Cinquième partie V

Analyse non canonique

Grammaires LR(k)

La classe des grammaires LR(k) est la classe de grammaires la plus large analysable de gauche à droite avec un automate à pile déterministe.

Grammaires LR(k)

La classe des grammaires LR(k) est la classe de grammaires la plus large analysable de gauche à droite avec un automate à pile déterministe.

Exercice

Montrer que la grammaire suivante n'est pas LR(k) pour aucune valeur de k :

$$S \rightarrow BC \,|\, AD, \;\; A \rightarrow a, \;\; B \rightarrow a, \;\; C \rightarrow CA \,|\, A, \;\; D \rightarrow aD \,|\, b.$$

Grammaires LR(k)

La classe des grammaires LR(k) est la classe de grammaires la plus large analysable de gauche à droite avec un automate à pile déterministe.

Exercice

Montrer que la grammaire suivante n'est pas LR(k) pour aucune valeur de k :

$$S \rightarrow BC \,|\, AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \,|\, A,\ \ D \rightarrow aD \,|\, b.$$

On a les dérivations

$$S \underset{\text{rm}}{\Rightarrow} AD \underset{\text{rm}}{\Rightarrow}^{*} Aa^n b \underset{\text{rm}}{\Rightarrow} aa^n b$$
$$S \underset{\text{rm}}{\Rightarrow} BC \underset{\text{rm}}{\Rightarrow}^{*} Ba^m \underset{\text{rm}}{\Rightarrow} aa^m.$$

Il faudrait une fenêtre non bornée pour résoudre le conflit dans l'état $[a]$.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Au-delà de LR(k)

- Ne plus utiliser un automate à pile déterministe, mais un automate à deux piles déterministe.
- L'entrée sert de seconde pile.
- Les réductions se font en plaçant le symbole réduit sur la pile d'entrée.
- Les symboles non terminaux peuvent être utilisés en fenêtre.
- Les réductions de syntagmes qui ne sont pas des poignées sont permises.

Exemple

L'analyse non canonique pour

$$S \rightarrow BC \mid AD, \;\; A \rightarrow a, \;\; B \rightarrow a, \;\; C \rightarrow CA \mid A, \;\; D \rightarrow aD \mid b$$

va permettre la réduction de b à D dans la forme sententielle $aa^n b$.

