Turing vence a von Neumann

Agustín Curto

Lenguajes Formales y Computabilidad
FaMAF - UNC

2017

Introduciendo notación

Notación

Dados $x_1, \ldots, x_n \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_m \in \Sigma^*$, con $n, m \in \omega$, usaremos:

$$\|x_1, \ldots, x_n, \alpha_1, \ldots, \alpha_m\|$$

para denotar el estado

$$((x_1, \ldots, x_n, 0, \ldots), (\alpha_1, \ldots, \alpha_m, \varepsilon, \ldots))$$

Nótese que por ejemplo:

$$\begin{array}{rcll} \|x\| & = & ((x, 0, \ldots), (\varepsilon, \ldots)) & \quad \text{Para } n = 1, m = 0 \\ \|\Diamond\| & = & ((0, \ldots), (\varepsilon, \ldots)) & \quad \text{Para } n = m = 0 \end{array}$$

Además es claro que:

$$\|x_1, \ldots, x_n, \alpha_1, \ldots, \alpha_m\| = \|x_1, \ldots, x_n, \overbrace{0, \ldots, 0}^{i}, \alpha_1, \ldots, \alpha_m, \overbrace{\varepsilon, \ldots, \varepsilon}^{j}\|$$

cualesquiera sean $i, j \in \omega$.

Toda función Σ-computable es Σ-Turing computable

Probaremos

Si f es una función Σ-mixta que es computada por un programa $\mathcal{P} \in \mathrm{Pro}^{\Sigma}$, entonces existe una máquina de Turing determinística con unit M la cual computa a f.

Definición

Dado $\mathcal{P} \in \mathrm{Pro}^{\Sigma}$, definamos:

$$\begin{aligned} N(\mathcal{P}) \;&=\; \text{menor k} \in \mathbb{N} \text{ tal que las variables que ocurren en } \mathcal{P} \\ &\quad\;\; \text{están todas en la lista N1}, \ldots, \mathrm{N}\bar{k}, \mathrm{P1}, \ldots, \mathrm{P}\bar{k} \end{aligned}$$

Ejemplo: Sea $\Sigma = \{\&, \#\}$, si $\mathcal{P}$ es el siguiente programa:

$$\begin{array}{ll} \mathrm{L1} & \mathrm{N4} \leftarrow \mathrm{N4} + 1 \\ & \mathrm{P1} \leftarrow \mathrm{P1}.\& \\ & \mathrm{IF\ N1} \neq 0 \mathrm{\ GOTO\ L1} \end{array}$$

entonces tenemos $N(\mathcal{P}) = 4$

Sea $\mathcal{P}$ un programa y sea k fijo y $k \geq N(\mathcal{P})$. Describiremos como puede construirse una máquina de Turing la cual simulará a $\mathcal{P}$. La construcción de la máquina simuladora dependerá de $\mathcal{P}$ y de k.
Nótese que cuando $\mathcal{P}$ se corre desde algún estado de la forma

$$\|x_1, \ldots, x_k, \alpha_1, \ldots, \alpha_k\|$$

los sucesivos estados por los que va pasando son todos de la forma

$$\|y_1, \ldots, y_k, \beta_1, \ldots, \beta_k\|$$

es decir, en todos ellos las variables con índice mayor que k valen 0 o ε.
La razón es simple, ya que en $\mathcal{P}$ no figuran las variables

$$\begin{array}{c} \mathrm{N}\overline{k+1},\ \mathrm{N}\overline{k+2}, \ldots \\ \mathrm{P}\overline{k+1},\ \mathrm{P}\overline{k+2}, \ldots \end{array}$$

estas variables quedan con valores 0 y ε, respectivamente a lo largo de toda la computación.

Necesitaremos tener alguna manera de representar en la cinta los diferentes estados por los cuales se va pasando, a medida que corremos a $\mathcal{P}$. Esto lo haremos de la siguiente forma, al estado

$$\|x_1, \dots, x_k, \alpha_1, \dots, \alpha_k\|$$

lo representaremos en la cinta de la siguiente manera

$$B \mid^{x_1} B \dots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \dots B\alpha_k BBBB \dots$$

Ejemplo: consideremos el programa $\mathcal{P}$ mostrado recién y fijemos $k = 6$, entonces al estado

$$\|3, 2, 5, 0, 4, 2, \&, \&\&, \varepsilon, \#\&, \#, \#\#\#\|$$

lo representaremos en la cinta de la siguiente manera

$$B|||B||B|||||BB||||B||B\&B\&\&BB\#\&B\#B\#\#\#BBBBB \dots$$

Definición

A lo que queda entre dos blancos consecutivos, es decir, que no hay ningún blanco entre ellos, lo llamaremos *bloque*.

