IFT 615 – Intelligence Artificielle

Raisonnement à base de connaissances avec la logique du premier ordre

Professeur: Froduald Kabanza

Assistants: D’Jeff Nkashama

Université de Sherbrooke

Objectifs

- Comprendre ce qu'est la logique de premier ordre
  - connaître la syntaxe
  - savoir décrire des faits sous forme de logique du premier ordre
- Savoir faire du raisonnement déductif en logique du premier ordre
  - prouver qu'un « nouveau » fait est une conséquence logique d'une base initiale de faits, à l'aide de la preuve par résolution
- Application aux algorithmes de planification de tâches

Logique du premier ordre : un langage

- Avec la recherche heuristique, nous pouvons résoudre des problèmes de prise de décisions séquentielles et d'autres types de problèmes en les reformulant comme des problèmes de d'exploration d' un espace d'états.

- Pour résoudre des problèmes plus complexes, qui demandent par exemple des connaissances acquises, nous avons besoin :
  - D'une **représentation des connaissances**
  - de **raisonner** avec ces connaissances, par exemple faire un **raisonnement déductif**

- La **logique du premier ordre** (appelé aussi le « **calcul des prédicats** ») est la base de plusieurs formalismes de représentation des connaissances pour le **raisonnement automatique** et certaines approches d'apprentissage automatique que nous ne couvrions pas.

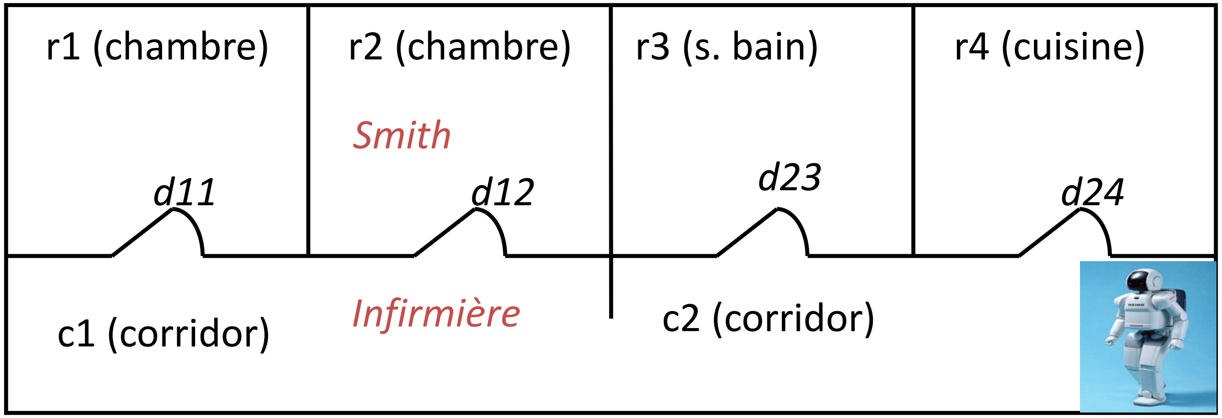
- Ces approches sont alternatives aux approches probabilistes, mais des approches hybrides sont aussi étudiées dans la littérature.

Exemple 1 : Comprendre une histoire

- Déduire que Marcus hait César à partir de :
  1. Marcus est une personne.
  2. Marcus est un pompéien.
  3. Tous les pompéiens sont des romains.
  4. César est un dirigeant.
  5. Tout le monde est loyal à quelqu'un.
  6. Tous les romains sont loyaux à César ou le haïssent.
  7. Les seuls dirigeants qu'une personne essaie d'assassiner sont ceux auxquels elle n'est pas loyale.
  8. Marcus a essayé d'assassiner César.

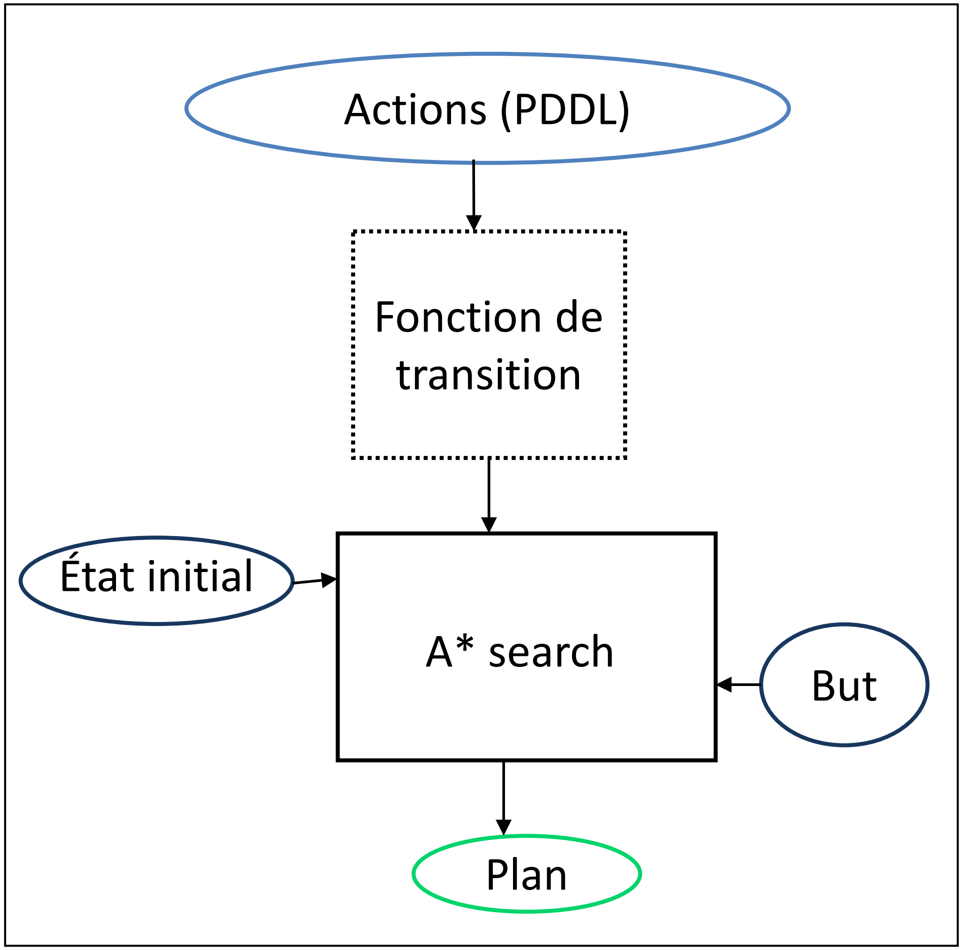
Exemple 2 : planification de tâches

- On dit au robot quoi faire (le but)
  - exemple : transporter des objets d'un endroit à un autre
- La liste des opérations à faire pour accomplir le but n'est pas codée d'avance
  - le robot utilise un planificateur pour déterminer la politique à suivre (la séquence d'actions actions à exécuter)
  - Certains algorithmes de planification utiliser
    - » Un langage logique pour modéliser les actions primitives du robot et représenter les états
    - » Un algorithme d'optimisation pour calculer un plan



Exemple 3 : Planification

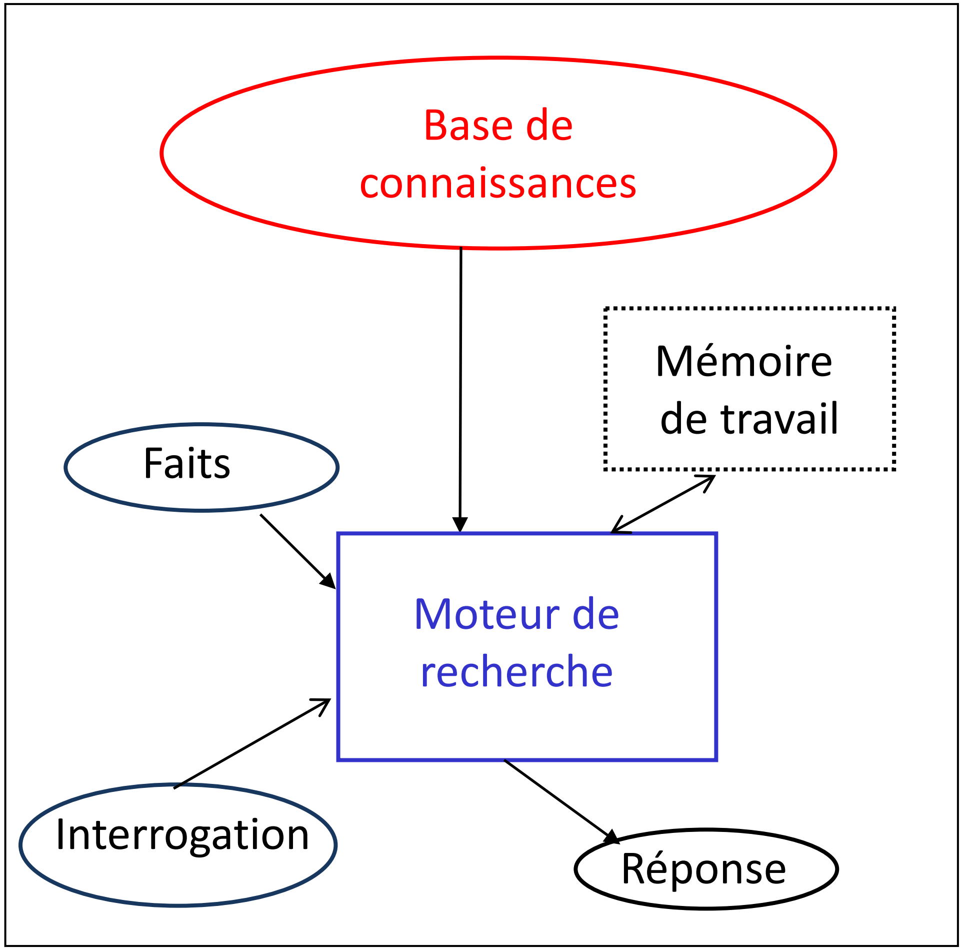
- Actions modélisées en *un langage logique*:
  - précondition / contraintes
  - effets



Exemple 2 : système expert à base de connaissances

- La base de connaissances est spécifiée par des règles logiques
- Les faits sont des propositions logiques
- La mémoire de travail peut être vue comme un état
- Le moteur de recherche est une exploration de l'espace d'états

- Exemple :
  - Java Expert System Shell (JESS)



Logique du premier ordre

- À l'origine, la logique du premier ordre est un modèle mathématique du raisonnement déductif.

- Généralement, pour construire un modèle d'un objet réel, on détermine les caractéristiques principales de l'objet et on crée un modèle ou une maquette ayant ces caractéristiques.

- Dans notre cas, on veut modéliser le raisonnement déductif, c'est-à-dire le processus mental permettant d'inférer des « expressions correctes » à partir des faits et d'autres expressions correctes.

