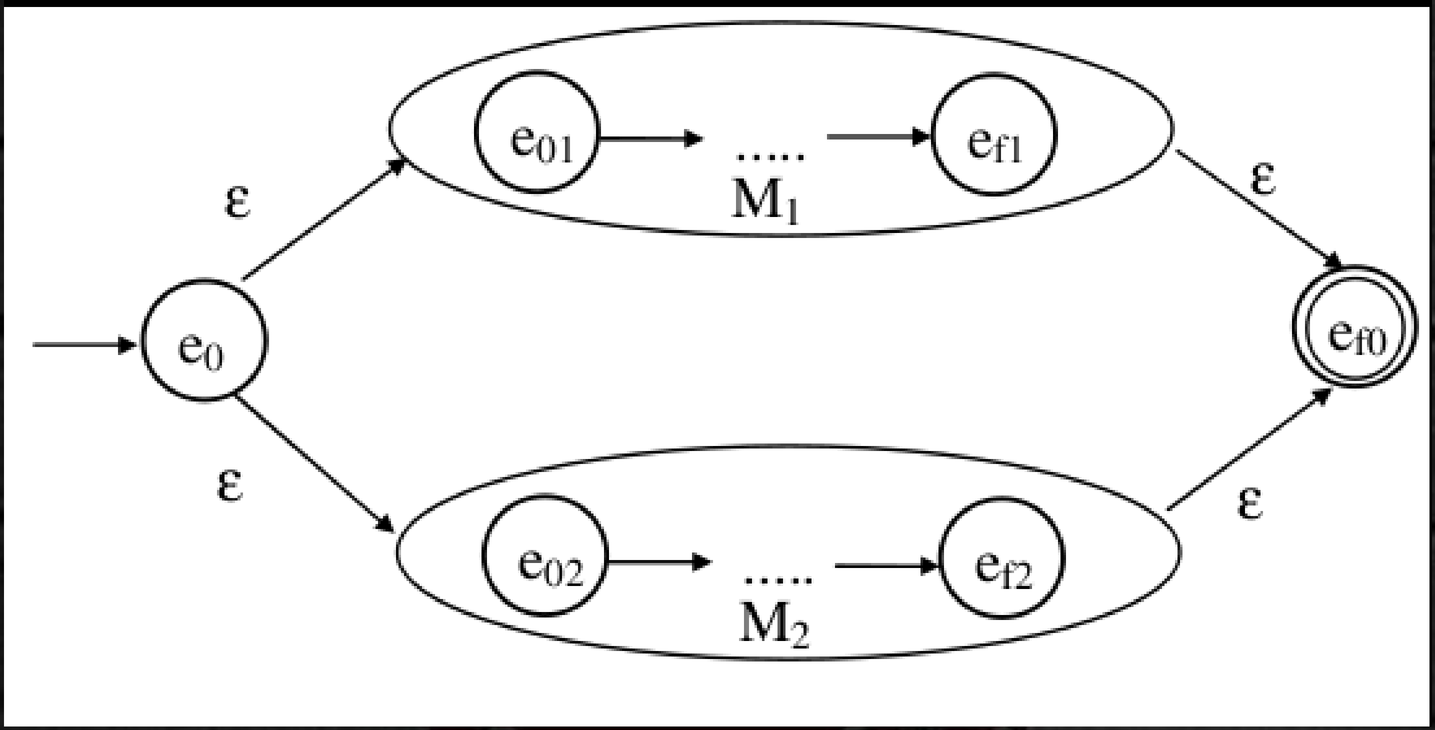
# Conversión de AFN-ε a AFD



ESCOM

# Contenido

- Operación de cerradura épsilon
- Operación mover
- Operación Ir_A
- Algoritmo de conversión de un AFN-ε a un AFD