Ejemplo: en la cinta anterior tenemos que los primeros 12 bloques son

$$|||\quad ||\quad |||||\quad \varepsilon\quad ||||\quad ||\quad \&\quad \&\&\quad \varepsilon\quad \#\&\quad \#\quad \#\#\#$$

luego, los bloques siguientes, son todos iguales a ε.

Observación

Esta forma de representación de estados en la cinta depende del k elegido, es decir, si tomaramos otro k, por ejemplo $k = 9$, entonces el estado anterior se representaría de otra forma en la cinta.

- Armaremos la máquina simuladora como concatenación de máquinas. Para esto, a continuación describiremos, para los distintos tipos de instrucciones posibles de $\mathcal{P}$, sus respectivas máquinas asociadas.
- Asumiremos que en $\mathcal{P}$ no hay instrucciones de la forma $\mathrm{GOTO\ L}\bar{m}$, ni de la forma $\mathrm{L}\bar{n}\ \mathrm{GOTO\ L}\bar{m}$.
- En esta etapa solo describiremos que propiedades tendrá que tener cada máquina simuladora de cada tipo posible de instrucción, y más adelante mostraremos como pueden ser construídas efectivamente dichas máquinas.
- Todas las máquinas descriptas tendrán:
  - $\shortmid$ como unit
  - B como blanco
  - Σ como su alfabeto terminal
  - su alfabeto mayor será $\Gamma = \Sigma \cup \{B, \shortmid\} \cup \{\tilde{a} : a \in \Sigma \cup \{\shortmid\}\}$.
  - uno o dos estados finales con la siguiente propiedad:

$$\text{Si } q \text{ es un estado final} \Rightarrow \delta(q, \sigma) = \emptyset, \text{ para cada } \sigma \in \Gamma$$

Instrucción $\mathrm{N}\bar{\imath} \leftarrow \mathrm{N}\bar{\imath} + 1$

Para $1 \leq i \leq k$, sea $M^{+}_{i,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow\\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \;\overset{*}{\vdash}\; \underset{\substack{\uparrow\\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_{i-1}} B \mid^{x_i+1} B \mid^{x_{i+1}} \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{N}\bar{\imath} \leftarrow \mathrm{N}\bar{\imath} \dot{-} 1$

Para $1 \leq i \leq k$, sea $M^{\dot{-}}_{i,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow\\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \;\overset{*}{\vdash}\; \underset{\substack{\uparrow\\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_{i-1}} B \mid^{x_i \dot{-} 1} B \mid^{x_{i+1}} \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{P}\bar{\imath} \leftarrow \mathrm{P}\bar{\imath}.a$

Para $1 \leq i \leq k$ y $a \in \Sigma$, sea $M^{a}_{i,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow\\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow\\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_{i-1} B\alpha_i a B\alpha_{i+1} B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{P}\bar{\imath} \leftarrow^{\curvearrowright} \mathrm{P}\bar{\imath}$

Para $1 \leq i \leq k$, sea $M^{\curvearrowright}_{i,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow\\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow\\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_{i-1} B^{\curvearrowright}\alpha_i B\alpha_{i+1} B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{N}\bar{\imath} \leftarrow \mathrm{N}\bar{j}$

Para $1 \leq i, j \leq k$, sea $M_{i \leftarrow j}^{\#,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_{i-1}} B \mid^{x_j} B \mid^{x_{i+1}} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{P}\bar{\imath} \leftarrow \mathrm{P}\bar{j}$

Para $1 \leq i, j \leq k$, sea $M_{i \leftarrow j}^{*,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_{i-1} B\alpha_j B\alpha_{i+1} B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{N}\bar{\imath} \leftarrow 0$

Para $1 \leq i \leq k$, sea $M^k_{i\leftarrow 0}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B} \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_{i-1}} BB \shortmid^{x_{i+1}} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción $\mathrm{P}\bar{\imath} \leftarrow \varepsilon$

Para $1 \leq i \leq k$, sea $M^k_{i\leftarrow \varepsilon}$ una máquina con estado inicial q_0 y único estado final q_f tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B} \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_{i-1} BB\alpha_{i+1} B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción SKIP

Sea

$$M_{\mathrm{SKIP}} = (\{q_0, q_f\}, \Gamma, \Sigma, \delta, q_0, B, \shortmid, \{q_f\})$$

con $\delta(q_0, B) = \{(q_f, B, K)\}$ y $\delta = \emptyset$ en cualquier otro caso.

