

La jerarquía baja para NP

IIC3810

El poder de un lenguaje como oráculo

Sea L un lenguaje.

Para tratar de entender qué tan difícil es decidir L podemos pensar en qué logramos si lo usamos como oráculo.

El poder de un lenguaje como oráculo

Sea L un lenguaje.

Para tratar de entender qué tan difícil es decidir L podemos pensar en qué logramos si lo usamos como oráculo.

Ejemplo

Veamos dos casos posibles para L

El poder de un lenguaje como oráculo

Sea L un lenguaje.

Para tratar de entender qué tan difícil es decidir L podemos pensar en qué logramos si lo usamos como oráculo.

Ejemplo

Veamos dos casos posibles para L

- ▶ Si $L \in P$, entonces $P^L = P$

El poder de un lenguaje como oráculo

Sea L un lenguaje.

Para tratar de entender qué tan difícil es decidir L podemos pensar en qué logramos si lo usamos como oráculo.

Ejemplo

Veamos dos casos posibles para L

- ▶ Si $L \in P$, entonces $P^L = P$
- ▶ Pero si $L \in NP \cap co-NP$, entonces hay evidencia para creer que $P \subsetneq P^L$
 - ▶ Si no se tendría que $FACT \in P$

El poder como oráculo de un lenguaje en $NP \cap co-NP$

Suponga que $L \in NP \cap co-NP$

El poder como oráculo de un lenguaje en $\text{NP} \cap \text{co-NP}$

Suponga que $L \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

¿Existe alguna clase \mathcal{C} para la cual $\mathcal{C}^L = \mathcal{C}$?

El poder como oráculo de un lenguaje en $NP \cap co-NP$

Suponga que $L \in NP \cap co-NP$

¿Existe alguna clase \mathcal{C} para la cual $\mathcal{C}^L = \mathcal{C}$?

Teorema

Si $L \in NP \cap co-NP$, entonces $NP^L = NP$

El poder como oráculo de un lenguaje en $NP \cap co-NP$

Suponga que $L \in NP \cap co-NP$

¿Existe alguna clase \mathcal{C} para la cual $\mathcal{C}^L = \mathcal{C}$?

Teorema

Si $L \in NP \cap co-NP$, entonces $NP^L = NP$

Ejercicio

Demuestre el teorema.

Una caracterización de $NP \cap co-NP$ basada en oráculos

El teorema anterior puede ser extendido para dar una caracterización de los problemas en $NP \cap co-NP$

Una caracterización de $NP \cap co-NP$ basada en oráculos

El teorema anterior puede ser extendido para dar una caracterización de los problemas en $NP \cap co-NP$

Teorema

Para cada lenguaje L se tiene que $L \in NP \cap co-NP$ si y sólo si $NP^L = NP$

Una caracterización de $NP \cap co-NP$ basada en oráculos

El teorema anterior puede ser extendido para dar una caracterización de los problemas en $NP \cap co-NP$

Teorema

Para cada lenguaje L se tiene que $L \in NP \cap co-NP$ si y sólo si $NP^L = NP$

Demostración: Sólo nos falta demostrar la dirección (\Leftarrow)

Una caracterización de $NP \cap co-NP$ basada en oráculos

El teorema anterior puede ser extendido para dar una caracterización de los problemas en $NP \cap co-NP$

Teorema

Para cada lenguaje L se tiene que $L \in NP \cap co-NP$ si y sólo si $NP^L = NP$

Demostración: Sólo nos falta demostrar la dirección (\Leftarrow)

Suponga que $NP^L = NP$

- ▶ Tenemos que demostrar que $L \in NP \cap co-NP$

Una caracterización de $NP \cap co-NP$ basada en oráculos

Sabemos que $L \in P^L$ y $\bar{L} \in P^L$

Una caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ basada en oráculos

Sabemos que $L \in P^L$ y $\bar{L} \in P^L$

Dado que $P^L \subseteq \text{NP}^L$, concluimos que $L \in \text{NP}^L$ y $\bar{L} \in \text{NP}^L$

Una caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ basada en oráculos

Sabemos que $L \in P^L$ y $\bar{L} \in P^L$

Dado que $P^L \subseteq \text{NP}^L$, concluimos que $L \in \text{NP}^L$ y $\bar{L} \in \text{NP}^L$

Pero entonces $L \in \text{NP}$ y $\bar{L} \in \text{NP}$ dado que $\text{NP}^L = \text{NP}$

Una caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ basada en oráculos

Sabemos que $L \in P^L$ y $\bar{L} \in P^L$

Dado que $P^L \subseteq \text{NP}^L$, concluimos que $L \in \text{NP}^L$ y $\bar{L} \in \text{NP}^L$

Pero entonces $L \in \text{NP}$ y $\bar{L} \in \text{NP}$ dado que $\text{NP}^L = \text{NP}$

Por lo tanto $L \in \text{NP}$ y $L \in \text{co-NP}$, vale decir, $L \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$



Un corolario fundamental: una propiedad de clausura para $\text{NP} \cap \text{co-NP}$

Recuerde que decimos que NP es cerrada bajo la noción de reducción \leq_m^p ya que:

si $L_1 \leq_m^p L_2$ y $L_2 \in \text{NP}$, entonces $L_1 \in \text{NP}$

También co-NP es cerrada bajo la noción de reducción \leq_m^p

Un corolario fundamental: una propiedad de clausura para $NP \cap co-NP$

Por el contrario se cree que NP y $co-NP$ no son cerrados bajo la noción de reducción \leq_T^P por el siguiente resultado:

Proposición

Si NP (o $co-NP$) es cerrada bajo \leq_T^P , entonces $NP = co-NP$

Un corolario fundamental: una propiedad de clausura para $NP \cap co-NP$

Por el contrario se cree que NP y $co-NP$ no son cerrados bajo la noción de reducción \leq_T^P por el siguiente resultado:

Proposición

Si NP (o $co-NP$) es cerrada bajo \leq_T^P , entonces $NP = co-NP$

Ejercicio

Demuestre la proposición.

Un corolario fundamental: una propiedad de clausura
para $NP \cap co-NP$

¿Hereda $NP \cap co-NP$ las propiedades de clausura de NP y $co-NP$?

Un corolario fundamental: una propiedad de clausura para $NP \cap co-NP$

¿Hereda $NP \cap co-NP$ las propiedades de clausura de NP y $co-NP$?

De la caracterización de $NP \cap co-NP$ obtenemos el siguiente resultado:

Corolario

$NP \cap co-NP$ es cerrado bajo \leq_T^P

Demostración del corolario

Suponga que $L_1 \leq_T^P L_2$ y $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

▶ Tenemos que demostrar que $L_1 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

Demostración del corolario

Suponga que $L_1 \leq_T^P L_2$ y $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

▶ Tenemos que demostrar que $L_1 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

Dado que $L_1 \leq_T^P L_2$ tenemos que $\text{NP}^{L_1} \subseteq \text{NP}^{L_2}$

▶ ¿Por qué?

Demostración del corolario

Suponga que $L_1 \leq_T^P L_2$ y $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

► Tenemos que demostrar que $L_1 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

Dado que $L_1 \leq_T^P L_2$ tenemos que $\text{NP}^{L_1} \subseteq \text{NP}^{L_2}$

► ¿Por qué?

Puesto que $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$, tenemos por la caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ que $\text{NP}^{L_2} = \text{NP}$

► Concluimos que $\text{NP}^{L_1} = \text{NP}$ ya que $\text{NP} \subseteq \text{NP}^{L_1} \subseteq \text{NP}^{L_2} = \text{NP}$

Demostración del corolario

Suponga que $L_1 \leq_T^P L_2$ y $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

► Tenemos que demostrar que $L_1 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$

Dado que $L_1 \leq_T^P L_2$ tenemos que $\text{NP}^{L_1} \subseteq \text{NP}^{L_2}$

► ¿Por qué?

Puesto que $L_2 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$, tenemos por la caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ que $\text{NP}^{L_2} = \text{NP}$

► Concluimos que $\text{NP}^{L_1} = \text{NP}$ ya que $\text{NP} \subseteq \text{NP}^{L_1} \subseteq \text{NP}^{L_2} = \text{NP}$

Dado que $\text{NP}^{L_1} = \text{NP}$, usando nuevamente la caracterización de $\text{NP} \cap \text{co-NP}$ obtenemos que $L_1 \in \text{NP} \cap \text{co-NP}$ □

La falla de completitud: Otra mirada al poder de un lenguaje

¿Puede un problema en $NP \cap co-NP$ ser NP-completo?

La falla de completitud: Otra mirada al poder de un lenguaje

¿Puede un problema en $NP \cap co-NP$ ser NP-completo?

Se cree que la respuesta es no por el siguiente resultado:

Proposición

Sea $L \in NP \cap co-NP$. Si L es NP-completo, entonces $NP = co-NP$

La falla de completitud: Otra mirada al poder de un lenguaje

¿Puede un problema en $NP \cap co-NP$ ser NP-completo?

Se cree que la respuesta es no por el siguiente resultado:

Proposición

Sea $L \in NP \cap co-NP$. Si L es NP-completo, entonces $NP = co-NP$

Ejercicio

Demuestre la proposición.

La jerarquía polinomial relativizada

Vamos a definir una jerarquía que intenta formalizar las ideas mostradas en las láminas anteriores.

La jerarquía polinomial relativizada

Vamos a definir una jerarquía que intenta formalizar las ideas mostradas en las láminas anteriores.

Para definir esta jerarquía primero tenemos que definir la relativización de la jerarquía polinomial a un lenguaje L .

