Parcial 3 de Lenguajes Formales 2005

1. Supongamos $\Sigma_p \subseteq \Sigma$. Pruebe que
   $\{\mathcal{P} \in Pro^{\Sigma} :$ hay un $\mathcal{Q} \in Pro^{\Sigma}$ tal que $\Psi_{\mathcal{Q}}^{0,1,\Sigma^*}(\Psi_{\mathcal{P}}^{0,1,\Sigma^*}(\mathcal{P}\mathcal{Q})) = \mathcal{Q}\mathcal{P}\}$ es Σ r.e.
2. V o F, justifique.
   a. $S \subsetneq \omega$ es Σ recursivo sii S y $\omega - S$ son Σ r.e.
   b. Si $f : \omega^2 \to \omega$ una función Σ-PR cuya imágen es finita. Entonces el predicado $P(x) = (\exists t \in \omega)\, f(t,t) = x$ es Σ-PR.
   c. Una funcion $f : S \subseteq \omega^n \times \Sigma^{*m} \to \Sigma^*$, es $\mathcal{T}^{\Sigma}$-semicomputable, por definición, si hay una máquina de Turing M tal que para cada $(\vec{x},\vec{\alpha}) \in S$, M se detiene partiendo de $q_0 B \mid^{x_1} B ... B \mid^{x_n} B\alpha_1 B ... B\alpha_m$ y en la cinta queda $f(\vec{x},\vec{\alpha})$.
3. De una máquina de Turing M tal que $L(M) = \{!^n\&^m : n,m \in \mathbb{N}$ y $n \mid m\}$

Parcial 2, Lenguajes Formales 2005

1. V o F, justifique.
   a. Hay un alfabeto Σ tal que: $P \leftarrow P \frown P \leftarrow P1$ y $P \leftarrow P \frown P$ pertenecen a Pro^{Σ}.
   b. Si $\mathcal{P}$ computa una funcion $f : D_f \subseteq \omega^2 \to \omega$, entonces $\mathcal{P}$ computa la función $f \circ (p_1^{1,0}, C_0^{1,0})$
   c. Si $Dom(\Psi_{\mathcal{P}}^{n,m,\omega}) = \omega^n \times \Sigma^{*m}$ para todo n,m, entonces $\mathcal{P}$ se detiene partiendo de cualquier estado $(\vec{x},\vec{a})$.
   d. $R(f,g) = R(\bar{f},\bar{g})$ implica $f = \bar{f}$ y $g = \bar{g}$
2. Sea $\Sigma = \{!, \%\}$. Pruebe que el predicado $P : \omega^3 \times \Sigma^{*2} \to \omega$ dado por $P(x,y,z,\alpha,\beta) = (\exists k \in \omega)(\beta^{|z|} = \subset_{t=x}^{t=y} \%^t \wedge !^k = \alpha)$ es Σ-PR.
3. Dado $S \subseteq \omega$ definimos $\delta_S : \omega \to \omega$ por $\delta_S(k) = |\{n \in S : n \leq k\}|$. Pruebe que S es #-PR sii δ_S es #-PR.