

Interprétation et compilation



Chapitre 2 Analyse syntaxique



Pablo Rauzy <pr@up8.edu>
pablo.rauzy.name/teaching/ic

Analyse syntaxique

- ▶ En compilation, l'*analyse syntaxique* est l'étape qui suit l'*analyse lexicale* et qui précède l'*analyse sémantique*.
- ▶ Le rôle de cette analyse est de comprendre et vérifier la *structure* du code source.
- ▶ Cette structure est définie par une *grammaire non-contextuelle*.

- ▶ Les grammaires des langages de programmation sont le plus souvent *récursives* :
 - Une expression est
 - un nombre, ou
 - une expression, suivie d'un opérateur, suivi d'une expression.
 - Une instruction est
 - une affectation, ou
 - une accolade ouvrante, suivie d'une suite d'instructions, suivie d'une accolade fermante.
- ▶ Les *grammaires non-contextuelles* (de type 2 dans la hiérarchie de Chomsky) sont tout à fait adaptées à ce genre de description.

Définition

- ▶ Formellement, une grammaire non-contextuelle est un quadruplet $G = (T, N, A, D)$ où
 - T est un ensemble de *symboles terminaux*,
 - N est un ensemble de *symboles non-terminaux*,
 - $A \in N$ est le *symbole de départ* (ou *axiome*),
 - D est un ensemble de *règles de dérivation* (ou *production*) de la forme $S \rightarrow S_1 S_2 \dots S_k$, où $S \in N$ et $S_i \in T \cup N$.
- ▶ Dans le cadre de la compilation
 - les symboles terminaux sont les unités lexicales du langage,
 - les symboles non-terminaux sont des *variables syntaxiques* qui désignent des ensembles de chaînes de symboles terminaux,
 - le symbole de départ est un non-terminal qui désigne “un programme”,
 - les règles de dérivation peuvent être vues comme *descriptives* ou *génératives*.

Règles de dérivation

- ▶ On peut voir les règles de dérivation comme des *règles de réécriture*, dans ce cas elles sont *génératives* au sens où elles engendrent tous les programmes syntaxiquement valides.
 - $S \rightarrow S_1 S_2$ se lit “pour produire tous les S possibles il faut d'abord produire tous les S_1 possibles puis tous les S_2 possibles”.
- ▶ On peut aussi les voir comme des *règles d'analyse*, auquel cas elles sont *descriptives* au sens où elles permettent de reconnaître les programmes syntaxiquement valides.
 - $S \rightarrow S_1 S_2$ se lit “pour reconnaître un S valide il faut d'abord reconnaître un S_1 valide puis un S_2 valide”.

- ▶ Vous avez sûrement déjà croisé des grammaires décrites sous forme de BNF.
- ▶ C'est une notation très courante pour les grammaires non-contextuelles.
- ▶ Attention toutefois :
 - l'ensemble des terminaux et des non-terminaux est implicite dans une description BNF,
 - le symbole de départ est par convention le membre gauche de la première règle.

Exemple et TD

► Voici une grammaire BNF :

- `<prog> ::= (<instr> ";")*`
- `<instr> ::= <var> "=" <expr>`
- `<expr> ::= "0" | "1"`
 - `| <var>`
 - `| <expr> <bop> <expr>`
 - `| <uop> <expr>`
 - `| "(" <expr> ")"`
- `<var> ::= ("a"-"z")+`
- `<bop> ::= "&" | "|"`
- `<uop> ::= "!"`

Exemple et TD

► Voici une grammaire BNF :

- `<prog> ::= (<instr> ";")*`
- `<instr> ::= <var> "=" <expr>`
- `<expr> ::= "0" | "1"`
 - `| <var>`
 - `| <expr> <bop> <expr>`
 - `| <uop> <expr>`
 - `| "(" <expr> ")"`
- `<var> ::= ("a"-"z")+`
- `<bop> ::= "&" | "|"`
- `<uop> ::= "!"`

► Que représente cette grammaire ?

Exemple et TD

► Voici une grammaire BNF :

- $\langle \text{prog} \rangle ::= (\langle \text{instr} \rangle ";")^*$
- $\langle \text{instr} \rangle ::= \langle \text{var} \rangle "=" \langle \text{expr} \rangle$
- $\langle \text{expr} \rangle ::= "0" \mid "1"$
 - $\mid \langle \text{var} \rangle$
 - $\mid \langle \text{expr} \rangle \langle \text{bop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid \langle \text{uop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid "(" \langle \text{expr} \rangle ")"$
- $\langle \text{var} \rangle ::= ("a" - "z")^*$
- $\langle \text{bop} \rangle ::= "&" \mid "|"$
- $\langle \text{uop} \rangle ::= "!"$

► Que représente cette grammaire ?