- La capacité de modéliser le raisonnement déductif, même de manière approximative, nous permettra par la suite de le programmer dans un agent.

Caractéristiques du raisonnement déductif

- Une partie de la véracité d'une expression dépend uniquement des faits vrais (prémisses) dans une situation donnée
  - Le robot 1 est à la position [1,2]
  - Le robot 1 tient l'objet une tasse de thé
  - Toutes les personnes sont mortelles.

- Une autre partie dépend uniquement de la syntaxe de l'expression
  - **Si** être une personne implique qu'on est mortel **et si** Dupont est une personne **alors** Dupont est mortel
  - **Si** $P(x)$ implique M(x) pour tout x **et si** $P(a)$ **alors** $M(a)$

- Dans le dernier cas, la valeur logique des expressions dépend uniquement de leur forme (syntaxe)
  - elle est totalement indépendante de leur contenu

Trois niveaux pour évaluer une expression logique

- **Interface** (***grounding***): on évalue d'abord les **objets** impliqués dans l'expression. Cela équivaut à la **perception** ou à la saisie de données selon les applications.
  - Exemple : *Robot1, TheaCup, Hait(Marcus, César)*

- **Analyse de la situation**: On évalue ensuite les relations entre les objets apparaissant dans la relation. Ces relations sont aussi appelées des **faits** ou **propositions**. Elles sont représentées par des **prédicats**
  - **Exemple: *A****t(Robot1, 1, 2), At(Smith, 1, 2), Holding(Robot1, TeaCup),*

- **Inférence**: Enfin, on évalue la façon dont les faits sont liés entre eux par des connecteurs logiques : **non** ($\neg$) **et ($\wedge$) ou ($\vee$) implique ($\rightarrow$) pour tout ($\forall$) il existe ($\exists$)**
  - **Exemples :** $At(Robot1, 1, 2) \wedge Holding(Robot1, TeaCup) \rightarrow At(TheaCup, 1, 2)$

    $\neg At(Robot1, 1, 2) \vee \neg Holding(Robot1, TeaCup) \vee At(TheaCup, 1, 2)$

Reste de la leçon

- En premier lieu nous allons voir la **syntaxe**, c'est-à-dire la forme des expressions qu'on peut écrire dans la logique du premier ordre
- Ensuite nous considérons la **sémantique**, c'est-à-dire comment on détermine si une expression est logiquement vraie étant donné ce que l'on sait (l'interprétation des objets et de relations entre eux)
- Ensuite, nous verrons une règle d'inférence appelée **résolution**, c'est-à-dire une méthode pour déterminer si une expression est une conséquence logique d'un ensemble d'expressions logiques données
- Enfin, nous effleurons comment le concepts d'**unification** sous-jascent à la **résolution** peut être combiné avec l'algorithme A* peuvent nous donner un algorithme simple de planification de tâches.

Syntaxe des formules

- Une expression en logique du premier ordre est appelée une **formule** (*sentence*)
- Les formules sont des combinaisons de **prédicats**, à l'aide de
- **connecteurs logiques :** non ($\neg$) et ($\wedge$) ou ($\vee$) implique ($\rightarrow$)
- **quantificateurs :** pour tout ($\forall$) il existe ($\exists$)
- Les **prédicats** décrivent des faits (vrai ou faux), qui correspondent souvent à des relations entre des objets: At(<object>, <x>, <y>),
  Holding(<agent>, <object>)
- Les **objets** sont décrits par des **termes** :
  - **constantes :** *Robot1, Robot2, TheaCup, 1, 2, 3, …, Caesar*, *Marcus*
  - **variables :** *x*, *y*, etc.
  - **application de fonctions :** *Camera*(*Robot1*), position-x(Robot1)
- Les symboles décrivant les **connecteurs** et les **quantificateurs** sont réservés

Symboles

- **Constantes** : *Robot1, TheaCup, FantomeA, Pacman, 1, 2, …*
- **Fonctions :** *temperature*(*x*), *position*(*x*), +(x,y)
- **Prédicats :** *mortel*(*x*), *plusGrand*(*x*,*y*), affame(x), proche(x,y) *partieTerminée()*
  - le nombre d'arguments d'une fonction ou d'un prédicat est appelé **arité**
  - les **prédicats ne sont pas des fonctions** qui retournent des valeurs binaires (vrai ou faux)
  - ici ils jouent un rôle fondamental de sorte qu'on doit les traiter séparément des fonctions (ils sont à la base des formules)
- **Variables :** *x*, *y*, *z*
- **Connecteurs :** $\neg$ (non), $\wedge$ (et), $\vee$ (ou), $\rightarrow$ (implique)
- **Quantificateurs :** $\forall$ (pour tout), $\exists$ (il existe)

Termes

- Les **constantes** et les **variables** sont des termes
- Les **applications des fonctions** aux termes sont des termes
  - en d'autres mots, si t_1, …, t_n sont des termes et f une fonction à n arguments, alors $f(t_1, \ldots, t_n)$ est aussi un terme
  - par exemple : *pere*(*John*), *pere*(*x*), *pere*(*pere*(*x*)), position(x)

- On pourrait éviter les fonctions en définissant une constante par argument possible de la fonction
  - *pereJohn* et *pereLouis* à la place de *pere*(*John*) et *pere*(*Louis*)
  - par contre, on perd la possibilité de raisonner de façon générale à l'aide des variables
    - » $\forall x \forall y \; sontFreres(x,y) \rightarrow egaux(pere(x),pere(y))$

Formules

- Un prédicat est une formule
  - plus précisément, si $t_1, \ldots, t_n$ sont des termes et p est un prédicat à n arguments, alors $p(t_1, \ldots, t_n)$ est une formule
  - c'est la formule la plus simple qui soit (cas de base)
- La **négation**, la **conjonction**, la **disjonction** et l'**implication** de formules sont aussi des formules
  - plus précisément, si α et β sont des formules, alors

  $\neg \alpha$, $\alpha \wedge \beta$, $\alpha \vee \beta$ et $\alpha \rightarrow \beta$ sont des formules
- La **quantification universelle** et **la quantification existentielle** d'une formule est une formule
  - plus précisément, si α est une formule et x est une variable, alors

    $\forall x\, \alpha$ et $\exists x\, \alpha$ sont des formules

Notations

- **Priorités et parenthèses**
  - ordre des priorités : $\neg$, $\wedge$, $\vee$, $\rightarrow$
  - on utilise les parenthèses de la même façon que dans les expressions arithmétiques pour éviter les ambiguïtés

- **Abréviations** (macros ou équivalences)
  - $\alpha \vee \beta$ est équivalent à $\neg (\neg \alpha \wedge \neg \beta)$
  - $\alpha \rightarrow \beta$ est équivalent à $\neg \alpha \vee \beta$
  - $\exists\, v\, \alpha$ est équivalent à $\neg \forall\, v \neg \alpha$

Remarques

- Les **termes dénotent des objets** alors que les **prédicats dénotent des relations** qui sont vraies ou fausses entre ces objets

- Les notations spécifiques des symboles sont selon les conventions ou les goûts
  - Dans le livre, on préfère des symboles qui débutent par une majuscule.

- *Dans les examens, vous devez vous tenir uniquement aux connecteurs que j'ai introduit en classe.*

- *Si vous introduisez un autre connecteur, vous devez le définir.*

Logique propositionnelle

- Logique propositionnelle = Calcul propositionnelle = Logique booléenne
  - **Proposition** : une assertion/relation vrai ou faux sur un état de chose
    - » Exemple 1: *At(agent, 1, 2)*
    - » *Exemple 2: Holding(agent, object)*
  - **Connecteurs**:
    - » **Non**: noté $\neg$ dans le cours ou **!** en langage de programmation
    - » **ET** : noté $\wedge$ dans le cours ou **&&** en langage de programmation
  - **Abréviations**:
    - » **Ou**: noté $\vee$ dans le cours ou **||** en langage de programmation
      - – $\alpha \vee \beta$ est équivalent à $\neg(\neg \alpha \wedge \neg \beta)$
    - » **Implication**: notée $\rightarrow$
      - – $\alpha \rightarrow \beta$ est équivalent à $\neg \alpha \vee \beta$
- **Exemple**:

  $\neg$ *At(Robot1, 1, 2)* $\vee \neg$ *Holding(Robot1, TeaCup)* $\vee$ *At(TheaCup, 1, 2)*

Logique du 1er ordre

- Logique du 1er ordre = calcul des prédicat
  - Logique propositionelle étendu avec des **variables**
- Un **prédicat** est une assertion/relation avec des variables: sa valeur de vérité depend des valeurs que l'on assigne aux variables
  - Exemple 1: *at(Agent, x, y)*
  - *Exemple 2: stench(x, y)*
- **Quantificateur universel** : noté $\forall$
  - $\forall$ ***x R(x)*** signifie que l'assertion *R(x)* est vraie quelque soit la valeur de *x*
- ***Quantificateur existenciel***
  - $\exists$ ***x R(x)*** est équivalent à $\neg \forall$ ***x*** $\neg$ ***R(x)***
- **Exemple :**
  - $\forall$ *robot* $\forall$ *object* $\forall$ *x* $\forall$ *y*

    A*t(robot, x, y)* $\wedge$ *Holding(Robot1, object)* $\rightarrow$ *At(object, x, y)*

Exercisse

- Énoncés :
  1. Marcus est une personne.
  2. Marcus est un pompéien.
  3. Tous les pompéiens sont des romains.
  4. César est un dirigeant.
  5. Tout le monde est loyal à quelqu'un.
  6. Tous les romains sont loyaux à César ou le haïssent.
  7. Les seuls dirigeants qu'une personne essaie d'assassiner sont ceux auxquels elle n'est pas loyal
  8. Marcus a essayé d'assassiner César.

- Convertir en logique du 1^{er} ordre

Rappel de la syntaxe:

- si α et β sont des formules, alors $\neg\alpha$ ainsi que $\alpha \wedge \beta$ sont des formules
- si α est une formule et *v* est une variable, alors $\forall v(\alpha)$

Abbréviations:

- $\alpha \vee \beta$ est équivalent à $\neg(\neg\alpha \wedge \neg\beta)$
- $\alpha \rightarrow \beta$ est équivalent à $\neg\alpha \vee \beta$
- $\exists\, v(\alpha)$ est équivalent à $\neg\forall\, v(\neg\alpha)$

Exercice

- Faits :
  1. Marcus est une personne.
  2. Marcus est un pompéien.
  3. Tous les pompéiens sont des romains.
  4. César est un dirigeant.
  5. Tout le monde est loyal à quelqu'un.
  6. Tous les romains sont loyaux à César ou le haïssent.
  7. Les seuls dirigeants qu'une personne essaie d'assassiner sont ceux auxquels elle n'est pas loyal
  8. Marcus a essayé d'assassiner César.

