

Problemas intratables

Elvira Mayordomo

Universidad de Zaragoza

24 de septiembre de 2021

Contenido de este tema

- ➊ **Introducción: complejidad y problemas intratables**
- ➋ Reducciones para construir algoritmos
- ➌ Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad
- ➍ SAT y 3SAT
- ➎ Complejidad de grano fino: intratabilidad débil
- ➏ Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles

Este tema está basado en el capítulo 9 de
Steven S. Skiena. The Algorithm Design Manual. Springer 2008
y en el artículo:

Virginia V. Williams. On some fine-grained questions in algorithms and complexity (ICM 2018)

<https://people.csail.mit.edu/virgi/eccentri.pdf>

Cotas de tiempo para un algoritmo

- ¿Qué quiere decir que un algoritmo tarda tiempo $O(n \log n)$?
- En una cota *superior*, el tiempo que tarda para una entrada de *tamaño* n es menor que $c \cdot n \log n$
- Es tiempo en el *caso peor*, de todas las entradas de tamaño n cogemos la que más tiempo tarda
- No tiene que ser una cota ajustada, el tiempo puede ser siempre mucho menor que $c \cdot n \log n$
- Cuanto más ajustada sea la cota superior más útil

Cotas de tiempo para un algoritmo

- ¿Y cotas inferiores?
- **Para un algoritmo** suele ser posible decir que tarda tiempo $\Omega(t(n))$, es decir, tiempo mayor que $c \cdot t(n)$ en el caso peor
- Tiempo mayor que $c \cdot t(n)$ en el caso peor: hay una c tal que para cada n al menos una entrada de tamaño n tarda más de $c \cdot t(n)$

Cotas de tiempo para un problema

- Buscamos siempre el *mejor* algoritmo para un problema
- Cuando lo que nos interesa mejorar es el tiempo vamos a buscar el algoritmo con *menor tiempo* en caso peor
- **Cotas superiores:** Si encontramos un algoritmo que resuelve el problema A en tiempo $O(t(n))$ decimos que el problema está en $\text{DTIME}(t(n))$
- Otra vez, esto puede ser muy poco ajustado ...
- El algoritmo puede tardar siempre mucho menos tiempo que $c \cdot t(n)$
- Más importante: **puede haber otros algoritmos que resuelvan el problema mucho más rápido**

Cotas de tiempo para un problema

- **Es muy raro encontrar cotas inferiores para el tiempo de resolución de un problema** ¿Conoces alguna?
- Ordenación es uno de los pocos problemas que tiene cotas muy ajustadas

¿Qué es un problema computacionalmente intratable?

- **Un problema intratable es un problema que ningún algoritmo resuelve suficientemente rápido**
- ¿qué es suficientemente rápido?
- Acabas de decir que no sabemos casi ninguna cota inferior de tiempo para problemas
- Diremos que un problema es intratable **mientras no encontremos ningún algoritmo que lo resuelva suficientemente rápido**
- En general los problemas intratables:
 - tienen algoritmos de fuerza bruta o sencillos pero muy lentos
 - hace décadas que no se han conseguido algoritmos más rápidos

Un par de ejemplos de intratables

SAT-SQL

Problema: SAT-SQL

Entrada: Una tabla T de n atributos y m tuplas y una consulta SQL q sobre esa tabla

Salida: ¿devuelve q algún resultado sobre T ?

- ¿Cuánto tiempo cuesta resolver SAT-SQL?
- Aun restringiendo mucho la cantidad de valores distintos de los atributos, los mejores algoritmos conocidos tardan más de 2^n
- ¿Y todas esas clases sobre normalización de tablas, optimización de consultas?

Longest Common Subsequence

Problema: LCS

Entrada: Dos cadenas con n letras cada una

Salida: Cadena que es subsecuencia de las dos (no necesariamente contigua) de longitud máxima

ATCGGGTTCCTTAAGGG

ATTGGTACCTTCAGGCC

- ¿Cuánto tiempo cuesta resolver LCS?
- Con programación dinámica se puede hacer en tiempo $O(n^2)$
- El mejor algoritmo conocido tarda $O(n^2 / \log^2 n)$
- Está bien, ¿no?
- Se usa extensivamente en biología molecular y en correctores ortográficos ...
- Por ejemplo se le puede dar como datos dos cadenas de ADN de 1Mbp (10^6 letras) ...

Tiempo polinómico

- Tiempo polinómico es tiempo $O(n^k)$ para algún k
- Tiempo $O(n)$, $O(n^2)$, $O(n^3)$, ...
- ¿Es tiempo polinómico eficiente?
- ¿ $O(n^{100})$?
- La versión clásica es que los problemas interesantes en tiempo polinómico están en $\text{DTIME}(n^k)$ para k pequeño (como mucho 3 ó 4 el algún caso raro)
- ¿Es tiempo polinómico eficiente?
- En la época de los datos masivos, cuadrático ($k = 2$) ya puede ser demasiado

Tiempo polinómico = eficiente (versión “clásica”)

Tiempo cuasilineal

- Si al menos tienes que leer los datos de entrada completos lo mínimo que necesitas es *tiempo lineal* n (donde n es el tamaño de los datos de entrada)
- En realidad para no hacer trampas con el acceso directo a distintas partes de los datos es mejor decir $n \log n$ (vamos, que el tiempo lineal no existe si lees los datos completos)
- No nos preocupan mucho los factores logarítmicos así que cualquier cota $n \log^k n$ será equivalente
- *Tiempo cuasilineal* es tiempo $O(n \log^k n)$ (también escrito $O(n \text{polylog}(n))$)