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD, \;\; A \rightarrow a, \;\; B \rightarrow a, \;\; C \rightarrow CA \mid A, \;\; D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\$[\varepsilon] \| aaa\$$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned} & \$[\varepsilon] \| aaa\$ \\ \models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a] \| aa\$ \end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \to BC \,|\, AD, \;\; A \to a, \;\; B \to a, \;\; C \to CA \,|\, A, \;\; D \to aD \,|\, b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned} & \$[\varepsilon] \| aaa\$ \\ \models_{\text{shift}} \; & \$[\varepsilon][a] \| aa\$ \\ \models_{\text{shift}} \; & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!] \| a\$ \end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned} & \$[\varepsilon]\|aaa\$ \\ \models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a]\|aa\$ \\ \models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!]\|a\$ \\ \models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!][\![aaa]\!]\|\$ \end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
& \$[\varepsilon] \| aaa\$ \\
\models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a] \| aa\$ \\
\models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!] \| a\$ \\
\models_{\text{shift}}\ & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!][\![aaa]\!] \| \$ \\
\models_{A \rightarrow a}\ & \$[\varepsilon][a][\![aa]\!] \| A\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \to BC \mid AD, \;\; A \to a, \;\; B \to a, \;\; C \to CA \mid A, \;\; D \to aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$
\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a] \| aa\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!] \| a\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!][\![aaa]\!] \| \$ \\
&\models_{A \to a} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!] \| A\$ \\
&\models_{A \to a} \$[\varepsilon][a] \| AA\$
\end{aligned}
$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!]\|a\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!][\![aaa]\!]\|\$ \\
&\models_{A\rightarrow a} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!]\|A\$ \\
&\models_{A\rightarrow a} \$[\varepsilon][a]\|AA\$ \\
&\models_{B\rightarrow a} \$[\varepsilon]\|BAA\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ A \rightarrow a,\ B \rightarrow a,\ C \rightarrow CA \mid A,\ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!][\![aaa]\!]\|\$ \\
&\models_{\overline{A \rightarrow a}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!]\|A\$ \\
&\models_{\overline{A \rightarrow a}} \$[\varepsilon][a]\|AA\$ \\
&\models_{\overline{B \rightarrow a}} \$[\varepsilon]\|BAA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B]\|AA\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \to BC \mid AD,\ A \to a,\ B \to a,\ C \to CA \mid A,\ D \to aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\overline{A \to a}} \$[\varepsilon][a][\![aa]\!]\|A\$ \\
&\models_{\overline{A \to a}} \$[\varepsilon][a]\|AA\$ \\
&\models_{\overline{B \to a}} \$[\varepsilon]\|BAA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B]\|AA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BA]\|A\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ A \rightarrow a,\ B \rightarrow a,\ C \rightarrow CA \mid A,\ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\overline{A \rightarrow a}} \$[\varepsilon][a]\|AA\$ \\
&\models_{\overline{B \rightarrow a}} \$[\varepsilon]\|BAA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B]\|AA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BA]\|A\$ \\
&\models_{\overline{C \rightarrow A}} \$[\varepsilon][B]\|CA\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \to BC \mid AD,\ A \to a,\ B \to a,\ C \to CA \mid A,\ D \to aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\overline{B \to a}} \$[\varepsilon] \| BAA\$ \\
&\models_{\overline{\text{shift}}} \$[\varepsilon][B] \| AA\$ \\
&\models_{\overline{\text{shift}}} \$[\varepsilon][B][BA] \| A\$ \\
&\models_{\overline{C \to A}} \$[\varepsilon][B] \| CA\$ \\
&\models_{\overline{\text{shift}}} \$[\varepsilon][B][BC] \| A\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\vDash_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B] \| AA\$ \\
&\vDash_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BA] \| A\$ \\
&\vDash_{C \rightarrow A} \$[\varepsilon][B] \| CA\$ \\
&\vDash_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC] \| A\$ \\
&\vDash_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC][BCA] \| \$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\;\; A \rightarrow a,\;\; B \rightarrow a,\;\; C \rightarrow CA \mid A,\;\; D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BA]\|A\$ \\
&\models_{\overline{C}\rightarrow A} \$[\varepsilon][B]\|CA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC]\|A\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC][BCA]\|\$ \\
&\models_{\overline{C}\rightarrow CA} \$[\varepsilon][B]\|C\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ \ A \rightarrow a,\ \ B \rightarrow a,\ \ C \rightarrow CA \mid A,\ \ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{C \rightarrow A} \$[\varepsilon][B] \| CA\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC] \| A\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC][BCA] \| \$ \\
&\models_{C \rightarrow CA} \$[\varepsilon][B] \| C\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC] \| \$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD, \; A \rightarrow a, \; B \rightarrow a, \; C \rightarrow CA \mid A, \; D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC] \| A\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC][BCA] \| \$ \\
&\models_{C \rightarrow CA} \$[\varepsilon][B] \| C\$ \\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC] \| \$ \\
&\models_{S \rightarrow BC} \$[\varepsilon] \| S\$
\end{aligned}$$

Exemple d'analyse

Exemple

Soit la grammaire

$$S \rightarrow BC \mid AD,\ A \rightarrow a,\ B \rightarrow a,\ C \rightarrow CA \mid A,\ D \rightarrow aD \mid b.$$

L'analyse non canonique de la phrase *aaa* se fait par les étapes :

$$\begin{aligned}
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC][BCA]\|\$\\
&\models_{C\rightarrow CA} \$[\varepsilon][B]\|C\$\\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][B][BC]\|\$\\
&\models_{S\rightarrow BC} \$[\varepsilon]\|S\$\\
&\models_{\text{shift}} \$[\varepsilon][S]\|\$
\end{aligned}$$

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^e syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