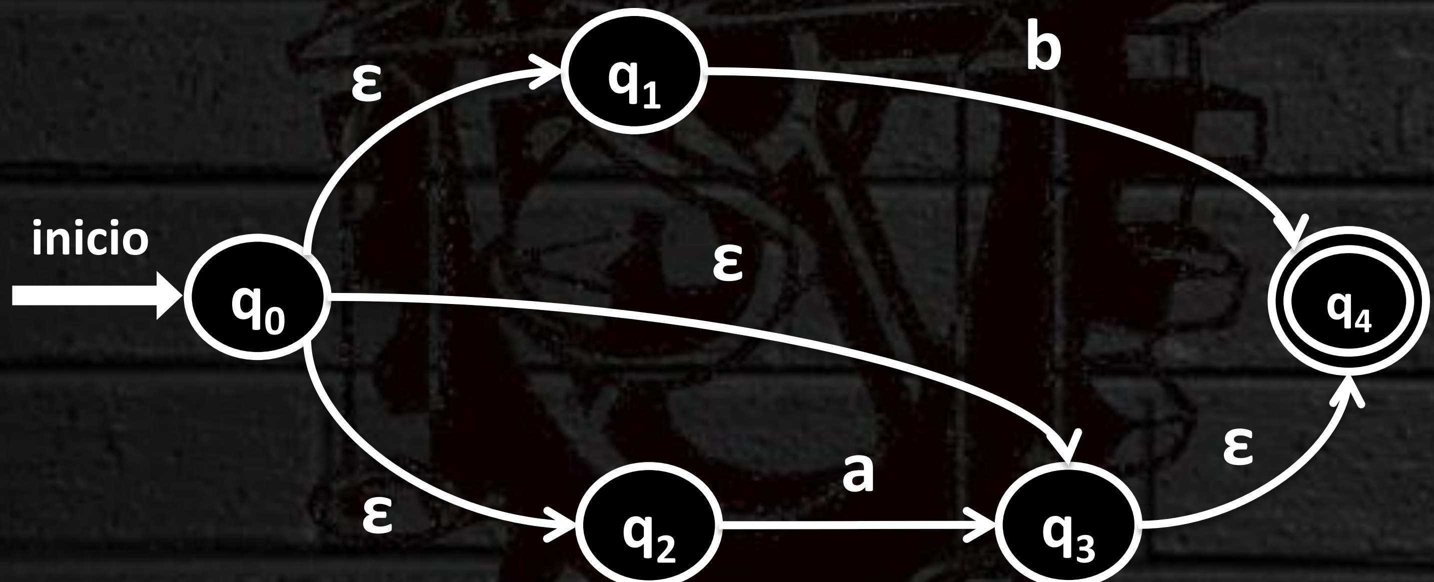
# Operación de cerradura épsilon

Dado un AFN definimos la **operación cerradura épsilon** de un estado s como:

- Cerradura-épsilon (***s***) : Conjunto de estados del AFN alcanzables desde el estado *s* del AFN con transiciones épsilon.
- C_ε (s) = **{s} U {T | T es alcanzable con transiciones ε a partir de s }**
- Donde **s** es un estado y T es un conjunto de estados del AFN

# Operación Cerradura épsilon

$C\_\varepsilon\ (q_1) = \{q_1\} \cup \{\varepsilon\}$
$C\_\varepsilon\ (q_3) = \{q_3\} \cup \{q_4\}$
$C\_\varepsilon\ (q_0) = \{q_0\} \cup \{q_1, q_2, q_3, q_4\}$

