Dada una maquina de turing deterministica M y una descripcion instantanea d llamaremos *computacion a partir de* d a la sucesion de descripciones instantaneas que se obtiene al hacer funcionar M partiendo de d. Notese que si M se detiene partiendo de d, entonces la computacion a partir de d es una sucesion finita y si M no se detiene partiendo de d, entonces la computacion a partir de d es una sucesion infinita.

1. Sea $\Sigma = \{@, \square, !\}$.

   (a) Dar (mediante un dibujo) una máquina de Turing $(Q, \Gamma, \Sigma, \delta, q_0, B, \shortmid, \emptyset)$ que compute la funcion

   $$\begin{array}{rcl} f : \{w \in \Sigma^* : \exists x \in \{\square, !\}^* \text{ tal que } w = x@x\} & \rightarrow & \omega \\ \alpha & \rightarrow & |\alpha| \end{array}$$

   (ojo que $\{\square, !\}^* \neq \Sigma^*$)

   (b) Dar la computacion a partir de d para los siguientes valores de d:

      i. $d = q_0 B!\square@!\square$
      ii. $d = q_0 B@$
      iii. $d = q_0 B!\square@!\square@$
      iv. $d = q_0 B!!!$
      v. $d = q_0 B!!!\square@!!!!$
      vi. $d = q_0 B!\square@!\square!$
      vii. $d = q_0 B@!$

2. Sea $\Sigma = \{@, !, \%\}$.

   (a) Sea

   $$\begin{array}{rcl} f : \{x \in \omega : x \text{ es par}\} \times \{@, \%\}^* & \rightarrow & \Sigma^* \\ (x, \alpha) & \rightarrow & \left\{ \begin{array}{ll} !!! & \text{si } \alpha = @@ \\ \alpha^x & \text{si } \alpha \neq @@ \end{array} \right. \end{array}$$

   Pruebe que f es Σ-p.r..

   (b) Asuma que $\lambda\alpha\beta[\alpha \text{ es subpalabra de } \beta]$ es Σ-p.r.. Pruebe que

   $$\begin{array}{rcl} g : \omega \times \Sigma^* & \rightarrow & \omega \\ (x_1, \alpha_1) & \rightarrow & \max\{t \in \omega : @^t \text{ es subpalabra de } \alpha_1\} \end{array}$$

   Pruebe que g es Σ-p.r..