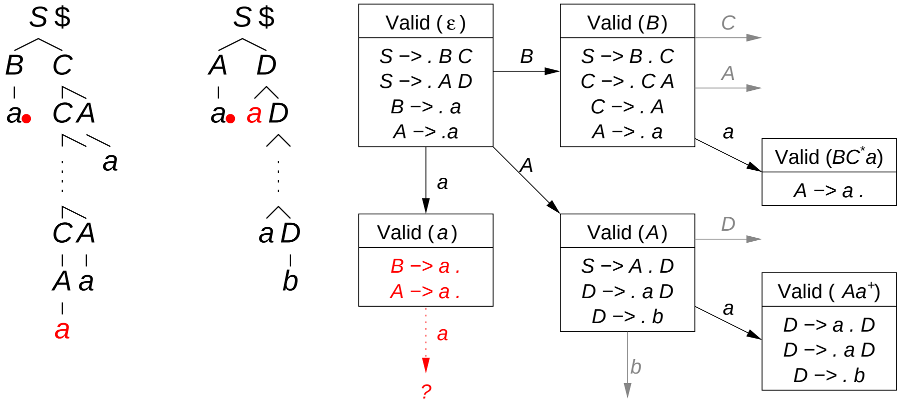
Les méthodes d'analyse non canonique

- LR(k,t) permet de réduire le t^{e} syntagme depuis l'extrémité gauche d'une forme sententielle [Knu65] ;
- *Total Precedence* étend l'analyse ascendante par précédence [Col70] ;
- BC(m,n) étend les méthodes à contexte borné [Wil72] ;
- LR(k,∞) et FSPA(k) généralisent LR(k,t) [SW76] ;
- NSLR(1) étend l'analyse SLR(1) [Tai79] ;
- NDR est une extension de DR(k) [FFG04].

Nous allons présenter une analyse LALR(1) non canonique.

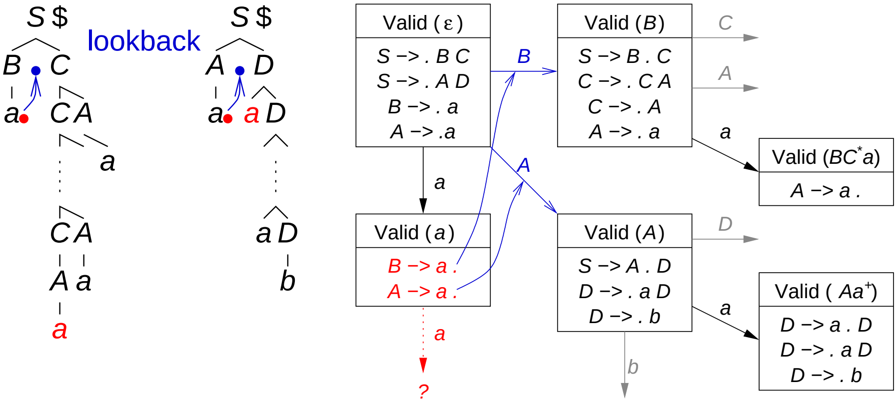
Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B \rightarrow a\bullet$ et $A \rightarrow a\bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A \rightarrow a\bullet$ et $D \rightarrow a \bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



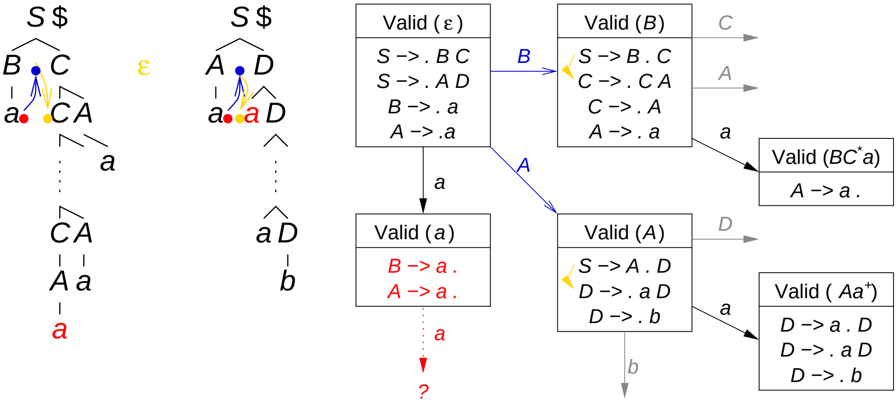
Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B \rightarrow a \bullet$ et $A \rightarrow a \bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A \rightarrow a \bullet$ et $D \rightarrow a \bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