La jerarquía polinomial relativizada

Notación

Dado un lenguaje L :

$$\begin{aligned}\Sigma_0^P(L) &= P^L \\ \Sigma_{n+1}^P(L) &= NP^{\Sigma_n^P(L)}\end{aligned}$$

La jerarquía polinomial relativizada

Notación

Dado un lenguaje L :

$$\begin{aligned}\Sigma_0^P(L) &= P^L \\ \Sigma_{n+1}^P(L) &= NP^{\Sigma_n^P(L)}\end{aligned}$$

Ejemplo

Tenemos que $\Sigma_1^P(L) = NP^L$ y $\Sigma_2^P(L) = NP^{(NP^L)}$

► ¿Por qué?

La jerarquía baja

Definición (Low hierarchy)

La jerarquía baja

Definición (Low hierarchy)

Para cada $n \geq 0$, defina:

$$\text{Low}_n = \{L \in \text{NP} \mid \Sigma_n^P(L) = \Sigma_n^P\}$$

La jerarquía baja

Definición (Low hierarchy)

Para cada $n \geq 0$, defina:

$$\text{Low}_n = \{L \in \text{NP} \mid \Sigma_n^P(L) = \Sigma_n^P\}$$

Además, la jerarquía baja se define como:

$$\text{LowH} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \text{Low}_n$$

La jerarquía baja

Definición (Low hierarchy)

Para cada $n \geq 0$, defina:

$$\text{Low}_n = \{L \in \text{NP} \mid \Sigma_n^P(L) = \Sigma_n^P\}$$

Además, la jerarquía baja se define como:

$$\text{LowH} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \text{Low}_n$$

Note que en la definición anterior se incluye la condición $L \in \text{NP}$ para asegurar que la jerarquía esta dentro de NP.

La jerarquía baja

Definición (Low hierarchy)

Para cada $n \geq 0$, defina:

$$\text{Low}_n = \{L \in \text{NP} \mid \Sigma_n^P(L) = \Sigma_n^P\}$$

Además, la jerarquía baja se define como:

$$\text{LowH} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \text{Low}_n$$

Note que en la definición anterior se incluye la condición $L \in \text{NP}$ para asegurar que la jerarquía esta dentro de NP.

Un lenguaje L se dice **bajo para NP** (low for NP) si $L \in \text{LowH}$.

Algunas propiedades básicas de la jerarquía baja

Proposición

1. Para todo $n \geq 0$: $Low_n \subseteq NP$
2. Para todo $n \geq 0$: $Low_n \subseteq Low_{n+1}$
3. $Low_0 = P$
4. $Low_1 = NP \cap co-NP$

Algunas propiedades básicas de la jerarquía baja

Proposición

1. Para todo $n \geq 0$: $Low_n \subseteq NP$
2. Para todo $n \geq 0$: $Low_n \subseteq Low_{n+1}$
3. $Low_0 = P$
4. $Low_1 = NP \cap co-NP$

Ejercicio

Demuestre la proposición.

Una propiedad fundamental de la jerarquía baja

Teorema (Schöning)

Sea $L \in \text{Low}_n$ para $n \geq 1$. Si L es NP-completo, entonces $\Sigma_n^P = \Pi_n^P$

Una propiedad fundamental de la jerarquía baja

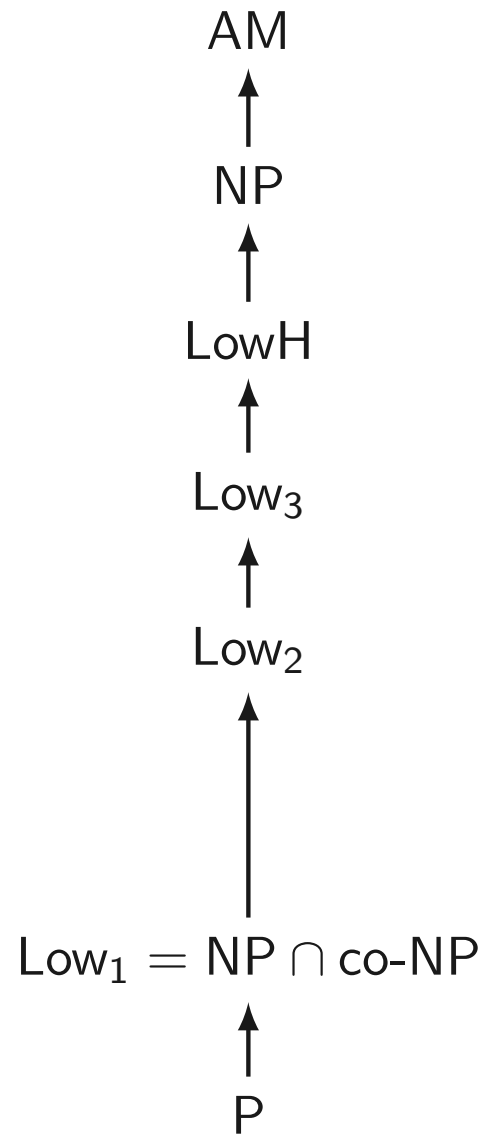
Teorema (Schöning)

Sea $L \in \text{Low}_n$ para $n \geq 1$. Si L es NP-completo, entonces $\Sigma_n^P = \Pi_n^P$

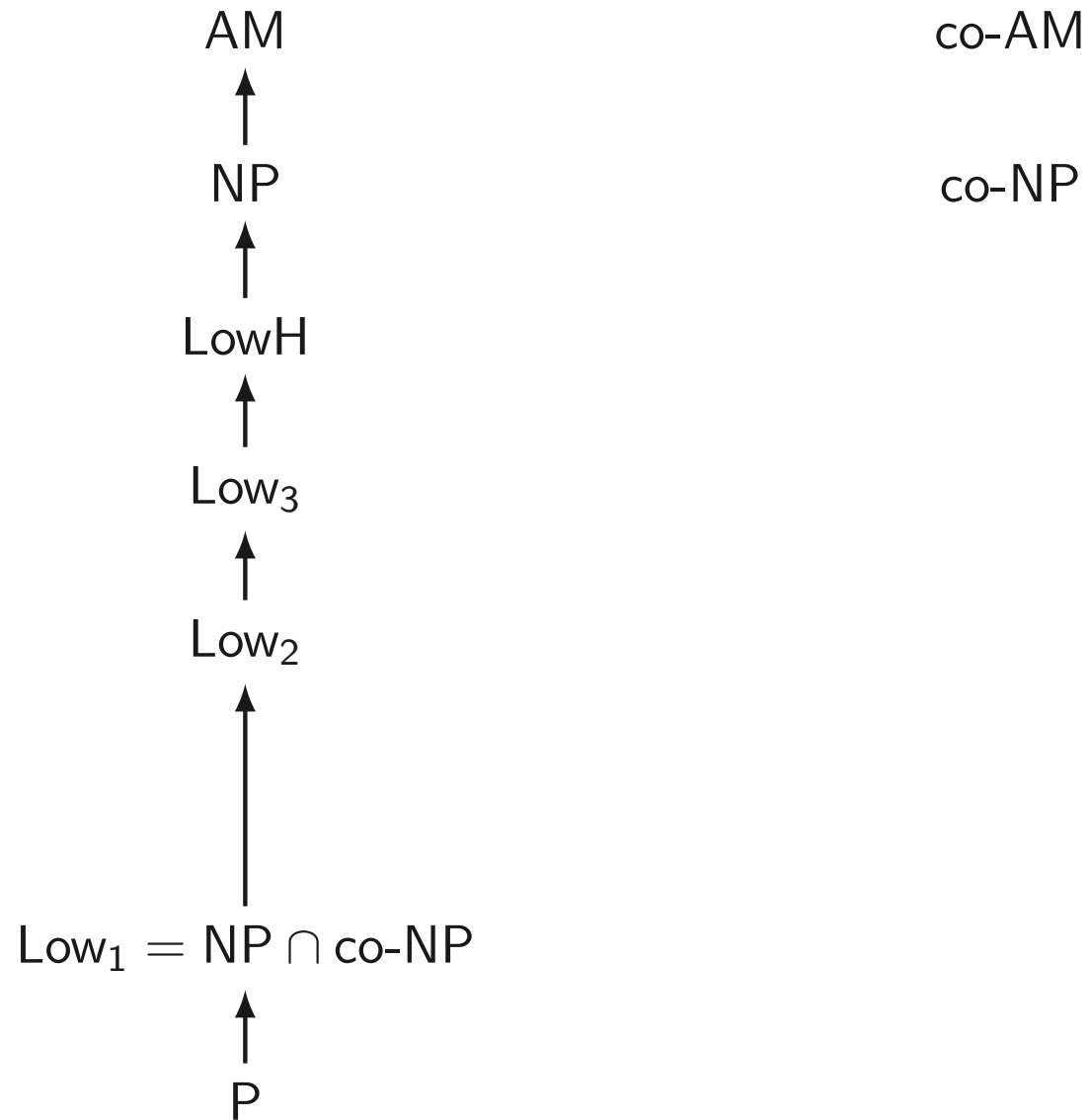
Ejercicio

Demuestre el teorema.