- Forme logique du premier ordre :
  1. $personne(Marcus)$
  2. $pompeien(Marcus)$
  3. $\forall\, x\ pompeien(x) \rightarrow romain(x)$
  4. $dirigeant(Cesar)$
  5. $\forall\, x\ \exists\, y\ loyal(x,y)$
  6. $\forall\, x\ romain(x) \rightarrow loyal(x,Cesar) \vee hait(x,Cesar)$
  7. $\forall\, x\ \forall\, y\ personne(x) \wedge dirigeant(y) \wedge assassiner(x,y) \rightarrow \neg\, loyal(x,y)$
  8. $assassiner(Marcus,Cesar)$

Sémantique

- On interprète une formule en lui assignant un sens, c'est à dire une valeur « vrai » ou « faux ».
- Le sens d'une formule dépend de la signification des prédicats, des connecteurs ainsi que des quantificateurs qui la constitue :
  - La signification des prédicats dépend du contexte (de l'état), c.-à-d., de la définition du « prédicat » et des termes qui sont ses arguments.
  - La signification des connecteurs (*et, ou, implique*) et des quantificateurs (*pour tout, il existe*) est fixée une fois pour toute; elle est indépendante du contexte ou de l'application.
- Puisque la signification des connecteurs et des quantificateurs est fixée, le cas de base de l'*interprétation* (c-à-d., l'assignation d'un sens) d'une formule revient à une interprétation des prédicats.

Interprétation des formules

- Pour évaluer une formule arbitraire, nous utilisons la fonction *evalFormula* en considérant les prédicats comme le cas de base.
- Une proposition est un prédicat complètement instancié: ne contient que des constantes comme arguments.
- Étant donné une formule arbitraire *f*, *evalFormula(f)* fonctionne comme suit:
  - si *f* est un prédicat : retourne *evalPredicate(f);*
  - si f est de la forme $\neg f_1$: si *evalFormula*(f_1) retourne « vrai », alors retourne « faux » sinon retourne « vrai »;
  - si *f* est de la forme $f_1 \wedge f_2$: si *evalFormula*(f_1) retourne « vrai » et *evalFormula(f2)* retourne « vrai », alors retourne « vrai »; sinon retourne « faux »;
  - si *f* est de la forme $\forall x\ (f_1\ )$: si *evalFormula*(f_2) retourne « vrai » pour chaque constante *c* et chaque formule f_2 obtenue de f_1 en remplaçant chaque *occurrence libre de x* par *c*, alors retourne « vrai »; sinon retourne « faux »;
- Les cas $\vee$, $\rightarrow$ et $\exists$ sont traités par des macros.

Processus d'inférence

- Les **algorithmes d'inférence** sont des algorithmes qui permettent de déduire des formules qui sont des conséquences logiques d'autres formules
  - un algorithme d'inférence doit être **correcte** (***sound***), c-à-d., toute formule déduite d'un ensemble de formules doit être une conséquence logique de ces formules
  - un algorithme d'inférence est **complet** si il est capable de déduire toute formule qui est une conséquence logique d'autres formules

- Les algorithmes d'inférence sont à la base d'application de raisonnement automatique.

Règles d'inférence simples

- **Modus ponens**
  - à partir de f_1 et $f_1 \rightarrow f_2$, on déduit f_2
    - » si on a (*GhostAhead* $\wedge$ *PacmanAlive*) $\rightarrow$ *Escape*
    - » et on a (*GhostAhead* $\wedge$ *PacmanAlive*),
    - » alors *Escape* peut être inféré

- **Instantiation universelle**
  - à partir de $\forall\, x\, f(x)$ on déduit $f(a)$ obtenu de $f(x)$ en remplaçant toutes les occurrences libres de x par un terme n'ayant pas de variable en commun avec $f(x)$
    - » $\forall\, x\; dog(x)$
    - » On peut déduire *dog (Fido)*

Preuve par résolution

- Algorithme général pour faire de l'inférence
  - La résolution permet de prouver si oui ou non, une formule f_2 est une conséquence logique d'une autre formule f_1
  - Le *modus ponens* et l'*instantiation* universelle sont des cas particuliers
- Cet algorithme est correct et complet (sous une certaine condition à voir plus tard)
- On aura besoin des outils suivants :
  - la **substitution**
  - l'**unification**
  - la **transformation d'une formule sous forme normale conjonctive**

Substitution

- On définit un **littéral** comme étant un prédicat ou la négation d'un prédicat
  - Exemple 1 : $At(\text{robot}, x, y)$
  - Exemple 2 : $\neg At(\text{robot}, x, y)$

- On définit une **clause** comme étant une disjonction de littéraux
  - Exemple : $stench(x, y) \vee at(z, y, x) \vee \neg breeze(x, y)$

- Une **substitution** est un ensemble (possiblement vide) de paires de la forme $x_i = t_i$ où :
  - x_i est une variable,
  - t_i est un terme,
  - les x_i sont **distincts**

Substitution

- L'application d'une substitution $\theta = \{x_1 = t_1, \ldots, x_n = t_n\}$ à un littéral α donne un littéral $\alpha\theta$ obtenu de α en remplaçant **simultanément** toute occurrence de x_i par t_i dans α, pour chaque paire $x_i = t_i$.

- $\alpha\theta$ est appelé **instance** de α pour θ
  - Exemple : $\alpha = \mathrm{p}(x, y, f(a))$, $\theta = \{y = x, x = b\}$

    $\alpha\theta = \mathrm{p}(b, x, f(a))$

- Si C est la clause $\alpha_1 \vee \ldots \vee \alpha_n$ alors $C\theta$ est la clause $\alpha_1\theta \vee \ldots \vee \alpha_n\theta$

Composition de substitutions

- Quelle serait la substitution équivalent à l'application successive de deux substitutions θ = { $x_1 = s_1, \ldots, x_m = s_m$ } et σ = { $y_1 = t_1, \ldots, y_n = t_n$ } ?
  - On note une telle **composition** θσ

- La composition θσ de θ et σ est la substitution obtenue comme suit :
  1. construire l'ensemble

     $$\{ x_1 = s_1\sigma, \ldots, x_m = s_m\sigma,\ y_1 = t_1, \ldots, y_m = t_n \}$$

     en appliquant σ à tous les termes s_i
  2. supprimer toutes les paires $y_i = t_i$ telles que $y_i \in \{x_1, \ldots, x_m\}$
  3. supprimer les identités, c-à-d., les paires pour lesquelles $s_i\sigma$ est devenu x_i

- Étant donné des substitutions θ, σ et un littéral p, on a toujours (pθ)σ= p(θσ)
- La composition de substitutions est associative. Étant donnés des substitutions θ, σ, ρ on a toujours (θσ)ρ= θ(σρ).

Exemple de composition de substitutions

- Composition de $\theta = \{ x = f(y), y = z \}$ et $\sigma = \{ x = a, y = b, z = y \}$

Composition de substitutions : exemple

- Composition de $\theta = \{\, x = f(y),\ y = z \,\}$ et $\sigma = \{\, x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

1. $\{\, x = f(b),\ y = y,\ x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

Composition de substitutions : exemple

- Composition de $\theta = \{\, x = f(y),\ y = z \,\}$ et $\sigma = \{\, x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

1. $\{\, x = f(b),\ y = y,\ x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

2. $\{\, \underline{x} = f(b),\ \underline{y} = y,\ \cancel{\underline{x} = a,\ \underline{y} = b,}\ z = y \,\}$

Composition de substitutions : exemple

- Composition de $\theta = \{\, x = f(y),\ y = z \,\}$ et $\sigma = \{\, x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

1. $\{\, x = f(b),\ y = y,\ x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

2. $\{\, \underline{x} = f(b),\ \underline{y} = y,\ \underline{x} \cancel{= a,\ \underline{y} = b,}\ z = y \,\}$

3. $\{\, x = f(b),\ y \cancel{= y,\ x = a,\ y = b,}\ z = y \,\}$

Composition de substitutions : exemple

- Composition de $\theta = \{\, x = f(y),\ y = z \,\}$ et $\sigma = \{\, x = a,\ y = b,\ z = y \,\}$

1. $\{\, \underbrace{x = f(b),\ y = y}_{},\ \underbrace{x = a,\ y = b,\ z = y}_{} \,\}$

2. $\{\, \underline{x} = f(b),\ \underline{y} = y,\ \cancel{\underline{x} = a},\ \cancel{\underline{y} = b},\ z = y \,\}$

3. $\{\, x = f(b),\ \cancel{y = y},\ \cancel{x = a},\ \cancel{y = b},\ z = y \,\}$

Résultat: $\theta\sigma = \{\, x = f(b),\ z = y \,\}$

Propriétés des substitutions

- La substitution identitée, notée ε, est l'ensemble vide
- $\theta\varepsilon = \theta$, pour toute substitution θ
- $(\alpha\sigma)\theta = \alpha(\sigma\theta)$, pour toute clause α et substitutions θ et σ
- $(\theta\sigma)\gamma = \theta(\sigma\gamma)$, pour toutes substitutions θ, σ et γ

Unification

- Soit $S = \{\alpha_1, \alpha_2\}$ une paire de 2 littéraux.

- On aimerait trouver une substitution θ qui **unifie** α_1 et α_2, c.-à-d., telle que $\alpha_1\theta = \alpha_2\theta$

- Exemple 1 : $\{ p(f(x),z), p(y,a) \}$ sont unifiés par $\theta = \{y = f(x), z = a\}$ (*a* est une constante)

  $p(f(x),z)\ \theta = \boldsymbol{p(f(x),a)}$ et $p(y,a)\ \theta = \boldsymbol{p(f(x),a)}$

- Exemple 2: $\{ p(f(x),a), p(y,f(w)) \}$ ne sont pas unifiables, puisqu'on ne peut pas substituer la constante *a* par $f(w)$

Unificateur le plus général

- Un **unificateur** θ de *S* est appelé **unificateur le plus général** (**UPG**) de *S* si pour tout unificateur σ de *S*, il existe une substitution γ telle que σ = θγ
  - Ex. : $\theta = \{y = f(x), z = a\}$ est un UPG pour $\{ p(f(x),z), p(y,a) \}$
    - » $p(f(x),z)\ \theta = p(y,a)\ \theta = p(f(x),a)$
  - Ex. : $\sigma = \{y = f(a), x = a, z = a\}$ est unificateur mais pas UPG pour $\{ p(f(x),z), p(y,a) \}$
    - » $p(f(x),z)\ \sigma = p(y,a)\ \sigma = p(f(a),a)$
  - La substitution $\gamma = \{x = a\}$ permet d'obtenir $\sigma = \theta\ \gamma = \{y = f(a), x = a, z = a\}$
  - Aucune substitution γ permet d'obtenir θ = σ γ, mis à par la substitution identité.

