

1) a) Es posible brindar una interpretación según la cual la fórmula $p(x) \rightarrow p(f(x))$ sea verdadera.

Verdadero

sea I_1 :

• $D = \mathbb{N}$

• $P(x)$ significa $x \neq 0$

• $f(x) = x + 1$

Esta interpretación hace que la fórmula sea verdadera para toda secuencia perteneciente al dominio.

Ya si consideramos otra interpretación, como por ejemplo la I_1 pero con $D = \mathbb{Z}$, la fórmula puede ser falsa. Por eso en casos generales no es ni lógicamente válida ni lógicamente falsa.

b) Es posible brindar una interpretación según la cual la fórmula $(\forall x)p(x)$ sea verdadera pero $p(x)$ no sea ni verdadera ni falsa en la misma interpretación.

Falso

no es posible brindar una interpretación donde la fórmula $(\forall x)p(x)$ sea verdadera pero $p(x)$ no sea ni verdadera ni falsa; ya que la fórmula $(\forall x)p(x)$ indica que para todo x perteneciente al dominio de la interpretación $p(x)$ es verdadero por lo tanto no va a existir ningún x donde $p(x)$ sea falso.

$$2) [(\forall x)(P(x) \rightarrow q(x)) \wedge (\exists x)P(x)] \rightarrow (\exists x)q(x)$$

1. Negamos la Fbf

$$\neg [(\forall x)(P(x) \rightarrow q(x)) \wedge (\exists x)P(x)] \rightarrow (\exists x)q(x)$$

2. Aplicamos equivalencia de la implicación

$$\neg [\neg [(\forall x)(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge (\exists x)P(x)] \vee (\exists x)q(x)]$$

3. Renombramos variables

$$\neg [\neg [(\forall x)(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge (\exists x_1)P(x_1)] \vee (\exists x_2)q(x_2)]$$

4. Desplazo cuantificadores

$$\neg (\exists x)(\forall x_1)(\exists x_2) [\neg [(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge P(x_1)] \vee q(x_2)]$$

5. Desplazo cuantificadores a la izquierda de la negación

$$(\forall x)(\exists x_1)(\forall x_2) \neg [\neg [(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge P(x_1)] \vee q(x_2)]$$

6. Distribuyo negaciones

$$(\forall x)(\exists x_1)(\forall x_2) \neg [\neg [(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge P(x_1)] \vee q(x_2)]$$

7. Distribuyo negaciones

$$(\forall x)(\exists x_1)(\forall x_2) \neg [(P(x) \wedge \neg q(x)) \vee \neg P(x_1) \vee q(x_2)]$$

8. Distribuyo negaciones

$$(\forall x)(\exists x_1)(\forall x_2) \neg (P(x) \wedge \neg q(x)) \wedge P(x_1) \wedge \neg q(x_2)$$

9. skolemizo y distribuyo la negación

$$(\forall x)(\forall x_2) (\neg P(x) \vee q(x)) \wedge P(sk_1(x)) \wedge \neg q(x_2)$$

10. elimino cuantificadores universales

$$(\neg P(x) \vee q(x)) \wedge P(sk_1(x)) \wedge \neg q(x_2)$$

Refutación:

$$1. \neg P(x) \vee q(x)$$

$$2. P(sk_1(x))$$

$$3. \neg q(x_2)$$

$$4. \neg P(x_3) \vee q(x_3)$$

$$5. q(x_3)$$

$$6. \perp$$

[Renombramiento a partir de 1, con x/x_2]

[Resolvente a partir de 2 y 4]

[Resolvente a partir de 3 y 5]