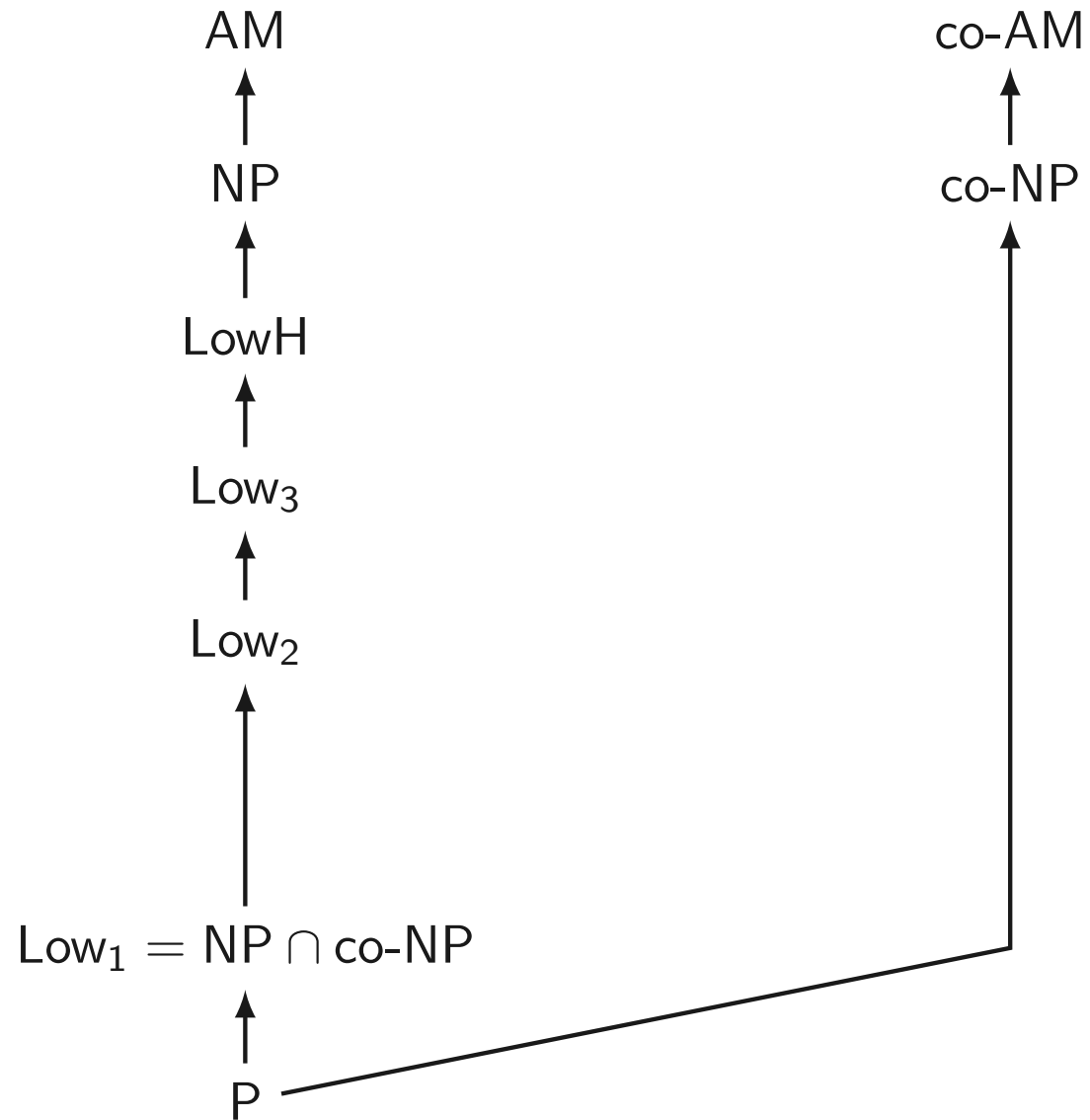
Un mapa de la jerarquía baja



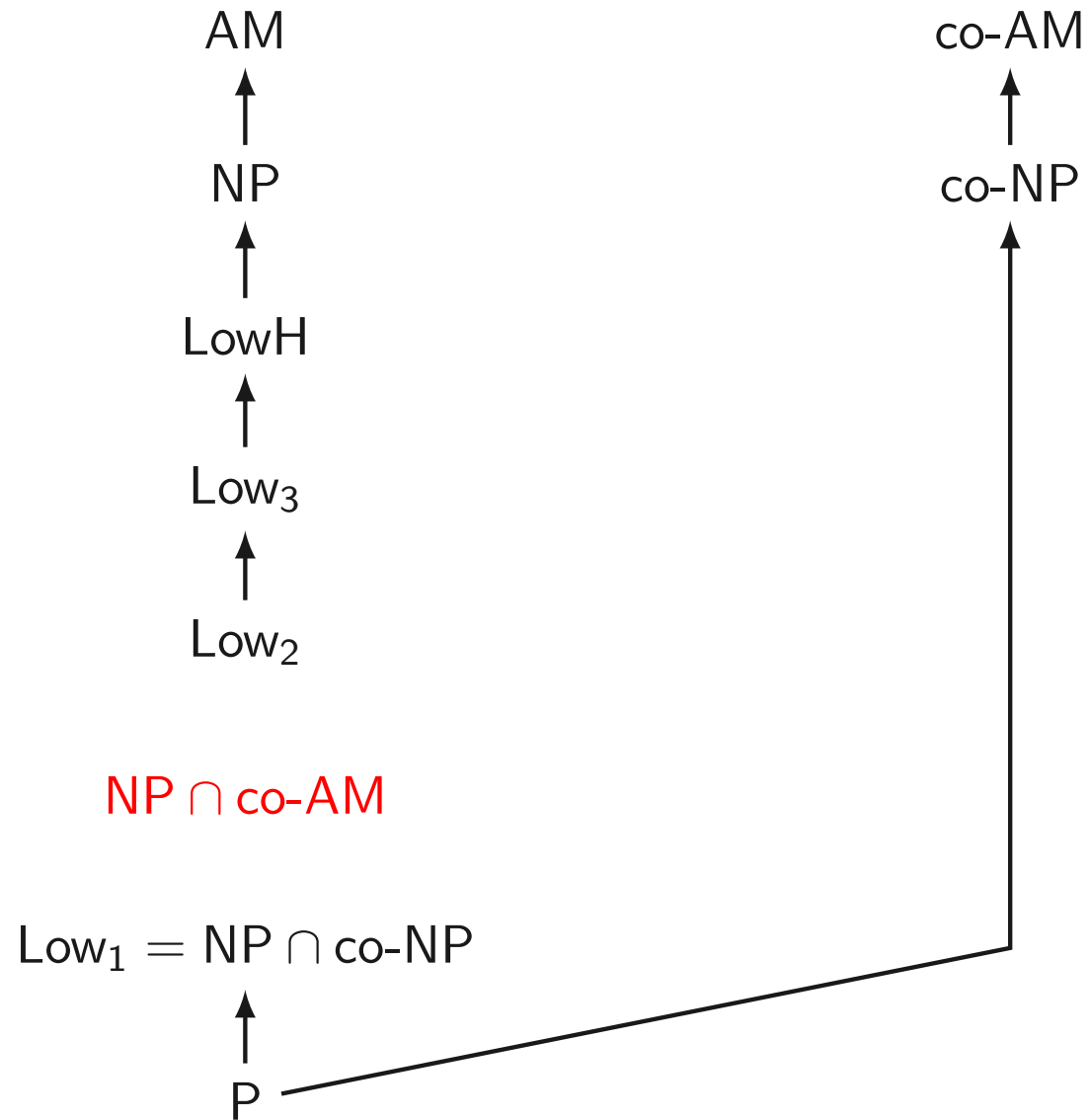
Un mapa de la jerarquía baja



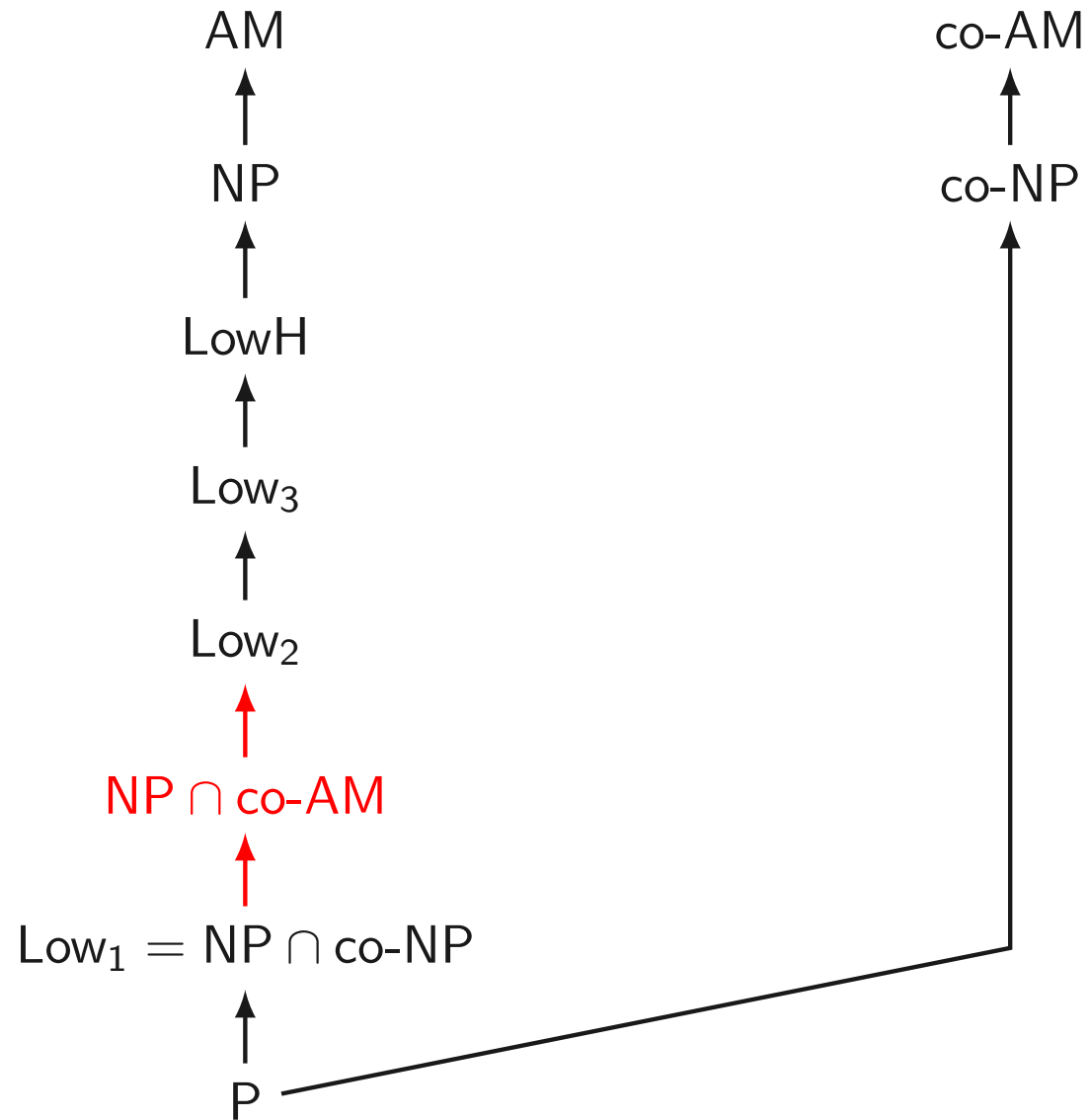
Un mapa de la jerarquía baja



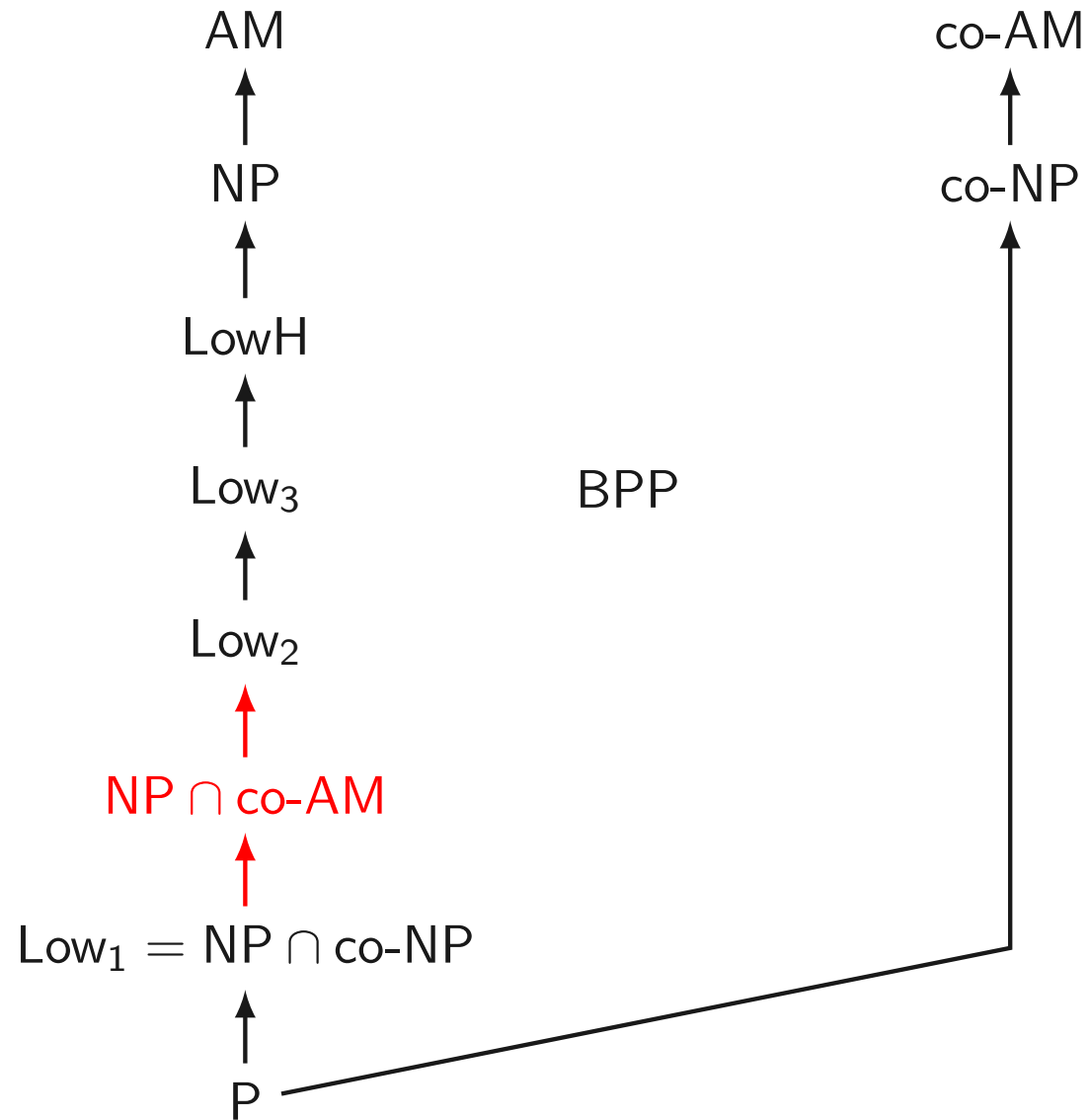
Un mapa de la jerarquía baja



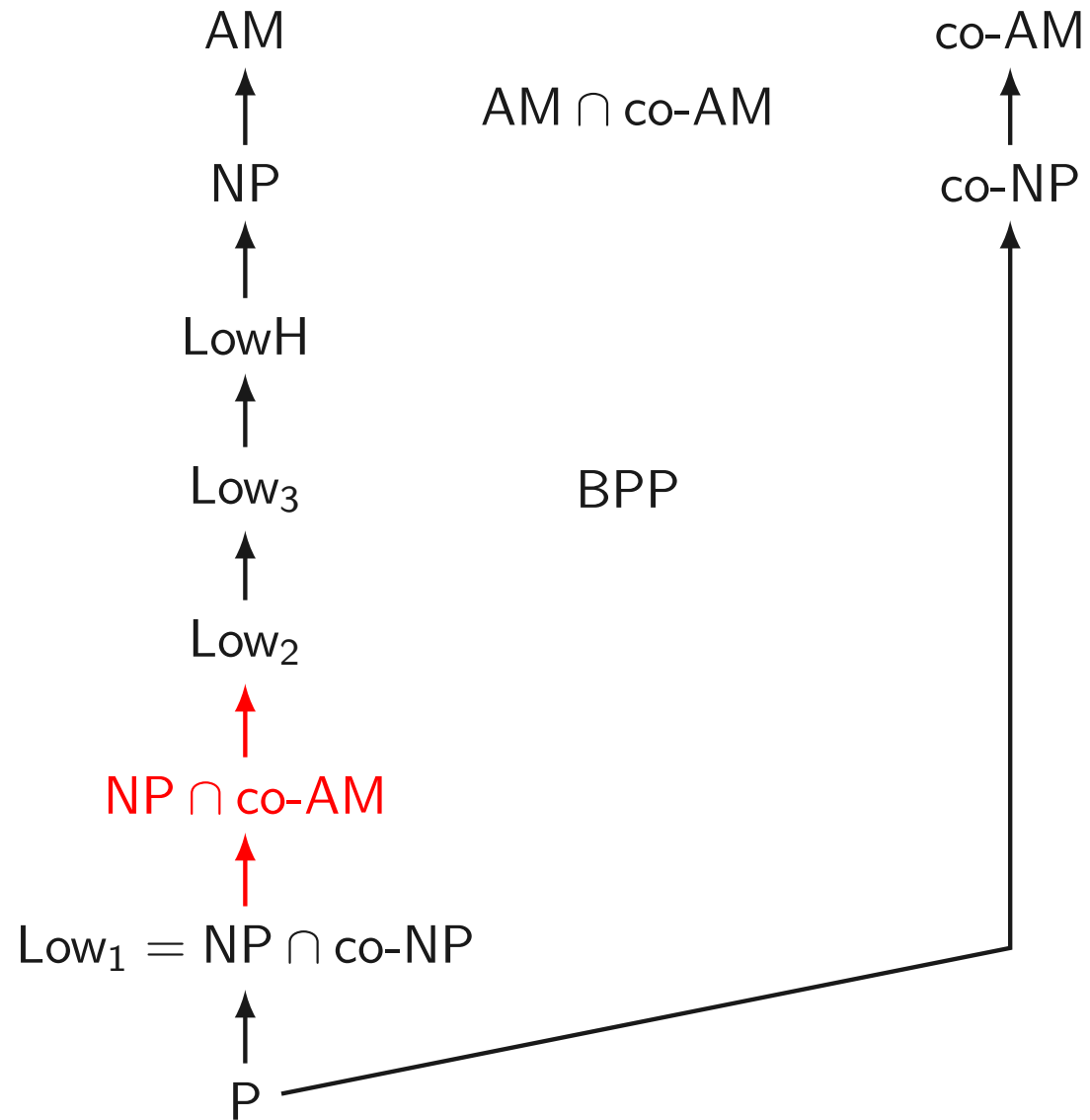
Un mapa de la jerarquía baja



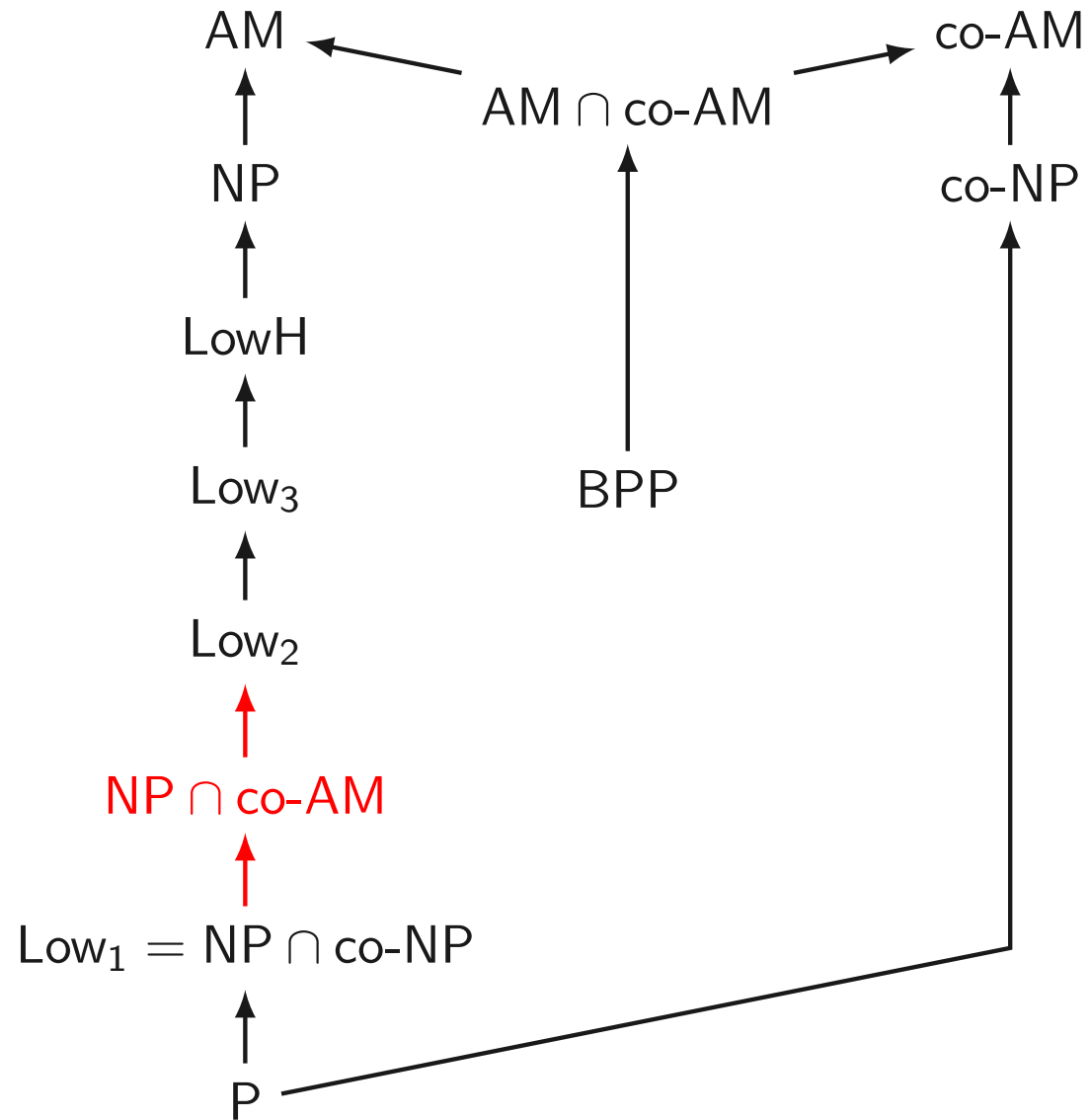
Un mapa de la jerarquía baja



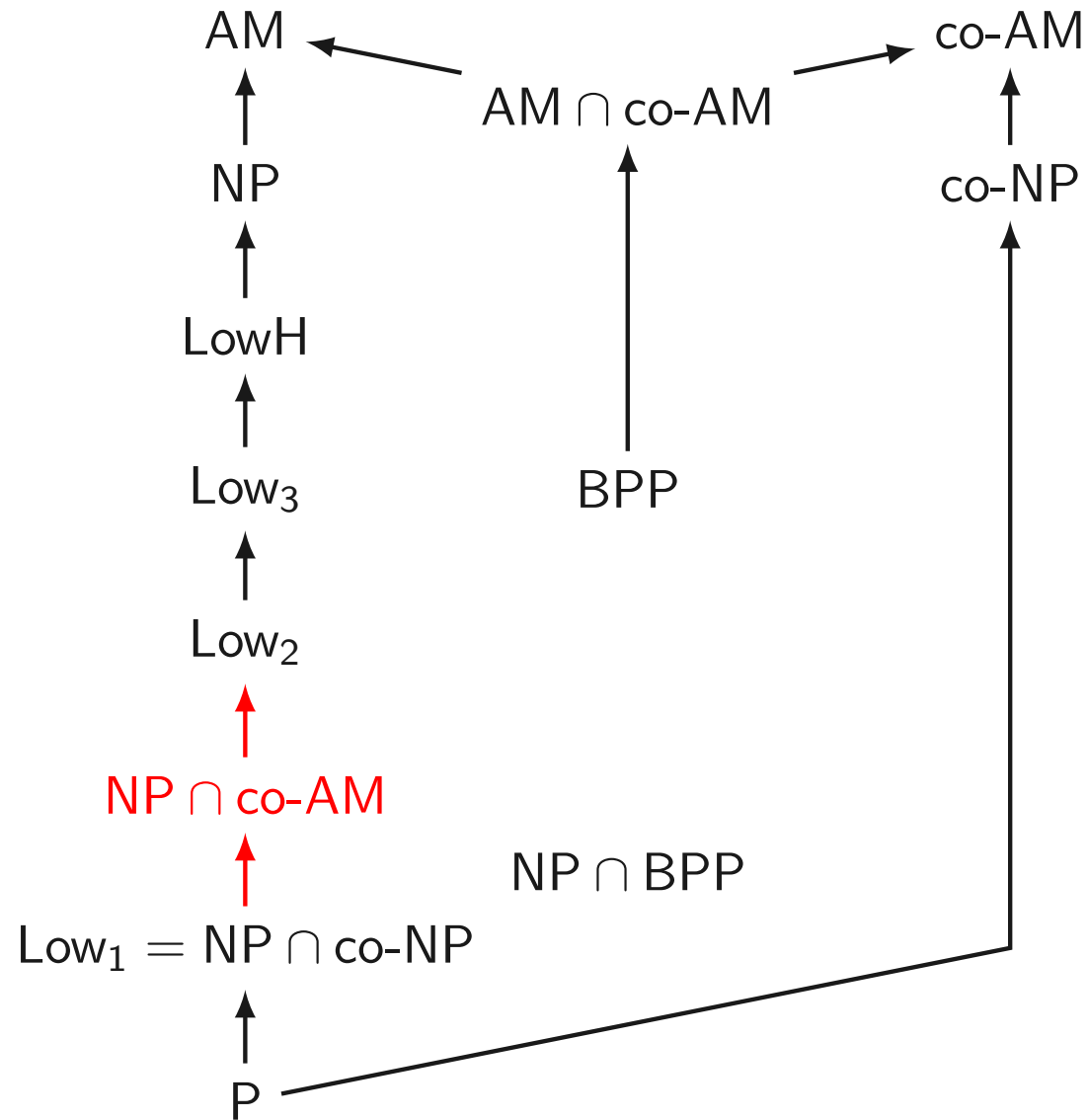
Un mapa de la jerarquía baja



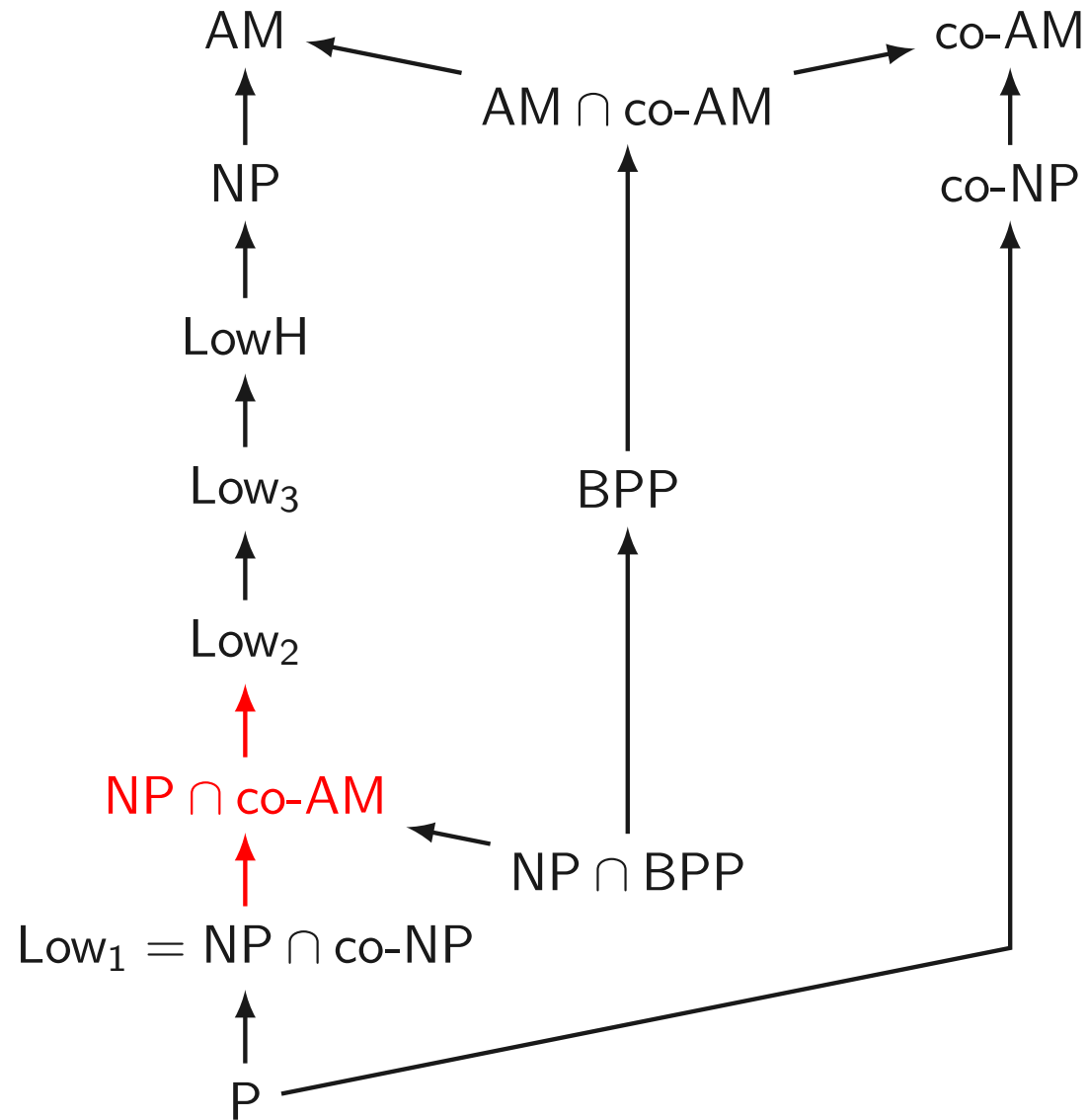
Un mapa de la jerarquía baja



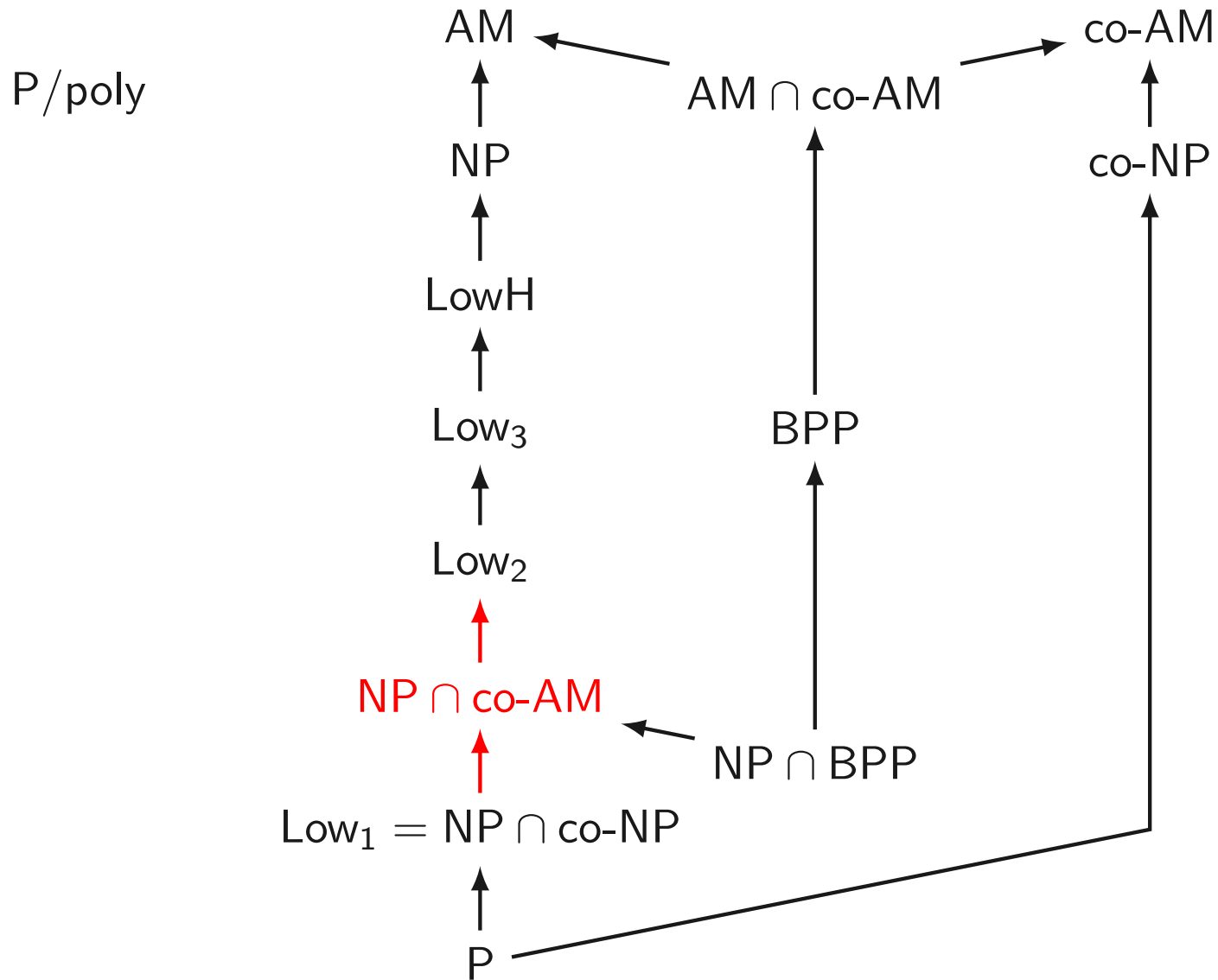
Un mapa de la jerarquía baja



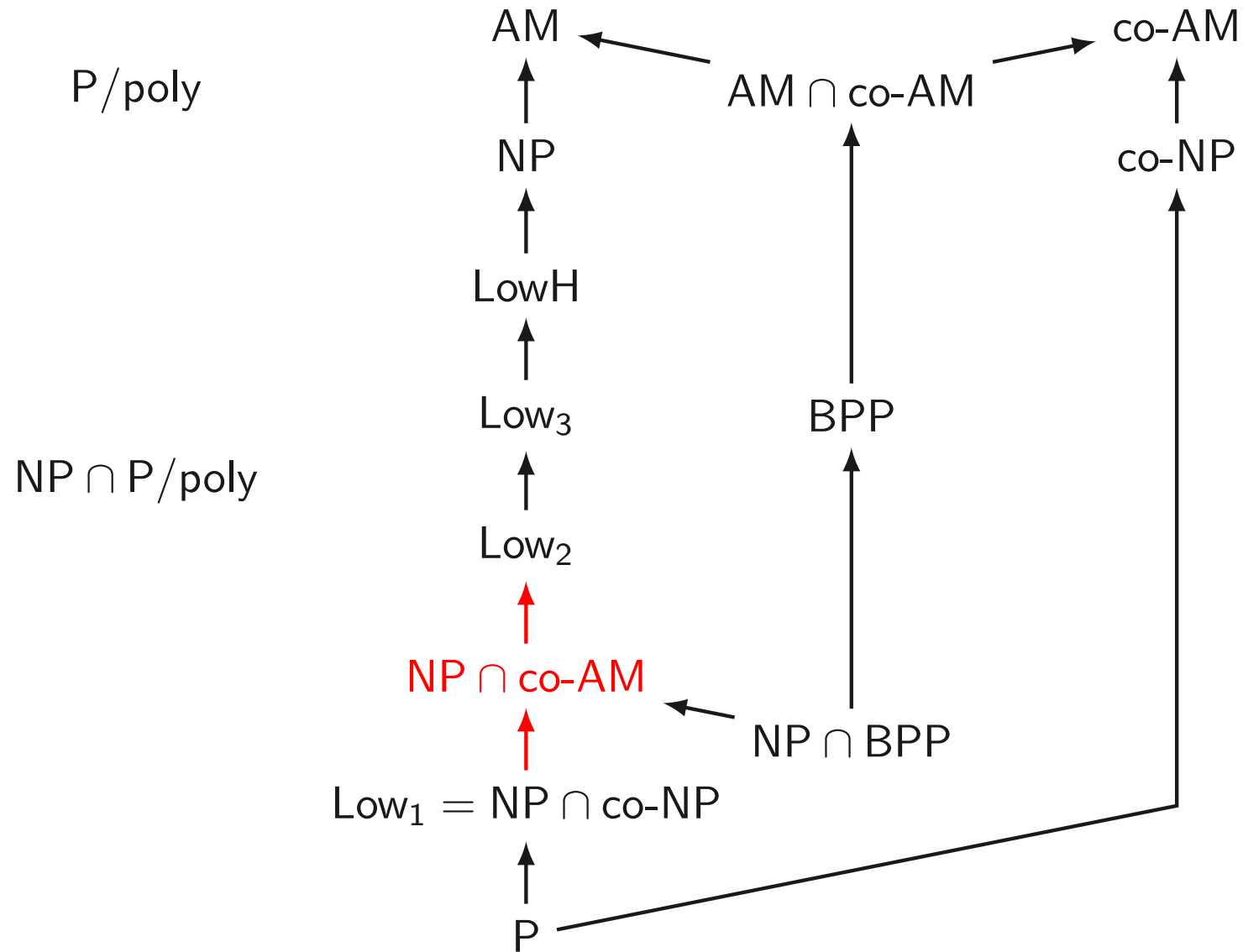
Un mapa de la jerarquía baja



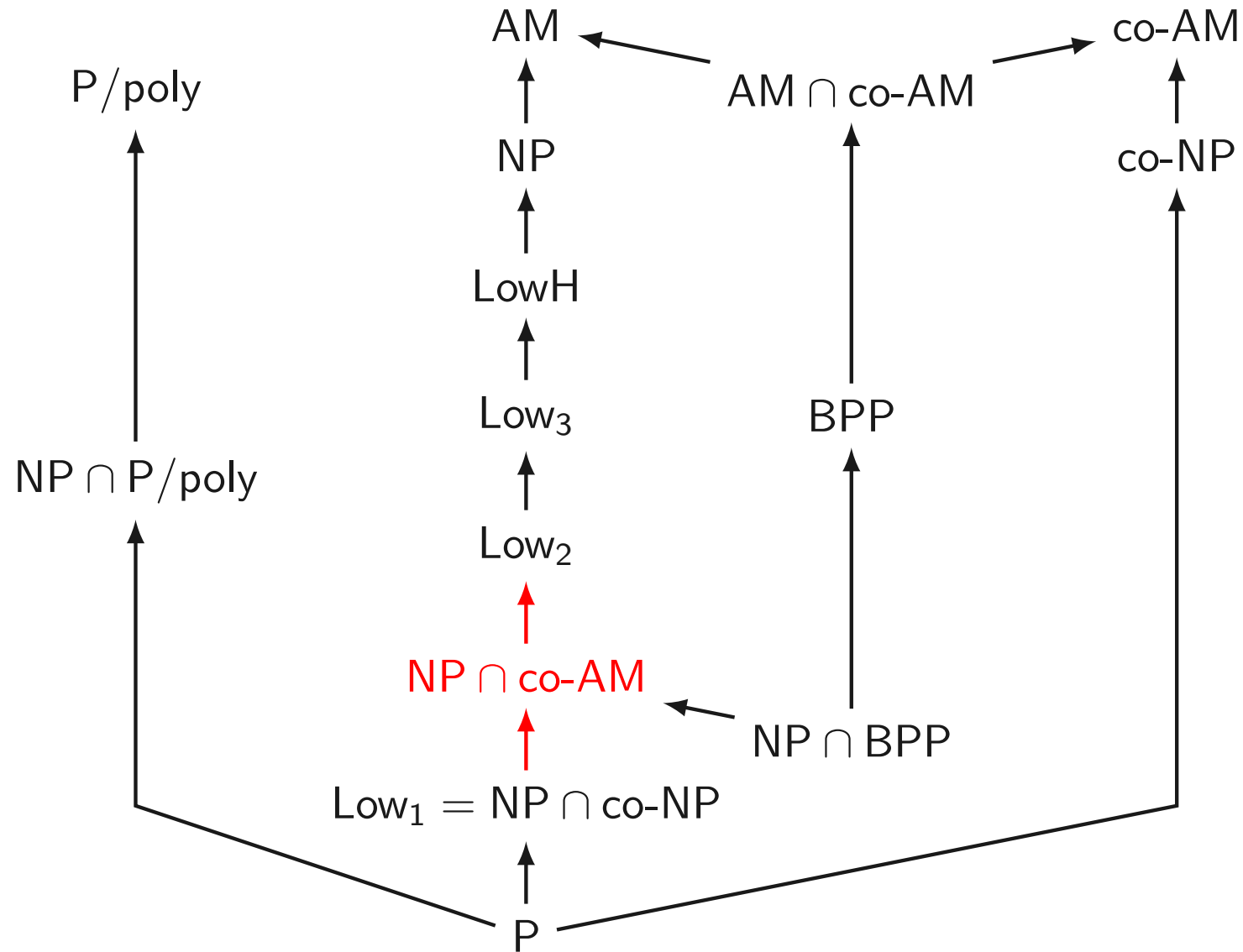
Un mapa de la jerarquía baja



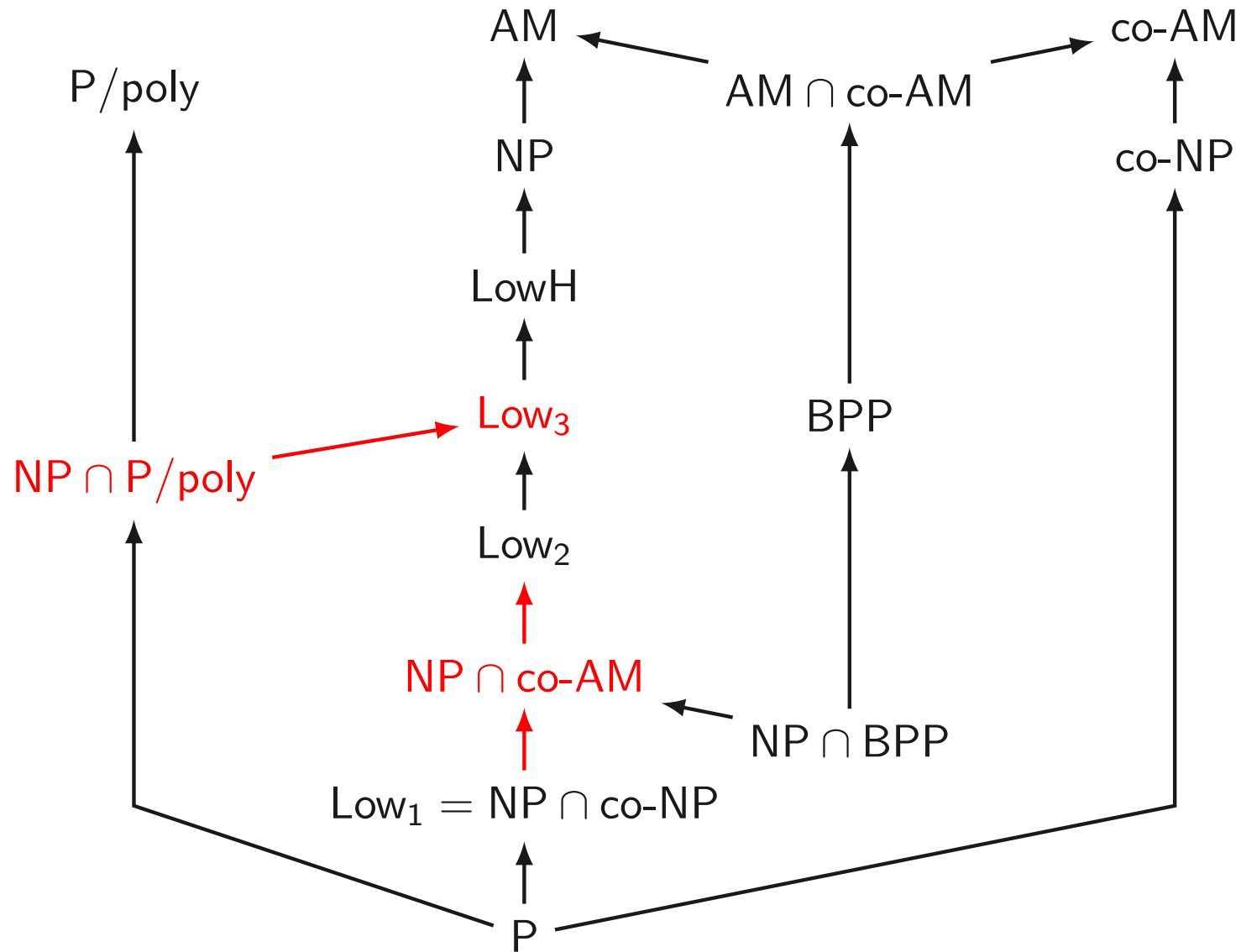
Un mapa de la jerarquía baja