► Quels sont ses symboles terminaux ?

Exemple et TD

► Voici une grammaire BNF :

- $\langle \text{prog} \rangle ::= (\langle \text{instr} \rangle ";")^*$
- $\langle \text{instr} \rangle ::= \langle \text{var} \rangle "=" \langle \text{expr} \rangle$
- $\langle \text{expr} \rangle ::= "0" \mid "1"$
 - $\mid \langle \text{var} \rangle$
 - $\mid \langle \text{expr} \rangle \langle \text{bop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid \langle \text{uop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid "(" \langle \text{expr} \rangle ")"$
- $\langle \text{var} \rangle ::= ("a" - "z")^+$
- $\langle \text{bop} \rangle ::= "&" \mid "|"$
- $\langle \text{uop} \rangle ::= "!"$

- Que représente cette grammaire ?
- Quels sont ses symboles terminaux ?
- Quels sont ses symboles non-terminaux ?

Exemple et TD

► Voici une grammaire BNF :

- $\langle \text{prog} \rangle ::= (\langle \text{instr} \rangle ";")^*$
- $\langle \text{instr} \rangle ::= \langle \text{var} \rangle "=" \langle \text{expr} \rangle$
- $\langle \text{expr} \rangle ::= "0" \mid "1"$
 - $\mid \langle \text{var} \rangle$
 - $\mid \langle \text{expr} \rangle \langle \text{bop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid \langle \text{uop} \rangle \langle \text{expr} \rangle$
 - $\mid "(" \langle \text{expr} \rangle ")"$
- $\langle \text{var} \rangle ::= ("a" - "z")^*$
- $\langle \text{bop} \rangle ::= "&" \mid "|"$
- $\langle \text{uop} \rangle ::= "!"$

- Que représente cette grammaire ?
- Quels sont ses symboles terminaux ?
- Quels sont ses symboles non-terminaux ?
- Quel est son symbole de départ ?

Dérivation

- ▶ Soit une grammaire non-contextuelle $G = (T, N, A, D)$.
- ▶ Soient $S \in N$ et $\sigma \in (T \cup N)^*$ tels que $S \rightarrow \sigma \in D$.
- ▶ $\forall \alpha, \beta \in (T \cup N)^*$, $\alpha S \beta$ se dérive en $\alpha \sigma \beta$ en *une étape*, ce qu'on écrit $\alpha S \beta \Rightarrow \alpha \sigma \beta$. D'où le nom de grammaire non-contextuelle (ici, α et β sont le contexte de S , et la dérivation de S en σ n'en dépend jamais).
- ▶ Si $\sigma_0 \Rightarrow \sigma_1 \Rightarrow \sigma_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow \sigma_n$, on note $\sigma_0 \xrightarrow{n} \sigma_n$.
- ▶ Si α se dérive en β en un nombre quelconque (y compris zéro) d'étapes, on note $\alpha \xrightarrow{*} \beta$.

- ▶ Le langage engendré par $G = (T, N, A, D)$ est l'ensemble $L(G) = \left\{ \sigma \in T^* \mid A \xrightarrow{*} \sigma \right\}$.
- ▶ Si $p \in L(G)$ on dit que p est une *phrase* de $L(G)$
(ou, en compilation, un programme syntaxiquement valide).

Arbres de dérivation

- ▶ Toujours avec une grammaire $G = (T, N, A, D)$.
- ▶ Soit $\sigma \in T^*$, telle que $\sigma \in L(G)$, il existe donc une dérivation $A \xrightarrow{*} \sigma$.
- ▶ On peut représenter cette dérivation par un arbre, qu'on appelle *arbre de dérivation* :
 - la racine de l'arbre est A ,
 - les feuilles sont étiquetées par les symboles terminaux de σ ,
 - chaque nœud correspond à une dérivation (donc si $S \rightarrow S_1 S_2 \dots S_n$ est utilisé, le nœud étiqueté par S a n fils étiquetés par S_1, S_2 , etc.).