Tiempo cuasilineal = eficiente (era del big data)

Intratabilidad de SAT-SQL

Hipótesis de trabajo 1

No hay ningún algoritmo que resuelva SAT-SQL en tiempo polinómico

Intratabilidad débil de LCS

Hipótesis de trabajo 2

No hay ningún algoritmo que resuelva LCS en tiempo cuasilineal

Dogma de fé

Toda esta asignatura, buena parte de la informática, la criptografía, etc se hacen partiendo de que SAT-SQL es intratable

Algo similar ocurre con que LCS es intratable débil

- Hemos repasado las cotas de complejidad en tiempo de un algoritmo y de un problema
- Un problema intratable es aquel para el que **no se conocen** algoritmos rápidos
- Dependiendo del contexto “algoritmo rápido” es aquel que tarda tiempo polinómico o bien tiempo cuasilineal

Contenido de este tema

- ➊ Introducción: complejidad y problemas intratables
- ➋ **Reducciones para construir algoritmos**
- ➌ Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad
- ➍ SAT y 3SAT
- ➎ P vs NP
- ➏ Complejidad de grano fino: intratabilidad débil
- ➐ Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles

Introducción: Reducciones

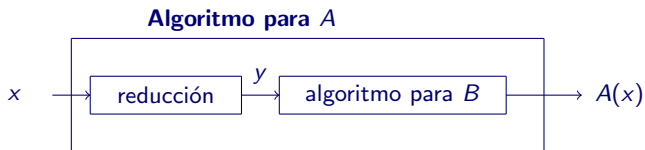
- Un problema intratable es aquel para el que **no se conocen** algoritmos rápidos
- ¿Y eso cómo se decide en la práctica?
- El concepto fundamental es el de reducción entre dos problemas, que permite **compararlos**
- Método a usar: Conozco unos cuantos problemas intratables y comparo los nuevos problemas con ellos usando reducciones
- Si A es reducible a B y tenemos un algoritmo eficiente para B entonces tenemos un algoritmo eficiente para A .
- Si A es reducible a B y no existe un algoritmo eficiente para A entonces no existe un algoritmo eficiente para B

$$A \leq B$$

Mencionado en el tema *7-Programación lineal y reducciones* de la asignatura de *Algoritmia Básica*

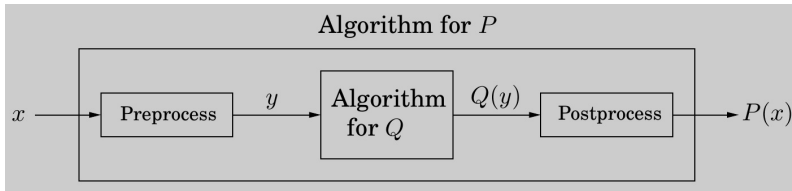
Reducciones para construir algoritmos

- ¿Cómo usar reducciones para hacer algoritmos?
- Usamos algoritmos conocidos para construir otros nuevos.
- Si podemos traducir un problema nuevo A que queremos resolver a uno B que ya sabemos resolver tenemos un algoritmo para resolver el problema nuevo.
- ¿Cómo? Usamos primero la reducción del nuevo al viejo y después el algoritmo para el viejo.
- El coste en tiempo será la suma del tiempo de la reducción más el tiempo del algoritmo para el viejo.



Reducciones para construir algoritmos

En realidad una reducción puede ser más complicada, veamos lo visto en Algoritmia Básica: una reducción de P a Q :



Reducciones para construir algoritmos

Todavía puede ser más complicada: una reducción de A a B puede usar varios casos de B :

$A(x)$

- 1 **for** $i = 1$ **to** k
- 2 Calcula y_i (a partir de z_1, \dots, z_{i-1})
- 3 Calcula $z_i = B(y_i)$
- 4 Cálculos finales a partir de z_1, \dots, z_k
- 5 Resultado $A(x)$

- El tiempo es $\sum_i \text{tiempo}(B(y_i))$ más los cálculos 2 y 4

Subsecuencia común más larga

Problema: Longest Common Subsequence (LCS)

Entrada: Dos cadenas con n letras cada una

Salida: Cadena que es subsecuencia de las dos (no necesariamente contigua) de longitud máxima

ATCGGGTTCCTTAAGGG

ATTGGTACCTTCAGGCC

¿A qué problema os recuerda de los que visteis en AB?

Subsecuencia común más larga

En AB visteis técnicas de programación dinámica para calcular la distancia de edición (comparaciones de secuencias)

Problema: Distancia de edición

Entrada: Cadenas de caracteres o enteros S y T ; coste de cada inserción (c_{ins}), borrado (c_{del}), y sustitución (c_{sub})

Salida: ¿Cuál es el coste mínimo de las operaciones para transformar S en T ?

Problema: Longitud de subsecuencia común más larga (LLCS)

Entrada: Dos cadenas con n letras cada una

Salida: ¿Cuál es la longitud de la subsecuencia común a las dos (no necesariamente contigua) de longitud máxima?

Reducciones para construir algoritmos

De hecho *Longitud de subsecuencia común más larga* se puede reducir a *Distancia de edición*...

$LLCS(S, T)$

- 1 $c_{ins} = c_{del} = 1$
- 2 $c_{sub} = \infty$
- 3 Resultado $|S| - \text{distanciaDeEdición}(S, T, c_{ins}, c_{del}, c_{sub})/2$

¿Por qué funciona?