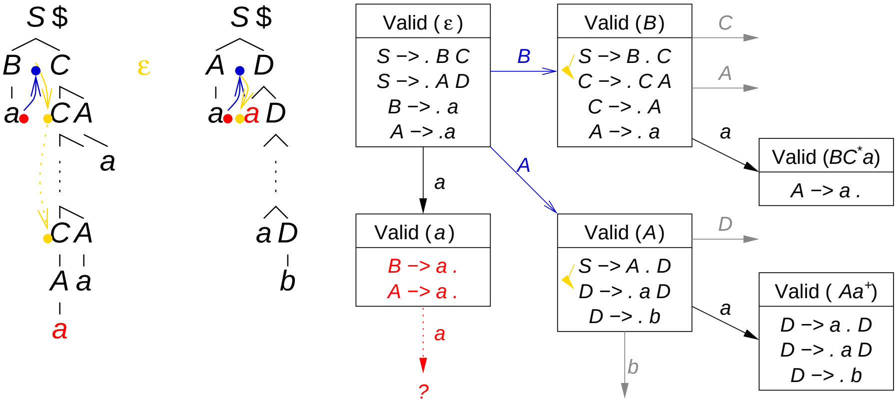
Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B \rightarrow a\bullet$ et $A \rightarrow a\bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A \rightarrow a\bullet$ et $D \rightarrow a\bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



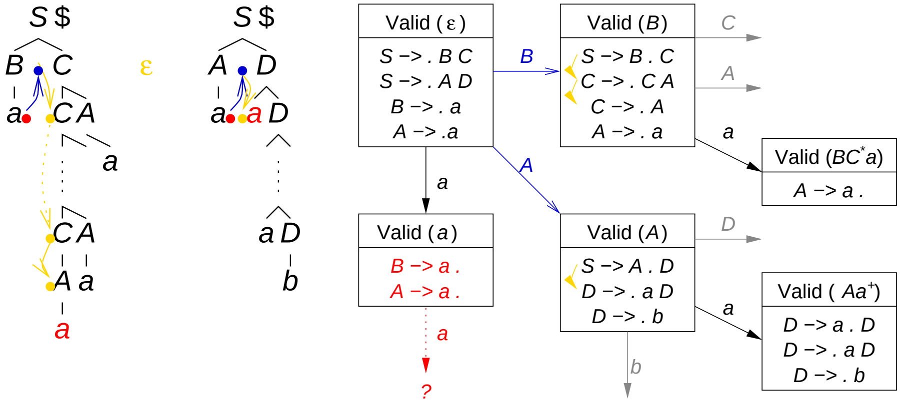
Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B\to a\bullet$ et $A\to a\bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A\to a\bullet$ et $D\to a\bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



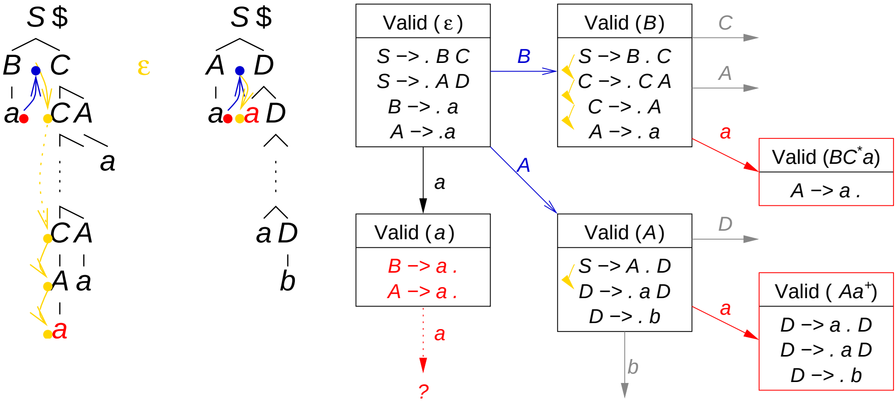
Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B{\rightarrow}a{\bullet}$ et $A{\rightarrow}a{\bullet}$ de l'état $[a]$ aux positions $A{\rightarrow}a{\bullet}$ et $D{\rightarrow}a{\bullet}D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B \rightarrow a \bullet$ et $A \rightarrow a \bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A \rightarrow a \bullet$ et $D \rightarrow a \bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$?



