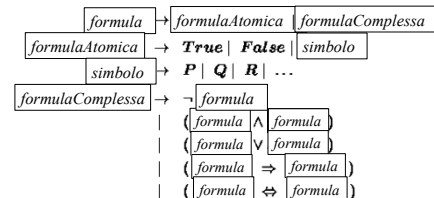


Agenti logici: calcolo proposizionale

Maria Simi
a.a. 2011/2012

Sintassi

- La sintassi definisce quali sono le frasi legittime del linguaggio:



Sintassi: esempi

- $((A \wedge B) \Rightarrow C)$
- Possiamo omettere le parentesi assumendo questa precedenza tra gli operatori:
 $\neg > \wedge > \vee > \Rightarrow, \Leftrightarrow$
- $\neg P \vee Q \wedge R \Rightarrow S$ è la stessa cosa di
 $((\neg P) \vee (Q \wedge R)) \Rightarrow S$

Semantica e mondi possibili (modelli)

- La semantica ha a che fare col significato delle frasi: definisce se un enunciato è vero o falso rispetto ad una *interpretazione* (mondo possibile)
- Una interpretazione definisce un valore di verità per tutti i simboli proposizionali.
- Esempio $\{P_{1,1} \text{ vero}, P_{1,2} \text{ falso}, W_{2,3} \text{ vero}\}$
- $P_{1,1} \Rightarrow W_{2,3} \vee P_{1,2}$ è vera in questa interpretazione
- Un *modello* è una interpretazione che rende vera una formula o un insieme di formule

Semantica composizionale

- Il significato di una frase è determinato dal significato dei suoi componenti, a partire dalle frasi atomiche (i simboli proposizionali)
 - True* sempre vero; *False* sempre falso
 - $P \wedge Q$, vero se P e Q sono veri
 - $P \vee Q$, vero se P oppure Q, o entrambi, sono veri
 - $\neg P$, vero se P è falso
 - $P \Rightarrow Q$, vero se P è falso oppure Q è vero
 - $P \Leftrightarrow Q$, vero se entrambi veri o entrambi falsi

Conseguenza logica

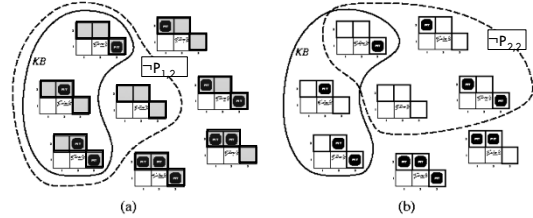
- Una formula A è *conseguenza logica* di un insieme di formule KB se e solo se in ogni modello di KB, anche A è vera ($KB \models A$)
- Indicando con $M(\alpha)$ l'insieme delle interpretazioni che rendono α vera, i modelli di α e con $M(KB)$ i modelli di un insieme di formule KB ...

$$KB \models \alpha \text{ sse } M(\alpha) \subseteq M(KB)$$

Esempio dal mondo del Wumpus

- KB = { $B_{2,1}$, $\neg B_{1,1}$, + regole del WW}
- Vogliamo stabilire l'assenza di pozzi in [1,2] e in [2,2]
- KB $\models \neg P_{1,2}$?
- KB $\models \neg P_{2,2}$?
- Ci sono otto possibili interpretazioni o mondi considerando solo l'esistenza di pozzi nelle 3 caselle $P_{1,2}$, $P_{2,2}$ e $P_{3,1}$

Conseguenza logica e mondi possibili



KB = { $B_{2,1}$, $\neg B_{1,1}$, + regole del WW}

KB $\models \neg P_{1,2}$

KB $\not\models \neg P_{2,2}$

Equivalenza logica

- Equivalenza logica:
A \equiv B se e solo se A \models B e B \models A

Esempi:

A \wedge B \equiv B \wedge A (commutatività di \wedge)

$\neg(A \wedge B) \equiv \neg A \vee \neg B$ (De Morgan)

$\neg(A \vee B) \equiv \neg A \wedge \neg B$ (De Morgan)