Instrucción IF $\mathrm{N}\bar{j} \neq 0$ GOTO $\mathrm{L}\bar{m}$

Para $1 \leq j \leq k$, sea $IF_{j,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y dos estados finales q_{si} y q_{no} tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

- Si $x_j \neq 0$, entonces

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_{si}}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

- Si $x_j = 0$, entonces

$$\underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \overset{*}{\vdash} \underset{\substack{\uparrow \\ q_{no}}}{B} \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k$$

Instrucción IF P$\bar{j}$ BEGINS a GOTO L$\bar{m}$

Para $1 \leq j \leq k$ y $a \in \Sigma$, sea $IF^{a}_{j,k}$ una máquina con estado inicial q_0 y dos estados finales q_{si} y q_{no} tal que cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$

- Si α_j comienza con a, entonces

$$\begin{array}{l} B \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \\ \uparrow \\ q_0 \end{array} \overset{*}{\vdash} \begin{array}{l} B \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \\ \uparrow \\ q_{si} \end{array}$$

- Caso contrario

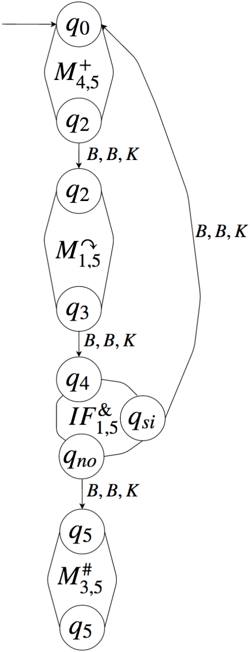
$$\begin{array}{l} B \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \\ \uparrow \\ q_0 \end{array} \overset{*}{\vdash} \begin{array}{l} B \mid^{x_1} B \ldots B \mid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k \\ \uparrow \\ q_{no} \end{array}$$

Example

Sea $\Sigma = \{\&, \#\}$ y sea $\mathcal{P}$ el siguiente programa:

$$\begin{array}{ll} \mathrm{L3} & \mathrm{N4} \leftarrow \mathrm{N4} + 1 \\ & \mathrm{P1} \leftarrow\ ^{\frown}\mathrm{P1} \\ & \mathrm{IF\ P1\ BEGINS\ \&\ GOTO\ L3} \\ & \mathrm{P3} \leftarrow \mathrm{P3}.\# \end{array}$$

Tomemos $k = 5$, es claro que $k \geq N(\mathcal{P}) = 4$. A la máquina que simulará a $\mathcal{P}$ respecto de k, la llamaremos M_{sim} y será la siguiente:


q_0
$M^{+}_{4,5}$
q_2
B, B, K
q_2
$M^{\curvearrowright}_{1,5}$
q_3
B, B, K
q_4
$IF^{\&}_{1,5}$
q_{si}
q_{no}
B, B, K
B, B, K
q_5
$M^{\#}_{3,5}$
q_5

Veamos con un ejemplo como M_{sim} simula a $\mathcal{P}$. Supongamos que corremos $\mathcal{P}$ desde el estado

$$\|2,1,0,5,3,\#\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|$$

Tendremos entonces la siguiente sucesión de descripciones instantáneas:

$$(1,\|2,1,0,5,3,\#\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(2,\|2,1,0,6,3,\#\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(3,\|2,1,0,6,3,\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(1,\|2,1,0,6,3,\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(2,\|2,1,0,7,3,\&\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(3,\|2,1,0,7,3,\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(4,\|2,1,0,7,3,\#\#,\varepsilon,\&\&,\#\&,\#\|)$$

$$(5,\|2,1,0,7,3,\#\#,\varepsilon,\&\&\#,\#\&,\#\|)$$

Si hacemos funcionar a M_{sim} desde:

$$q_0 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^5 B \shortmid^3 B\#\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$

obtendremos una sucesión de descripciones instantáneas dentro de las cuales estará la siguiente subsucesión

$$q_0 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^5 B \shortmid^3 B\#\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$

$$q_1 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\#\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$
$$q_2 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\#\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$

$$q_3 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$
$$q_4 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$

$$q_{si} B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$
$$q_0 B \shortmid^2 B \shortmid BB \shortmid^6 B \shortmid^3 B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$$