Calcul des états non canoniques

Comment passer des positions $B \rightarrow a \bullet$ et $A \rightarrow a \bullet$ de l'état $[a]$ aux positions $A \rightarrow a \bullet$ et $D \rightarrow a \bullet D$ de l'état $[\![aa]\!]$? L'état $[\![aa]\!]$ est l'union des états LR(0) $[BC^* a]$ et $[Aa^+]$.

Couvertures valides

On dit que les préfixes valides BC^*a et Aa^+ couvrent le préfixe de forme sententielle aa.

Couvertures valides

On dit que les préfixes valides BC^*a et Aa^+ couvrent le préfixe de forme sententielle aa, et effectivement $Ba \Rightarrow^* aa$ et $Aa \Rightarrow^* aa$.

Couvertures valides

On dit que les préfixes valides BC^*a et Aa^+ couvrent le préfixe de forme sententielle aa, et effectivement $Ba \Rightarrow^* aa$ et $Aa \Rightarrow^* aa$.

Définition

La chaîne γ est une couverture valide dans $\mathcal{G}$ pour la chaîne δ si et seulement si γ est un préfixe valide et $\gamma \Rightarrow^* \delta$.
On écrit $\hat{\delta}$ pour dénoter une couverture de δ et Cover(δ) pour dénoter l'ensemble de toutes les couvertures valides pour δ.

Couvertures valides

On dit que les préfixes valides BC^*a et Aa^+ couvrent le préfixe de forme sententielle aa, et effectivement $Ba \Rightarrow^* aa$ et $Aa \Rightarrow^* aa$.

Définition

La chaîne γ est une couverture valide dans $\mathcal{G}$ pour la chaîne δ si et seulement si γ est un préfixe valide et $\gamma \Rightarrow^* \delta$.
On écrit $\hat{\delta}$ pour dénoter une couverture de δ et Cover(δ) pour dénoter l'ensemble de toutes les couvertures valides pour δ.

Théorème

Soit α un syntagme tel que $S' \Rightarrow^* \delta A X \omega \Rightarrow \delta \alpha X \omega$ avec $q = [\hat{\delta}\alpha]$, alors

$$Cover(\hat{\delta}AX) = \{\gamma CX \mid (q, A \rightarrow \alpha) \textbf{ lookback} \circ \textbf{includes}^* \circ \textbf{reads}^*([\gamma], C)\}.$$

Fenêtres NLALR(1)

Définition

L'ensemble des fenêtres réduites pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans l'état LR(0) q est défini par

$$\mathrm{RLA}(q, A \rightarrow \alpha) = \{X \mid S' \underset{\mathrm{lm}}{\Rightarrow}^{*} zA\gamma X\omega, \gamma \Rightarrow^{*} \varepsilon, X \Rightarrow^{*} ax, \text{ et } q = [\hat{z}\alpha]\}.$$

Fenêtres NLALR(1)

Définition

L'ensemble des fenêtres réduites pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans l'état LR(0) q est défini par

$$\mathrm{RLA}(q, A \rightarrow \alpha) = \{X \mid S' \underset{\mathrm{lm}}{\Rightarrow}^* zA\gamma X\omega, \gamma \Rightarrow^* \varepsilon, X \Rightarrow^* ax, \text{ et } q = [\hat{z}\alpha]\}.$$

Définition

L'ensemble des fenêtres dérivées pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans l'état LR(0) q est défini par

$$\mathrm{DLA}(q, A \rightarrow \alpha) = \{X \mid S' \Rightarrow^* \delta AX\omega, X \Rightarrow^* ax, \text{ et } q = [\hat{\delta}\alpha]\}.$$

Fenêtres NLALR(1)

Définition

L'ensemble des fenêtres dérivées pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans l'état LR(0) q est défini par

$$\mathrm{DLA}(q, A \rightarrow \alpha) = \{X \mid S' \Rightarrow^* \delta A X \omega, X \Rightarrow^* ax, \text{ et } q = [\hat{\delta}\alpha]\}.$$

