Comentario final: Una noción de reducción más general

Los problemas en las transparencias anteriores son completos bajo la noción de reducción $\leq_m^p$

- Una propiedad fundamental de esta noción de reducción: si $L_1 \leq_m^p L_2$ y $L_2 \in$ PTIME, entonces $L_1 \in$ PTIME

Comentario final: Una noción de reducción más general

Los problemas en las transparencias anteriores son completos bajo la noción de reducción $\leq_m^p$

- Una propiedad fundamental de esta noción de reducción: si $L_1 \leq_m^p L_2$ y $L_2 \in \text{PTIME}$, entonces $L_1 \in \text{PTIME}$

Podemos generalizar $\leq_m^p$ manteniendo esta propiedad fundamental:

Comentario final: Una noción de reducción más general

Los problemas en las transparencias anteriores son completos bajo la noción de reducción $\leq_m^p$

- Una propiedad fundamental de esta noción de reducción: si $L_1 \leq_m^p L_2$ y $L_2 \in$ PTIME, entonces $L_1 \in$ PTIME

Podemos generalizar $\leq_m^p$ manteniendo esta propiedad fundamental:

$$L_1 \leq_T^p L_2 \quad \text{si y sólo si} \quad L_1 \in \text{PTIME}^{L_2}$$

Comentario final: Una noción de reducción más general

$\leq_T^p$ es llamada reducción de Turing de tiempo polinomial

Comentario final: Una noción de reducción más general

$\leq_T^p$ es llamada reducción de Turing de tiempo polinomial

Teorema

- *Si* $L_1 \leq_m^p L_2$, *entonces* $L_1 \leq_T^p L_2$
- *Existen lenguajes* L_1 *y* L_2 *tales que* $L_1 \leq_T^p L_2$ *y* $L_1 \not\leq_m^p L_2$

Demostración del teorema

La primera parte del teorema es fácil de demostrar, sólo vamos a demostrar la segunda parte.

- Vamos a considerar los lenguajes sobre el alfabeto $\{0, 1\}$

Demostración del teorema

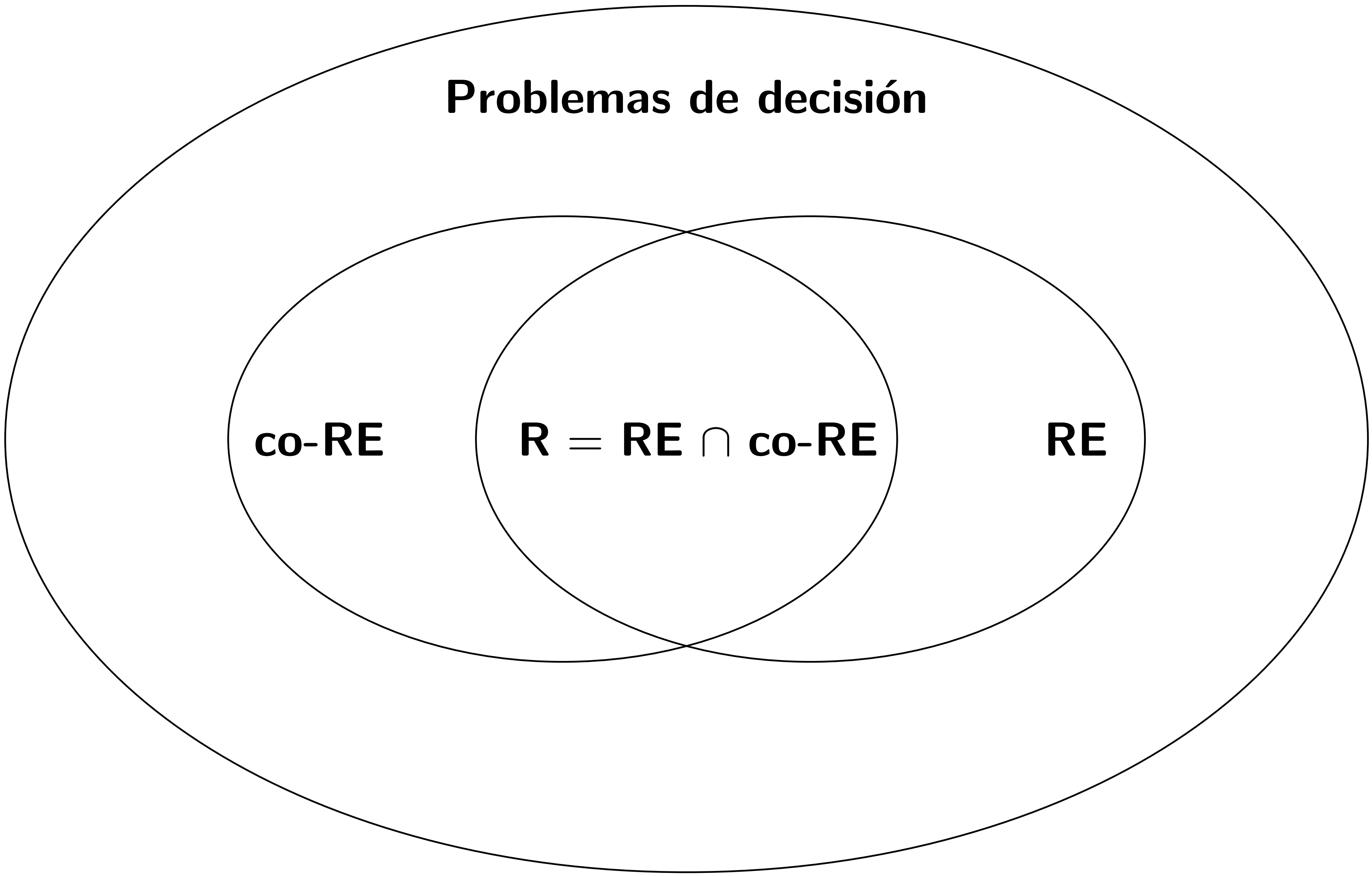
La primera parte del teorema es fácil de demostrar, sólo vamos a demostrar la segunda parte.