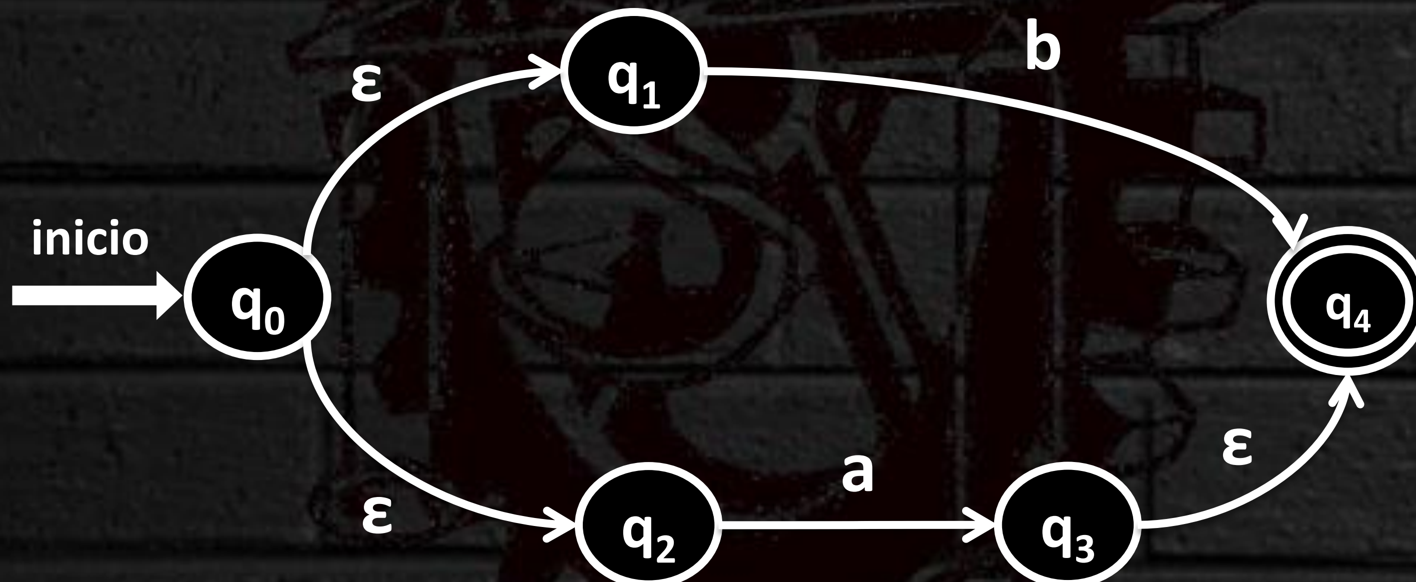


# Operación mover

- Mueve (T, α) : Conjunto de estados del AFN hacia los cuales hay una transición con el símbolo de entrada α desde algún estado *s* en *T* del AFN.
- **Mover (s, α) = {T| ∃ una transacción de s con α hacia T}**
- Donde **s** es un estado y T es un conjunto de estados del AFN

# Operación mover

**Mover $(q_1, b) = q_4$**
**Mover $(\{q_0,q_3\}, \varepsilon) = \{q_1,q_2,q_4\}$**



# Operación Ir_A

- **Ir_A (T, α)** donde T es un conjunto $\{s_{1}, s_{2}, \ldots, s_{n}\}$ de estados del AFN y α es un símbolo del alfabeto del mismo AFN:

$$\mathbf{Ir\_A\ (T,\ a) = C\_\varepsilon\ (Mover\ (T,\ a))}$$

# Algoritmo de conversión de un AFN-ε a un AFD

1. **Se calcula la C_ ε** del estado inicial del AFN, el resultado será el estado inicial $S_0$ del AFD y el primer $S_i$ del AFD.
2. **Se calcula para cada $S_i$ la operación Ir_A** para cada a ϵ Σ, la cual arrojara un estado $S_i$ (Pudiendo repetirse).
3. **Se realiza la operación 2 con todos los estados** hasta que ya no surjan estados diferentes.

# Algoritmo de conversión de un AFN-ε a un AFD

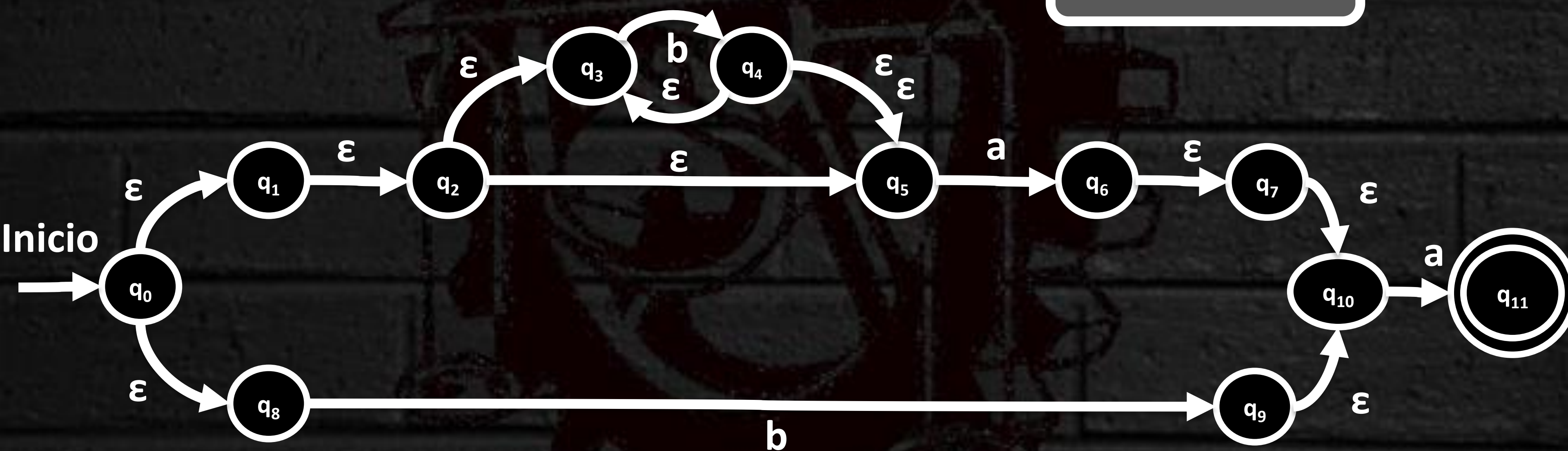
- El estado inicial del AFD será $S_0$ y los estados finales serán todos aquellos $S_i$ que contengan al estado final del AFN original.