Equivalenze logiche

($\alpha \wedge \beta$) \equiv ($\beta \wedge \alpha$) commutativity of \wedge

($\alpha \vee \beta$) \equiv ($\beta \vee \alpha$) commutativity of \vee

(($\alpha \wedge \beta$) \wedge γ) \equiv ($\alpha \wedge (\beta \wedge \gamma)$) associativity of \wedge

(($\alpha \vee \beta$) \vee γ) \equiv ($\alpha \vee (\beta \vee \gamma)$) associativity of \vee

$\neg(\neg\alpha) \equiv \alpha$ double-negation elimination

($\alpha \Rightarrow \beta$) \equiv ($\neg\beta \Rightarrow \neg\alpha$) contraposition

($\alpha \Rightarrow \beta$) \equiv ($\neg\alpha \vee \beta$) implication elimination

($\alpha \Leftrightarrow \beta$) \equiv (($\alpha \Rightarrow \beta$) \wedge ($\beta \Rightarrow \alpha$)) biconditional elimination

$\neg(\alpha \wedge \beta) \equiv (\neg\alpha \vee \neg\beta)$ de Morgan

$\neg(\alpha \vee \beta) \equiv (\neg\alpha \wedge \neg\beta)$ de Morgan

($\alpha \wedge (\beta \vee \gamma)$) \equiv (($\alpha \wedge \beta$) \vee ($\alpha \wedge \gamma$)) distributivity of \wedge over \vee

($\alpha \vee (\beta \wedge \gamma)$) \equiv (($\alpha \vee \beta$) \wedge ($\alpha \vee \gamma$)) distributivity of \vee over \wedge

Validità, soddisfacibilità

- A valida sse è vera in tutte le interpretazioni (anche detta tautologia)
- A soddisfacibile sse esiste una interpretazione in cui A è vera
- A è valida sse $\neg A$ è insoddisfacibile

Inferenza per Prop

- Model checking
 - una forma di inferenza che fa riferimento alla definizione di conseguenza logica (si enumerano i possibili modelli)
 - Tecnica delle tabelle di verità
- Algoritmi per la soddisfacibilità
 - KB \models A sse (KB $\wedge \neg A$) è insoddisfacibile

Tabella di verità

- $(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C) \models (B \vee C)$

A	B	C	$\neg A \vee B$	$A \vee C$	$B \vee C$
T	T	T	T	T	T
T	T	F	T	T	T
T	F	T	F	T	F
T	F	F	F	T	F
F	T	T	T	T	T
F	T	F	T	T	T
F	F	T	T	T	T
F	F	F	T	F	F

L'algoritmo TV-Consegue? (TT-entails?)

- $KB \models \alpha$?
- Enumera tutti le possibili interpretazioni di KB (k simboli, 2^k possibili modelli)
- Per ciascuna interpretazione
 - Se non soddisfa KB, OK
 - Se soddisfa KB, si controlla che soddisfi anche α

TT-Entails?

function TT-ENTAILS?(KB, α) *returns true or false*

inputs: KB , the knowledge base, a sentence in propositional logic
 α , the query, a sentence in propositional logic

$symbols \leftarrow$ a list of the proposition symbols in KB and α

return TT-CHECK-ALL($KB, \alpha, symbols, []$)

function TT-CHECK-ALL($KB, \alpha, symbols, model$) *returns true or false*

if EMPTY?($symbols$) **then**

if PL-TRUE?($KB, model$) **then** **return** PL-TRUE?($\alpha, model$)

else **return** true

else do

$P \leftarrow$ FIRST($symbols$); $rest \leftarrow$ REST($symbols$)

return TT-CHECK-ALL($KB, \alpha, rest, [P = true|model]$) **and**

 TT-CHECK-ALL($KB, \alpha, rest, [P = false|model]$)

Esempio di TT-Entails?

$(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C) \models (B \vee C)$?

- TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [A, B, C], []$)

- TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [B, C], [A=true]$)
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [C], [A=true; B=true]$)
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [], [A=true; B=true; C=true]$) OK
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [], [A=true; B=true; C=false]$) OK
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [C], [A=true; B=false]$)
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [], [A=true; B=false; C=true]$) OK
 - TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [], [A=true; B=false; C=false]$) OK
- TT-CHECK-ALL($(\neg A \vee B) \wedge (A \vee C), (B \vee C), [B, C], [A=false]$)

...