Arbres de dérivation

- ▶ Toujours avec une grammaire $G = (T, N, A, D)$.
- ▶ Soit $\sigma \in T^*$, telle que $\sigma \in L(G)$, il existe donc une dérivation $A \xrightarrow{*} \sigma$.
- ▶ On peut représenter cette dérivation par un arbre, qu'on appelle *arbre de dérivation* :
 - la racine de l'arbre est A ,
 - les feuilles sont étiquetées par les symboles terminaux de σ ,
 - chaque nœud correspond à une dérivation (donc si $S \rightarrow S_1 S_2 \dots S_n$ est utilisé, le nœud étiqueté par S a n fils étiquetés par S_1, S_2 , etc.).
- Dessinez l'arbre de dérivation de “`foo = 1 & !bar; o = !(foo | 0);`” pour la grammaire donnée par la BNF vue précédemment.

- ▶ L'arbre de dérivation qui est nécessairement construit par l'analyseur syntaxique pour vérifier la validité de la syntaxe du programme est une information précieuse.
- ▶ En effet, elle correspond à la *structure* du code source.
- ▶ C'est donc une première étape significative dans la compréhension du code.

Ambiguité

► Considérons la grammaire suivante :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \langle \text{expr} \rangle \text{ " | " } \langle \text{expr} \rangle$
| $\langle \text{expr} \rangle \text{ "&" } \langle \text{expr} \rangle$
| $\text{ "(" } \langle \text{expr} \rangle \text{ ")" }$
| $\langle \text{val} \rangle$
- $\langle \text{val} \rangle ::= "0" \mid "1"$

► Ainsi que la phrase suivante : “1 & 0 | 1”.

Ambiguité

► Considérons la grammaire suivante :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \langle \text{expr} \rangle \mid " \langle \text{expr} \rangle \mid \langle \text{expr} \rangle \& \langle \text{expr} \rangle \mid (" \langle \text{expr} \rangle ") \mid \langle \text{val} \rangle$
- $\langle \text{val} \rangle ::= "0" \mid "1"$

► Ainsi que la phrase suivante : “1 & 0 | 1”.

► Il y a plusieurs dérivations possibles, dont :

- $E \Rightarrow E \& E \Rightarrow E \& E \mid E \stackrel{*}{\Rightarrow} V \& V \mid V$
- $E \Rightarrow E \mid E \Rightarrow E \& E \mid E \stackrel{*}{\Rightarrow} V \& V \mid V$

→ Dessinons les arbres de dérivations correspondants.

Ambiguité

► Considérons la grammaire suivante :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \langle \text{expr} \rangle \mid " \langle \text{expr} \rangle \mid \langle \text{expr} \rangle \& \langle \text{expr} \rangle \mid (" \langle \text{expr} \rangle ") \mid \langle \text{val} \rangle$
- $\langle \text{val} \rangle ::= "0" \mid "1"$

► Ainsi que la phrase suivante : “1 & 0 | 1”.

► Il y a plusieurs dérivations possibles, dont :

- $E \Rightarrow E \& E \Rightarrow E \& E \mid E \stackrel{*}{\Rightarrow} V \& V \mid V$
- $E \Rightarrow E \mid E \Rightarrow E \& E \mid E \stackrel{*}{\Rightarrow} V \& V \mid V$

→ Dessinons les arbres de dérivations correspondants.

► Cette grammaire est donc *ambigüe*.

Équivalence

- ▶ Soient deux grammaires G_1 et G_2 .
- ▶ Si $L(G_1) = L(G_2)$ on dit que les deux grammaires sont *équivalentes*.
- ▶ Il est souvent possible de remplacer une grammaire ambiguë par une grammaire non-ambiguë équivalente.
 - Il n'y a pas de méthode générale pour cela, donc ne n'est pas automatisable.

Exemple

► Considérons la grammaire suivante :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \langle \text{expr} \rangle \mid " \mid \langle \text{conj} \rangle$
 | $\langle \text{conj} \rangle$
- $\langle \text{conj} \rangle ::= \langle \text{conj} \rangle \& \langle \text{term} \rangle$
 | $\langle \text{term} \rangle$
- $\langle \text{term} \rangle ::= (" \langle \text{expr} \rangle ") \mid \langle \text{val} \rangle$
- $\langle \text{val} \rangle ::= "0" \mid "1"$

► Elle est équivalente à la précédente, mais est non-ambigüe.