- La función de transición es el resultado de todas las operaciones Ir_A sobre los $S_i$.

# Ejemplo 2

- Convertir el **autómata finito no determinista** de la expresión regular **(b|b*a)a**, a un **autómata finito determinista**.

**(b|b*a)a**



# Ejemplo 2

**(b|b*a)a**

$C\_\ \varepsilon\ (q_0)=\{q_0,q_1,q_2,q_3,q_5,q_8\}=A$

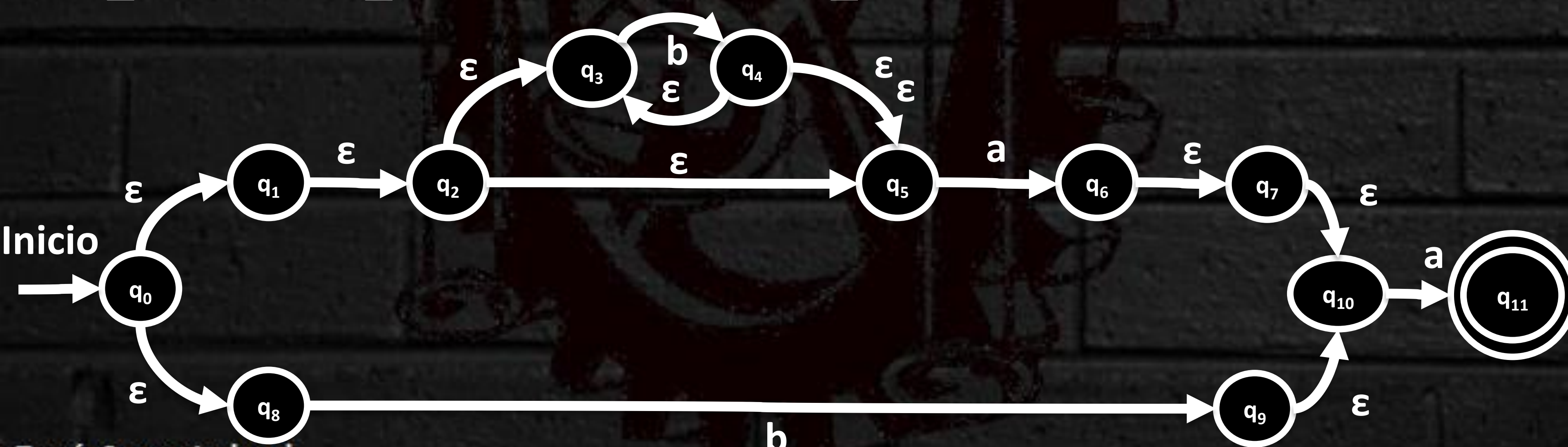
$Ir\_A(A,a) = C\_\ \varepsilon\ (Mover(A,a)) = C\_\ \varepsilon\ \{q_6\}=\{q_6,q_7,q_{10}\}=B$

$Ir\_A(A,b) = C\_\ \varepsilon\ (Mover(A,b)) =$

$C\_\ \varepsilon\ \{q_4,q_9\} = \{q_4,q_3,q_5,q_9,q_{10}\} = C$

$Ir\_A(B,a) = C\_\ \varepsilon\ (Mover(B,a)) = C\_\ \varepsilon\ \{q_{11}\} = \{q_{11}\} = D$

$Ir\_A(B,b) = C\_\ \varepsilon\ (Mover(B,b)) = C\_\ \varepsilon\ \{\lambda\} = \{\lambda\}$