$q_1 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$
$q_2 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\&\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$

$q_3 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$
$q_4 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$

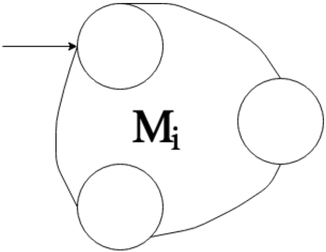
$q_{no} B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$
$q_5 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\#\#BB\&\&B\#\&B\#B$

$q_6 B\,|^2\,B\,|\,BB\,|^7\,B\,|^3\,B\#\#BB\&\&\#B\#\&B\#B$

Supongamos que $\mathcal{P} = I_1, \ldots, I_n$. Para cada $i = 1, \ldots, n$, llamaremos M_i a la máquina que simulará el efecto que produce la instrucción I_i, es decir tomemos:

- $M_i = M^{+}_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{N}\bar{j} \leftarrow \mathrm{N}\bar{j} + 1$
- $M_i = M^{\dot{-}}_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{N}\bar{j} \leftarrow \mathrm{N}\bar{j} \dot{-} 1$
- $M_i = M^{a}_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{P}\bar{j} \leftarrow \mathrm{P}\bar{j}.a$
- $M_i = M^{\curvearrowright}_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{P}\bar{j} \leftarrow {}^{\curvearrowright}\mathrm{P}\bar{j}$
- $M_i = M^{\#,k}_{j \leftarrow m}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{N}\bar{j} \leftarrow \mathrm{N}\bar{m}$
- $M_i = M^{*,k}_{j \leftarrow m}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{P}\bar{j} \leftarrow \mathrm{P}\bar{m}$
- $M_i = M^{k}_{j \leftarrow 0}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{N}\bar{j} \leftarrow 0$
- $M_i = M^{k}_{j \leftarrow \varepsilon}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{P}\bar{j} \leftarrow \varepsilon$
- $M_i = M_{\mathrm{SKIP}}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{SKIP}$
- $M_i = IF_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{IF}\ \mathrm{N}\bar{j} \neq 0\ \mathrm{GOTO}\ \mathrm{L}\bar{m}$, para algún m
- $M_i = IF^{a}_{j,k}$, si $Bas(I_i) = \mathrm{IF}\ \mathrm{P}\bar{j}\ \mathrm{BEGINS}\ a\ \mathrm{GOTO}\ \mathrm{L}\bar{m}$, para algún m

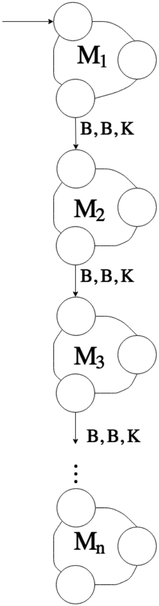
Ya que la máquina M_i puede tener uno o dos estados finales, la representaremos de la siguiente manera:



- Si M_i tiene **un solo estado final**, este está representado por el círculo de abajo a la izquierda
- Si M_i tiene **dos estados finales**, el estado final de la derecha corresponde al estado q_{si} y el de la izquierda abajo al estado q_{no}.

Para armar la máquina que simulará a $\mathcal{P}$ hacemos lo siguiente:

1) Primero unimos las máquinas $M_1, \ldots, M_n$ de la siguiente manera



2) Luego para cada i tal que $Bas(I_i)$ es de la forma $\alpha\ \mathrm{GOTO}\ \mathrm{L}\bar{m}$, ligamos con una flecha de la forma

$$\xrightarrow{\quad B, B, K \quad}$$

el estado final q_{si} de la M_i con el estado inicial de la M_h, donde h es tal que I_h es la primer instrucción que tiene label $\mathrm{L}\bar{m}$.