► La phrase “1 & 0 | 1” ne peut se dériver que de la façon suivante :

- $E \Rightarrow E \vee C \Rightarrow C \vee C \Rightarrow C \wedge T \vee C \xrightarrow{*} V \times V - V.$

► Arrivez-vous à vous convaincre que c'est la seule façon de dériver cette phrase ?

→ Dessinons l'arbre de dérivation correspondant.

→ Que remarquez-vous ?

Factorisation à gauche

- ▶ La *factorisation à gauche* est une technique pour corriger certains cas d'ambiguïté.
- ▶ Prenons les règles de dérivation $S \rightarrow \sigma\alpha$ et $S \rightarrow \sigma\beta$.
- ▶ Il est possible de les réécrire en $S \rightarrow \sigma S'$, $S' \rightarrow \alpha$ et $S' \rightarrow \beta$.
- ▶ Exemple :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \text{"if"} \; \langle \text{expr} \rangle \; \text{"then"} \; \langle \text{expr} \rangle$
 | $\text{"if"} \; \langle \text{expr} \rangle \; \text{"then"} \; \langle \text{expr} \rangle \; \text{"else"} \; \langle \text{expr} \rangle$

devient :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \text{"if"} \; \langle \text{expr} \rangle \; \text{"then"} \; \langle \text{expr} \rangle \; \langle \text{maybe-else} \rangle$
 $\langle \text{maybe-else} \rangle ::= \text{"else"} \; \langle \text{expr} \rangle \; | \; \epsilon$

- ▶ Si on décide que la dérivation vide ne doit se faire qu'en dernier recours si aucune autre n'est possible (dérivation gloutonne), alors il n'y a plus d'ambiguïté.
- Dérivez la phrase "if foo then if bar then baz else quux" de toutes les façons possibles dans les deux grammaires.

- ▶ Un exemple simple de langage plus puissant que ce que peut décrire une grammaire non-contextuelle est $Lc = \{ww \mid w \in (a|b)^*\}$.

Grammaires contextuelles

- ▶ Un exemple simple de langage plus puissant que ce que peut décrire une grammaire non-contextuelle est $Lc = \{ww \mid w \in (a|b)^*\}$.
- ▶ En effet, le seul moyen d'obtenir ce langage serait avec une grammaire de type $G = (\{a, b\}, \{S, A, B, A', B'\}, S, D)$ où D contient les règles de dérivation suivantes :

• $S \rightarrow aAS$	• $Aa \rightarrow aA$	• $AA' \rightarrow A'a$	• $aA' \rightarrow aa$
• $S \rightarrow bBS$	• $Bb \rightarrow bB$	• $BB' \rightarrow B'b$	• $bB' \rightarrow bb$
• $S \rightarrow aA'$	• $Ab \rightarrow bA$	• $AB' \rightarrow A'b$	• $aB' \rightarrow ab$
• $S \rightarrow bB'$	• $Ba \rightarrow aB$	• $BA' \rightarrow B'a$	• $bA' \rightarrow ba$

- ▶ Cette grammaire est *contextuelle* (cf les membres gauches des règles de dérivation).

Grammaires contextuelles

- ▶ Un exemple simple de langage plus puissant que ce que peut décrire une grammaire non-contextuelle est $Lc = \{ww \mid w \in (a|b)^*\}$.
- ▶ En effet, le seul moyen d'obtenir ce langage serait avec une grammaire de type $G = (\{a, b\}, \{S, A, B, A', B'\}, S, D)$ où D contient les règles de dérivation suivantes :

• $S \rightarrow aAS$	• $Aa \rightarrow aA$	• $AA' \rightarrow A'a$	• $aA' \rightarrow aa$
• $S \rightarrow bBS$	• $Bb \rightarrow bB$	• $BB' \rightarrow B'b$	• $bB' \rightarrow bb$
• $S \rightarrow aA'$	• $Ab \rightarrow bA$	• $AB' \rightarrow A'b$	• $aB' \rightarrow ab$
• $S \rightarrow bB'$	• $Ba \rightarrow aB$	• $BA' \rightarrow B'a$	• $bA' \rightarrow ba$

- ▶ Cette grammaire est *contextuelle* (cf les membres gauches des règles de dérivation).
- ▶ On ne pourra pas décrire de tels langages lors de l'analyse syntaxique.
- Pensez-vous que c'est gênant pour la compilation ? Pourquoi ?