- On appelle **ensemble de désaccord** entre deux littéraux la paire des premiers termes des deux littéraux qui diffèrent (à partir de la gauche)
  - $\{ p(f(x),z), p(y,a) \}$: l'ensemble de désaccord est $\{ f(x), y \}$
  - $\{ p(f(x),z), p(f(x),a) \}$: l'ensemble de désaccord est $\{ z, a \}$

Unificateur le plus général

Algorithme UNIFICATEUR(*S*)

1. k=1; σ_1 =ε

2. **Si** σ_k est unificateur pour *S*,
   alors exit; σ_k est le UPG de *S*
   Sinon calculer D_k l'ensemble de désaccord de $S\sigma_k$

3. **Si** il existe une paire (*v*, *t*) telle que *v* est une **variable** dans D_k et n'apparaît pas dans *t* (donc {*v* = *t*} est un unificateur pour D_k),
   alors $\sigma_{k+1} = \sigma_k\{v = t\}$

   k=k+1;
   retourner à 2.

   Sinon exit; *S* n'est pas unifiable.

Unificateur le plus général : exemple 1

- Trouver l'UPG de $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$

- **Itération k=1**
  1. $\sigma_1 = \varepsilon\ = \{\}$ (σ$_k$ est la valeur courante de l'UPG que l'on construit)

  1. σ_1 unifie-t-elle $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$?
     » **non** : $p(x, f(x), y)\ \sigma_1 \rightarrow p(x, f(x), y) \neq p(y, z, u) \leftarrow p(y, z, u)\ \sigma_1$
     » alors cherche ensemble de désaccord $D_1 = \{x, y\}$

  2. Existe-t-il un substitution qui unifie les éléments de D_1 ?
     » **oui** : $\{x = y\}$ (on aurait aussi pu choisir $\{y = x\}$ à la place)
     » alors met à jour UPG : $\sigma_2 = \sigma_1 \{x = y\} = \{x = y\}$

Unificateur le plus général : exemple 1

- Trouver l'UPG de $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$

- **Itération k=2**
  1. $\sigma_2 = \{x = y\}$
  2. σ_2 unifie-t-elle $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$?
     » **non** : $p(x, f(x), y)\ \sigma_2 \rightarrow p(y, f(y), y) \neq p(y, z, u) \leftarrow p(y, z, u)\ \sigma_2$
     » alors cherche ensemble de désaccord $D_2 = \{f(y), z\}$
  3. Existe-t-il un substitution qui unifie les éléments de D_2
     » **oui** : $\{z = f(y)\}$
     » alors met à jour UPG : $\sigma_3 = \sigma_2 \{z = f(y)\} = \{x = y, z = f(y)\}$

Unificateur le plus général : exemple 1

- Trouver l'UPG de $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$

- **Itération k=3**

1. $\sigma_3 = \{x = y, z = f(y)\}$

2. σ_3 unifie-t-elle $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$?
   » **non** : $p(x, f(x), y)\, \sigma_3 \rightarrow p(y, f(y), y) \neq p(y, f(y), u) \leftarrow p(y, z, u)\, \sigma_3$
   » alors cherche ensemble de désaccord $D_3 = \{y, u\}$

3. Existe-t-il un substitution qui unifie les éléments de D_3
   » **oui** : $\{y = u\}$ (on aurait aussi pu choisir $\{u = y\}$ à la place)
   » alors met à jour UPG : $\sigma_4 = \sigma_3 \{y = u\} = \{x = u, z = f(u), y = u\}$

Unificateur le plus général : exemple 1

- Trouver l'UPG de $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$

- **Itération k=4**

  1. $\sigma_4 = \{x = u, z = f(u), y = u\}$

  2. σ_4 unifie-t-elle $p(x, f(x), y)$ et $p(y, z, u)$?
     - » **oui** : $p(x, f(x), y)\ \sigma_4 \rightarrow p(u, f(u), u) = p(u, f(u), u) \leftarrow p(y, z, u)\ \sigma_4$
     - » alors on retourne l'UPG σ_4

Unificateur le plus général : exemple 2

- Trouver l'UPG de $p(f(y), x)$ et $p(x, y)$

- **Itération k=1**

1. $\sigma_1 = \varepsilon = \{\}$ (σ_k est la valeur courante de l'UPG que l'on construit)

1. σ_1 unifie-t-elle $p(f(y), x)$ et $p(x, y)$
   » **non** : $p(f(y), x)\ \sigma_1 \rightarrow p(f(y), x) \neq p(x, y) \leftarrow p(x, y)\ \sigma_1$
   » alors cherche ensemble de désaccord $D_1 = \{f(y), x\}$

2. Existe-t-il un substitution qui unifie les éléments de D_1
   » **oui** : $\{x = f(y)\}$
   » alors met à jour UPG : $\sigma_2 = \sigma_1 \{x = f(y)\} = \{x = f(y)\}$

Unificateur le plus général : exemple 2

- Trouver l'UPG de $p(f(y), x)$ et $p(x, y)$

- **Itération k=2**
  1. $\sigma_2 = \{x = f(y)\}$

  1. σ_2 unifie-t-elle $p(f(y), x)$ et $p(x, y)$
     » **non** : $p(f(y), x)\ \sigma_2 \rightarrow p(f(y), f(y)) \neq p(f(y), y) \leftarrow p(x, y)\ \sigma_1$
     » alors cherche ensemble de désaccord $D_2 = \{f(y), y\}$

  2. Existe-t-il un substitution qui unifie les éléments de D_1
     » **non** : $y = f(y)$ n'est pas valide puisque y apparaît à gauche et à droite
     » alors retourne faux (**n'a pas d'UPG puisque n'est pas unifiable**)

Exercice

- Dire si un UPG existe pour les littéraux suivants, et si oui l'identifier
  - $p(x, f(x))$ et $p(x, y)$
  - $p(x, z)$ et $p(z, f(x))$
  - $p(f(y), z)$ et $p(z, f(x))$

Exercice

- Dire si un UPG existe pour les littéraux suivants, et si oui l'identifier
  - $p(x, f(x))$ et $p(x, y)$ $\Rightarrow$ $\{ y = f(x) \}$
  - $p(x, z)$ et $p(z, f(x))$ $\Rightarrow$ n'existe pas
  - $p(f(y), z)$ et $p(z, f(x))$ $\Rightarrow$ $\{ z = f(y), x = y \}$

Mettre une formule sous forme normale conjonctive

1. **Élimination de l'implication**
   - Utiliser l'équivalence

     $\alpha \rightarrow \beta \equiv \neg\alpha \vee \beta$

     pour enlever toutes les implications de la formule
2. **Réduire la portée de ¬**
   - Utiliser les **lois de Morgan**, c-à-d.
     1. $\neg (f_1 \vee f_2) \equiv \neg f_1 \wedge \neg f_2$
     2. $\neg (f_1 \wedge f_2) \equiv \neg f_1 \vee \neg f_2$
     3. $\neg \neg f \equiv f$,

     de sorte que ¬ est toujours suivi d'un prédicat
3. **Standardiser les variables**
   - renommer les variables de telle sorte qu'aucune paire de quantificateurs ne porte sur la même variable

Mettre une formule sous forme normale conjonctive

4. **Éliminer les quantificateurs existentiels**
   - chaque quantificateur existentiel est éliminé, en **remplaçant sa variable par une fonction des quantificateurs universels englobants**
     - ex. : $\forall\, x\ \forall\, \mathrm{y}\ \exists\, z\ p(x, y, z)$ est remplacé par $\forall\, x\ \forall\, \mathrm{y}\ p(x, y, f(x,y))$
     - on appelle ces fonctions (ex. $f(x,y)$ ci-haut) des **fonctions de Skolem**
     - le symbole de la fonction doit être unique (ne pas utiliser f à chaque fois)
     - si aucun argument, on utilise une constante unique
       - ex. : $\exists\, x\ q(x)$ devient $q(a)$ (où a n'est pas une constante déjà définie)
5. **Mettre en forme prénexe**
   - mettre tous les quantificateurs universels en tête
6. **Distribuer les disjonctions dans les conjonctions**
   - mettre sous forme de conjonction ($\wedge$) de disjonctions ($\vee$) de littéraux, en utilisant les équivalences de distributivité :

$$f_1 \vee (f_2 \wedge f_3) \equiv (f_1 \vee f_2) \wedge (f_1 \vee f_3)$$

Mettre une formule sous forme normale conjonctive

7. **Éliminer les symboles de quantificateurs universels**
   - on ne laisse que les variables

8. **Éliminer les conjonctions ($\wedge$)**
   - on génère des clauses séparées (sur des lignes différentes)

9. **Standardiser les variables à part**
   - renommer les variables de telle sorte que deux clauses différentes n'aient pas les même variables

Preuve par résolution

- Pour prouver que f_1 implique f_2
  - transformer f_1 en un ensemble de clauses en forme normale conjonctive
  - y ajouter les clauses pour $\neg f_2$ (comme dans preuve par contradiction)
  - appliquer répétitivement la **règle de résolution** jusqu'à aboutir à la clause vide, notée $\square$ (on a prouvé que f_1 implique f_2)
  - s'il n'est plus possible d'appliquer la règle de résolution, f_1 n'implique pas f_2

- **Règle de résolution pour le cas propositionnel** :
  - étant données les **clauses parents** $(p_1 \vee \ldots \vee p_n)$ et $(\neg p_1 \vee q_1 \vee \ldots \vee q_m)$, on génère la **clause résolvante** $\mathrm{p}_2 \vee \ldots \mathrm{p}_\mathrm{n} \vee \mathrm{q}_1 \vee \ldots \vee \mathrm{q}_\mathrm{m}$
  - on retrouve la règle Modus Ponens, puisque $f_1 \rightarrow f_2$ est équivalent à $\neg f_1 \vee f_2$

Règle de résolution pour les prédicats

- **Règle de résolution pour le cas de prédicats**
  - soit deux clauses parents $L = L_1 \vee \ldots \vee L_n$ et $M = M_1 \vee \ldots \vee M_m$:

  1. trouver un littéral L_k et un littéral M_l tel qu'il existe un UPG θ tel que $L_k\theta = \neg M_l\theta$
  2. la clause résolvante de $L_1 \vee \ldots \vee L_n$ et $M_1 \vee \ldots \vee M_m$ est

$$\underbrace{L_1\theta \vee \ldots \vee L_{k-1}\theta \vee L_{k+1}\theta \vee \ldots \vee L_n\theta}_{L\,\theta \text{ sans } L_k\theta} \vee \underbrace{M_1\theta \vee \ldots \vee M_{l-1}\theta \vee M_{l+1}\theta \vee \ldots \vee M_m\theta}_{M\,\theta \text{ sans } M_l\theta}$$

- Ex. :
  - **clauses parents:** $L = \neg\, dog(x) \vee animal(x)$, $M = \neg\, animal(y) \vee die(y)$
  - **clause résolvante:** $\neg\, dog(x) \vee die(x)$ (UPG = { $y = x$ })
- Deux clauses parents peuvent avoir plusieurs résolvants selon le choix L_k et M_l

