

Repaso de algunos conceptos básicos

IIC3810

Problemas de decisión

Alfabeto Σ : Conjunto finito de símbolos.

- ▶ Ejemplo: $\Sigma = \{0, 1\}$

Palabra w : Secuencia finita de símbolos de Σ

- ▶ Ejemplo: $w = 01101$

Σ^* : Conjunto de todas las palabras construidas con símbolos de Σ

Lenguaje L : Conjunto de palabras.

- ▶ Ejemplo: $L = \{0^n 1^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

Problemas de decisión

Problema de decisión asociado a un lenguaje L : Dado $w \in \Sigma^*$, decidir si $w \in L$

Ejemplo

Recuerde que

$SAT = \{\varphi \mid \varphi \text{ es una fórmula en lógica proposicional satisfacible}\}$

Podemos ver SAT como un problema de decisión.

- ▶ $\Sigma = \{x, -, 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, \neg, \wedge, \vee, \rightarrow, \leftrightarrow, (,)\}$

Algunas palabras de Σ^* tales como $(\neg x_0)$ y $(x_{31} \wedge x_{27})$ representan fórmulas, mientras que otras tales como $\neg\neg y$ y $x_1\neg x_2 \wedge \wedge$ no representan fórmulas

- ▶ $SAT = \{w \in \Sigma^* \mid w \text{ representa una fórmula y } w \text{ es satisfacible}\}$

Complejidad de un problema de decisión

La complejidad de un lenguaje L es la complejidad del problema de decisión asociado a L .

¿Cuándo decimos que L puede ser solucionado eficientemente?

- ▶ Cuando existe un **algoritmo eficiente** que decide L

¿Cuándo decimos que L es un problema difícil?

- ▶ Cuando **no existe** un algoritmo eficiente que decide L

Máquinas de Turing: Formalización

Definición

Máquina de Turing (MT) determinista: $(Q, \Sigma, \Gamma, q_0, \delta, F)$

- ▶ Q es un conjunto finito de estados
- ▶ Σ es un alfabeto tal que $\vdash, \sqcup \notin \Sigma$
- ▶ Γ es un alfabeto tal que $\Sigma \cup \{\vdash, \sqcup\} \subseteq \Gamma$
- ▶ $q_0 \in Q$ es el estado inicial
- ▶ $F \subseteq Q$ es un conjunto de estados finales
- ▶ δ es una función parcial:

$$\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, \sqcup, \rightarrow\}$$

δ es llamada función de transición

Máquinas de Turing: Funcionamiento

La cinta de la máquina de Turing es infinita hacia la derecha.

- El símbolo $\vdash$ es usado para demarcar la posición 0 de la cinta

Supuestos

- Si $\delta(q, \vdash)$ está definido: $\delta(q, \vdash) = (q', \vdash, X)$, con $X \in \{\rightarrow, \square\}$
- Si $a \in (\Gamma \setminus \{\vdash\})$ y $\delta(q, a)$ está definido: $\delta(q, a) = (q', b, X)$, con $b \in (\Gamma \setminus \{\vdash\})$

Máquinas de Turing: Funcionamiento

Σ es el alfabeto de entrada y Γ es el alfabeto de la cinta.

- ▶ Una palabra $w \in \Sigma^*$ de entrada de largo n es colocada en las posiciones $1, \dots, n$ de la cinta
- ▶ Las posiciones siguientes $(n + 1, n + 2, \dots)$ contienen el símbolo B

Máquinas de Turing: Funcionamiento

Al comenzar a funcionar, la máquina se encuentra en el estado q_0 y su cabeza lectora está en la posición 1 de la cinta.

En cada instante la máquina se encuentra en un estado q y su cabeza lectora está en una posición p

- ▶ Si el símbolo en la posición p es a y $\delta(q, a) = (q', b, X)$, entonces:
 - ▶ La máquina escribe el símbolo b en la posición p de la cinta
 - ▶ Cambia de estado desde q a q'
 - ▶ Mueve la cabeza lectora a la posición $p - 1$ si X es $\leftarrow$, y a la posición $p + 1$ si X es $\rightarrow$. Si X es $\square$, entonces la cabeza lectora permanece en la posición p

Máquinas de Turing: Aceptación

Los estados de F son utilizados como estados de aceptación.

