

Déduction automatique en logique propositionnelle classique

David Delahaye

Faculté des Sciences
David.Delahaye@lirmm.fr

Master Informatique M2 2021-2022

Méthode naïve

Tester toutes les assignations

- On donne toutes les valeurs possibles aux variables propositionnelles ;
- Les valeurs d'une variable propositionnelle sont \top et \perp ;
- La proposition est valide si elle donne \top dans tous les cas ;
- La proposition est insatisfiable si elle donne \perp dans tous les cas ;
- La proposition est non valide si elle donne \perp dans certains cas ;
- La proposition est satisfiable si elle donne \top dans certains cas.

Remarques

- Méthode naïve car exponentielle (donc inefficace) ;
- Pour n variables, on a 2^n cas à tester.

Exemple

Tester la validité d'une formule

- $A \wedge B \Rightarrow A$;
- On fait une table de vérité :

A	B	$A \wedge B$	$A \wedge B \Rightarrow A$
\top	\top	\top	\top
\top	\perp	\perp	\top
\perp	\top	\perp	\top
\perp	\perp	\perp	\top

- On peut faire un arbre aussi, puis annoter les noeuds/feuilles par les valeurs de vérité, c'est plus visuel.

Méthode de Davis-Putnam-Logemann-Loveland

Principe des méthodes clausales par réfutation

- On n'utilise pas la formule initiale en entrée ;
- On nie la formule (on prend sa négation) ;
- On la met sous forme clausale (ensemble de clauses) ;
- Une clause est disjonction de littéraux ;
- Un littéral est un axiome ou la négation d'un axiome ;
- Un axiome est une variable (propositionnelle) ;
- Puis on cherche si la forme clausale est insatisfiable ;
- Si elle l'est alors sa négation (la formule initiale) est valide.

Mise en forme clausale

Règles de transformation

$$\neg\neg F \rightarrow F \quad \neg\top \rightarrow \perp \quad \neg\perp \rightarrow \top$$

$$\neg(F_1 \wedge F_2) \rightarrow \neg F_1 \vee \neg F_2 \quad \neg(F_1 \vee F_2) \rightarrow \neg F_1 \wedge \neg F_2$$

$$F_1 \Rightarrow F_2 \rightarrow \neg F_1 \vee F_2$$

$$F_1 \wedge \top \rightarrow F_1 \quad \top \wedge F_1 \rightarrow F_1 \quad F_1 \wedge \perp \rightarrow \perp \quad \perp \wedge F_1 \rightarrow \perp$$

$$F_1 \vee \top \rightarrow \top \quad \top \vee F_1 \rightarrow \top \quad F_1 \vee \perp \rightarrow F_1 \quad \perp \vee F_1 \rightarrow F_1$$

$$(F_1 \wedge F_2) \vee F_3 \rightarrow (F_1 \vee F_3) \wedge (F_2 \vee F_3)$$

$$F_3 \vee (F_1 \wedge F_2) \rightarrow (F_3 \vee F_1) \wedge (F_3 \vee F_2)$$

Mise en forme clausale

Exemple

- Proposition : $A \wedge B \Rightarrow A$.
- Étapes de clausification :
$$A \wedge B \Rightarrow A \rightarrow \neg(A \wedge B) \vee A \rightarrow \neg A \vee \neg B \vee A$$
- L'ensemble de clauses est : $\{\neg A \vee \neg B \vee A\}$.

La règle de base de DPLL : le « splitting »

Principe du « splitting »

- On considère un ensemble de clauses S et une variable A ;
- On note $S[A := \top]$ l'ensemble obtenu en enlevant de S toutes les clauses contenant le littéral A et en effaçant le littéral $\neg A$ dans les clauses restantes ;
- On note $S[A := \perp]$ l'ensemble obtenu en enlevant de S toutes les clauses contenant le littéral $\neg A$ et en effaçant le littéral A dans les clauses restantes ;
- On notera que S est satisfiable ssi $S[A := \top]$ ou $S[A := \perp]$ l'est ;
- On notera que S est insatisfiable ssi $S[A := \top]$ et $S[A := \perp]$ le sont ;
- On peut « splitter » selon toutes les variables de S , mais on retombe exactement sur la méthode naïve, qui est exponentielle ;
- Le but de DPLL est donc d'éviter à tout prix le « splitting ».

La règle de base de DPLL : le « splitting »

Simplifications implicites

- On considère des simplifications implicites lorsqu'on réalise les opérations $S[A := \top]$ et $S[A := \perp]$;
- Si \top appartient à une clause alors cette clause est éliminée de S (du coup, S peut devenir vide et il sera satisfiable) ;
- Si \perp appartient à une clause alors on élimine \perp de la clause (du coup, on peut avoir une clause vide \square et S sera alors insatisfiable).