- No permitimos sustituciones ($c_{sub} = \infty$) luego la edición óptima deja la subsecuencia común más larga, borra el resto de S e inserta el resto de T (cada inserción y cada borrado con coste 1)
- El coste dividido por 2 es el número de elementos fuera de la LCS

Subsecuencia común más larga

¿Cuánto cuesta el algoritmo para LLCS usando DistanciaDeEdición?

El coste es el de distancia de edición $O(|S| \cdot |T|) = O(n^2)$ más constante

¿Qué podemos deducir de que LLCS es débilmente intratable (es decir, (hay fuertes sospechas de que) no hay ningún algoritmo que resuelve LLCS en tiempo cuasilineal)?

Ejercicio

Problema: Edición

Entrada: Cadenas de caracteres o enteros S y T ; coste de cada inserción (c_{ins}), borrado (c_{del}), y sustitución (c_{sub})

Salida: ¿Cuál es la secuencia de operaciones para transformar S en T con coste mínimo?

Ejercicio: Reducir LCS a Edición

Mínimo común múltiplo

Decimos que a divide a b ($b|a$) si existe un entero d tal que $a = bd$

Problema: m.c.m.

Entrada: Enteros x, y

Salida: ¿Cuál es el menor entero m tal que m es múltiplo de x y m es múltiplo de y ?

Problema: m.c.d.

Entrada: Enteros x, y

Salida: ¿Cuál es el mayor entero d tal que d divide a x y d divide a y ?

m.c.m.(24,36)=72 y m.c.d.(24,36)=12

Mínimo común múltiplo

- Se pueden resolver hallando los factores primos de x , y pero no se conocen algoritmos eficientes para factorizar
- El algoritmo de Euclides es una forma eficiente de hallar el m.c.d. ($O(n)$) (donde n es la suma del número de bits)
- El algoritmo eficiente para m.c.m. pasa por una reducción a m.c.d.

M.C.M. (x, y)

1 Resultado $xy / m.c.d.(x, y)$

Reducciones para construir algoritmos: resumiendo

- Si reduzco A a B tengo un algoritmo para A que cuesta el tiempo de la reducción más el tiempo de B
 - Es el diseño descendente de toda la vida
- Si reduzco A a B puedo conseguir una cota inferior para B
 - Hemos reducido LCS a *DistanciaDeEdición*. Si suponemos que LCS tiene cota inferior $\Omega(n^2 / \log^2 n)$ tenemos una cota inferior para *DistanciaDeEdición*

Contenido de este tema

- ➊ Introducción: complejidad y problemas intratables
- ➋ Reducciones para construir algoritmos
- ➌ **Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad**
- ➍ SAT y 3SAT
- ➎ P vs NP
- ➏ Complejidad de grano fino: intratabilidad débil
- ➐ Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles

Reducciones para comparar problemas

Hemos visto muchos problemas en Algoritmia Básica para los que no hemos encontrado algoritmos que tarden tiempo polinómico:

- mochila 0-1
- viajante de comercio
- juego del 15
- planificación de tareas con plazo fijo
- graph coloring
- hamiltonian cycles
- ajedrez
- ...

¿Cómo nos ayudan las reducciones en estos casos?

Reducciones para comparar problemas



Una pelea de niños:

- Pedro vence a Juan, y Juan vence a Chuck
- ¿Quién es fuerte?
- ¿Y si Chuck es Chuck Norris? Entonces Juan y Pedro son tan duros como Chuck Norris.
- ¿Y si es el patio de la guardería?

Chuck \leq Juan \leq Pedro

Reducciones sencillas para intratabilidad

- Queremos demostrar que algunos problemas son intratables, es decir, que no tienen algoritmos que los resuelvan en tiempo polinómico
- Partimos de dos intratables: *Ciclo Hamiltoniano* y *Cobertura de Vértices*¹.
- Si *Ciclo Hamiltoniano* es reducible a B entonces B es intratable
- Si *Cobertura de Vértices* es reducible a B entonces B es intratable

$$\begin{array}{ll} \text{CicloHam} & \leq B \\ \text{CoberturaV} & \leq B \end{array}$$

“ B vence a Chuck”

¹Después justificamos porqué estos dos son intratables

Definición de Ciclo Hamiltoniano

Problema: Ciclo Hamiltoniano

Entrada: Un grafo G .

Salida: ¿Existe un ciclo hamiltoniano en G , es decir, un camino que visita una vez cada vértice y vuelve al vértice inicial?

Definición de Cobertura de Vértices

Problema: Cobertura de Vértices

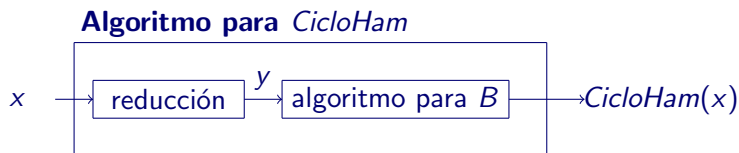
Entrada: Un grafo G (con vértices V) y $k \in \mathbb{N}$.