# Ejemplo 2

**(b|b*a)a**

**Ir_A(C,a)= C_ ε (Mover(C,a))= C_ ε $\{q_6,q_{11}\}=\{q_6,q_7,q_{10},q_{11}\}$=E**

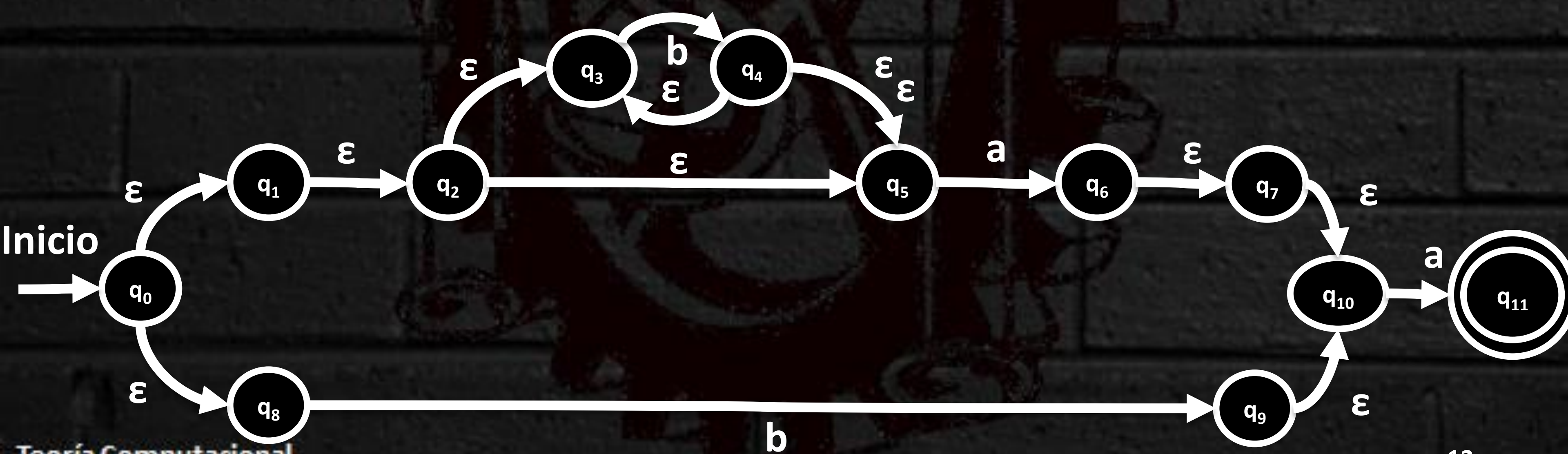
**Ir_A(C,b)= C_ ε (Mover(C,b))= C_ ε $\{q_4\}=\{q_4,q_3,q_5\}$=F**

