i \in S} b_i - \epsilon B / 2} \leq 1 + \epsilon \end{aligned}$$

Porque $\sum_{i \in S} b_i \geq B$ y $\epsilon < 1$

- Como hemos dicho antes, en tiempo $O(n^3/\epsilon)$ resolvemos el problema simplificado, luego polinómico en n y en $1/\epsilon$ **Es lo que llamamos un FPTAS**
- En general podemos utilizar la programación dinámica como aproximación:
 - 1 Reescalamos los valores para que la programación dinámica sea más rápida
 - 2 Comparamos la solución obtenida con la solución óptima

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 **Cobertura de Vértices con Pesos**
- 9 Otra vez TSP
- 10 Resumen

- Vamos a ver un algoritmo de aproximación basado en **programación lineal**
- Se trata de una 2-aproximación eficiente

Cobertura de Vértices con Pesos

Problema: **wVC**

Entrada: Un grafo G (con vértices V), un peso positivo $w(v)$ para cada vértice $v \in V$.

Salida: Encontrar un conjunto U de vértices de G con el menor peso posible

$$\sum_{v \in U} w(v)$$

y tal que cada arista (i, j) de G cumple que $i \in U$ ó $j \in U$

- Es una generalización de VC (minimizar el número de vértices) ya que VC es el caso $w(v) = 1$ para todo v
- Al tratarse de una generalización de VC no se puede aproximar con ratio 1,1666 (si $P \neq NP$)

Programa lineal para wVC

- No podemos aplicar el algoritmo aproximado para VC (no aproxima bien)
- Podemos representar el problema de optimización como un problema de programación lineal:
 - ▶ Asociamos a cada vértice v una variable $x(v)$ que puede valer 0 ó 1
 - ▶ Añadimos v al cubrimiento si y sólo si $x(v) = 1$
 - ▶ Para cada arista (u, v) la condición de que u ó v deben estar en el cubrimiento se escribe

$$x(u) + x(v) \geq 1$$

- ▶ Así tenemos el siguiente **programa entero 0-1** para encontrar el mínimo cubrimiento:

Función Objetivo	$\text{mín } \sum_{v \in V} w(v)x(v)$	
Restricciones	$x(u) + x(v) \geq 1$	para cada arista (u, v)
	$x(v) \in \{0, 1\}$	para cada vértice v

- Si quitamos la restricción $x(v) \in \{0, 1\}$ y la sustituimos por $0 \leq x(v) \leq 1$ obtenemos el siguiente **programa lineal (la relajación)**:

Función Objetivo	$\text{mín } \sum_{v \in V} w(v)x(v)$	
Restricciones	$x(u) + x(v) \geq 1$	para cada arista (u, v)
	$0 \leq x(v) \leq 1$	para cada vértice v

- El problema original es un caso particular de la relajación, luego el óptimo de la relajación es una cota inferior del óptimo del original
- ¿Cómo podemos usar la relajación para aproximar el original?

APROX-MIN-WEIGHT-VC(G, w)

```
1  $U = \emptyset$ 
2 Calcula  $\hat{x}$ , una solución óptima para el programa lineal relajación
3 for  $v \in V$ 
4     if  $\hat{x}(v) \geq 1/2$ 
5     Añadir  $v$  a  $U$ 
6 Resultado  $U$ 
```

- La solución obtenida es un “redondeo” de la solución del programa lineal relajado
- ¿Cómo de buena es la aproximación?

2-aproximación para wVC

- Sea $c(G, w)$ una solución óptima para wVC
- Sea \hat{x} una solución óptima para el programa lineal relajación
- Sea $z = \sum_{v \in V} w(v)\hat{x}(v)$
- Como un cubrimiento es una solución del programa lineal relajación,

$$z \leq c(G, w)$$

- Redondeando para encontrar el conjunto U (cogiendo los v con $\hat{x}(v) \geq 1/2$) veamos que obtenemos un cubrimiento válido con peso $w(U) \leq 2z$:
 - ▶ U es un cubrimiento válido porque para cada arista (u, v) , $\hat{x}(u) + \hat{x}(v) \geq 1$, luego al menos uno de entre $\hat{x}(u)$ y $\hat{x}(v)$ es al menos $1/2$ y es incluido en U

2-aproximación para wVC

- Tenemos

$$\begin{aligned}z &= \sum_{v \in V} w(v) \hat{x}(v) \\ &\geq \sum_{v \in V, \hat{x}(v) \geq 1/2} w(v) \hat{x}(v) \\ &\geq \sum_{v \in V, \hat{x}(v) \geq 1/2} w(v) 1/2 \\ &= \sum_{v \in U} w(v) 1/2 \\ &= 1/2 \cdot w(U) = 1/2 \cdot \hat{c}(G, w)\end{aligned}$$

- Luego $\hat{c}(G, w) \leq 2z \leq 2c(G, w)$
- Y Aprox-Min-Weight-VC es una 2-aproximación para wVC

Complejidad de la aproximación

- Existen algoritmos en tiempo polinómico para programación lineal (algoritmo de Karmarkar)
- También visteis el Simplex que es exponencial pero en muchos casos es rápido
- Luego podemos 2-aproximar wVC **en tiempo polinómico**

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 **Otra vez TSP**
- 10 Resumen

Problema: TSP minimización

Entrada: n el número de ciudades y M la matriz de distancias $n \times n$.