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

- Cuanto más pequeño k más difícil es la Cobertura de Vértices

Reducción de *Ciclo Hamiltoniano* a *B*

$$\text{CicloHam} \leq B$$

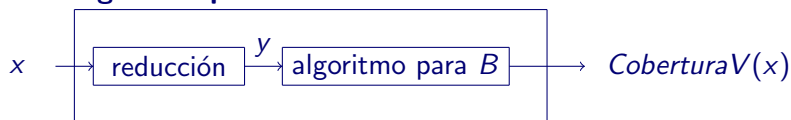


- Transformamos la entrada de *Ciclo Hamiltoniano* en entrada de B en tiempo polinómico
- La solución de B nos da la solución para *Ciclo Hamiltoniano*
- Como *Ciclo Hamiltoniano* es intratable entonces B es intratable

Reducción de *Cobertura de Vértices* a *B*

$$\text{Cobertura}V \leq B$$

Algoritmo para *CoberturaV*



- Transformamos la entrada de *Cobertura de Vértices* en entrada de B en tiempo polinómico
- La solución de B nos da la solución para *Cobertura de Vértices*
- Como *Cobertura de Vértices* es intratable entonces B es intratable

Las reducciones en tiempo polinómico son transitivas

- Si A es reducible a B y B es reducible a C entonces A es reducible a C
- Si A es intratable podemos demostrar que C es intratable demostrando primero que B es intratable (con $A \leq B$) y después que C es intratable (con $B \leq C$)

Veremos los siguientes ejemplos

- TSP es intratable
- Conjunto Independiente es intratable
- Problema general de planificación de películas es intratable
- Clique es intratable

TSP es intratable

- Empezamos con la definición de *TSP*

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, sin repeticiones y volviendo al punto de partida con distancia total $\leq k$?

TSP es intratable

- Vamos a utilizar una reducción de *Ciclo Hamiltoniano* a *TSP*, recordamos *Ciclo Hamiltoniano*

Problema: Ciclo Hamiltoniano

Entrada: Un grafo G .

Salida: ¿Existe un ciclo hamiltoniano en G , es decir, un camino que visita una vez cada vértice y vuelve al vértice inicial?

TSP es intratable: reducir Ciclo Ham. a TSP

- Los dos problemas tratan de encontrar ciclos cortos, TSP en un grafo con pesos
- Para reducir *Ciclo Hamiltoniano* a *TSP* tenemos que convertir cada entrada de *Ciclo Hamiltoniano* (un grafo) en una entrada de *TSP* (ciudades y distancias)