Un mapa de la jerarquía baja



Un mapa de la jerarquía baja



La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

- ▶ El número de entradas de C_n es n , para cada $n \geq 0$.

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

- ▶ El número de entradas de C_n es n , para cada $n \geq 0$.
- ▶ Para cada $w \in \{0, 1\}^n$, se tiene que $w \in L$ si y sólo si $C_n(w) = 1$.

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

- ▶ El número de entradas de C_n es n , para cada $n \geq 0$.
- ▶ Para cada $w \in \{0, 1\}^n$, se tiene que $w \in L$ si y sólo si $C_n(w) = 1$.

$L \in \text{P/poly}$ si existe una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos y un polinomio $p(n)$ tal que:

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

- ▶ El número de entradas de C_n es n , para cada $n \geq 0$.
- ▶ Para cada $w \in \{0, 1\}^n$, se tiene que $w \in L$ si y sólo si $C_n(w) = 1$.

$L \in \text{P/poly}$ si existe una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos y un polinomio $p(n)$ tal que:

- ▶ L es aceptado por $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$.

La clase P/poly

Sea L un lenguaje sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

L es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos si:

- ▶ El número de entradas de C_n es n , para cada $n \geq 0$.
- ▶ Para cada $w \in \{0, 1\}^n$, se tiene que $w \in L$ si y sólo si $C_n(w) = 1$.

$L \in \text{P/poly}$ si existe una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos y un polinomio $p(n)$ tal que:

- ▶ L es aceptado por $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$.
- ▶ La palabra sobre el alfabeto $\{0, 1\}$ que representa a C_n como un grafo etiquetado es de largo a lo más $p(n)$, para cada $n \geq 0$.