3.1



$$\neg P(x) \vee q(x)$$

$$P(sk_1(x))$$

$$\neg q(x_2)$$

$$\neg P(x_3) \vee q(x_3)$$

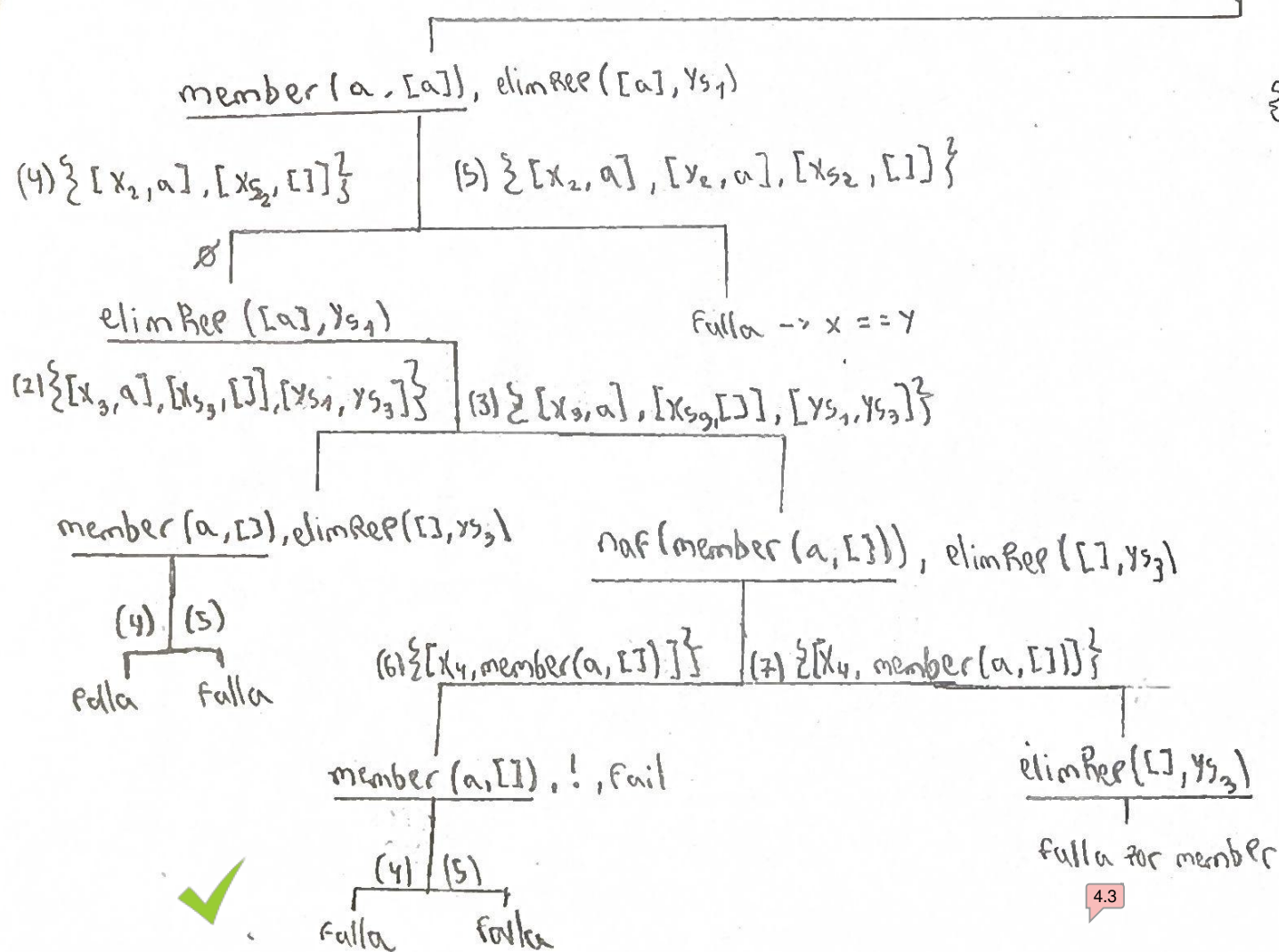
$$q(x_3)$$

Podemos concluir que $[(\forall x)(P(x) \rightarrow q(x)) \wedge (\exists x) P(x)] \rightarrow (\exists x) q(x)$ es teorema de P refutado mediante resolución.