**Ir_A(D,a)= C_ ε (Mover(D,a))= C_ ε {λ}={λ}**

**Ir_A(D,b)= C_ ε (Mover(D,b))= C_ ε {λ}={λ}**

**Ir_A(E,a)= C_ ε (Mover(E,a))= C_ ε $\{q_{11}\}=\{q_{11}\}$=D**

**Ir_A(E,b)= C_ ε (Mover(E,b))= C_ ε {λ}={λ}**

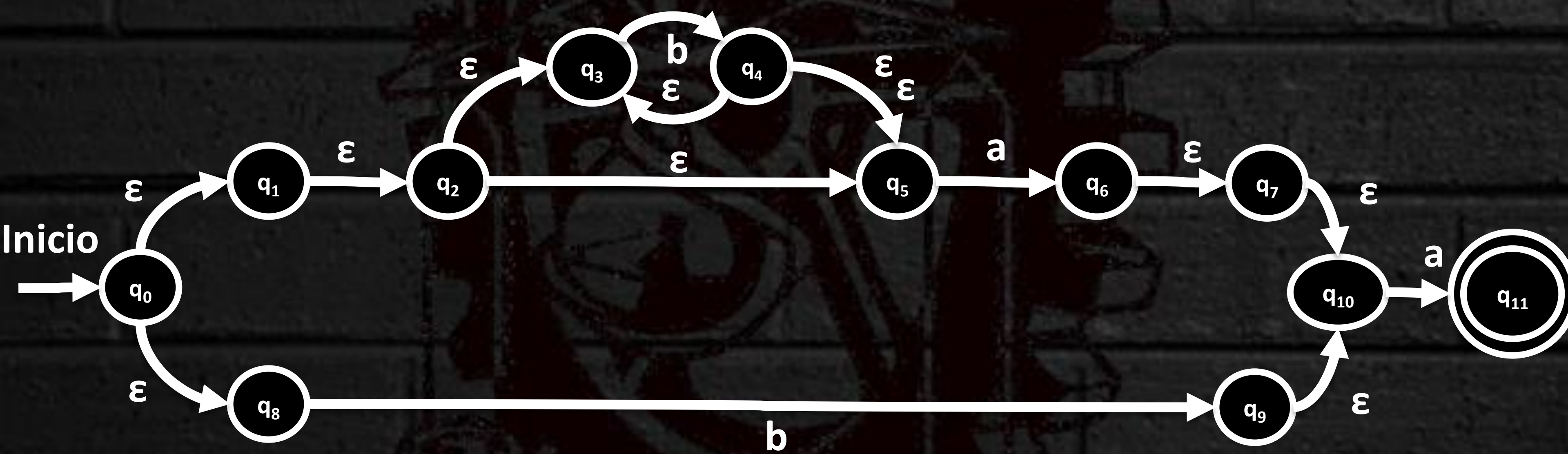


# Ejemplo 2

**(b|b*a)a**

**Ir_A(F,a)= C_ ε (Mover(F,a))= C_ ε $\{q_6\}=\{q_6,q_7,q_{10}\}$=B**

**Ir_A(F,b)= C_ ε (Mover(F,b))= C_ ε $\{q_4\}=\{q_4,q_3,q_5\}$=F**



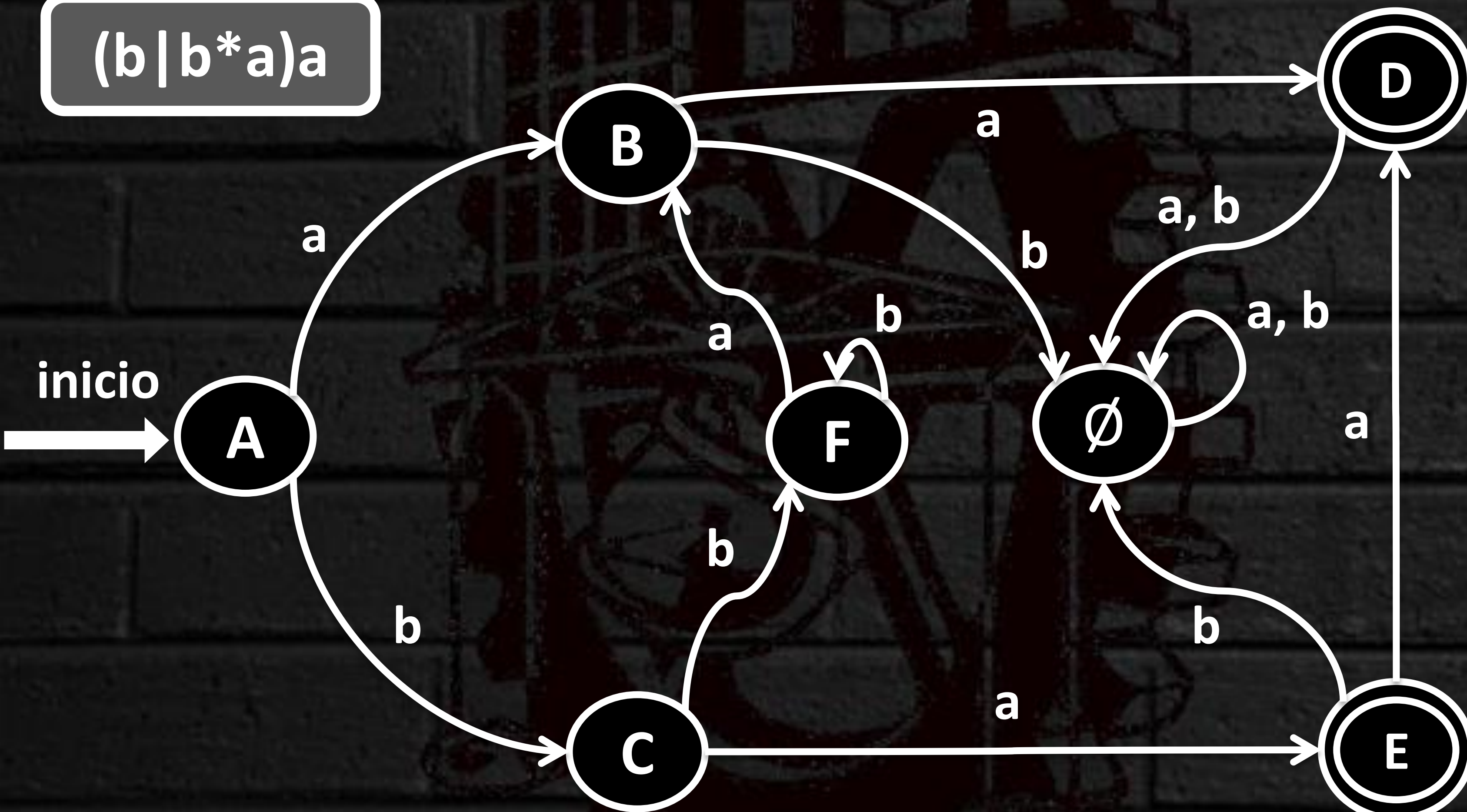
# Ejemplo 2

- **El estado inicial es A, ya que originalmente contiene a $q_0$.**
- **Los estados finales son D y E ya que contienen a $q_{11}$.**

| **Δ** | **a** | **b** |
|---|---|---|
| **->A** | B | C |
| **B** | D | Ø |
| **C** | E | F |
| ***D** | Ø | Ø |
| ***E** | D | Ø |
| **F** | B | F |