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  $d(i, j) = 2$ 
7      Resultado TSP( $n, d, n$ ).
```

TSP es intratable: reducir Ciclo Ham. a TSP

- La reducción anterior tarda tiempo $O(n^2)$ (los dos for anidados), podemos resolver *Ciclo Hamiltoniano* en $O(n^2)$ + el tiempo de TSP
- La reducción funciona porque la respuesta de *Ciclo Hamiltoniano* con entrada G es la misma que *TSP* con entrada (n, d, n) :
 - Si G tiene un circuito hamiltoniano (v_1, \dots, v_n) entonces el mismo recorrido para (n, d, n) tiene distancia total
$$\sum_{i=1}^{n-1} d(v_i, v_{i+1}) + d(v_n, v_1) = n$$
 - Si G no tiene un circuito hamiltoniano entonces (n, d, n) no tiene recorrido con distancia total $\leq n$ porque un recorrido así sólo puede pasar por n distancias 1, luego pasa por n aristas del grafo y sería un ciclo hamiltoniano de G .
- Tenemos una reducción eficiente de *Ciclo Hamiltoniano* a *TSP*. Como *Ciclo Hamiltoniano* es intratable entonces *TSP* es **intratable**.

Conjunto Independiente es intratable

- Empezamos con la definición de *Conjunto Independiente*
- Un conjunto de vértices S de G es *independiente* si no hay ninguna arista (i,j) de G con los dos vértices en S .
- Cuanto más grande S más difícil es que sea independiente

Problema: **Conjunto Independiente**

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

Salida: ¿Existe un conjunto independiente de k vértices de G ?

- Vamos a utilizar una reducción de *Cobertura de Vértices* (VC) a *Conjunto Independiente*
- (recordad) Cuanto más pequeño k más difícil es la 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 $j \in U$?

Conjunto Independiente es intratable: reducir Cobertura de Vértices a Conjunto Independiente

- Los dos problemas tratan de encontrar conjuntos de vértices, el primero con un vértice de cada arista, el segundo que no contenga aristas
- Si U es un conjunto independiente de G entonces $V - U$ es un cubrimiento de los vértices de G (ya que si $V - U$ no cubre una arista (i, j) de G entonces los dos vértices de esa arista están en U)
- Para reducir *Cobertura de Vértices* a *Conjunto Independiente* usamos la idea anterior

COBERTURAVÉRTICES(G, k)

1 $k' = |V| - k$

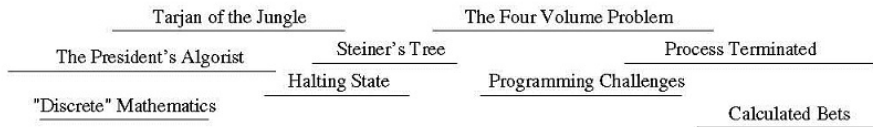
2 Resultado ConjuntoIndependiente(G, k').

Conjunto Independiente es intratable: reducir Cobertura de Vértices a Conjunto Independiente

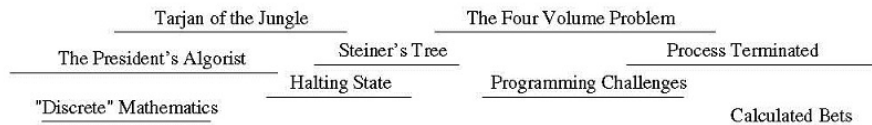
- La reducción anterior tarda tiempo $O(1)$, podemos resolver *Cobertura de Vértices* en el tiempo de *Conjunto Independiente*
- Es correcta, la respuesta de *Cobertura de Vértices* con entrada G, k es la misma que *Conjunto Independiente* con entrada $(G, |V| - k)$
- Tenemos una reducción eficiente de *Cobertura de Vértices* a *Conjunto Independiente*. Como *Cobertura de Vértices* es intratable entonces *Conjunto Independiente* **es intratable**.

El problema de planificación de películas

- Imagínate que eres es un **actor muy cotizado**, que tienes ofertas para protagonizar n películas
- En cada oferta viene especificado en el primer y último día de rodaje
- Para aceptar el trabajo, debes comprometerte a estar disponible durante todo este período entero
- Por lo tanto no puedes aceptar simultáneamente dos papeles cuyos intervalos se superpongan



El problema de planificación de películas



- Para un artista como tú, los criterios para aceptar un trabajo son claros: quieres ganar tanto **dinero** como sea posible
- Debido a que cada una de estas películas paga la misma tarifa por película, esto implica que buscas la mayor cantidad posible de puestos de trabajo (intervalos) de tal manera que dos cualesquiera de ellos no estén en conflicto entre sí

El problema de planificación de películas

- Tú (o tu agente) debes resolver el siguiente problema de algoritmia:

Problema: Planificación de películas

Entrada: Un conjunto I de n intervalos, $k \in \mathbb{N}$

Salida: ¿Cuál es el mayor conjunto de intervalos de I que dos a dos sean disjuntos? o ¿qué películas puedo hacer ganando la mayor cantidad de dinero?

- No es muy difícil encontrar un algoritmo eficiente (¿ideas?)
- Pero vamos a considerar otro problema más difícil ...

El problema GENERAL de planificación de películas

- Más difícil: un proyecto de película no tiene porqué rodarse en un sólo intervalo, puede tener un calendario discontinuo
- Por ejemplo “Tarzán de la jungla” se rodará en Enero-Marzo y Mayo-Junio, “Terminator” se rodará en Abril y en Agosto, “Babe” se rodará en Junio-Julio
- El mismo actor puede rodar “Tarzán de la jungla” y “Terminator” pero no “Tarzán de la jungla” y “Babe”
- Vamos a ver que la versión decisional es **intratable**

Problema: Planificación general de películas

Entrada: Un conjunto I de n conjuntos de intervalos, $k \in \mathbb{N}$

Salida: ¿Existen k conjuntos de intervalos de I que dos a dos sean disjuntos?

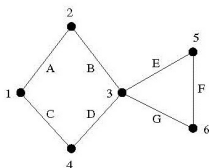
Prob. GENERAL de planif. de películas es intratable