Une règle de simplification : la résolution unitaire

Principe de la résolution unitaire

- Une clause est unitaire si elle contient un unique littéral A ou $\neg A$;
- Si $A \in S$ alors on peut remplacer S par $S[A := \top]$;
- En effet, si $A \in S$, S est satisfiable ssi $S[A := \top]$ l'est ;
- Si $\neg A \in S$ alors on peut remplacer S par $S[A := \perp]$;
- En effet, si $\neg A \in S$, S est satisfiable ssi $S[A := \perp]$ l'est.

Une règle de simplification : les clauses pures

Principe des clauses pures

- Un atome A est pur dans S ssi il apparaît toujours avec le même signe ;
- Autrement dit, pour un atome A , soit $A \notin S$, soit $\neg A \notin S$;
- On dira que A ou $\neg A$ est un littéral pur dans S ;
- Une clause contenant un littéral pur sera dite pure ;
- Si P est le sous-ensemble des clauses pures de S , alors on peut remplacer S par $S \setminus P$;
- En effet, S est satisfiable ssi $S \setminus P$ l'est.

Une règle de simplification : les clauses pures

Principe des clauses pures

- Un atome A est pur dans S ssi il apparaît toujours avec le même signe ;
- Autrement dit, pour un atome A , soit $A \notin S$, soit $\neg A \notin S$;
- On dira que A ou $\neg A$ est un littéral pur dans S ;
- Une clause contenant un littéral pur sera dite pure ;
- Si P est le sous-ensemble des clauses pures de S , alors on peut remplacer S par $S \setminus P$;
- En effet, S est satisfiable ssi $S \setminus P$ l'est.

Une dernière simplification : les tautologies

- Une tautologie est une clause contenant à la fois A et $\neg A$;
- Si T est le sous-ensemble des tautologies de S , alors on peut remplacer S par $S \setminus T$;
- En effet, S est satisfiable ssi $S \setminus T$ l'est.

Procédure de DPLL

Algorithme

DPLL(S)=

- si $S = \emptyset$ alors retourner « satisfiable » ;
- sinon si $\square \in S$ alors retourner « insatisfiable » ;
- sinon si S contient une tautologie C alors retourner DPLL($S \setminus C$) ;
- sinon si S contient une clause unitaire avec A (resp. $\neg A$) alors
retourner DPLL($S[A := \top]$) (resp. DPLL($S[A := \perp]$)) ;
- sinon si A (resp. $\neg A$) est pur dans S alors
retourner DPLL($S[A := \top]$) (resp. DPLL($S[A := \perp]$)) ;
- sinon choisir une variable A de S
et retourner DPLL($S[A := \top]$) ou DPLL($S[A := \perp]$).

Exemple

- Démontrer la validité de la formule : $A \wedge B \Rightarrow A$;
- On nie la formule : $\neg(A \wedge B \Rightarrow A)$;
- On la met sous forme clausale :
$$\neg(A \wedge B \Rightarrow A) \rightarrow \neg(\neg(A \wedge B) \vee A) \rightarrow \neg\neg(A \wedge B) \wedge \neg A \rightarrow A \wedge B \wedge \neg A$$
- $S = \{A, B, \neg A\}$;
- On applique DPLL :
 - ▶ On a une clause unitaire A , on calcule $S[A := \top]$:
 $S[A := \top] = \{\top, B, \neg\top\} = \{B, \perp\} = \{B, \square\}$
On appelle $DPLL(S[A := \top]) = DPLL(\{B, \square\})$
 - ▶ On a la clause vide \square , on retourne « insatisfiable ».

Principe de la méthode

- Méthode clausale par réfutation (comme DPLL) :
 - ▶ On nie la proposition initiale ;
 - ▶ On la met ensuite en forme clausale.
- Règle de résolution entre deux clauses :

$$\frac{C \vee A \quad \neg A \vee C'}{C \vee C'}$$

- Les clauses au-dessus de la barre sont les prémisses ;
- La clause en dessous est le résolvant entre les clauses prémisses.