- ▶ Le principe d'un *analyseur descendant* est de construire l'arbre de dérivation en partant de la racine (le symbole de départ de la grammaire) et en allant vers les feuilles (les symboles terminaux).

- ▶ On suppose maintenant qu'on dispose d'une grammaire non-contextuelle non-ambigüe et factorisée à gauche.
- ▶ On lit les unités lexicales de gauche à droite (L pour *left-to-right*).
- ▶ On cherche systématiquement à faire une *dérivation gauche* (L pour *leftmost*).
- ▶ On ne regarde qu'un seul lexème d'avance pour décider quelle règle appliquer (1).

Fonctionnement

- ▶ On implémente ce type d'analyseur avec une pile.
- ▶ On commence par l'initialisation :
 - on empile le symbole de départ de la grammaire,
 - l'unité lexicale courante est la première.
- ▶ Ensuite on fait en boucle :
 - si le sommet de la pile est un terminal σ :
 - si l'unité lexicale courante correspond à σ : on dépile et on avance d'un cran (l'unité lexicale suivante devient la courante),
 - sinon signaler une erreur “ σ attendu”;
 - si le sommet de la pile est un non-terminal S :
 - si il n'y a qu'une seule règle de dérivation $S \rightarrow S_1 S_2 \dots S_k$: dépiler S et empiler S_k, S_{k-1}, \dots, S_1 ,
 - sinon choisir la seule règle qui convient en fonction de l'unité lexicale courante et appliquer le même traitement.
- ▶ L'algorithme termine lorsque la pile est vide :
 - si l'unité lexicale courante est EOF, on a réussi à reconnaître une phrase du langage (en compilation, un programme syntaxiquement valide),
 - sinon signaler une erreur “unité lexicale truc inattendue”.

Exemple

► Déroulons ensemble l'analyse descendante de “1 & 0 | 1” dans notre grammaire désambiguée et factorisée à gauche :

- $\langle \text{expr} \rangle ::= \langle \text{disj} \rangle \langle \text{disj_suite} \rangle$
 $\langle \text{disj} \rangle ::= \langle \text{conj} \rangle \langle \text{conj_suite} \rangle$
 $\langle \text{disj_suite} \rangle ::= " | " \langle \text{expr} \rangle$
 | ϵ
 $\langle \text{conj} \rangle ::= "(" \langle \text{expr} \rangle ")$
 | $\langle \text{val} \rangle$
 $\langle \text{conj_suite} \rangle ::= "&" \langle \text{expr} \rangle$
 | ϵ
 $\langle \text{val} \rangle ::= "0" \mid "1"$

Implémentation itérative

- ▶ On peut implémenter ce type d'analyseur sur le modèle de l'algorithme énoncé précédemment.
- ▶ C'est à dire de la même manière que les automates qu'on a vu pour les analyseurs lexicaux : avec une fonction de transition générique et une table de transitions dépendante de la grammaire.
- ▶ La différence est que cette fois on ajoute une pile.

Implémentation récursive

- ▶ On peut aussi se servir de la pile d'appels de notre langage de programmation au lieu de gérer la pile nous-même.
- ▶ Dans ce cas, le code de l'analyseur sera complètement lié à la grammaire.
- ▶ Pour chaque règle de dérivation $S \rightarrow w$ (où $w \in (T \cup N)^*$) écrire une fonction `match-S` qui consiste :
 - si il n'y a qu'une seule règle avec ce membre gauche, à appeler successivement les fonctions `match-*` correspondantes à w ,
 - sinon à faire un switch sur l'unité lexicale courante pour faire la même chose sur la bonne règle.
- ▶ Pour chaque terminal σ une fonction `match- σ` qui :
 - si l'unité lexicale courante est σ passe à l'unité lexicale suivante,
 - sinon signale l'erreur " σ attendu".
- Regardons ensemble une telle implémentation (`ll1.rkt`).

- Le principe d'un *analyseur descendant* est de construire l'arbre de dérivation en partant des feuilles (les symboles terminaux de la phrase à analyser) et en allant vers la racine (les symboles de départ de la grammaire).

- ▶ L'idée est à nouveau d'utiliser une pile, mais "dans l'autre sens".
- ▶ Cette fois-ci, on empile les symboles terminaux lus, et c'est quand les symboles du haut de la pile forment le membre droit d'une règle de dérivation qu'on les dépile et empile le non-terminal membre gauche de cette règle.
- ▶ Quand on a fini de lire la phrase à analyser, l'analyse a réussi si la pile ne contient plus que le symbole de départ.
- ▶ L'empilement s'appelle un *décalage* (ou *shift*).
- ▶ Le dépilement s'appelle une *réduction* (ou *reduce*).

