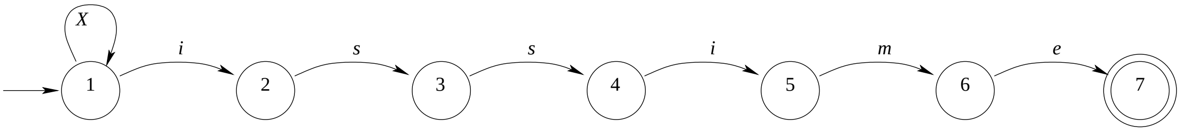
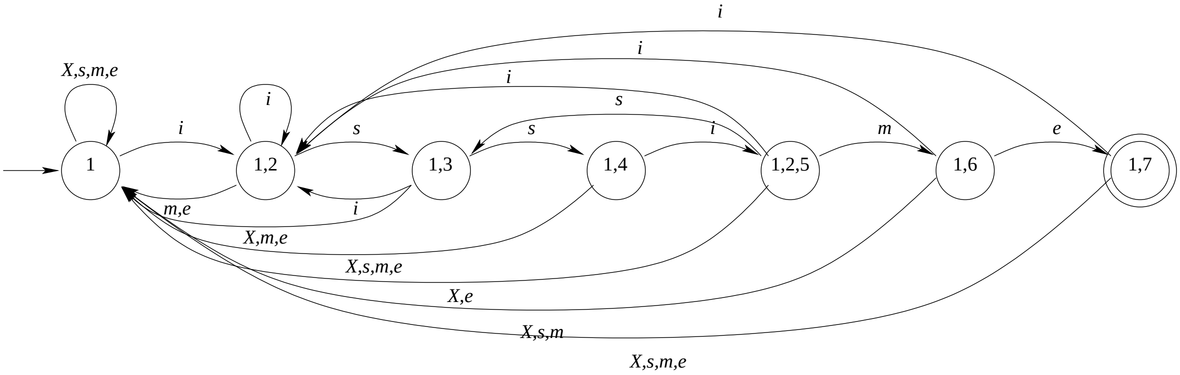
1. Version non déterministe (X représente tout l'alphabet) :



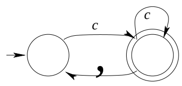
Version déterministe (et aussi complète) (X représente l'alphabet privé de i, m, s, e) :



On peut vérifier facilement que cette version est minimale : chaque itération de l'algorithme sépare l'état le plus à droite de la classe de tous les autres.

Le suffixe u à reconnaître doit donner lieu à un chemin complet, de longueur égale à $|u|$. La reconnaissance du reste du mot, quant à elle, ne "coûte" qu'un état. Le nombre minimal d'états pour reconnaître un langage de la forme X^*u est donc $|u|+1$.

2. (a) Soit c pour représenter $(0|1|2|3|4|5|6|7|8|9)$. Une expression rationnelle possible est

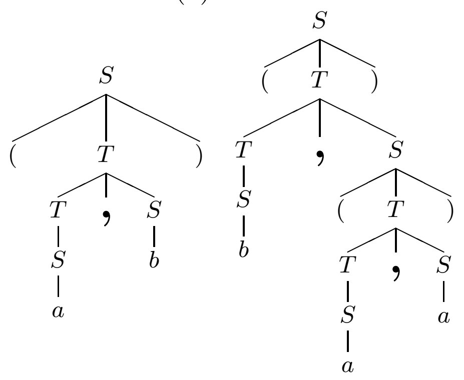
$cc^*(,cc^*)^*$. Un automate équivalent est par exemple 

Grammaire régulière :
$$\begin{array}{lcl} S & \to & cA \\ A & \to & cA \\ & | & ,S \\ & | & \varepsilon \end{array}$$

(b)
$$\begin{array}{lcl} S & \to & \langle\{Q\},\{X\},I,\{Q\},\{D\}\rangle \\ Q & \to & cA \\ A & \to & cA \mid ,Q \mid \varepsilon \\ X & \to & lB \\ B & \to & lB \mid ,X \mid \varepsilon \\ I & \to & cI \mid c \\ D & \to & D'C \\ D' & \to & \langle I,l,I\rangle \\ C & \to & D'C \mid ,D \mid \varepsilon \end{array}$$

(c) *non corrigé*

3. (a)



(b)
La grammaire n'est pas LL(1) : la table contient deux règles dans la case (T, a) : la règle $T \to T,S$ et la règle $T \to S$.

(c) Elimination de la récursivité gauche : il suffit de s'occuper de la récursivité directe de la règle $T \to T,S$. La version non récursive gauche est :

$$\begin{array}{lcl} T & \to & SA' \\ A' & \to & ,SA' \\ & | & \varepsilon \end{array}$$

Pas de factorisation nécessaire.

(d) Table LL(1) :

	a	b	,	(	)
S	$S \to a$	$S \to b$		$S \to (T)$	
T	$T \to SA'$	$T \to SA'$		$T \to SA'$	
A'			$A' \to ,SA'$		$A' \to \varepsilon$

(e)

ε	$(a,(b,a),a)$
S	$(a,(b,a),a)$
(T)	$(a,(b,a),a)$
$T)$	$a,(b,a),a)$
$SA')$	$a,(b,a),a)$
$aA')$	$a,(b,a),a)$
$A')$	$,(b,a),a)$
$,SA')$	$,(b,a),a)$
$SA')$	$(b,a),a)$
$(T)A')$	$(b,a),a)$
$T)A')$	$b,a),a)$
$T)A')$	$b,a),a)$
$SA')A')$	$b,a),a)$
$bA')A')$	$b,a),a)$
$A')A')$	$,a),a)$
$,SA')A')$	$,a),a)$
$SA')A')$	$a),a)$
$aA')A')$	$a),a)$
$A')A')$	$),a)$
$A')A')$	$),a)$
$\varepsilon)A')$	$),a)$
$A')$	$,a)$
$,SA')$	$,a)$
$SA')$	$a)$
$aA')$	$a)$
$A')$	$)$
$\varepsilon)$	$)$
ε	ε