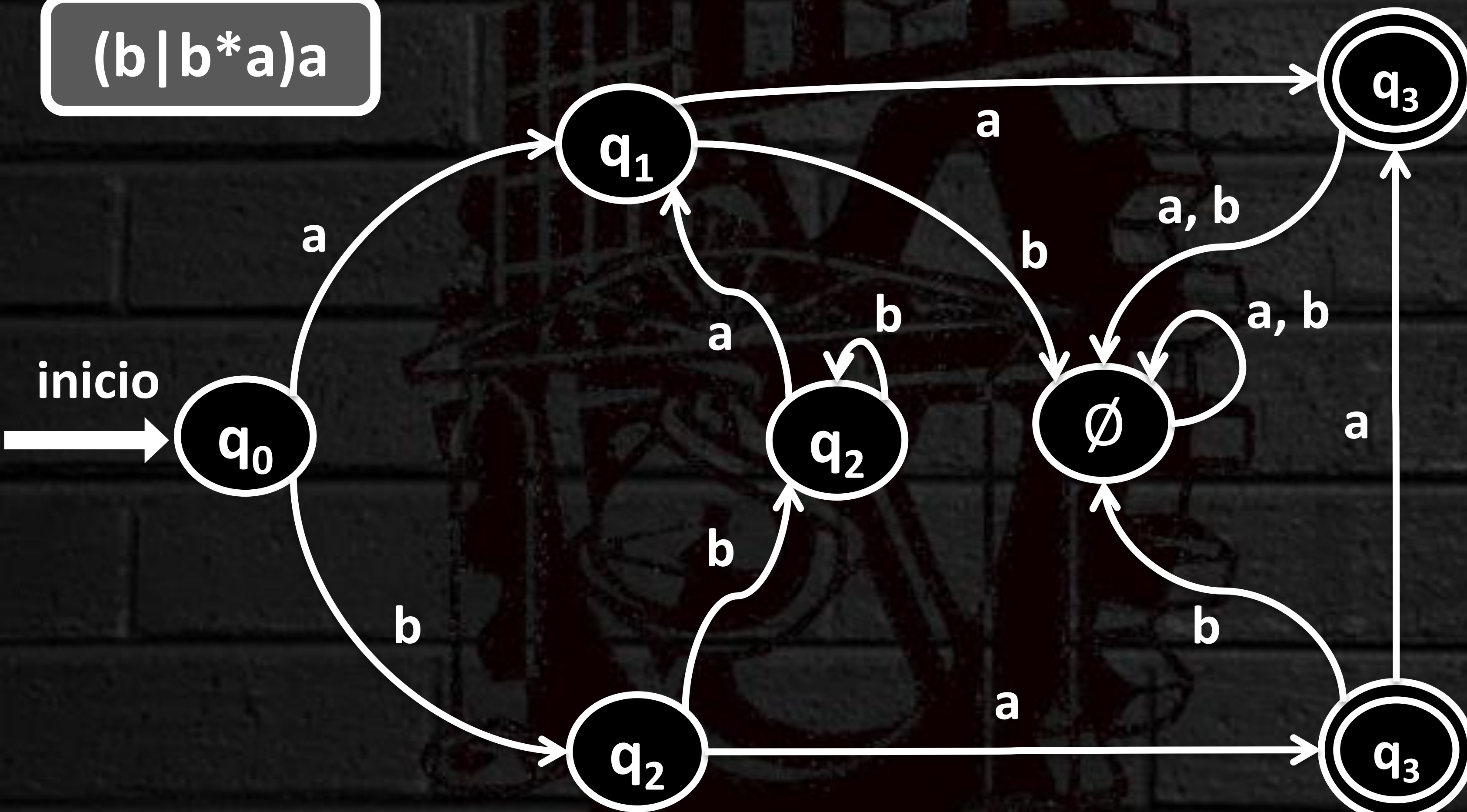
# Ejemplo 2: AFD

**(b|b*a)a**



# Ejemplo 2: AFD

**(b|b*a)a**

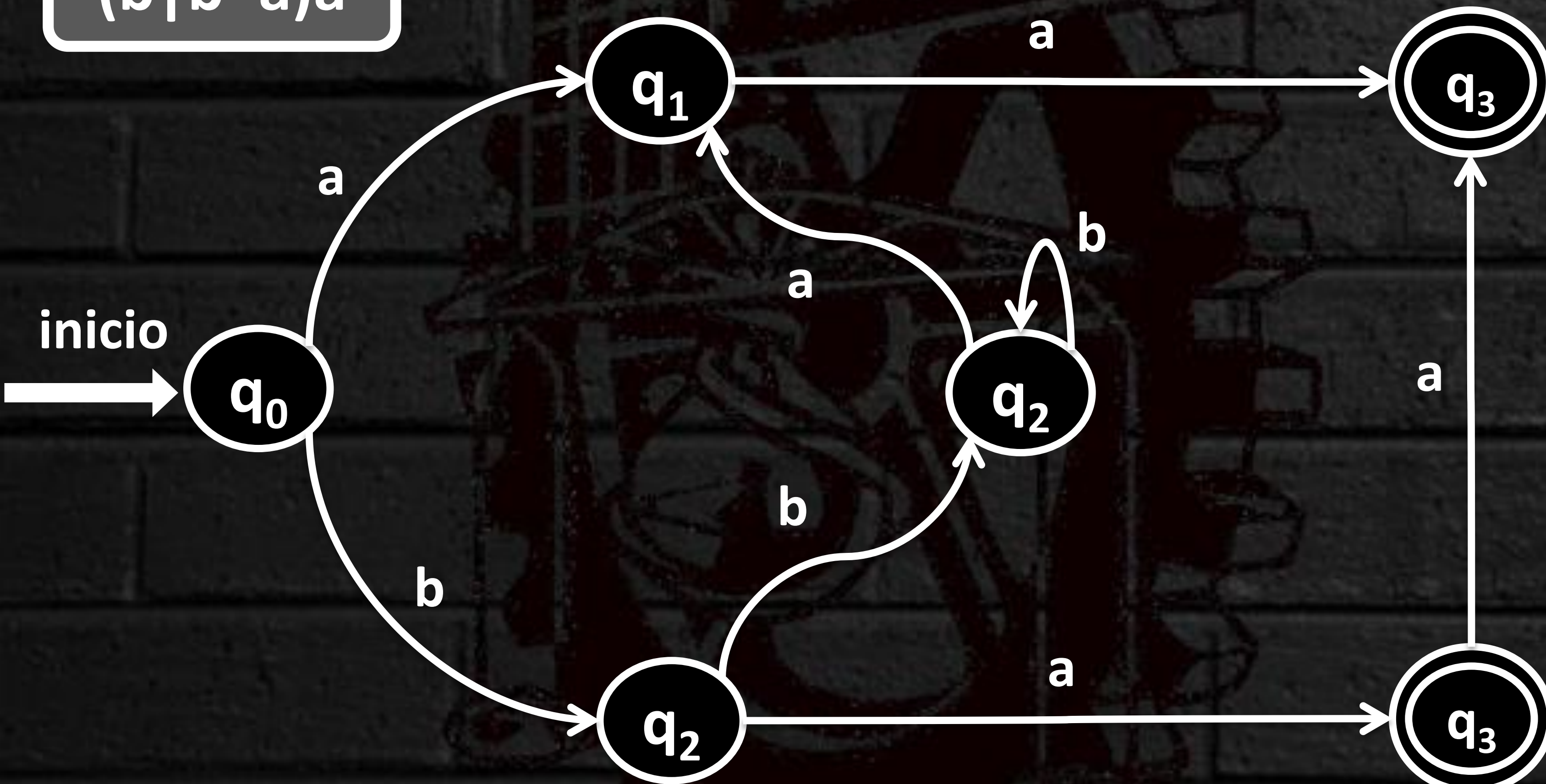


# Ejemplo 2: AFD

- Es posible omitir el estado Ø, para una fácil interpretación, pero es importante hacer notar que puede ser tratado como un estado más (estado de error), y es necesario para la implementación correcta del autómata.

# Ejemplo 2: AFD

**(b|b*a)a**



ESCOM

# Ejercicios

- Construir el **diagrama y formalizar** los autómatas para las siguientes expresiones regulares a través de la nomenclatura de Thompson y realizar el proceso de conversión para obtener los autómatas finitos deterministas correspondientes.

1. **$(a|b|c)^*b^*$**
2. **$(a|b)^*$**
3. **$(a^*b^*c^*)^*$**
4. **$(bc)^+|(ab)^*$**
5. **$((b|b^*a)^*)a$**
6. **$(a^*|b^+)^+$**