- Una palabra w es aceptada por una máquina M si y sólo si la ejecución de M con entrada w se detiene en un estado de F

Definición

Lenguaje aceptado por una máquina de Turing M :

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid M \text{ acepta } w\}$$

Máquinas de Turing: Ejercicios

1. Construya una Máquina de Turing que acepte el lenguaje de las palabras $w \in \{0,1\}^*$ tal que w contiene un número par de símbolos 0.
2. Construya una máquina de Turing que acepte el lenguaje de las palabras $w \in \{0,1\}^*$ tal que w es un palíndromo.

Complejidad de un algoritmo

Una Máquina de Turing puede no detenerse en alguna entrada.

- ▶ **Primera noción de algoritmo:** MT que se detiene en todas las entradas

¿Cómo se mide el tiempo de ejecución de un algoritmo?

Para una MT con alfabeto Σ :

- ▶ **Paso de M :** Ejecutar una instrucción de la función de transición
- ▶ **$tiempo_M(w)$:** Número de pasos ejecutados por M con entrada $w \in \Sigma^*$

Definición

El tiempo de funcionamiento de una MT M en el *peor caso* es definido por la función t_M :

$$t_M(n) = \text{máx}\{ \text{tiempo}_M(w) \mid w \in \Sigma^* \text{ y } |w| = n \}.$$

Ejercicio

Construya una máquina de Turing que funcione en tiempo $O(n^2)$ y acepte el lenguaje $L = \{w \in \{0,1\}^* \mid w \text{ es un palíndromo}\}$

MT determinista: complejidad de un lenguaje

Un lenguaje L es aceptado por una MT M en tiempo $O(t(n))$ si $L = L(M)$ y $t_M(n)$ es $O(t(n))$

- La definición es idéntica para el caso de $\Omega(t(n))$ y $\Theta(t(n))$

Un ingrediente necesario: No determinismo

Definición

Máquina de Turing no determinista: $(Q, \Sigma, \Gamma, q_0, \delta, F)$

- ▶ *Q es un conjunto finito de estados*
- ▶ *Σ es un alfabeto finito tal que $\vdash, \sqcup \notin \Sigma$*
- ▶ *Γ es un alfabeto finito tal que $\Sigma \cup \{\vdash, \sqcup\} \subseteq \Gamma$*
- ▶ *$q_0 \in Q$ es el estado inicial*
- ▶ *$F \subseteq Q$ es un conjunto de estados finales*
- ▶ *δ es una relación de transición:*

$$\delta \subseteq Q \times \Gamma \times Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, \sqcup, \rightarrow\}$$

Máquinas de Turing no determinista: Funcionamiento

La inicialización es igual que para el caso determinista.

- ▶ Al comenzar a funcionar, la máquina se encuentra en el estado q_0 y su cabeza lectora está en la posición 1 de la cinta

En cada instante la máquina se encuentra en un estado q y su cabeza lectora está en una posición p que contiene un símbolo a .

- ▶ Sea $T = \{(q', b, X) \mid (q, a, q', b, X) \in \delta\}$. Si $T \neq \emptyset$, entonces la máquina elige $(q', b, X) \in T$ y:
 - ▶ escribe el símbolo b en la posición p de la cinta
 - ▶ cambia de estado desde q a q'
 - ▶ mueve la cabeza lectora a la posición $p - 1$ si X es $\leftarrow$, y a la posición $p + 1$ si X es $\rightarrow$. Si X es $\square$, entonces la cabeza lectora permanece en la posición p

Máquinas de Turing no deterministas: Aceptación

Una palabra w es aceptada por una MT no determinista M si y sólo si **existe** una ejecución de M con entrada w que se detiene en un estado de F .

Definición

Lenguaje aceptado por una MT no determinista M :

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid M \text{ acepta } w\}$$

Determinismo vs no determinismo

¿Es posible aceptar más lenguajes con las MTs no deterministas?

Teorema

Si un lenguaje L es aceptado por una MT no determinista M_1 , entonces L es aceptado por una MT determinista M_2 .

Ejercicio

Demuestre el teorema.

- ▶ ¿Cuál es la diferencia de complejidad entre M_1 y M_2 ?