Règle de résolution avec la factorisation

- La règle de résolution telle que décrite jusqu'à maintenant est **correcte** (***sound***), mais elle n'est pas **complète**

- La règle de résolution combinée avec la **factorisation** est **complète**
  - Si un sous-ensemble de littéraux dans une clause ont un *unificateur le plus général (upg) :* remplacer cette clause par son *facteur*
  - Le **facteur** d'une clause est la clause obtenue, en appliquant l'upg et en supprimant les littéraux redondant
    - Ex. : $q(z) \vee p(f(y))$ est un facteur de la clause $q(z) \vee p(x) \vee p(f(y))$ (obtenu par l'UPG $\{ x = f(y) \}$)
  - On peut utiliser la factorisation au besoin, avant ou après l'application de la règle de résolution, afin de générer de nouvelles clauses

Répondre à des questions

- La résolution permet de prouver si oui ou non, f_2 est une conséquence logique de f_1

- On peut aussi exploiter les traces du processus de preuve pour trouver des valeurs (instanciations) qui permettent de déduire que f_2 est une conséquence logique de f_1 :
  - on ajoute $Rep(x_1, \ldots , x_n)$ à chaque clause de f_2, où les x_i sont les variables apparaissant dans la clause
  - on applique la preuve par résolution
  - on arrête lorsqu'on a une clause composée uniquement du littéral *Rep*

Exemple 1

- Tous les chiens sont des animaux
  - $\forall\, x\; dog(x) \rightarrow animal(x)$
- Tous les animaux vont mourir
  - $\forall\, y\; animal(y) \rightarrow die(y)$
- Fido est un chien
  - $dog(Fido)$
- Prouvez que Fido va mourir
  - $die(Fido)$

Exemple 1

Formules

1. $\forall\, x\; dog(x) \rightarrow animal(x)$
2. $\forall\, y\; animal(y) \rightarrow die(y)$
3. $dog(Fido)$

Niez la conclusion que Fido va mourir

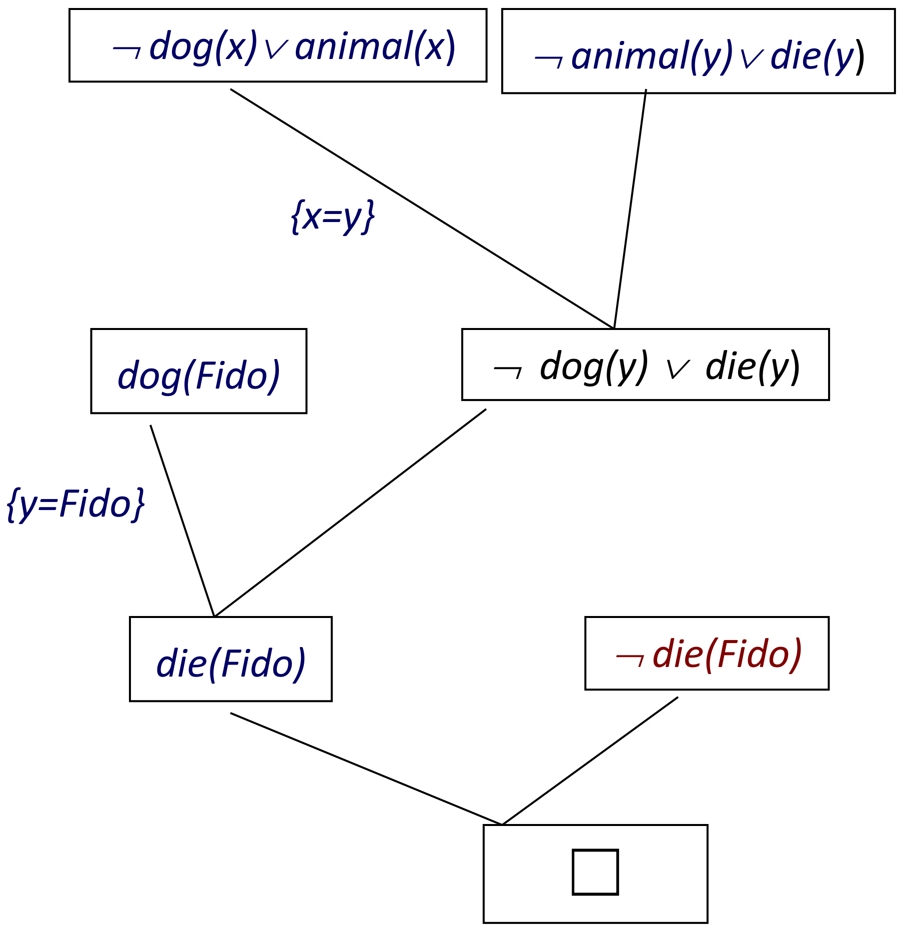
4. $\neg\; die(Fido)$

- **Forme clausale**
  1. $\neg\; dog(x) \vee animal(x)$
  2. $\neg\, animal(y) \vee die(y)$
  3. $dog(Fido)$
  4. $\neg\; die(Fido)$

---

5. $\neg\; dog(y) \vee die(y)$
   1, 2, $\{x=y\}$
6. $die(Fido)$
   3, 5 $\{y=Fido)$
7. $\square$
   4, 6

Exemple 1



Forme clausale

1. $\neg\ dog(x) \vee animal(x)$
2. $\neg\ animal(y) \vee die(y)$
3. $dog(Fido)$
4. $\neg\ die(Fido)$

---

1. $\neg\ dog(y) \vee die(y)$
   1, 2, $\{x=y\}$
2. $die(Fido)$
   3, 5 $\{y=Fido)$
3. □
   4, 6

Exemple 2

1. Marcus est une personne.
2. Marcus est un pompéien.
3. Tous les pompéiens sont des romains.
4. César est un dirigeant.
5. Tout le monde est loyal à quelqu'un.
6. Tous les romains sont loyaux à César ou le haïssent.
7. Les seuls dirigeants qu'une personne essaie d'assassiner sont ceux auxquels elle n'est pas loyal
8. Marcus a essayer d'assassiner César.

Prouvez que Marcus hait César

1. *personne(Marcus)*
2. *pompeien(Marcus)*
3. $\forall x(pompeien(x) \rightarrow romain(x))$
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x \exists y\ loyal(x,y)$
6. $\forall x(romain(x) \rightarrow loyal(x,Cesar) \vee hait(x,Cesar))$
7. $\forall x \forall y((personne(x) \wedge dirigeant(y) \wedge assassiner(x,y)) \rightarrow \neg loyal(x,y))$
8. *assassiner(Marcus,Cesar)*

Prouvez : hait(Marcus,Cesar)

Etape 1 : éliminer l'implication

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall x(pompeien(x) \rightarrow romain(x))$
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x \exists y$ loyal(x,y)
6. $\forall x(romain(x) \rightarrow loyal(x, Cesar) \vee hait(x, Cesar))$
7. $\forall x\ \forall y((personne(x) \wedge dirigeant(y) \wedge assassiner(x,y)) \rightarrow \neg loyal(x,y))$
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall x(\neg pompeien(x) \vee romain(x))$
4. *dirigeant(Cesar)*
5. $\forall x \exists y$ loyal(x,y)
6. $\forall x(\neg romain(x) \vee loyal(x,Cesar) \vee hait(x,Cesar))$
7. $\forall x\ \forall y(\neg (personne(x) \wedge dirigeant(y) \wedge assassiner(x,y)) \vee \neg loyal(x,y))$
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Etape 2 : réduire la porte de $\neg$

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$ x($\neg$ pompeien(x) $\vee$ romain(x))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x$\exists$y loyal(x,y)
6. $\forall$ x($\neg$ romain(x)$\vee$ loyal(x,Cesar)$\vee$ hait(x,Cesar))
7. *$\forall$x $\forall$y($\neg$ (personne(x) $\wedge$ dirigeant(y) $\wedge$ assassiner(x,y)) $\vee \neg$ loyal(x,y))*
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$ x($\neg$ pompeien(x) $\vee$ romain(x))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x$\exists$y loyal(x,y)
6. $\forall$ x($\neg$ romain(x)$\vee$ loyal(x,Cesar)$\vee$ hait(x,Cesar))
7. *$\forall$x $\forall$y($\neg$ personne(x) $\vee \neg$ dirigeant(y) $\vee$ $\neg$ assassiner(x,y) $\vee \neg$ loyal(x,y))*
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Etape 3 : standardiser les variables

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall x(\neg pompeien(x) \vee romain(x))$
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x \exists y\ loyal(x,y)$
6. $\forall x(\neg romain(x) \vee loyal(x,Cesar) \vee hait(x,Cesar))$
7. $\forall x \forall y(\neg personne(x) \vee \neg dirigeant(y) \vee \neg assassiner(x,y) \vee \neg loyal(x,y))$
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall x1(\neg pompeien(x1) \vee romain(x1))$
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x2 \exists x3\ loyal(x2,x3)$
6. $\forall x4(\neg romain(x4) \vee loyal(x4,Cesar) \vee hait(x4,Cesar))$
7. $\forall x5 \forall x6(\neg personne(x5) \vee \neg dirigeant(x6) \vee \neg assassiner(x5,x6) \vee \neg loyal(x5,x6))$
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Etape 4 : éliminer les quantificateurs existentiels

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. *$\forall$x2$\exists$x3 loyal(x2,x3)*
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$x5$\forall$x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. *$\forall$x2 loyal(x2, f1(x2))*
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$x5$\forall$x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Etape 5 : mettre les formules en forme prenex

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x2 loyal(x2, f1(x2))
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$ x5$\forall$ x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x2 loyal(x2, f1(x2))
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$x5$\forall$x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Aucun changement dans ce cas-ci

Etape 6 : mettre la matrice sous forme normale conjonctive

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x2 loyal(x2, f1(x2))
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$ x5$\forall$ x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall$x1($\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall$x2 loyal(x2, f1(x2))
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$ x5$\forall$x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Aucun changement dans ce cas-ci

Etape 7 : éliminer les quantificateurs universels

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\forall x1(\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1))
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x2$ loyal(x2, f1(x2))
6. $\forall$ x4($\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar))
7. $\forall$ x5$\forall$x6($\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6))
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. $\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar)
7. $\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Etape 8 : éliminer les conjonctions

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨
   ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨
   ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Aucun changement dans ce cas-ci

Etape 9 : standardiser les variables

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨
   ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨
   ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

Aucun changement dans ce cas-ci

Etape 10 : Ajouter les clauses de la *négation* l'expression à prouver

Prouvez que Marcus hait César

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨ ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨ ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)
9. ***¬ hait(Marcus, Cesar)***

Etape 11 : Appliquer la résolution itérativement jusqu'à la clause vide

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. ¬ pompeien(x1) ∨ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. ¬ romain(x4)∨ loyal(x4,Cesar)∨ hait(x4,Cesar)
7. ¬ personne(x5) ∨ ¬ dirigeant(x6) ∨ ¬ assassiner(x5,x6) ∨ ¬ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)
9. ¬ hait(Marcus, Cesar)
10. romain(Marcus)

    2, 3, {x1=Marcus}
11. loyal(Marcus,Cesar)∨hait(Marcus,Cesar)

    6, 10, {x4=Marcus}
12. loyal(Marcus,Cesar)

    9, 11
13. ¬ personne(Marcus) ∨ ¬ dirigeant(Cesar) ∨ ¬ assassiner(Marcus,Cesar)

    7, 12, {x5=Marcus, x6=Cesar}
14. ¬ personne(Marcus) ∨ ¬ dirigeant(Cesar)

    8,13
15. ¬ personne(Marcus)

    4,14
16. False

    1, 15 (clause vide)

Exemple 3. Répondre à la question : qui hait César?