Lema

Sea $\mathcal{P} \in \mathrm{Pro}^{\Sigma}$ y sea $k \geq N(\mathcal{P})$. Supongamos que en $\mathcal{P}$ no hay instrucciones de la forma $\mathrm{GOTO}\ \mathrm{L}\bar{m}$ ni de la forma $\mathrm{L}\bar{n}\ \mathrm{GOTO}\ \mathrm{L}\bar{m}$. Sean:

- Para cada $a \in \Sigma \cup \{\shortmid\}$, sea $\tilde{a}$ un nuevo símbolo
- $\Gamma = \Sigma \cup \{B, \shortmid\} \cup \{\tilde{a} : a \in \Sigma \cup \{\shortmid\}\}$

entonces existe una máquina de Turing determinística con unit $M = (Q, \Gamma, \Sigma, \delta, q_0, B, \shortmid, \{q_f\})$, la cual satisface:

1) $\delta(q_f, \sigma) = \emptyset$, para cada $\sigma \in \Gamma$.
2) Cualesquiera sean $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$, el programa $\mathcal{P}$ se detiene partiendo del estado

$$\|x_1, \ldots, x_k, \alpha_1, \ldots, \alpha_k\|$$

si y solo si M se detiene partiendo de la descripción instantánea

$$\lfloor q_0 B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k B\rfloor$$

3) Si $x_1, \ldots, x_k \in \omega$ y $\alpha_1, \ldots, \alpha_k \in \Sigma^*$ son tales que $\mathcal{P}$ se detiene partiendo del estado

$$\|x_1, \ldots, x_k, \alpha_1, \ldots, \alpha_k\|$$

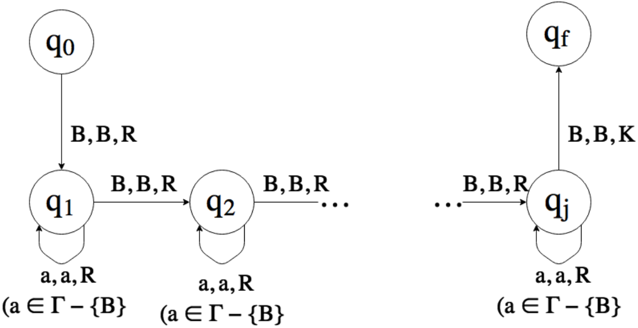
y llega al estado

$$\|y_1, \ldots, y_k, \beta_1, \ldots, \beta_k\|$$

entonces

$$\lfloor q_0 B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_k} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_k B \rfloor \overset{*}{\underset{M}{\vdash}} \lfloor q_f B \shortmid^{y_1} B \ldots B \shortmid^{y_k} B\beta_1 B \ldots B\beta_k B \rfloor$$

Para cada $j \geq 1$, sea D_j la máquina siguiente:



Nótese que:

$$\begin{array}{c} \alpha B\beta_1 B\beta_2 B\ldots B\beta_j B\gamma \\ \uparrow \\ q_0 \end{array} \quad \overset{*}{\vdash} \quad \begin{array}{c} \alpha B\beta_1 B\beta_2 B\ldots B\beta_j B\gamma \\ \uparrow \\ q_f \end{array}$$

siempre que $\alpha, \gamma \in \Gamma^*, \beta_1, \ldots, \beta_j \in (\Gamma - \{B\})^*$.

I_j cumplirá que:

$$\begin{array}{ccc} \alpha B\beta_j B\ldots B\beta_2 B\beta_1 \underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B}\gamma & \overset{*}{\vdash} & \alpha \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B}\beta_j B\ldots B\beta_2 B\beta_1 B\gamma \end{array}$$

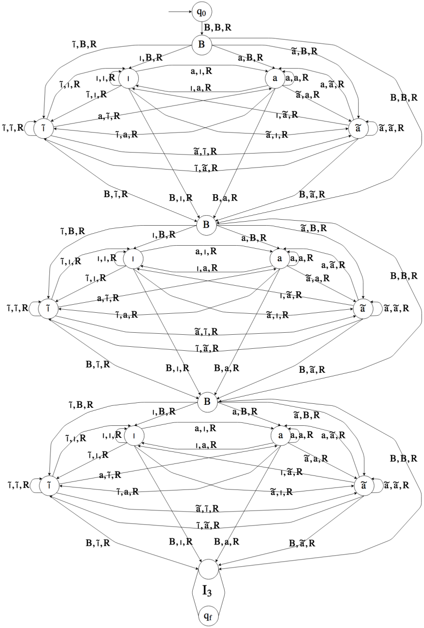
siempre que $\alpha, \gamma \in \Gamma^*, \beta_1, \ldots, \beta_j \in (\Gamma - \{B\})^*$. Dejamos al lector la manufactura de esta máquina.