Définition

L'ensemble des fenêtres en conflit pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans un ensemble d'états LR(0) s est défini par

$$\begin{aligned}\mathrm{CLA}(s, A \rightarrow \alpha) = \{X \in \mathrm{DLA}(q, A \rightarrow \alpha) \mid q \in s, ((q, X) \text{ ou } \exists p \in s,\\ X \in \mathrm{DLA}(p, B \rightarrow \beta)) \text{ et } X \notin \mathrm{RLA}(q, A \rightarrow \alpha)\}.\end{aligned}$$

L'ensemble de fenêtres non canoniques pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans un ensemble d'états LR(0) s est défini par

Fenêtres NLALR(1)

Définition

L'ensemble des fenêtres en conflit pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans un ensemble d'états LR(0) s est défini par

$$\begin{aligned}\mathrm{CLA}(s, A \rightarrow \alpha) = \{X \in \mathrm{DLA}(q, A \rightarrow \alpha) \mid q \in s, ((q, X) \text{ ou } \exists p \in s,\\ X \in \mathrm{DLA}(p, B \rightarrow \beta)) \text{ et } X \notin \mathrm{RLA}(q, A \rightarrow \alpha)\}.\end{aligned}$$

L'ensemble de fenêtres non canoniques pour une réduction par $A \rightarrow \alpha$ dans un ensemble d'états LR(0) s est défini par

$$\mathrm{NLA}(s, A \rightarrow \alpha) = \Big(\bigcup_{q \in s} \mathrm{DLA}(q, A \rightarrow \alpha)\Big) - \mathrm{CLA}(s, A \rightarrow \alpha).$$

Théorème

Fenêtres NLALR(1)

Théorème

$$RLA(q, A\rightarrow\alpha) = \{X \mid X\Rightarrow^* ax, \psi\Rightarrow^*\varepsilon, C\Rightarrow\rho B\bullet\psi X\sigma \in Kernel(\delta\rho B) \text{ et }$$

$$(q, A\rightarrow\alpha) \textbf{ lookback } \circ \textbf{ includes}^*([\delta\rho], B)\}.$$

Soit

$$DR([\delta], A) = \{X \mid ([\delta A], X) \text{ et } X\Rightarrow^* ax\},$$

alors

$$DLA(q, A\rightarrow\alpha) = \bigcup_{(q,A\rightarrow\alpha) \textbf{ lookback } \circ \textbf{ includes}^* \circ \textbf{ reads}^*(r,C)} DR(r, C).$$

Exemple

Exemple

Les fenêtres non canoniques pour la réduction par $A \rightarrow a$ dans l'état non canonique $[\![aa]\!] = \{[BC^*a], [Aa^+]\}$ sont

$$\begin{aligned}
\mathrm{RLA}([BC^*a], A \rightarrow a) &= \{A, \$\}, \\
\mathrm{DLA}([BC^*a], A \rightarrow a) &= \{A, a, \$\}, \\
\mathrm{CLA}([\![aa]\!], A \rightarrow a) &= \{a\}, \text{ et} \\
\mathrm{NLA}([\![aa]\!], A \rightarrow a) &= \{A, \$\}.
\end{aligned}$$

État non canonique NLALR(1)

Définition

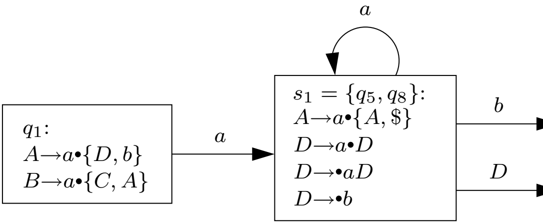
L'état non canonique $[\![\delta]\!]$ est l'ensemble d'états LR(0) défini par

$$
\begin{aligned}
[\![\varepsilon]\!] &= \{[\varepsilon]\} \text{ et} && (1)\\
[\![\delta X]\!] &= \{[\widehat{\hat{\gamma} A X}] \mid X \in \mathrm{CLA}([\![\delta]\!], A \to \alpha) \text{ et } [\hat{\gamma}\alpha] \in [\![\delta]\!]\} && (2)\\
&\quad \cup \{[\varphi X] \mid [\varphi] \in [\![\delta]\!]\}.
\end{aligned}
$$

La transition non canonique depuis $[\![\delta]\!]$ vers $[\![\delta X]\!]$ sur le symbole X, dénotée par $([\![\delta]\!], X)$, existe si et seulement si $[\![\delta X]\!] \neq \emptyset$.