- Necesitamos hacer una reducción desde otro problema que sepamos intratable
- Vamos a intentarlo desde *Conjunto Independiente*
- ¿En qué se parecen los dos problemas? ...
 - Los dos pretenden seleccionar el subconjunto más grande posible – de vértices y de películas resp.
 - Intentemos traducir los vértices en películas
 - Intentemos traducir vértices con una arista en películas incompatibles

Prob. GENERAL de planif. de películas es intratable

CONJUNTOINDEPENDIENTE(G, k)

- 1 m = número de aristas de G
- 2 n = número de vértices de G
- 3 $I = \emptyset$
- 4 **for** $j = 1$ **to** n
- 5 $pelicula(j) = \emptyset$
- 6 $I = anadir(I, pelicula(j))$
- 7 **for** la i ésima arista de G (x, y) , $1 \leq i \leq m$
- 8 $pelicula(x) = anadir(pelicula(x), [i, i + 0,5])$
- 9 $pelicula(y) = anadir(pelicula(y), [i, i + 0,5])$
- 10 **Resultado** GralPalnifPelículas(I, k).



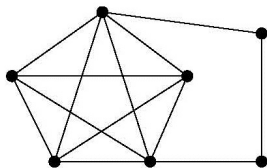
	A	B	C	D	E	F	G
1	—		—				
2	—	—					
3		—		—	—		—
4			—	—			
5					—	—	
6						—	—

Prob. GENERAL de planif. de películas es intratable

- Cada arista se traduce en un intervalo
- Cada vértice es una película que contiene los intervalos de las aristas desde ese vértice
- Dos vértices unidos por una arista (prohibido en el *Conjunto Independiente*) definen un par de películas que comparten un intervalo (prohibido en el calendario del actor) y viceversa
- Los mayores subconjuntos que satisfacen los dos problemas son los mismos
- Tenemos una reducción, un algoritmo eficiente para el *problema gral. de planificación de películas* nos da un algoritmo eficiente para *Conjunto Independiente*
- Como *Conjunto Independiente* es intratable, *problema gral. de planificación de películas* es intratable

Clique es intratable

- Empezamos con la definición de Clique
- Un **clique social** es un conjunto de personas que todos conocen a todos. Un **clique** en un grafo es un conjunto de vértices que todos están unidos a todos



Problema: Clique

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

Salida: ¿Tiene G un clique de k vértices, es decir, existe un conjunto U de k vértices de G tal que cada par $x, y \in U$, existe la arista (x, y) en G ?

Clique es intratable

- Cuanto más grande k más difícil es Clique
- En un grafo social los cliques corresponden a lugares de trabajo, vecindarios, parroquias, escuelas ...
- ¿Y en el grafo de internet?

Clique es intratable: reducir Conj. Independiente a Clique

- Vamos a utilizar una reducción de *Conjunto Independiente* a *Clique*
- Los dos problemas tratan de encontrar conjuntos de vértices, el primero que no contenga aristas, el segundo que contenga todas las aristas
- ¿Cómo podemos relacionarlos?
- Para reducir *Conjunto Independiente* a *Clique* cambiamos aristas por no aristas y no aristas por aristas, es decir, **complementamos el grafo**

CONJUNTOINDEPENDIENTE(G, k)

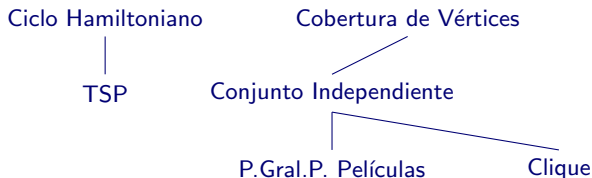
- 1 Construir un grafo G' con los mismos vértices de G
- 2 aristas de $G' = \emptyset$
- 3 **for** $x \in V$
- 4 **for** $y \in V$
- 5 Si (x, y) no es arista de G la añadimos a las aristas de
- 6 Resultado Clique(G', k).

Clique es intratable: reducir Conj. Independiente a Clique

- La reducción anterior tarda tiempo $O(n^2)$, podemos resolver *Conjunto Independiente* en el tiempo de *Clique* $+ O(n^2)$
- Tenemos una reducción eficiente de *Conjunto Independiente* a *Clique*. Como *Conjunto Independiente* es intratable entonces *Clique* **es intratable**
- Hemos hecho una cadena transitiva:
$$\text{Cobertura de Vértices} \leq \text{Conjunto Independiente}$$
$$\text{Conjunto Independiente} \leq \text{Clique}$$
- Nota: La misma reducción (complementar el grafo) sirve para reducir *Clique* a *Conjunto Independiente*, luego los dos problemas son equivalentes

Resumen

- Hemos visto que los siguientes 4 problemas son intratables:
TSP, Conjunto Independiente, Problema GENERAL de planificación de películas, Clique
- Para ello hemos usado (sin justificar) que *Ciclo Hamiltoniano* y *Cobertura de Vértices* son intratables



- Hemos visto sólo **reducciones sencillas**:
 - Equivalencia: *CoberturaVért* es lo mismo que *ConjuntoIndep.*
ConjuntoIndep es lo mismo que *Clique*
 - Restricción: *CicloHam* es un caso particular de *TSP*
 - Sustitución local/Diseño de componentes: Traducir las aristas de *ConjIndependiente* a intervalos de *Películas*

Contenido de este tema

- ➊ Introducción
- ➋ Reducciones para construir algoritmos
- ➌ Reducciones y problemas decisionales
- ➍ Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad
- ➎ **SAT y 3SAT**
- ➏ Complejidad de grano fino: intratabilidad débil
- ➐ Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles

Problemas vistos

- Hemos visto que los siguientes 4 problemas son intratables:
TSP, Conjunto Independiente, Problema GENERAL de planificación de películas, Clique
- Para ello hemos usado (sin justificar) que *Ciclo Hamiltoniano* y *Cobertura de Vértices* son intratables