Máquinas de Turing no deterministas: Complejidad

Para una MT no determinista:

- ▶ **Paso de M :** Ejecutar una instrucción de la **relación** de transición
- ▶ **$tiempo_M(w)$:** Número de pasos de M con entrada w en la ejecución más corta que acepta a w

Sólo está definido para palabras aceptadas por M

Definición

El tiempo de funcionamiento de una MT no determinista M en el peor caso es definido por la función t_M :

$$t_M(n) = \max \left[\{n\} \cup \{ \text{tiempo}_M(w) \mid w \in \Sigma^*, \right. \\ \left. |w| = n \text{ y } M \text{ acepta a } w \} \right]$$

MT no determinista: complejidad de un lenguaje

Un lenguaje L es aceptado por una MT no determinista M en tiempo $O(t(n))$ si $L = L(M)$ y $t_M(n)$ es $O(t(n))$

Clases de complejidad deterministas

Dado: Alfabeto Σ

DTIME(t): conjunto de todos los lenguajes $L \subseteq \Sigma^*$ que pueden ser aceptados en tiempo $O(t)$ por una MT determinista.

Dos clases fundamentales:

$$\text{PTIME} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{DTIME}(n^k)$$

$$\text{EXPTIME} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{DTIME}(2^{n^k})$$

PTIME: Conjunto de todos los problemas que pueden ser solucionados “eficientemente”.

NTIME(t): conjunto de todos los lenguajes $L \subseteq \Sigma^*$ que pueden ser aceptados en tiempo $O(t)$ por una MT no determinista.

Una clase fundamental:

$$\text{NP} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{NTIME}(n^k)$$

¿Cuál es la relación entre las clases anteriores?

Tenemos que:

$$\text{PTIME} \subseteq \text{NP} \subseteq \text{EXPTIME}$$

Además sabemos que:

$$\text{PTIME} \subsetneq \text{EXPTIME}$$

Problemas en una clase de complejidad

Una clase de complejidad contiene un conjunto de problemas de decisión.

- ▶ ¿Hay alguno de estos problemas que *represente* a la clase?

Un caso muy conocido: SAT representa a la clase NP.

- ▶ ¿En qué sentido la representa?
- ▶ ¿Qué sucede si encontramos un algoritmo eficiente para SAT?

Vamos a definir las nociones necesarias para estudiar cuando un problema representa a una clase de complejidad.

La noción de reducción: Máquinas que calculan

Definición

Una MT calculadora (MTC): $(Q, \Sigma, \Gamma, q_0, \delta)$

- ▶ Q es un conjunto finito de estados
- ▶ Σ es un alfabeto finito tal que $\vdash, B \notin \Sigma$
- ▶ Γ es un alfabeto finito tal que $\Sigma \cup \{\vdash, B\} \subseteq \Gamma$
- ▶ $q_0 \in Q$ es el estado inicial
- ▶ δ es una función parcial:

$$\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, \square, \rightarrow\} \times (\Sigma \cup \{B\})$$

δ es llamada función de transición

MT calculadora: Funcionamiento

La máquina tiene **dos cintas** infinitas hacia la derecha.

- ▶ La primera cinta es de lectura y **la segundo de escritura**
- ▶ El símbolo $\vdash$ es usado para demarcar la posición 0 de cada cinta

MT calculadora: Funcionamiento

Σ es el alfabeto de entrada y **salida**, y Γ es el alfabeto de las cintas.

- ▶ Una palabra $w \in \Sigma^*$ de entrada de largo n es colocada en las posiciones $1, \dots, n$ de la primera cinta
- ▶ Las siguientes posiciones $(n + 1, n + 2, \dots)$ de la primera cinta contienen el símbolo B
- ▶ La segunda cinta contienen el símbolo B en las posiciones $1, 2, 3, \dots$

La máquina tiene una cabeza lectora por cinta.

- ▶ Al comenzar, la máquina se encuentra en el estado q_0 , y cada cabeza lectora está en la posición 1 de su cinta

MT calculadora: Funcionamiento

En cada instante la máquina se encuentra en un estado q y su cabeza lectora i ($i = 1, 2$) se encuentra en la posición p_i .