Salida: Encontrar un recorrido por las n ciudades y volviendo al punto de partida con distancia total la mínima posible

- El mayor problema resuelto óptimamente hasta 2006 es una entrada de 85.900 ciudades
- Usando heurísticas, varias entradas de millones de ciudades se han resuelto dentro del 1 % de la solución óptima
- Las distancias no tienen que satisfacer la desigualdad triangular para todas las ciudades
 - ▶ Piensa en la distancia definida como tiempo de vuelo entre las dos ciudades
 - ▶ O simplemente en el camino que selecciona un GPS con la opción “Ruta más rápida”
 - ▶ O el precio de volar de una ciudad a otra ...

TSP no se puede aproximar

- Hemos visto problemas para los que conseguíamos una aproximación de ratio constante
- Otros para los que conseguíamos aproximación todo lo pequeña que queramos
- Para TSP el resultado es negativo, no se puede aproximar para ninguna constante **(Si $P \neq NP$)**

TSP no se puede aproximar

- Recordemos que *Ciclo Hamiltoniano* es NP-difícil
Problema: **Ciclo Hamiltoniano**
Entrada: Un grafo G con n vértices.
Salida: ¿Existe un ciclo hamiltoniano en G , es decir, un camino que visita una vez cada vértice y vuelve al vértice inicial?
- Vamos a demostrar que **si podemos C -aproximar *TSP* minimización para alguna constante C entonces podemos resolver *Ciclo Hamiltoniano* eficientemente** (en tiempo polinómico)
- Luego **si $P \neq NP$ entonces *Ciclo Hamiltoniano* no se puede resolver eficientemente y por tanto no podemos aproximar *TSP* minimización con ningún ratio constante**

si podemos C -aproximar TSP entonces podemos resolver HAM

- Supongamos que tenemos un algoritmo eficiente $AproxTSP$ que C -aproxima TSP *minimización*
- Dada una entrada G de *Ciclo Hamiltoniano* la convertimos en una entrada de TSP, con distancia 1 cuando había arista en G y distancia $Cn + 1$ cuando no había
- Veremos que a partir de un recorrido C -aproximado podemos saber si existe un ciclo hamiltoniano para el grafo G original

si podemos C -aproximar TSP entonces podemos resolver HAM

CICLOHAMILTONIANO(G)

```
1   $n$  = número de vértices de  $G$ 
2  for  $i = 1$  to  $n$ 
3      for  $j = 1$  to  $n$ 
4          if  $(i, j)$  es arista de  $G$ 
5               $d(i, j) = 1$ 
6          else  $d(i, j) = Cn + 1$ 
7       $R = \text{AproxTSP}(n, d)$ .
8      if  $\sum_{i=1}^{n-1} d(R[i], R[i + 1]) \leq Cn$ 
9          Resultado Cierto
10     else Resultado Falso
```

- Si G tiene hamiltoniano entonces el recorrido óptimo de (n, d) medirá n y $AproxTSP$ devuelve un recorrido de distancia total $\leq Cn$ y el algoritmo devuelve Cierto
- Si G no tiene ciclo hamiltoniano entonces cualquier recorrido de todas las ciudades de (n, d) medirá al menos $(n - 1) + (Cn + 1) = (C + 1)n$ y el algoritmo devuelve Falso

- Hemos reducido *Ciclo Hamiltoniano* a *C*-aproximar TSP
- Luego hemos visto que para cada *C*, ***C*-aproximar TSP es NP-difícil**
- Es lo mismo que pasaba para los problemas:
 - ▶ 1,166-aproximar VC es NP-difícil
 - ▶ 1,013-aproximar *TSP métrico* es NP-difícil
 - ▶ para cada *C*, *C*-aproximar *Set Cover* es NP-difícil

Contenido de este tema

- 1 Introducción
- 2 Problemas de optimización
- 3 Diferentes tipos de aproximación
- 4 Cobertura de Vértices
- 5 TSP métrico
- 6 Set cover
- 7 Mochila
- 8 Cobertura de Vértices con Pesos
- 9 Otra vez TSP
- 10 **Resumen**

- Hemos visto algoritmos de aproximación con ratio
 - ▶ logarítmico
 - ▶ constante
 - ▶ cualquier constante
- Estos son los problemas concretos:
 - ▶ log-aproximación de *Set Cover*
 - ▶ 2-aproximación de VC
 - ▶ 2-aproximación de wVC
 - ▶ 2-aproximación de *TSP métrico* (también existe 1,5-aproximación)
 - ▶ C -aproximación de *Mochila* para cualquier C
- Resultados negativos: si $P \neq NP$ entonces ...
 - ▶ No se puede 1,013-aproximar *TSP métrico*
 - ▶ No se puede 1,1666-aproximar VC
 - ▶ No se puede 1,1666-aproximar wVC
 - ▶ No se puede C -aproximar *Set Cover* para ninguna C
 - ▶ No se puede C -aproximar *TSP* para ninguna C

- Hemos usado como técnicas
 - ▶ algoritmos voraces
 - ▶ programación dinámica
 - ▶ programación lineal
- Estos son los problemas concretos:
 - ▶ VC aproximación voraz
 - ▶ *Set Cover* aproximación voraz
 - ▶ *Mochila* programación dinámica
 - ▶ wVC programación lineal