Para $j \geq 1$, sea TD_j una máquina con un solo estado final q_f y tal que:

$$\begin{array}{ccc} \alpha \underset{\substack{\uparrow \\ q_0}}{B}\gamma & \overset{*}{\vdash} & \alpha B \underset{\substack{\uparrow \\ q_f}}{B}\gamma \end{array}$$

cada vez que $\alpha, \gamma \in \Gamma^*$ y γ tiene exactamente j ocurrencias de B.

Ejemplo: Sea $\Sigma = \{a\}$ podemos tomar TD_3 igual a la siguiente máquina



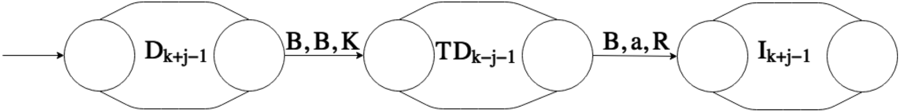
Análogamente, para $j \geq 1$, sea TI_j una máquina tal que

$$\begin{array}{ccc} \alpha B\sigma\gamma & \overset{*}{\vdash} & \alpha B\gamma \\ \uparrow & & \uparrow \\ q_0 & & q_f \end{array}$$

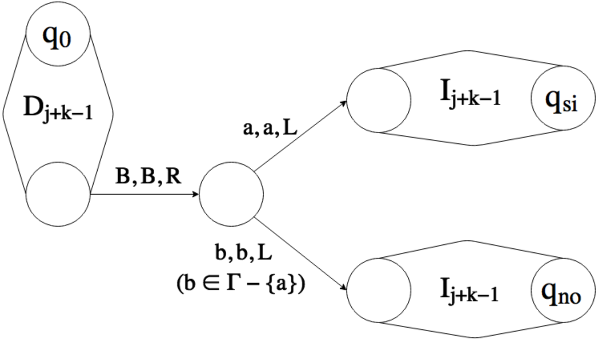
cada vez que $\alpha \in \Gamma^*, \sigma \in \Gamma$ y γ tiene exactamente j ocurrencias de B. Dejamos al lector la construcción de, por ejemplo, TI_3 para $\Sigma = \{\&, \#\}$.

Teniendo las máquinas auxiliares antes definidas podemos combinarlas para obtener las máquinas simuladoras de instrucciones.

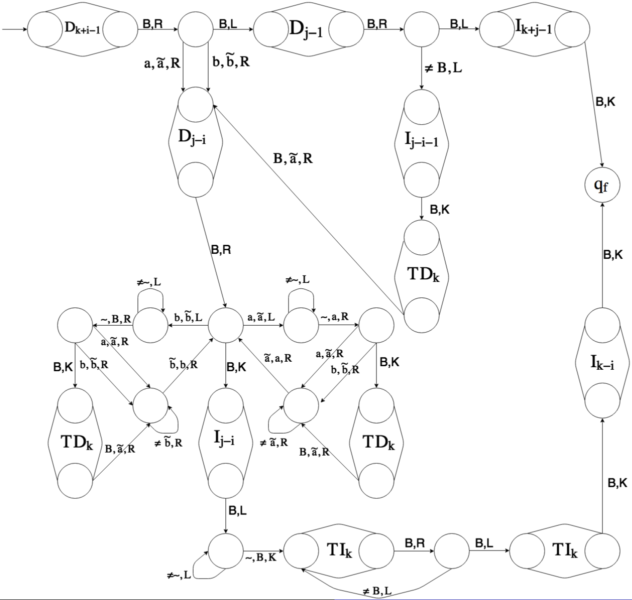
$M^{a}_{i,k}$ puede ser la siguiente máquina:



Una posible forma de diseñar la máquina $IF^{a}_{i,k}$ es la siguiente:



Una posible forma de diseñar la máquina $M^{*,k}_{i \leftarrow j}$ para el caso $\Sigma = \{a, b\}$ y $i < j$, es la siguiente:



Probaremos

El paradigma computacional de Turing es por lo menos tan expresivo como el paradigma imperativo dado por el lenguaje $\mathcal{S}^{\Sigma}$, es decir, probaremos que toda función Σ-computable es Σ-Turing computable.

Antes un lema:

Lemma

Si $f : D_f \subseteq \omega^n \times \Sigma^{*m} \to \Sigma^*$ es Σ-computable, entonces existe un programa $\mathcal{Q}$, el cual computa a f y cumple con las siguientes propiedades:

1) *En $\mathcal{Q}$ no hay instrucciones de la forma $\mathrm{GOTO\ L}\bar{\imath}$, ni de la forma $\mathrm{L}\bar{j}\ \mathrm{GOTO\ L}\bar{\imath}$.*
2) *Cuando $\mathcal{Q}$ termina partiendo de un estado cualquiera dado, el estado alcanzado es tal que las variables numéricas tienen todas el valor 0 y las alfabéticas tienen, todas exepto $\mathrm{P1}$, el valor ε.*

Proof.