La réduction $([\![\delta]\!], A \to \alpha)$ existe si et seulement si il existe une réduction $(q, A \to \alpha)$ et si l'état LR(0) q est un élément de $[\![\delta]\!]$.

Exemple


q_1:
$A \rightarrow a \bullet \{D, b\}$
$B \rightarrow a \bullet \{C, A\}$
a
a
$s_1 = \{q_5, q_8\}$:
$A \rightarrow a \bullet \{A, \$\}$
$D \rightarrow a \bullet D$
$D \rightarrow \bullet aD$
$D \rightarrow \bullet b$
b
D

Automate NLALR(1)

Définition

Un automate NLALR(1) pour la grammaire $\mathcal{G}$ a pour configuration initiale $[\![\varepsilon]\!]\|w\$$ avec w la chaîne d'entrée de Σ^*, pour configuration finale $[\![\varepsilon]\!][\![S]\!]\|\$$, et des règles de réécriture de la forme

- shift X dans l'état $[\![\delta]\!]$

  $$[\![\delta]\!]\|X \vdash_{\text{shift}} [\![\delta]\!][\![\delta X]\!]\|,$$

  défini si il existe une transition $([\![\delta]\!], X)$, ou
- reduce par $A \rightarrow X_1 \ldots X_n$ dans l'état $[\![\delta X_1 \ldots X_n]\!]$ avec la fenêtre X

  $$[\![\delta X_1]\!] \ldots [\![\delta X_1 \ldots X_n]\!]\|X \vdash_{A \rightarrow X_1 \ldots X_n} \|AX,$$

  défini si $A \rightarrow X_1 \ldots X_n$ est une réduction de $[\![\delta X_1 \ldots X_n]\!]$ et si la fenêtre X appartient à $\text{NLA}([\![\delta X_1 \ldots X_n]\!], A \rightarrow X_1 \ldots X_n)$.

En bref

- Des méthodes d'analyse déterministes.
- Des méthodes plus puissantes que leurs pendants canoniques.
- Analyse en temps linéaire si la fenêtre a une longueur bornée.
- Peuvent être étendues pour utiliser une fenêtre de longueur non bornée à la LRR !

En bref

- Des méthodes d'analyse déterministes.
- Des méthodes plus puissantes que leurs pendants canoniques.
- Analyse en temps linéaire si la fenêtre a une longueur bornée.
- Peuvent être étendues pour utiliser une fenêtre de longueur non bornée à la LRR !

En bref

- Des méthodes d'analyse déterministes.
- Des méthodes plus puissantes que leurs pendants canoniques.
- Analyse en temps linéaire si la fenêtre a une longueur bornée.
- Peuvent être étendues pour utiliser une fenêtre de longueur non bornée à la LRR !

En bref

- Des méthodes d'analyse déterministes.
- Des méthodes plus puissantes que leurs pendants canoniques.
- Analyse en temps linéaire si la fenêtre a une longueur bornée.
- Peuvent être étendues pour utiliser une fenêtre de longueur non bornée à la LRR !

En bref

- Des méthodes d'analyse déterministes.
- Des méthodes plus puissantes que leurs pendants canoniques.
- Analyse en temps linéaire si la fenêtre a une longueur bornée.
- Peuvent être étendues pour utiliser une fenêtre de longueur non bornée à la LRR !

Alain Colmerauer.
Total precedence relations.
Journal of the ACM, 17(1):14–30, January 1970.

Jacques Farré and José Fortes Gálvez.
Bounded-connect noncanonical discriminating-reverse parsers.
Theoretical Computer Science, 313(1):73–91, February 2004.

Donald E. Knuth.
On the translation of languages from left to right.
Information and Control, 8:607–639, 1965.

Thomas G. Szymanski and John H. Williams.
Noncanonical extensions of bottom-up parsing techniques.
SIAM Journal of Computing, 5(2):231–250, June 1976.

Kuo-Chung Tai.
Noncanonical SLR(1) grammars.
ACM Transactions on Programming Languages and Systems (TOPLAS), 1(2):295–320, 1979.