- ▶ L'idée est à nouveau d'utiliser une pile, mais "dans l'autre sens".
- ▶ Cette fois-ci, on empile les symboles terminaux lus, et c'est quand les symboles du haut de la pile forment le membre droit d'une règle de dérivation qu'on les dépile et empile le non-terminal membre gauche de cette règle.
- ▶ Quand on a fini de lire la phrase à analyser, l'analyse a réussi si la pile ne contient plus que le symbole de départ.
- ▶ L'empilement s'appelle un *décalage* (ou *shift*).
- ▶ Le dépilement s'appelle une *réduction* (ou *reduce*).
- Voyez-vous un problème possible avec cette idée ?

► Il y a deux problèmes de déterminisme avec cette méthode :

- Si le haut de la pile correspond aux membres droits de plusieurs règles de dérivation, laquelle choisir ?
- Si le haut de la pile correspond au membre droits d'au moins une règle de dérivation, doit-on continuer à décaler pour en trouver un autre ? ou réduire tout de suite ?

- ▶ Si la grammaire est factorisée à gauche, le premier problème ne devrait pas se poser.
- ▶ Le second problème se pose chaque fois qu'une réduction est possible : doit-on l'appliquer ou faire un décalage ?
 - La solution est de faire en sorte que l'*analyse par décalage-réduction* corresponde à la construction en sens inverse d'une dérivation à droite.
- Reprenons ensemble notre exemple avec "1 & 0 | 1".

Analyseurs LR(k)

- ▶ Ce qu'on est en train de construire est un *analyseur LR(k)*.
- ▶ On lit les unités lexicales de gauche à droite (L pour *left-to-right*).
- ▶ On cherche systématiquement à faire une *dérivation droite* (R pour *rightmost*).
- ▶ On regarde au maximum k lexèmes à la fois (k).
 - Quand on ne précise pas, c'est que k vaut 1.

Construction

- ▶ En fait, ces analyseurs peuvent être beaucoup plus efficace que les analyseurs descendants.
- ▶ En revanche, ils nécessitent une table de transitions signalant, en fonction de la pile et de l'unité lexicale courante, quelle est la bonne action à faire entre décaler et réduire (en précisant dans ce cas suivant quelle règle de dérivation).
- ▶ La construction de cette table à la main serait extrêmement longue et fastidieuse, et particulièrement prône à l'erreur tout en étant difficile à débugguer...

Générateurs d'analyseurs syntaxiques – yacc

- ▶ L'outil `yacc` a été originalement écrit au début des années 1970 par Stephen C. Johnson en langage B (mais a très vite été réécrit en C).
- ▶ La version libre du projet GNU s'appelle Bison.
- ▶ Comme `lex`, un outil équivalent existe pour de nombreux langages.

Analyseurs LALR

- ▶ En fait, l'outil `yacc` n'est pas strictement capable de générer des analyseurs syntaxiques LR(1).
- ▶ Il est un peu moins puissant : il génère des analyseurs syntaxiques LALR(1), c'est à dire LA(1)LR(0) (LA signifie "look ahead").
- ▶ La différence est subtile : l'analyseur peut regarder la prochaine unité lexicale fournie par l'analyseur lexical, mais il ne les utilise pas au moment de construire les états de l'automate.

- ▶ `raco docs` → Parser Tools → LALR(1) Parsers.
- Regardons ensemble quelques exemples d'analyseurs syntaxiques (`yacc.rkt`).

- ▶ <http://gallium.inria.fr/~fpottier/menhir/>.
- Regardons ensemble un exemple d'analyseur syntaxique (`parser.mly`).

Associativité et priorité des opérateurs

- ▶ Les analyseurs LALR étant moins puissants que les LR, il arrive que ceux-ci soient coincés par des conflits shift/reduce ou des conflits reduce/reduce.
- ▶ Pour la plupart des langages de programmation, ces conflits peuvent être résolus en explicitant la priorité et le type d'associativité de certains terminaux.
 - Cela peut être fait implicitement par l'ordre d'apparition des règles ou explicitement dans la description de la grammaire donnée à l'outil yacc.