Sean:

- $\mathcal{P}$ un programa que compute a f
- $r \in \mathbb{N}$ tal que $r \geq N(\mathcal{P}), n, m$
- $\tilde{\mathcal{P}}$ el resultado de reemplazar en $\mathcal{P}$ cada instrucción de la forma $\alpha\mathrm{GOTO\ L}\bar{\imath}$ con $\alpha \in \{\varepsilon\} \cup \{\mathrm{L}\bar{j} : j \in \mathbb{N}\}$ por $\alpha\mathrm{IF\ N}\bar{r} \neq 0\ \mathrm{GOTO\ L}\bar{\imath}$.

Ahora, sea $\mathcal{Q}$ el siguiente programa:

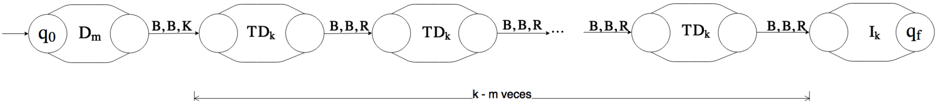
$$
\begin{array}{l}
\mathrm{N}\bar{r} \leftarrow \mathrm{N}\bar{r} + 1 \\
\tilde{\mathcal{P}} \\
\mathrm{N1} \leftarrow 0 \\
\vdots \\
\mathrm{N}\bar{r} \leftarrow 0 \\
\mathrm{P2} \leftarrow \varepsilon \\
\vdots \\
\mathrm{P}\bar{r} \leftarrow \varepsilon
\end{array}
$$

Theorem

Si $f : D_f \subseteq \omega^n \times \Sigma^{*m} \rightarrow O$ es Σ-computable, entonces f es Σ-Turing computable.

Proof

Supongamos $O = \Sigma^*$. Por el Lema anterior, existe $\mathcal{P} \in \mathrm{Pro}^\Sigma$ el cual computa f y tiene las propiedades (1) y (2). Sea $k = \max\{n, m, N(\mathcal{P})\}$ y sea M_{sim} la máquina de Turing con unit que simula a $\mathcal{P}$ respecto de k. Como puede observarse, la máquina M_{sim}, no necesariamente computará a f. Sea M_1 la siguiente máquina:



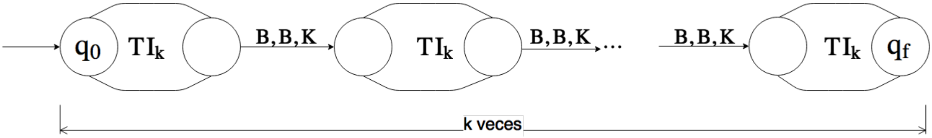
Observación

Cuando $n = 0$ debemos interpretar que $D_0 = (\{q_0, q_f\}, \Gamma, \Sigma, \delta, q_0, B, \shortmid, \{q_f\})$, con $\delta(q_0, B) = \{(q_f, B, K)\}$ y $\delta = \emptyset$ en cualquier otro caso.

Nótese que M_1 cumple que, para cada $(\vec{x}, \vec{\alpha}) \in \omega^n \times \Sigma^{*m}$

$$\lfloor q_0 B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_n} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_m B \rfloor \overset{*}{\vdash} \lfloor q_f B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_n} B^{k-n} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_m B \rfloor$$

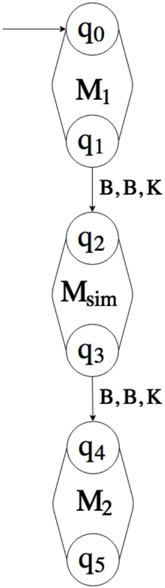
Sea M_2 la siguiente máquina:



Nótese que M_2 cumple que para cada $\alpha \in \Sigma^*$

$$\left\lfloor q_0 B^{k+1} \alpha \right\rfloor \overset{*}{\vdash} \lfloor q_f B \alpha \rfloor$$

Sea M la máquina dada por el siguiente diagrama:



Supongamos que $(\vec{x}, \vec{\alpha}) \in (\omega^n \times \Sigma^{*m}) - D_f$. Debemos ver que M no termina partiendo de:

$$\lfloor q_0 B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_n} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_m B \rfloor \ (*)$$