- ▶ Si el símbolo en la posición p_i es a_i y $\delta(q, a_1, a_2) = (q', b_1, X_1, b_2)$, entonces:
 - ▶ Cambia de estado desde q a q'
 - ▶ Escribe el símbolo b_1 en la posición p_1 de la primera cinta
 - ▶ Mueve la cabeza lectora de la primera cinta a la posición $p_1 - 1$ si X_1 es $\leftarrow$, y a la posición $p_1 + 1$ si X_1 es $\rightarrow$. Si X_1 es $\square$, entonces la máquina no mueve la cabeza lectora de la primera cinta
- ▶ Si $b_2 \in \Sigma$, entonces escribe el símbolo b_2 en la posición p_2 de la segunda cinta, y mueve la cabeza lectora de esta cinta a la posición $p_2 + 1$. Si $b_2 = B$, entonces no cambia la configuración de la segunda cinta

MTC: Función calculada

El tiempo ocupado por una MTC se define de la misma forma que para una MT (determinista)

Definición

Una función $f : \Sigma^ \rightarrow \Sigma^*$ puede ser calculada en tiempo $O(t(n))$ si existe una MTC M tal que:*

- ▶ *M para en todas las entradas*
- ▶ *t_M es $O(t(n))$*
- ▶ *Con entrada $w \in \Sigma^*$: M se detiene en una configuración que tiene en la **segunda cinta a $f(w)$, precedido por el símbolo $\vdash$ y seguido por una cadena de símbolos B***

La noción de reducción polinomial

Dados lenguajes L_1 y L_2 con alfabeto Σ

Definición

L_1 es reducible en tiempo polinomial a L_2 , denotado como $L_1 \leq_m^P L_2$, si existe una función f computable en tiempo $O(n^k)$ para una constante k tal que para todo $w \in \Sigma^*$:

$$w \in L_1 \text{ si y sólo si } f(w) \in L_2$$

La noción de completitud

Definición (Hardness)

*Dada una clase de complejidad $\mathcal{C}$, un lenguaje L es **hard** para $\mathcal{C}$ si para todo $L' \in \mathcal{C}$ existe una reducción polinomial de L' a L .*

Definición (Complejidad)

*Dada una clase de complejidad $\mathcal{C}$, un lenguaje L es **completo** para $\mathcal{C}$ si $L \in \mathcal{C}$ y L es hard para $\mathcal{C}$.*

Notación

Si un lenguaje L es completo para una clase de complejidad $\mathcal{C}$, decimos que L es $\mathcal{C}$ -completo.

Teorema (Cook-Levin)

SAT es NP-completo.

Reducción polinomial: Una propiedad fundamental

Proposición

Si $L_1 \leq_m^P L_2$ y $L_2 \leq_m^P L_3$, entonces $L_1 \leq_m^P L_3$.

Otros problemas completos para NP

La propiedad anterior nos dice que si tenemos un problema L completo para una clase $\mathcal{C}$, entonces es más simple encontrar otros problemas $\mathcal{C}$ -completos.

- ▶ L' es $\mathcal{C}$ -completo si $L' \in \mathcal{C}$ y $L \leq_m^P L'$

Vamos a usar esta idea para mostrar otros problemas completos para NP.

Un problema NP-completo: CNF-SAT

Un problema muy útil al hacer reducciones:

$\text{CNF-SAT} = \{\varphi \mid \varphi \text{ es una conjunción de cláusulas y } \varphi \text{ es satisfacible}\}$

Teorema

CNF-SAT es NP-completo.

Otro problema NP-completo: 3-CNF-SAT

Notación

Una k -clausula es una clausula con a lo más k literales.

Un problema **aun más útil** al hacer reducciones:

3-CNF-SAT = $\{\varphi \mid \varphi \text{ es una conjunción de}$
3-cláusulas y φ es satisfacible $\}$

Teorema

3-CNF-SAT es NP-completo.

Dado un lenguaje L sobre un alfabeto Σ :

$$\bar{L} = \{w \in \Sigma^* \mid w \notin L\}$$

Definición

Dada una clase de complejidad $\mathcal{C}$, el conjunto de los complementos de $\mathcal{C}$ se define como: $\text{co-}\mathcal{C} = \{\bar{L} \mid L \in \mathcal{C}\}$

Esta es una clase de complejidad muy estudiada.

- ▶ ¿Puede identificar algún problema en esta clase?
- ▶ ¿Puede identificar algún problema co-NP-completo?
- ▶ ¿Es esta clase igual a NP?