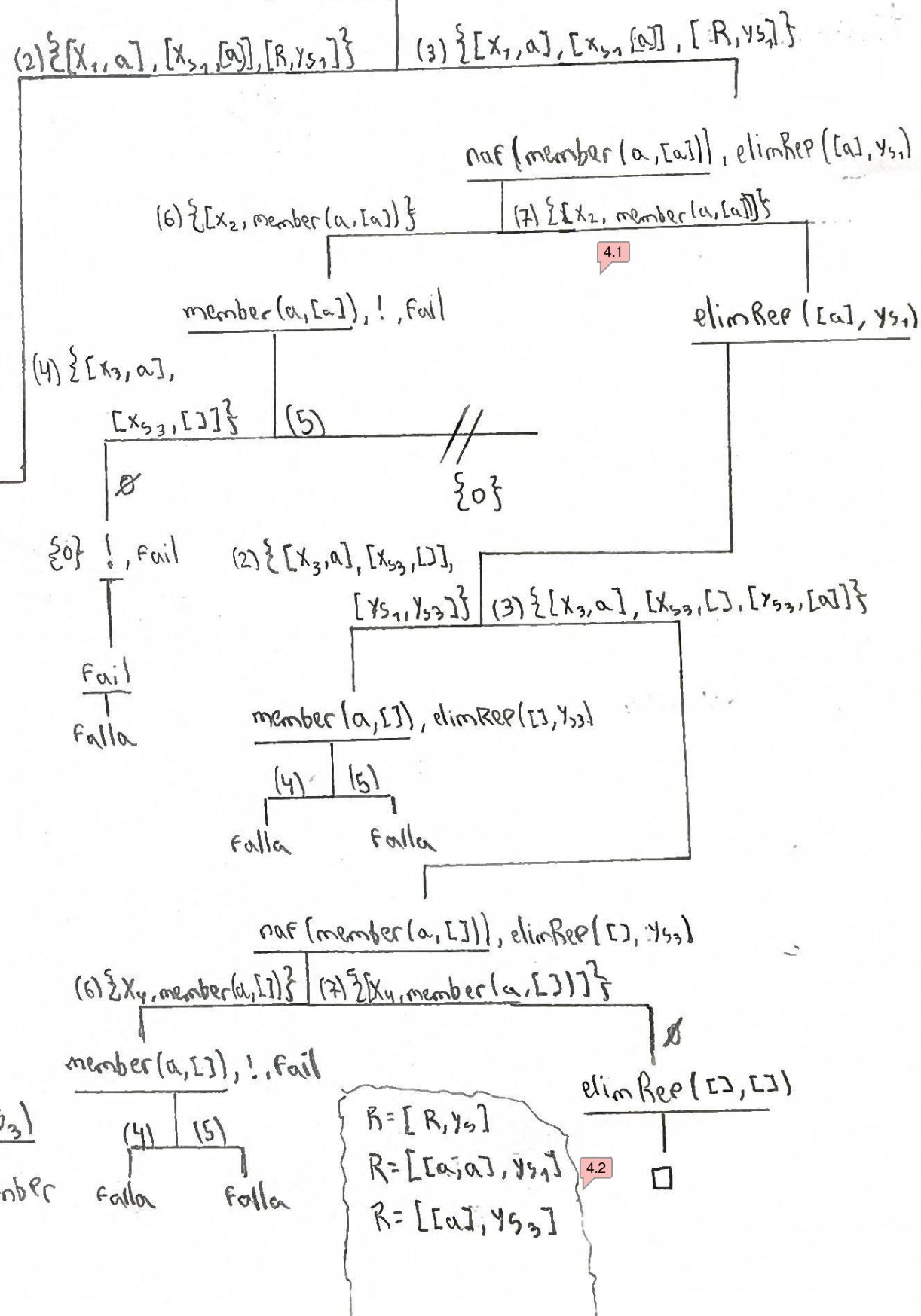
3.2

3)

1. $\text{elimRep}([], []).$
2. $\text{elimRep}([x|xs], ys) :- \text{member}(x, xs), \text{elimRep}(xs, ys).$
3. $\text{elimRep}([x|xs], [x|ys]) :- \text{naf}(\text{member}(x, xs)), \text{elimRep}(xs, ys).$
4. $\text{member}(x, [x|_]).$
5. $\text{member}(x, [_|ys]) :- x = y, \text{member}(x, ys).$
6. $\text{naf}(x) :- x, !, \text{fail}.$
7. $\text{naf}(x).$



? elimRep([a, a], R).



4) Prolog y la teoría Formal del Cálculo de Predicados (P) se relacionan por:

- El lenguaje: Prolog se basa en las cláusulas de Horn, las cuales son un subconjunto de la teoría formal del Cálculo de Predicados (P) ✓
- Procedimiento de computación: Prolog utiliza como método de computación los árboles SLD que son una restricción del método de resolución utilizado en P ✓

Índice de comentarios

- 3.1 2 y 4 no pueden unificar.
- 3.2 ¿Por qué?
- 4.1 Esta rama tuvo que ser podada por el !
- 4.2 Reconstruccion incorrecta. Deberia quedar $R = [a]$
- 4.3 No falla. Por (1) da true