1. Marcus est une personne.
2. Marcus est un pompéien.
3. Tous les pompéiens sont des romains.
4. César est un dirigeant.
5. Tout le monde est loyal à quelqu'un.
6. Tous les romains sont loyaux à César ou le haïssent.
7. Les seuls dirigeants qu'une personne essaie d'assassiner sont ceux auxquels elle n'est pas loyal
8. Marcus a essayer d'assassiner César.

Qui hait César?

1. $personne(Marcus)$
2. $pompeien(Marcus)$
3. $\forall x(pompeien(x) \rightarrow romain(x))$
4. dirigeant(Cesar)
5. $\forall x \exists y\ loyal(x,y)$
6. $\forall x(romain(x) \rightarrow loyal(x,Cesar) \vee hait(x,Cesar))$
7. $\forall x \forall y((personne(x) \wedge dirigeant(y) \wedge assassiner(x,y)) \rightarrow \neg loyal(x,y))$
8. $assassiner(Marcus,Cesar)$

Prouver que $\exists x\ (hait(x,Cesar) \wedge Rep\ (x))$.

Exemple 3. Répondre à la question : qui hait César?

1. personne(Marcus)
2. pompeien(Marcus)
3. $\neg$ pompeien(x1) $\vee$ romain(x1)
4. dirigeant(Cesar)
5. loyal(x2, f1(x2))
6. $\neg$ romain(x4)$\vee$ loyal(x4,Cesar)$\vee$ hait(x4,Cesar)
7. $\neg$ personne(x5) $\vee$ $\neg$ dirigeant(x6) $\vee$ $\neg$ assassiner(x5,x6) $\vee$ $\neg$ loyal(x5,x6)
8. assassiner(Marcus,Cesar)
9. ***$\neg$ hait(x7,Cesar) $\vee$ Rep(x7)***

La 9ème clause est obtenue comme suit:

- la clause à prouver est : *$\exists$x hait(x,Cesar)*
- *sa négation est : $\forall$x $\neg$ hait(x,Cesar)*
- *ce qui donne après standaradisation des variables : $\neg$ hait(x_7,Cesar)*
- *on ajoute : Rep(x7)*

10. romain(Marcus)

    2, 3, {x1=Marcus}

11. loyal(Marcus,Cesar)$\vee$hait(Marcus,Cesar)

    6, 10, {x4=Marcus}

12. loyal(Marcus,Cesar) $\vee$ *Rep(Marcus)*

    9, 11 {x7=Marcus}

13. $\neg$ personne(Marcus) $\vee$ $\neg$ dirigeant(Cesar) $\vee$ $\neg$ assassiner(Marcus,Cesar) $\vee$ *Rep(Marcus)*

    7, 12, {x5=Marcus, x6=Cesar}

14. $\neg$ personne(Marcus) $\vee$ $\neg$ dirigeant(Cesar) $\vee$ *Rep(Marcus)*

    8,13

15. $\neg$ personne(Marcus) $\vee$ *Rep(Marcus)*

    4,14

16. *Rep(Marcus)*

    1,15

Réponse: Marcus

Si on va plus loin : traiter l'égalité

- La logique du premier ordre inclue normalement la notion d'égalité (indiquée par le symbole « = ») entre les termes
- Une façon de gérer l'égalité est de la définir avec plusieurs formules qui décrivent le concept d'égalité (symétrie, transitivité, etc.)
  - on peut alors utiliser la preuve par résolution
- Pour d'autres façons de gérer l'égalité, voir la section 9.5.5 du livre

- Certains systèmes logiques utilisent **la supposition des noms uniques** (***unique-names assumption***) :
  - deux constantes ayant un symbole différent sont en fait des entités différentes
  - on ne désignera pas une même personne sous deux noms différents

Si on va plus loin : domaine ouvert vs. fermé

- La logique du premier ordre suppose aussi **un domaine ouvert**
  - il n'y a pas de limite connue sur l'ensemble des objets
- Dans ce cas, on ne peut pas remplacer la quantification universelle par une conjonction très longue
  - ex. : $\forall personne(x) \rightarrow mortel(x)$ veut dire que toutes les personnes **qui ont existées ou vont exister** sont mortelles
- Certains logiciels de raisonnement logique vont plutôt supposer un domaine fermé
  - on doit alors définir explicitement l'ensemble des objets de notre « monde »
  - une longue conjonction exhaustive et la quantification universelle sont alors équivalentes
- Un raisonnement similaire s'applique pour la quantification existentielle

Si on va plus loin : monde ouvert vs. fermé

- La logique de premier ordre suppose aussi **un monde ouvert**
  - si un $p(x)$ n'est pas dans la base de formules, ceci n'implique pas que $\neg p(x)$ est vraie

- Là encore, certains logiciels de raisonnement logique vont plutôt supposer le contraire, c.-à-d. un domaine fermé

- **Prolog** est un exemple de langage logique qui suppose
  - **noms uniques** (***unique-names assumption)***
  - **domaine fermé** (***closed-world assumption***)
  - **monde fermé** (***domain closure assumption***)
- Ces suppositions sont appelées **sémantiques des bases de données**

Si on va plus loin : satisfiabilité

- On a supposé que la base de connaissance initiale ne contenait pas de contradictions
  - ex. : elle ne contient pas $p(x)$ et $\neg p(x)$
  - si une conjonction de clauses (comme $p(x) \wedge \neg p(x)$) ne peut jamais être vraie, on dit qu'elle n'est pas **satisfaisable**
  - déterminer la satisfiabilité d'une conjonction de clauses est un problème NP-complet en général
    - » **3-SAT** : le problème de déterminer si une conjonction de clauses de 3 littéraux chacune est satisfaisable est le premier problème NP-complet ayant été découvert

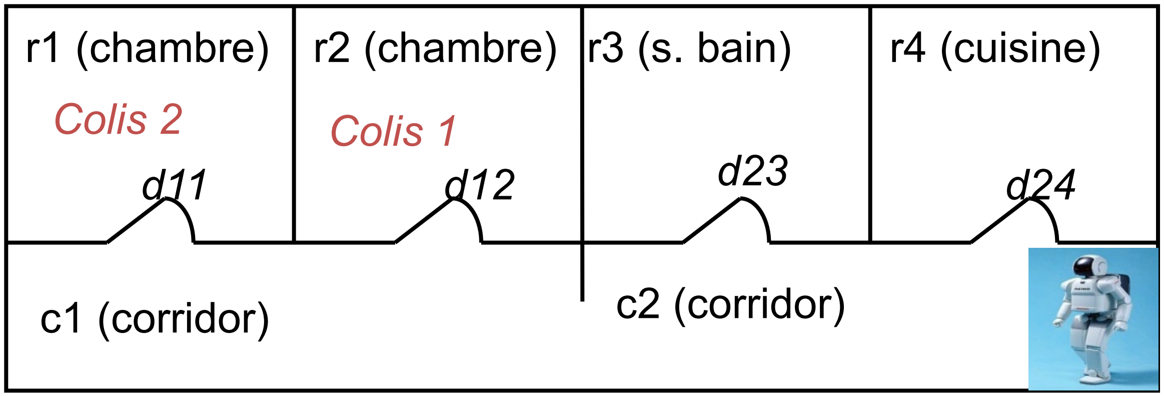
Si on va plus loin : automatisation

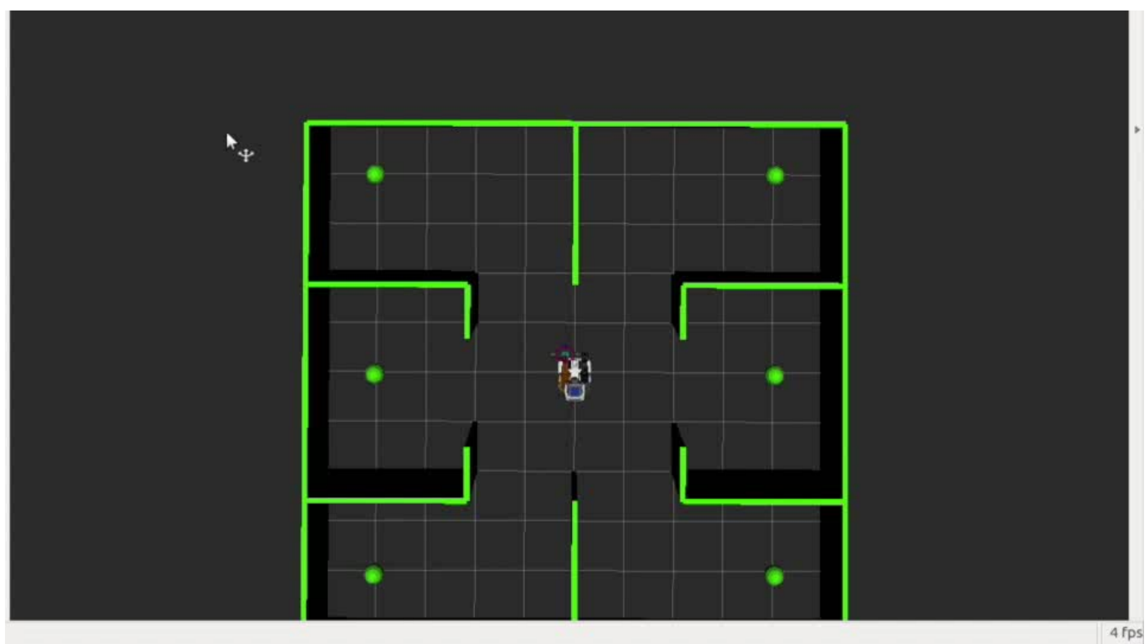
- Une procédure automatique de résolution consisterait à grandir constamment la base de connaissance en appliquant la règle de la résolution sur chaque paire de clause possible
  - aussitôt qu'on génère la clause vide, on a réussit à déduire la clause requête
  - lorsqu'il n'est plus possible d'ajouter une nouvelle clause à l'aide de la règle de résolution, on sait qu'on ne peut déduire la clause requête

- Cette procédure pourrait être très lente
  - voir la section 9.5.6 pour des stratégies pour faire des preuves plus efficacement

Exemple : Livraison de colis

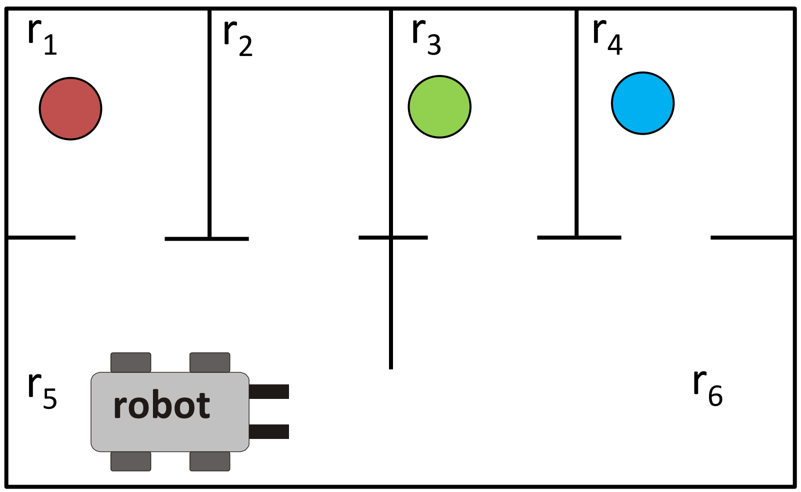
Un robot doit recevoir des commandes de livraisons de colis et les exécuter.