- Vamos a considerar los lenguajes sobre el alfabeto $\{0, 1\}$

Recuerde la definición de las siguientes clases de complejidad:

$$\begin{aligned} \mathsf{R} &= \{L \subseteq \{0,1\}^* \mid L \text{ es un lenguaje decidible}\} \\ \mathsf{RE} &= \{L \subseteq \{0,1\}^* \mid L \text{ es un lenguaje recursivamente enumerable}\} \end{aligned}$$

Las clases R, RE y co-RE



Un lenguaje que separa RE de co-RE

Recuerde la definición del problema de la parada de la máquina de Turing:

$$\begin{aligned} U \;=\; \{(M, w) \mid M \text{ es una MT, } w \in \{0,1\}^* \text{ y} \\ M \text{ se detiene con entrada } w\} \end{aligned}$$

Un lenguaje que separa RE de co-RE

Recuerde la definición del problema de la parada de la máquina de Turing:

$$U \;=\; \{(M, w) \mid M \text{ es una MT, } w \in \{0,1\}^* \text{ y} \\ M \text{ se detiene con entrada } w\}$$

Sabemos que $U \notin \text{R}$ y $U \in \text{RE}$

Un lenguaje que separa RE de co-RE

Recuerde la definición del problema de la parada de la máquina de Turing:

$$U \;=\; \{(M, w) \mid M \text{ es una MT, } w \in \{0,1\}^* \text{ y } M \text{ se detiene con entrada } w\}$$