Procédure de résolution

Algorithme

```
Sat :=  $\emptyset$  ;  
tant que  $S \neq \emptyset$  faire  
  choisir  $C \in S$  ;  
   $S := S \setminus \{C\}$  ;  
  si  $C = \square$  alors retourner « insatisfiable » ;  
  si  $C$  est une tautologie alors ; (* passer à la clause suivante *)  
  sinon, si  $C \in Sat$  alors ; (* idem *)  
  sinon pour tout résolvant  $C_1$  entre  $C$   
  et une clause de  $Sat \cup \{C\}$  faire  
     $S := S \cup \{C_1\}$  ;  
   $Sat := Sat \cup \{C\}$  ;  
retourner « satisfiable ».
```

Exemple

- Démontrer la validité de la formule : $A \wedge B \Rightarrow A$;
- $S = \{A, B, \neg A\}$;
- On applique la résolution :
 - ▶ $Sat = \emptyset$, $S = \{A, B, \neg A\}$;
 - ▶ On choisit la clause A : $Sat = \{A\}$, $S = \{B, \neg A\}$;
 - ▶ On choisit la clause B : $Sat = \{A, B\}$, $S = \{\neg A\}$;
 - ▶ On choisit la clause $\neg A$:
 - ★ Résolution entre $\neg A$ et A : résolvant \square ;
 - ★ $Sat = \{A, B, \neg A\}$, $S = \{\square\}$;
 - ▶ On choisit la clause \square , on retourne « insatisfiable ».

Méthode des tableaux

Un peu d'histoire

- Méthode plus ancienne que la résolution ;
- Introduite par les pionniers Hintikka et Beth (années 50) ;
- Perfectionnée ensuite par Smullyan et Fitting ;
- À partir du calcul des séquents de Gentzen sans coupure.

Principe

- Par réfutation sur la proposition initiale et par cas.

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement) ;
- β -règles (branchement).

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement)

$$\frac{\Gamma, A \vdash \Delta, B}{\Gamma \vdash \Delta, A \Rightarrow B} \Rightarrow_{\text{right}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement)

$$\frac{\Gamma \vdash \Delta, A \Rightarrow B}{\Gamma, A \vdash \Delta, B} \Rightarrow_{\text{right}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement)

$$\frac{\vdash A \Rightarrow B}{A \vdash B} \Rightarrow_{\text{right}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement)

$$\frac{\neg(A \Rightarrow B) \vdash \perp}{A, \neg B \vdash \perp} \Rightarrow_{\text{right}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- α -règles (pas de branchement)

$$\frac{\neg(A \Rightarrow B)}{A, \neg B} \alpha_{\neg \Rightarrow}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- β -règles (branchement)

$$\frac{\Gamma \vdash \Delta, A \quad \Gamma, B \vdash \Delta}{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash \Delta} \Rightarrow_{\text{left}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- β -règles (branchement)

$$\frac{\Gamma, A \Rightarrow B \vdash \Delta}{\Gamma \vdash \Delta, A \quad \Gamma, B \vdash \Delta} \Rightarrow_{\text{left}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- β -règles (branchement)

$$\frac{A \Rightarrow B \vdash \perp}{\vdash A \quad B \vdash \perp} \Rightarrow_{\text{left}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- β -règles (branchement)

$$\frac{A \Rightarrow B \vdash \perp}{\neg A \vdash \perp \quad B \vdash \perp} \Rightarrow_{\text{left}}$$

Méthode des tableaux

De LK0 aux règles de la méthode des tableaux

- β -règles (branchement)

$$\frac{A \Rightarrow B}{\neg A \mid B} \beta_{\Rightarrow}$$

Méthode des tableaux

Règles de clôture et règles analytiques

$$\frac{\perp}{\odot} \odot \perp$$

$$\frac{\neg \top}{\odot} \odot \neg \top$$

$$\frac{P \quad \neg P}{\odot} \odot$$

$$\frac{\neg \neg P}{P} \alpha_{\neg \neg}$$

$$\frac{P \Leftrightarrow Q}{\neg P, \neg Q \mid P, Q} \beta_{\Leftrightarrow}$$

$$\frac{\neg(P \Leftrightarrow Q)}{\neg P, Q \mid P, \neg Q} \beta_{\neg \Leftrightarrow}$$

$$\frac{P \wedge Q}{P, Q} \alpha_{\wedge}$$

$$\frac{\neg(P \vee Q)}{\neg P, \neg Q} \alpha_{\neg \vee}$$

$$\frac{\neg(P \Rightarrow Q)}{P, \neg Q} \alpha_{\neg \Rightarrow}$$

$$\frac{P \vee Q}{P \mid Q} \beta_{\vee}$$

$$\frac{\neg(P \wedge Q)}{\neg P \mid \neg Q} \beta_{\neg \wedge}$$

$$\frac{P \Rightarrow Q}{\neg P \mid Q} \beta_{\Rightarrow}$$

Méthode des tableaux

Exemple

$$\frac{\frac{\frac{\neg(A \wedge B \Rightarrow A)}{A \wedge B, \neg A} \alpha_{\neg \Rightarrow}}{A, B, \neg A} \alpha_{\wedge}}{\odot} \odot$$