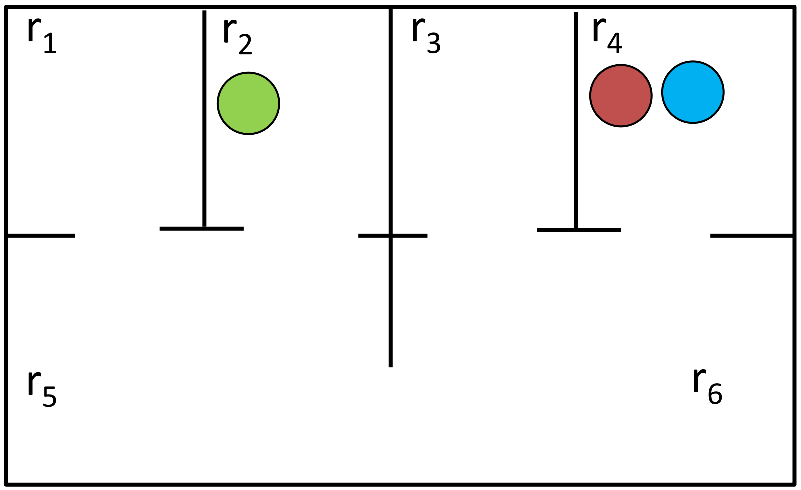


Exemple : Livrer des colis

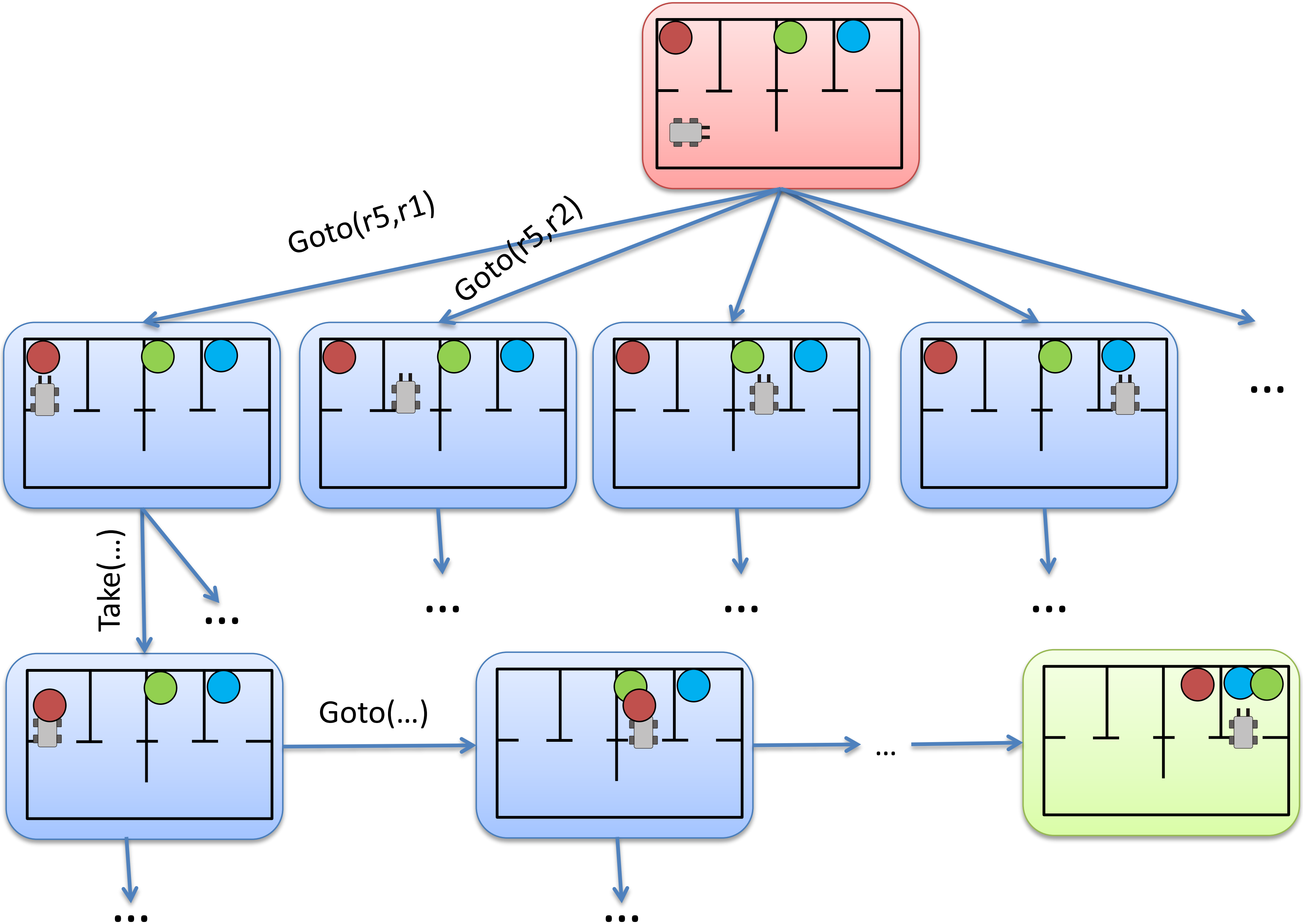
État initial



But

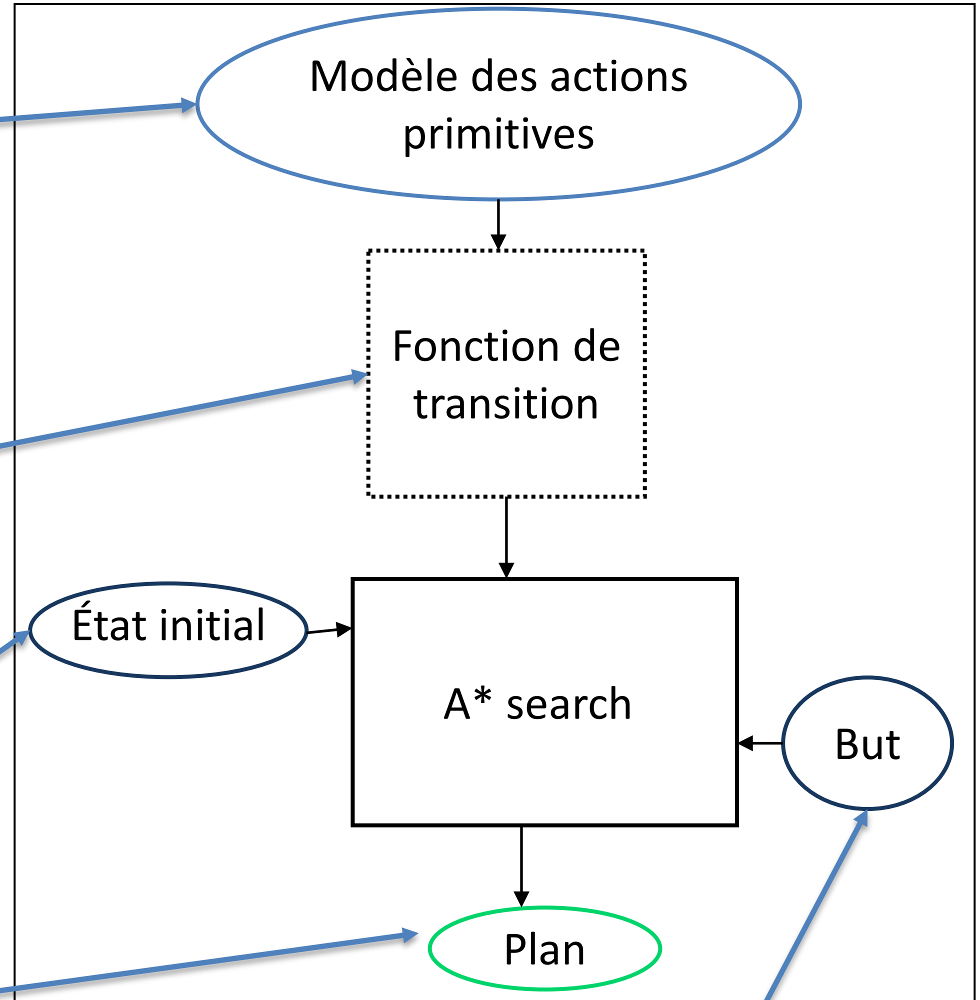


- Étant donné un **modèle d'actions** primitives (prendre un colis, relâcher un bloc, se déplacer d'une pièce à l'autre), **trouver un plan** pour attendre le but.
- Le problème est transformé en un problème de **trouver un chemin** dans un **graphe dirigé**.


Goto(r5,r1)
Goto(r5,r2)
...
Take(...)
...
...
...
...
Goto(...)
...
...
...