- ¿Por qué son intratables *Ciclo Hamiltoniano* y *Cobertura de Vértices*?

SAT

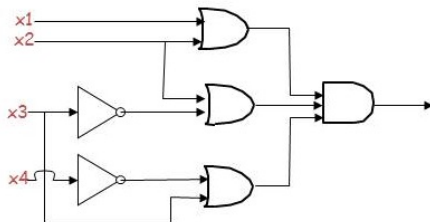
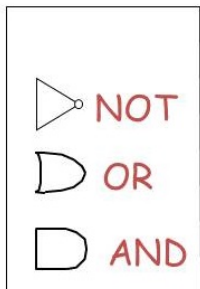
- Para demostrar la intratabilidad de otros problemas debemos empezar con un único problema que sea **EL** candidato a intratable
- La **madre de todos los intratables** en un problema de lógica llamado **Satisfacibilidad (SAT)**

SAT

Problema: SAT

Entrada: Un circuito booleano en CNF C con una única salida.

Salida: ¿Existe una asignación de las entradas de C que da salida Cierto?



SAT: ejemplos

$$(x_1 \vee \neg x_2) \wedge (\neg x_1 \vee x_2)$$

$$(x_1 \vee x_2) \wedge (x_1 \vee \neg x_2) \wedge (\neg x_1)$$

$$(x_1 \vee x_2 \vee \neg x_3) \wedge (x_1 \vee \neg x_2) \wedge (\neg x_1) \wedge (\neg x_3)$$

SAT

- Existen múltiples concursos para programas que resuelvan SAT (SAT solvers)
- Es el paradigma de problema intratable, es ampliamente aceptado que es intratable (aunque no se ha demostrado)
- Daremos alguna razón que hace sospechar que SAT es intratable

Variantes de SAT

- Si restringimos a una sola entrada por puerta OR es fácil encontrar un algoritmo eficiente
- Si restringimos a dos entradas por puerta OR se puede encontrar un algoritmo eficiente, este problema se llama 2-SAT
- ¿Y si restringimos a tres entradas por puerta OR?
- Vamos a ver que este último caso es intratable y nos es útil para demostrar que otros problemas son intratables

3-SAT

Problema: 3-SAT

Entrada: Un circuito booleano en CNF C en el que **cada puerta OR contiene exactamente 3 entradas distintas**, con una única salida.

Salida: ¿Existe una asignación de las entradas de C que da salida Cierto?

- Ejemplo de entrada:

$$(x_2 \vee \neg x_3 \vee x_4) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee \neg x_4) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee x_3)$$

- Podemos demostrar que 3-SAT es intratable haciendo una reducción de SAT a 3-SAT

Reducción de SAT a 3-SAT

¿Cómo transformamos un circuito de SAT en uno de 3-SAT?

- Si tenemos un OR con una sola entrada x creamos dos variables nuevas v_1, v_2 y sustituimos el OR por

$$(x \vee v_1 \vee v_2) \wedge (x \vee \neg v_1 \vee v_2) \wedge (x \vee v_1 \vee \neg v_2) \wedge (x \vee \neg v_1 \vee \neg v_2)$$

- Si tenemos un OR con dos entradas x, y creamos una variable nueva v y sustituimos el OR por

$$(x \vee y \vee v) \wedge (x \vee y \vee \neg v)$$

- Si tenemos un OR con **más de tres** entradas y_1, \dots, y_n
 - Creamos $n - 3$ variables nuevas v_1, \dots, v_{n-3}
 - Sustituimos $(y_1 \vee \dots \vee y_n)$ por $F_1 \wedge \dots \wedge F_{n-2}$ con

$$F_1 = (y_1 \vee y_2 \vee \neg v_1)$$

$$F_j = (v_{j-1} \vee y_{j+1} \vee \neg v_j), \quad 2 \leq j \leq n - 3$$

$$F_{n-2} = (v_{n-3} \vee y_{n-1} \vee y_n)$$

Reducción de SAT a 3-SAT

- Si tenemos un OR con **más de tres** entradas y_1, \dots, y_n
 - Creamos $n - 3$ variables nuevas v_1, \dots, v_{n-3}
 - Sustituimos $(y_1 \vee \dots \vee y_n)$ por $F_1 \wedge \dots \wedge F_{n-2}$ con

$$F_1 = (y_1 \vee y_2 \vee \neg v_1)$$

$$F_j = (v_{j-1} \vee y_{j+1} \vee \neg v_j), \quad 2 \leq j \leq n - 3$$

$$F_{n-2} = (v_{n-3} \vee y_{n-1} \vee y_n)$$

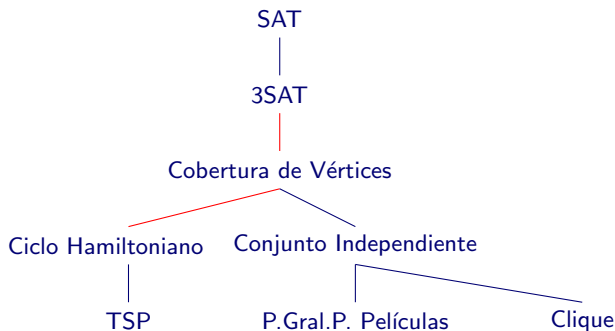
- El caso más complicado es este último ...
 - Si hay una asignación que hace cierta $(y_1 \vee \dots \vee y_n)$ entonces hace cierto por lo menos un y_i , podemos hacer cierto $F_1 \wedge \dots \wedge F_{n-2}$ con $v_1 = v_2 = \dots = v_{i-2} = \text{falso}$ y $v_{i-1} = v_i = \dots = v_{n-3} = \text{cierto}$
 - Probemos todos los casos, si una asignación hace cierta y_1 ó y_2
 - si hace cierta y_i con $3 \leq i \leq n - 2$
 - si hace cierta y_{n-1} ó y_n ...
- También es cierto que si una asignación hace cierta $F_1 \wedge \dots \wedge F_{n-2}$ entonces la misma asignación restringida a las variables originales hace cierta $(y_1 \vee \dots \vee y_n)$ **¿Por qué?**
- Así que tenemos una reducción de SAT a 3-SAT

Reducción de SAT a 3-SAT

- ¿Cuánto tiempo tarda la reducción? $O(|C|)$, donde $|C|$ es el tamaño del circuito C

Problemas intratables vistos

- Hemos visto las reducciones que aparecen en negro
- Las que aparecen en rojo son más complicadas y no las veremos (algunas están en las secciones 9.5-9.8 del Skiena)



El arte de demostrar intratabilidad

- En general es más fácil pensar una reducción (o una demostración de intratabilidad) que explicarla/entenderla
- Una sutil diferencia puede convertir un problema intratable en tratable o viceversa **Camino más corto/camino más largo.**
Pasar por todos los vértices/aristas una sola vez
- Lo primero que hay que hacer si sospechamos que un problema es intratable es mirar el libro de Garey Johnson
- Si esto no funciona, para reducir un intratable A a un problema nuevo N
 - Haz A lo más simple posible
 - Haz N lo más difícil posible
 - Seleccionar el A adecuado por las razones adecuadas