$$NP \cap P/poly \subseteq Low_3$$

Teorema

$$NP \cap P/poly \subseteq Low_3.$$

$$NP \cap P/poly \subseteq Low_3$$

Teorema

$$NP \cap P/poly \subseteq Low_3.$$

Demostración: Sea $A \in NP \cap P/poly$.

$$\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3$$

Teorema

$$\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3.$$

Demostración: Sea $A \in \text{NP} \cap \text{P/poly}$.

► Tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) = \Sigma_3^P$.

$$\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3$$

Teorema

$$\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3.$$

Demostración: Sea $A \in \text{NP} \cap \text{P/poly}$.

► Tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) = \Sigma_3^P$.

Necesitamos una caracterización de $\Sigma_3^P(A)$ para hacer esta demostración.

Una caracterización de NP relativizado

Dado un lenguaje L sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

Una caracterización de NP relativizado

Dado un lenguaje L sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

Lema

$L \in NP^A$ si y sólo si existe una MT determinista M^A de tiempo polinomial y un polinomio $p(n)$ tales que M^A tiene un oráculo para A y para todo $u \in \{0, 1\}^$:*

$u \in L$ si y sólo si $\exists v \in \{0, 1\}^{p(|u|)} : M^A$ acepta (u, v)

Una caracterización de NP relativizado

Dado un lenguaje L sobre el alfabeto $\{0, 1\}$.

Lema

$L \in NP^A$ si y sólo si existe una MT determinista M^A de tiempo polinomial y un polinomio $p(n)$ tales que M^A tiene un oráculo para A y para todo $u \in \{0, 1\}^$:*

$$u \in L \quad \text{si y sólo si} \quad \exists v \in \{0, 1\}^{p(|u|)} : M^A \text{ acepta } (u, v)$$

Ejercicio

Demuestre el lema.