Algorithme de planification de tâches

- Actions primitives modélisées en *un langage logique*:
  - précondition / contraintes
  - effets
- Fonction successeur applique l'unification pour calculer les actions faisables et de ces actions déduit les états successeurs
- État représenté par une formule conjonctive
- Le plan est une séquence d'actions



- Le but est une formule logique

Applications

- Algorithmes de planification de tâches
  - Représentation des actions et des états
  - Dérivation d'heuristiques pour un algorithme comme A*
- Vérification de logiciel informatique
  - la base de connaissance contient l'information sur l'effet de chaque instructions et leurs conditions pour être exécutées
- Systèmes experts
  - étant donné des « symptômes », quelle est la « maladie »
  - nécessite qu'un expert mette sous forme logique toutes ses connaissances
- Programmation logique (*Prolog*) possiblement avec des contraintes (*Constraint Logic Programming*) -- rarement utilisé de nos jours

Conclusion

- La logique du premier ordre est un langage qui permet de modéliser le raisonnement logique

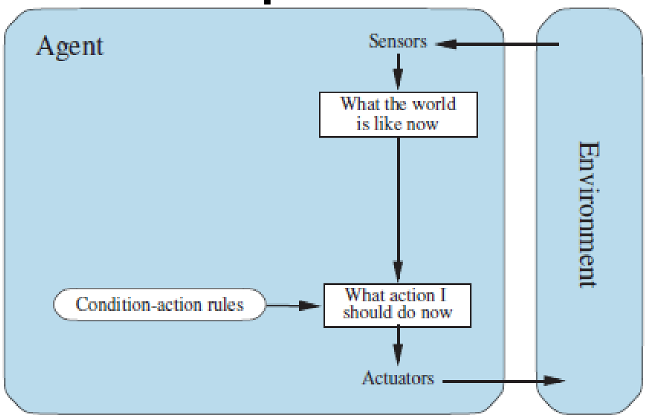
- Les applications sont variées, du diagnostique à la planification

- Dans une application donnée, une large partie du travail consiste à écrire la base de connaissance pour notre problème sous forme de logique

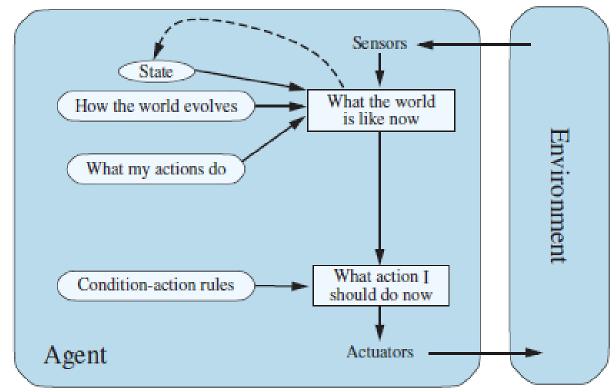
  - Dériver les connaissances expertes est très difficile – les humains agissent intelligemment mais à bien d'égard de façon inconsciente. Difficile d'expliciter les connaissances et encore moins les règles d'inférences
  - L'inférence est généralement un algorithme d'une grande complexité, difficile à maîtriser, même avec des heuristiques<
  - L'apprentissage automatique n'a pas encore apporté de réponses à bien de concepts de raisonnement qu'on a longtemps tenté d'implémenter avec des approches logiques

Satisfaction de contraintes pour quels d'agents?

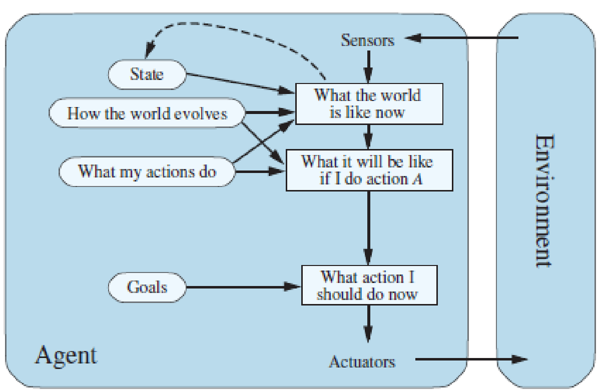
Simple reflex



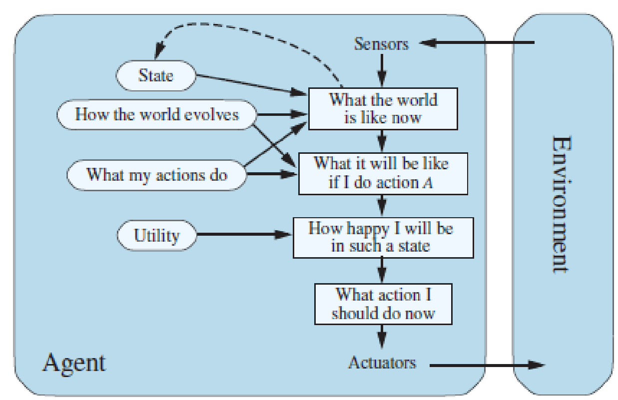
Model-based reflex



Goal-based



Utiliy-based

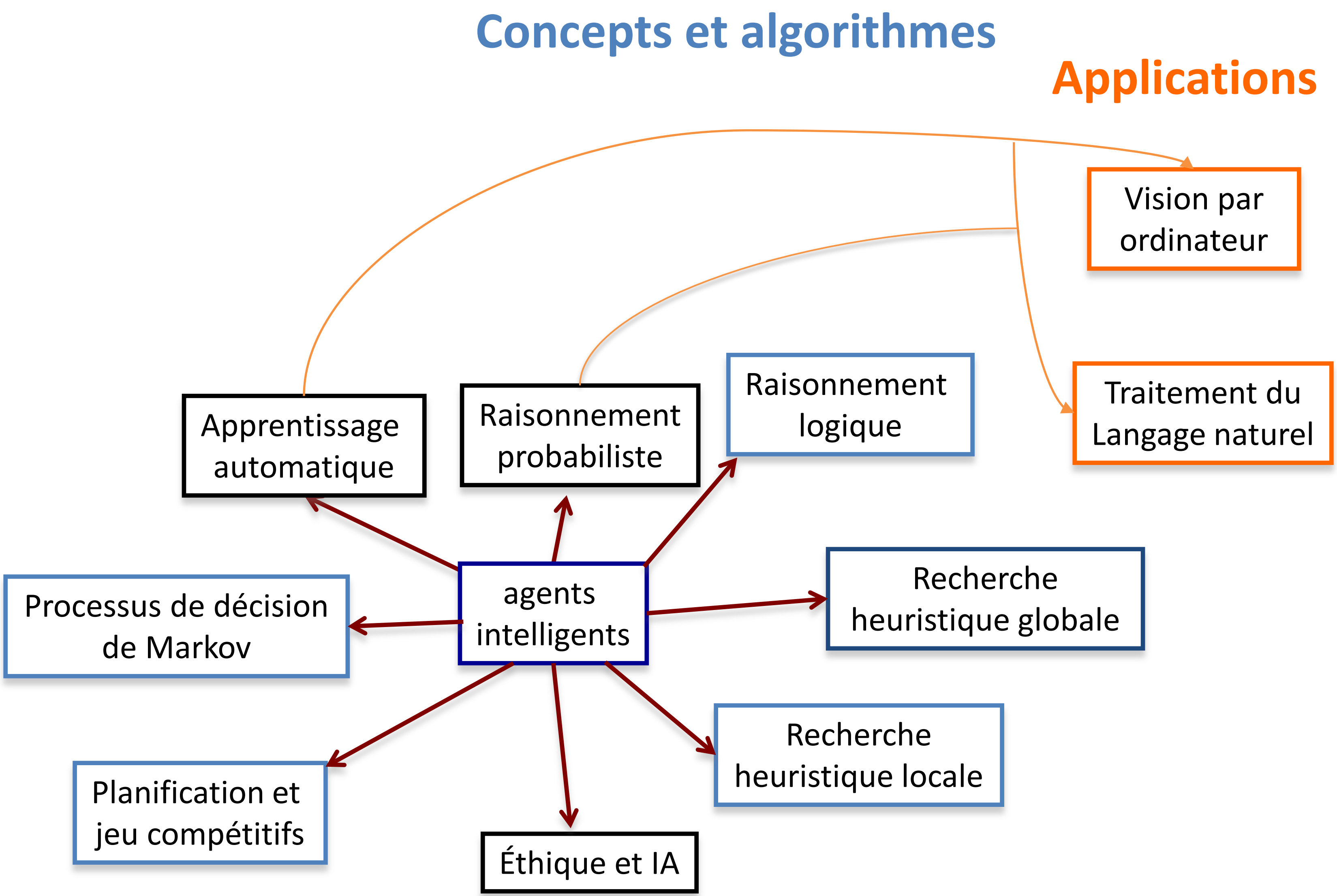


Vous devriez être capable de...

- Écrire des formules en logique de premier ordre
  - connaître la syntaxe
  - traduire une assertion en français sous forme de logique

- Faire une preuve par résolution
  - appliquer une substitution
  - identifier l'unificateur le plus général (UPG)
  - mettre sous forme normale conjonctive

Sujets couverts par le cours



Exercice

- Faits (tirés de *Monty Python and the Holy Grail*) :
  1. Toute personne faite en bois est une sorcière.
  2. Tous les canards sont faits en bois.
  3. Toute chose qui pèse la même chose qu’un canard est faite en bois.
  4. La dame (A) pèse la même chose que le canard (D).
  5. Le Roi Arthur est une personne.
  6. Sir Bedevere est une personne.
  7. La dame (A) est une personne.
  8. D est un canard.
  9. Le canard (D) n’est pas une personne.

- Exercice : convertir sous forme logique de premier ordre

Validité, satisfiabilité, consistance et conséquence logique

- Si une formule est vraie dans toutes les interprétations (c'est à dire, quelque soit la valeur de *evalPredicate)*, on dit qu'elle *valide*. Exemple: $P(a) \vee \neg P(a)$
- Si une formule est fausse dans toutes les interprétations possibles (c'est à dire, quelque soit la valeur de *evalPredicate)*, on dit qu'elle *inconsistante*. Exemple: $P(a) \wedge \neg P(a)$ *ou* $\exists x\, P(x) \wedge \neg P(x)$
- Si une formule est vraie dans quelques interprétations, on dit qu'elle est *satisfiable* (par les interprétations qui la rendent vraie).
  - Exemple: $\exists x\, (Inscrit(x) \wedge Aime(x, coursIA))$
- Une formule f_2 est une *conséquence logique* d'une formule f_1 si toute interprétation satisfaisant f_1 satisfait aussi f_2. On peut noter alors: $f_1 \rightarrow f_2$.

Problème de satisfiabilité

- Définitions
  - Une *proposition* est un prédicat sans variables (tous les variables ont été remplacées par des constantes).
  - Un *littéral* est un prédicat ou la négation d'un prédicat.
  - Une *clause* est une disjonction de littéraux.
- Problème de satisfiabilité
  - *Étant donné un conjonction de clauses , trouver une interprétation qui la rend vraie*
- Problème 3-SAT
  - *Même problème avec des clauses de trois littéraux*

Problème de satisfiabilité

- Appplication théorique
  - Calculabilité : 3-SAT est souvent utilisé comme problème de départ pour prouver la NP-complétude.
- Il existe des outils pour résoudre des problèmes SAT (*SAT solvers*)
- Applications pratiques:
  - Vérification des erreurs (bugs) dans les programmes