 - Si te quedas atascado, alterna entre intentar ver que N es intratable y encontrar un algoritmo eficiente para N

Usando intratabilidad para diseñar algoritmos

- La teoría de la intratabilidad es muy útil para diseñar algoritmos, aunque sólo dé resultados negativos.
- Permite al diseñador centrar sus esfuerzos más productivamente, no darse de cabezazos contra la pared. Al menos divide los esfuerzos entre las dos posibilidades: algoritmo eficiente o comparar con intratables
- La teoría de la intratabilidad nos permite identificar qué propiedades hacen un problema difícil. Tener una intuición de qué problemas van a ser intratables es importante para un diseñador, y sólo se consigue con experiencia demostrando intratabilidad.

Recomendable

- Leer las secciones 9.5-9.8 del Skiena
- Incluyen demostraciones de intratabilidad más complicadas y en general filosofía de estas demostraciones

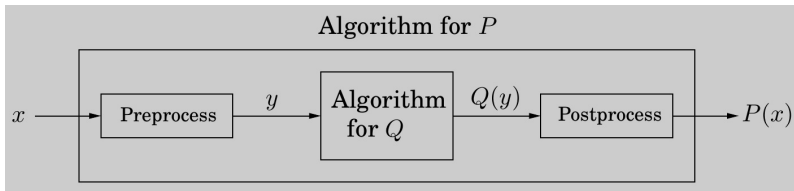
Contenido de este tema

- ➊ Introducción
- ➋ Reducciones para construir algoritmos
- ➌ Reducciones y problemas decisionales
- ➍ Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad
- ➎ SAT y 3SAT
- ➏ **Complejidad de grano fino: intratabilidad débil**
- ➐ Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles

Problemas débilmente intratables

- En el contexto de datos masivos, tiempo por encima de cuasilineal es demasiado
- Necesitamos usar reducciones muy rápidas para la intratabilidad débil

Reducciones



$A(x)$

- 1 **for** $i = 1$ **to** k
- 2 Calcula y_i (a partir de z_1, \dots, z_{i-1})
- 3 Calcula $z_i = B(y_i)$
- 4 Cálculos finales a partir de z_1, \dots, z_k
- 5 Resultado $A(x)$

¿Qué cota de tiempo podemos poner para comparar candidatos a intratables débiles?

Algunos intratables débiles

- Largest Common Subsequence (LCS)
- Distancia de edición
- Dados n puntos en el plano ¿hay 3 de ellos alineados?
- Alineamiento de dos secuencias
- Cálculo del diámetro de un grafo de n vértices y $O(n)$ aristas

Contenido de este tema

- ➊ Introducción
- ➋ Reducciones para construir algoritmos
- ➌ Reducciones y problemas decisionales
- ➍ Reducciones sencillas para demostrar intratabilidad
- ➎ SAT y 3SAT
- ➏ Complejidad de grano fino: intratabilidad débil
- ➐ **Temas adicionales: NP-completos y NP-difíciles**

Definición de NP-completo y NP-difícil

Definición

A es **NP-difícil** si SAT es reducible a A ($SAT \leq A$). También llamado **problema difícil**, **intratable**, **NP-hard**

Definición

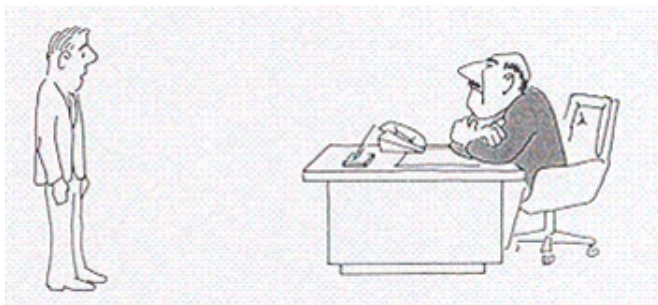
A es **NP-completo** si SAT es reducible a A y A es reducible a SAT ($SAT \leq A$ y $A \leq SAT$), es decir, si A es equivalente a SAT

- **Nota:** Los NP-difíciles vistos hasta ahora (3SAT, Cobertura de Vértices, Ciclo Hamiltoniano, TSP, Conjunto Independiente, Clique) son todos NP-completos, es decir, equivalentes a SAT
- Seguramente algunos NP-difíciles no son NP-completos (y son más difíciles que SAT), por ejemplo el juego del ajedrez

La teoría de los NP-completos

- En 1982 Stephen Cook ganó el premio Turing de la ACM por sus contribuciones a esta teoría.
- Para miles de problemas fundamentales de optimización, inteligencia artificial, combinatoria, lógica, etc, **la pregunta abierta de si son computacionalmente intratables** ha sido y es muy difícil de responder: No conocemos algoritmos eficientes y no podemos probar que no existan.
- El progreso que supone la teoría de los NP-completos es que demuestra que **todos estos problemas son equivalentes** en el sentido de que un algoritmo eficiente para uno de ellos supondría un algoritmo eficiente para cada uno de ellos.
- Todas esas preguntas abiertas son en realidad **una sola pregunta** debido a la equivalencia.
- Existe un premio de un millón de dólares para el que consiga resolverla

Una aplicación práctica



Te encuentras en una situación muy embarazosa:

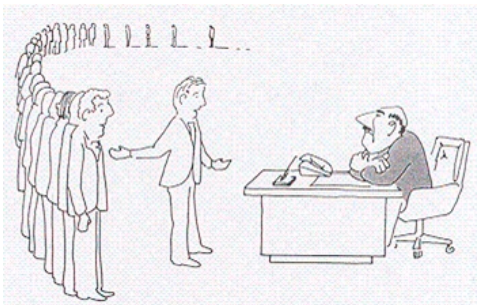
“No puedo encontrar un algoritmo eficiente, me temo que no estoy a la altura”

Te gustaría poder decir ...



“No puedo encontrar un algoritmo eficiente porque no existe”

Usando la teoría de los NP-completos ...



“No puedo encontrar un algoritmo eficiente pero tampoco pueden ninguno de estos informáticos famosos”

Intro. del libro sobre NP-completos "Garey, Johnson: Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness. Freeman. 1978."

¿Y ahora qué?

- ¿Qué hacemos con los problemas intratables?
- Si hemos demostrado que es intratable, es porque para empezar necesitábamos resolverlo
- No nos conformamos con saber que no hay algoritmos eficientes que los resuelvan completamente, nos sigue interesando resolverlos de alguna manera
- En este curso veremos varias aproximaciones
 - ❶ **Algoritmos aproximados:** en algunos casos podemos encontrar eficientemente respuestas *cercanas* a la óptima
 - ❷ **Algoritmos probabilistas:** En algunos casos utilizar el azar nos da algoritmos eficientes
 - ❸ **Problemas con datos masivos (big data):**
 - Estructuras de datos especializadas
 - Compresión