Una caracterización de Σ_3^P relativizado

Lema

$L \in \Sigma_3^P(A)$ si y sólo si existe una MT determinista M^A de tiempo polinomial y un polinomio $p(n)$ tales que M^A tiene un oráculo para A y para todo $u \in \{0, 1\}^$:*

$u \in L$ si y sólo si

$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$

M^A acepta (u, v_1, v_2, v_3)

Una caracterización de Σ_3^P relativizado

Lema

$L \in \Sigma_3^P(A)$ si y sólo si existe una MT determinista M^A de tiempo polinomial y un polinomio $p(n)$ tales que M^A tiene un oráculo para A y para todo $u \in \{0, 1\}^$:*

$u \in L$ si y sólo si

$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$

M^A acepta (u, v_1, v_2, v_3)

Ejercicio

Demuestre el lema.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sólo tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) \subseteq \Sigma_3^P$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sólo tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) \subseteq \Sigma_3^P$.

▶ Puesto que $\Sigma_3^P \subseteq \Sigma_3^P(A)$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sólo tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) \subseteq \Sigma_3^P$.

▶ Puesto que $\Sigma_3^P \subseteq \Sigma_3^P(A)$.

Sea $L \in \Sigma_3^P(A)$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sólo tenemos que demostrar que $\Sigma_3^P(A) \subseteq \Sigma_3^P$.

► Puesto que $\Sigma_3^P \subseteq \Sigma_3^P(A)$.

Sea $L \in \Sigma_3^P(A)$.

Por el lema anterior, sabemos que existe una MT determinista M^A de tiempo polinomial y un polinomio $p(n)$ tales que M^A tiene un oráculo para A y para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

M^A acepta (u, v_1, v_2, v_3)

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Como $A \in P/poly$, sabemos que A es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Como $A \in P/poly$, sabemos que A es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos.

- ▶ Suponemos que el tamaño de C_n es a lo más $q(n)$ para un polinomio fijo q .

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Como $A \in P/poly$, sabemos que A es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos.

- ▶ Suponemos que el tamaño de C_n es a lo más $q(n)$ para un polinomio fijo q .

Para M^A , podemos suponer que existe un polinomio $r(n)$ tal que todas las llamadas al oráculo A son de tamaño $r(|u|)$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Como $A \in P/poly$, sabemos que A es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos.

- ▶ Suponemos que el tamaño de C_n es a lo más $q(n)$ para un polinomio fijo q .

Para M^A , podemos suponer que existe un polinomio $r(n)$ tal que todas las llamadas al oráculo A son de tamaño $r(|u|)$.

- ▶ u es el string para el cual queremos saber si $u \in L$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Como $A \in P/poly$, sabemos que A es aceptado por una familia $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ de circuitos Booleanos.

- ▶ Suponemos que el tamaño de C_n es a lo más $q(n)$ para un polinomio fijo q .

Para M^A , podemos suponer que existe un polinomio $r(n)$ tal que todas las llamadas al oráculo A son de tamaño $r(|u|)$.

- ▶ u es el string para el cual queremos saber si $u \in L$.
- ▶ ¿Por qué podemos suponer esto?

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Podemos reemplazar A por la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ que acepta A .

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Podemos reemplazar A por la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ que acepta A .

Existe una MT determinista M_1 de tiempo polinomial tal que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

M_1 acepta $(u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Podemos reemplazar A por la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ que acepta A .

Existe una MT determinista M_1 de tiempo polinomial tal que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

M_1 acepta $(u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$

¿Pero cómo construimos $C_{r(|u|)}$?

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Podemos reemplazar A por la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ que acepta A .

Existe una MT determinista M_1 de tiempo polinomial tal que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

M_1 acepta $(u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$

¿Pero cómo construimos $C_{r(|u|)}$?

- ▶ No tenemos un algoritmo que construya estos circuitos.

La demostración de que $\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3$

Podemos intentar usar un cuantificador existencial para introducir la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))}$$

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

$$M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$$

La demostración de que $\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3$

Podemos intentar usar un cuantificador existencial para introducir la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))}$$

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

$$M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$$

¿Qué problema tiene esta fórmula?

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Podemos intentar usar un cuantificador existencial para introducir la familia de circuitos $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))}$$

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

$$M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$$

¿Qué problema tiene esta fórmula?

- ▶ No estamos seguros si el circuito $C_{r(|u|)}$ es el correcto.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Para solucionar el problema usamos el hecho de que $A \in NP$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Para solucionar el problema usamos el hecho de que $A \in NP$.

Sabemos que existe una MT determinista M_2 de tiempo polinomial y un polinomio $s(n)$ tales que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$$u \in A \text{ si y sólo si } \exists v \in \{0, 1\}^{s(|u|)} : M_2 \text{ acepta } (u, v)$$

La demostración de que $NP \cap P/\text{poly} \subseteq \text{Low}_3$

Entonces podemos verificar que el circuito $C_{r(|u|)}$ es el correcto de la siguiente forma:

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Entonces podemos verificar que el circuito $C_{r(|u|)}$ es el correcto de la siguiente forma:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))}$$

$$\forall x_1 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} [C_{r(|u|)}(x_1) = 1 \rightarrow \exists y_1 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} : M_2 \text{ acepta } (x_1, y_1)] \wedge$$

$$\forall x_2 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} [C_{r(|u|)}(x_2) = 0 \rightarrow \forall y_2 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} : M_2 \text{ no acepta } (x_2, y_2)] \wedge$$

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} :$$

$$M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$$

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Reordenando la expresión obtenemos:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))}$$

$$\exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\forall x_1 \in \{0, 1\}^{r(|u|)}$$

$$\forall x_2 \in \{0, 1\}^{r(|u|)}$$

$$\forall y_2 \in \{0, 1\}^{s(|u|)}$$

$$\forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\exists y_1 \in \{0, 1\}^{s(|u|)}$$

$$\exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$[C_{r(|u|)}(x_1) = 1 \rightarrow M_2 \text{ acepta } (x_1, y_1)] \wedge$$

$$[C_{r(|u|)}(x_2) = 0 \rightarrow M_2 \text{ no acepta } (x_2, y_2)] \wedge$$

$$M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)})$$

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sea M_3 una MT determinista de tiempo polinomial que con entrada $(u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3)$ verifica la siguiente condición

$$\begin{aligned} [C_{r(|u|)}(x_1) = 1 \rightarrow M_2 \text{ acepta } (x_1, y_1)] \wedge \\ [C_{r(|u|)}(x_2) = 0 \rightarrow M_2 \text{ no acepta } (x_2, y_2)] \wedge \\ M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)}) \end{aligned}$$

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sea M_3 una MT determinista de tiempo polinomial que con entrada $(u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3)$ verifica la siguiente condición

$$\begin{aligned} [C_{r(|u|)}(x_1) = 1 \rightarrow M_2 \text{ acepta } (x_1, y_1)] \wedge \\ [C_{r(|u|)}(x_2) = 0 \rightarrow M_2 \text{ no acepta } (x_2, y_2)] \wedge \\ M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)}) \end{aligned}$$

¿Cómo se construye esta MT?

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Sea M_3 una MT determinista de tiempo polinomial que con entrada $(u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3)$ verifica la siguiente condición

$$\begin{aligned} [C_{r(|u|)}(x_1) = 1 \rightarrow M_2 \text{ acepta } (x_1, y_1)] \wedge \\ [C_{r(|u|)}(x_2) = 0 \rightarrow M_2 \text{ no acepta } (x_2, y_2)] \wedge \\ M_1 \text{ acepta } (u, v_1, v_2, v_3, C_{r(|u|)}) \end{aligned}$$

¿Cómo se construye esta MT?

- ▶ ¿Cómo se verifica que $C_{r(|u|)}(x_1) = 1$?

La demostración de que $\text{NP} \cap \text{P/poly} \subseteq \text{Low}_3$

Tenemos que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))} \exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\forall x_1 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall x_2 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall y_2 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\exists y_1 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$M_3 \text{ acepta } (u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3)$$

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Tenemos que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\begin{aligned} & \exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))} \exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \\ & \quad \forall x_1 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall x_2 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall y_2 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \\ & \quad \exists y_1 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)} \\ & \quad M_3 \text{ acepta } (u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3) \end{aligned}$$

Concluimos que $L \in \Sigma_3^P$.

La demostración de que $NP \cap P/poly \subseteq Low_3$

Tenemos que para todo $u \in \{0, 1\}^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$\exists C_{r(|u|)} \in \{0, 1\}^{q(r(|u|))} \exists v_1 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\forall x_1 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall x_2 \in \{0, 1\}^{r(|u|)} \forall y_2 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \forall v_2 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$\exists y_1 \in \{0, 1\}^{s(|u|)} \exists v_3 \in \{0, 1\}^{p(|u|)}$$

$$M_3 \text{ acepta } (u, C_{r(|u|)}, v_1, x_1, x_2, y_2, v_2, y_1, v_3)$$

Concluimos que $L \in \Sigma_3^P$.

- ¿Es un problema que tengamos distintos polinomios en la condición anterior?



Un corolario fundamental

Corolario

Si $NP \subseteq P/poly$, entonces $\Sigma_3^P = \Pi_3^P$.

Un corolario fundamental

Corolario

Si $NP \subseteq P/poly$, entonces $\Sigma_3^P = \Pi_3^P$.

Ejercicio

Demuestre el corolario.

Un corolario fundamental

Corolario

Si $NP \subseteq P/poly$, entonces $\Sigma_3^P = \Pi_3^P$.

Ejercicio

Demuestre el corolario.

- ▶ Note que este resultado es una versión más débil del teorema de Karp-Lipton, el cual nos dice que si $NP \subseteq P/poly$, entonces $\Sigma_2^P = \Pi_2^P$.