Sabemos que $U \notin$ R y $U \in$ RE

- Concluimos que $U \notin$ co-RE

Un lenguaje que separa RE de co-RE

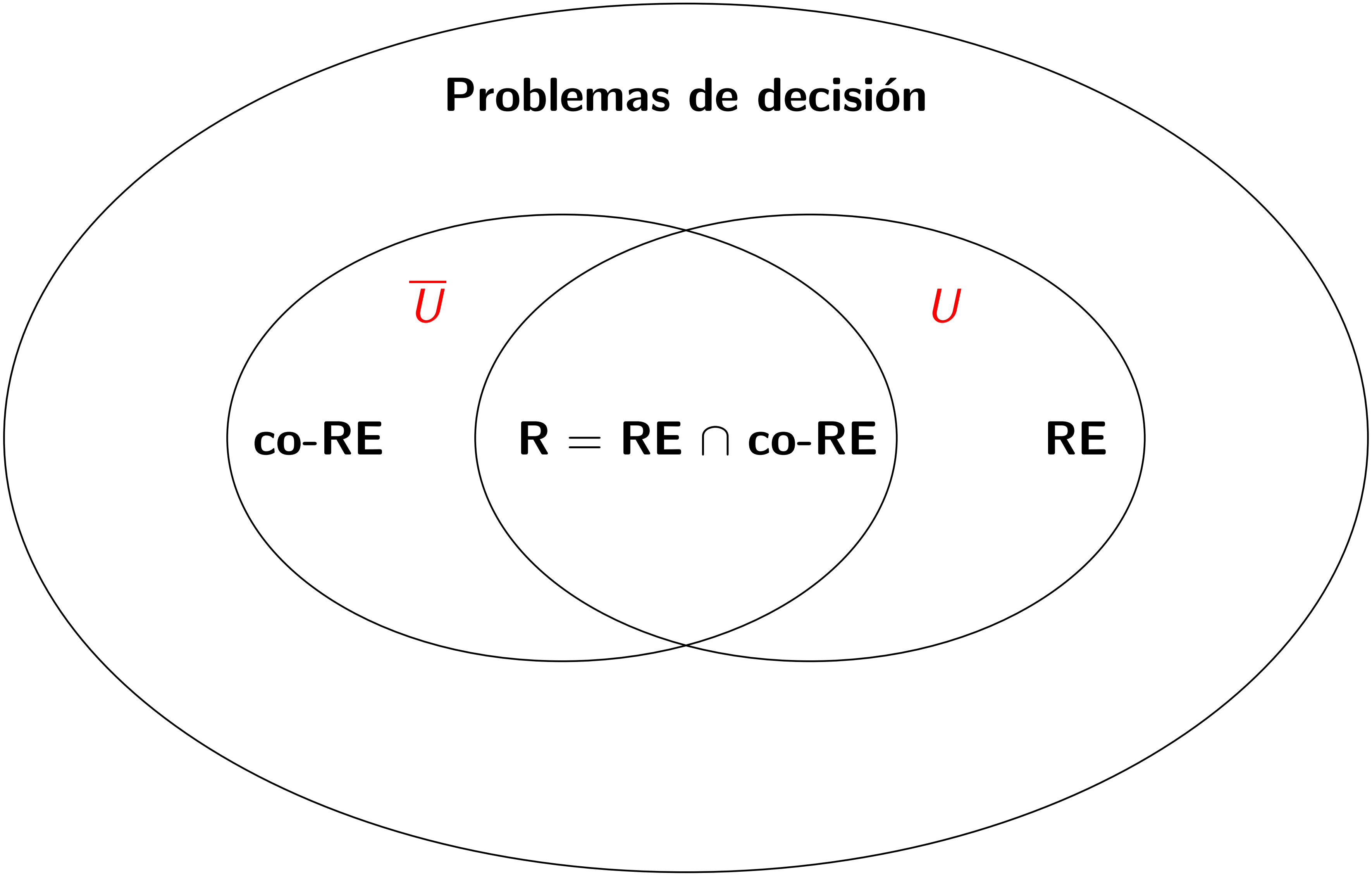
Recuerde la definición del problema de la parada de la máquina de Turing:

$$U \;=\; \{(M, w) \mid M \text{ es una MT, } w \in \{0,1\}^* \text{ y } M \text{ se detiene con entrada } w\}$$

Sabemos que $U \notin$ R y $U \in$ RE

- Concluimos que $U \notin$ co-RE
- Entonces tenemos que $\overline{U} \in$ co-RE y $\overline{U} \notin$ RE

U y $\overline{U}$ en la figura



Parte final de la demostración

Sabemos que si $L \leq_m^p U$, entonces $L \in \text{RE}$

- ¿Cómo se demuestra esto?

Parte final de la demostración

Sabemos que si $L \leq_m^p U$, entonces $L \in \text{RE}$

- ¿Cómo se demuestra esto?

Tenemos entonces que $\overline{U} \not\leq_m^p U$

Parte final de la demostración

Sabemos que si $L \leq_m^p U$, entonces $L \in \text{RE}$

- ¿Cómo se demuestra esto?

Tenemos entonces que $\overline{U} \not\leq_m^p U$

Esto concluye la demostración puesto que $\overline{U} \leq_T^p U$

Parte final de la demostración

Sabemos que si $L \leq_m^p U$, entonces $L \in \text{RE}$

- ¿Cómo se demuestra esto?

Tenemos entonces que $\overline{U} \not\leq_m^p U$

Esto concluye la demostración puesto que $\overline{U} \leq_T^p U$

- De hecho, para cada lenguaje L se tiene que $\overline{L} \leq_T^p L$ $\square$