Primero notemos que, ya que $\mathcal{P}$ computa a f, tenemos que $\mathcal{P}$ no termina partiendo de $\|x_1, \ldots, x_n, \alpha_1, \ldots, \alpha_m\|$ por lo cual $\mathcal{P}$ no termina partiendo de

$$\|x_1, \ldots, x_n, \overbrace{0, \ldots, 0}^{k-n}, \alpha_1, \ldots, \alpha_m, \overbrace{\varepsilon, \ldots, \varepsilon}^{k-m}\|$$

lo cual implica, por el Lema 1, que M_{sim} no termina partiendo de:

$$\lfloor q_0 B \shortmid^{x_1} B \ldots B \shortmid^{x_n} B^{k-n} B\alpha_1 B \ldots B\alpha_m B \rfloor \ (**)$$

Ahora, nótese que si hacemos funcionar a M desde la descripción instantánea dada en (*), llegaremos indefectiblemente a la siguiente descripción instantánea:

$$\lfloor q_2 B \mid^{x_1} B \dots B \mid^{x_n} B^{k-n} B \alpha_1 B \dots B \alpha_m B \rfloor$$

entonces (**) nos dice que al seguir trabajando M, la máquina M nunca terminará.

Para terminar de ver que M computa a f, tomemos $(\vec{x}, \vec{\alpha}) \in D_f$ y veamos que

$$\lfloor q_0 B \mid^{x_1} B ... B \mid^{x_n} B \alpha_1 B ... B \alpha_m B \rfloor \overset{*}{\underset{M}{\vdash}} \lfloor q_5 B f(\vec{x}, \vec{\alpha}) \rfloor$$

y que la máquina M se detiene en $\lfloor q_5 B f(\vec{x}, \vec{\alpha}) \rfloor$.

- La máquina M se detiene en $\lfloor q_5 B f(\vec{x},\vec{\alpha}) \rfloor$, ya que q_5 es el estado final de una copia de M_2 y por lo tanto no sale ninguna flecha desde él.
- Ya que $\mathcal{P}$ computa a f y tiene la propiedad (2) del Lema 2, tenemos que $\mathcal{P}$ termina partiendo de $\|x_1,\dots,x_n,\alpha_1,\dots,\alpha_m\|$ y llega al estado $\|f(\vec{x},\vec{\alpha})\|$, o lo que es lo mismo, $\mathcal{P}$ termina partiendo de

$$\|x_1,\dots,x_n,\overbrace{0,\dots,0}^{k-n},\alpha_1,\dots,\alpha_m,\overbrace{\varepsilon,\dots,\varepsilon}^{k-m}\|$$

y llega al estado

$$\|\overbrace{0,\dots,0}^{k},f(\vec{x},\vec{\alpha}),\overbrace{\varepsilon,\dots,\varepsilon}^{k-1}\|$$

Pero entonces el Lema 1 nos dice que:

$$\lfloor q_0 B \,|^{x_1}\, B \dots B \,|^{x_n}\, B^{k-n} B \alpha_1 B \dots B \alpha_m B \rfloor \overset{*}{\underset{M_{sim}}{\vdash}} \lfloor q_f B^{k+1} f(\vec{x},\vec{\alpha}) \rfloor \quad (***)$$

Como ya lo vimos, si hacemos funcionar a M desde:

$$\lfloor q_0 B \mid^{x_1} B \dots B \mid^{x_n} B\alpha_1 B \dots B\alpha_m B \rfloor$$

llegaremos, vía la copia de M_1 dentro de M, indefectiblemente a la siguiente descripción instantánea

$$\left\lfloor q_2 B \mid^{x_1} B \dots B \mid^{x_n} B^{k-n} B\alpha_1 B \dots B\alpha_m B \right\rfloor$$

Luego, (***) nos dice que, vía la copia de M_{sim} dentro de M, llegaremos a $\left\lfloor q_3 B^{k+1} f(\vec{x}, \vec{\alpha}) \right\rfloor$ e inmediatamente a $\left\lfloor q_4 B^{k+1} f(\vec{x}, \vec{\alpha}) \right\rfloor$.

Finalmente, vía la copia de M_2 dentro de M, llegaremos a $\lfloor q_5 B f(\vec{x}, \vec{\alpha}) \rfloor$, lo cual termina de demostrar que M computa a f.