Algoritmi per la soddisfacibilità (SAT)

- Usano KB in forma a clausole (insiemi di letterali)
 $\{A, B\} \{\neg B, C, D\} \{\neg A, F\}$
- Forma normale congiuntiva (CNF): una congiunzione di disgiunzioni di letterali
 $(A \vee B) \wedge (\neg B \vee C \vee D) \wedge (\neg A \vee F)$
- Non è restrittiva: è sempre possibile ottenerla con trasformazioni che preservano l'equivalenza logica

Trasformazione in forma a clausole

I passi sono:

1. Eliminazione della \Leftrightarrow : $(A \Leftrightarrow B) \equiv (A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$
2. Eliminazione dell' \Rightarrow : $(A \Rightarrow B) \equiv (\neg A \vee B)$
3. Negazioni all'interno:
 $\neg(A \vee B) \equiv (\neg A \wedge \neg B)$ (de Morgan)
 $\neg(A \wedge B) \equiv (\neg A \vee \neg B)$
4. Distribuzione di \vee su \wedge :
 $(A \vee (B \wedge C)) \equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C)$

Esempio di trasformazione

1. $B_{1,1} \Leftrightarrow (P_{1,2} \vee P_{2,1})$
2. $(B_{1,1} \Rightarrow (P_{1,2} \vee P_{2,1})) \wedge ((P_{1,2} \vee P_{2,1}) \Rightarrow B_{1,1})$
3. $(\neg B_{1,1} \vee (P_{1,2} \vee P_{2,1})) \wedge (\neg(P_{1,2} \vee P_{2,1}) \vee B_{1,1})$
4. $(\neg B_{1,1} \vee (P_{1,2} \vee P_{2,1})) \wedge ((\neg P_{1,2} \wedge \neg P_{2,1}) \vee B_{1,1})$
5. $(\neg B_{1,1} \vee P_{1,2} \vee P_{2,1}) \wedge (\neg P_{1,2} \vee B_{1,1}) \wedge (\neg P_{2,1} \vee B_{1,1})$
6. $\{\neg B_{1,1}, P_{1,2}, P_{2,1}\} \{\neg P_{1,2}, B_{1,1}\} \{\neg P_{2,1}, B_{1,1}\}$

L'algoritmo DPLL per la soddisfacibilità

- DPLL: Davis, Putman, e poi Lovemann, Loveland
- Parte da una KB in forma a clausole
- È una enumerazione *in profondità* di tutti i possibili modelli, con miglioramenti rispetto a TEntails:
 - Terminazione anticipata
 - Euristiche dei simboli (o letterali) puri
 - Euristiche delle clausole unitarie

DPLL: terminazione anticipata

- Si può decidere sulla verità di una clausola anche con modelli parziali: basta che un letterale sia vero
 - Se A è vero lo sono anche {A, B} e {A, C} indipendentemente dai valori di B e C
- Se una clausola è falsa l'interpretazione non è un modello

DPLL: simboli puri

- *Simbolo puro*: un simbolo che appare con lo stesso segno in tutte le clausole
 - Es. $\{A, \neg B\} \{\neg B, \neg C\} \{C, A\}$ A è puro, B anche
- Nel determinare se un simbolo è puro se ne possono trascurare le occorrenze in clausole già rese vere
- I simboli puri possono essere assegnati a *True* se il letterale è positivo, *False* se negativo.
- Non si eliminano modelli utili: se le clausole hanno un modello continuano ad averlo dopo questo assegnamento.

DPLL: clausole unitarie

- *Clausola unitaria*: una clausola con un solo letterale *non assegnato*
 - Es. Quando B = *False*, $\{B, \neg C\}$ è unitaria
- Conviene assegnare prima valori al letterale in clausole unitarie. L'assegnamento è univoco (*True* se positivo, *False* se negativo).
- DPLL è completo

Lo schema dell'algoritmo DPLL

```

function DPLL-SATISFIABLE?(s) returns true or false
inputs: s, a sentence in propositional logic

clauses ← the set of clauses in the CNF representation of s
symbols ← a list of the proposition symbols in s
return DPLL(clauses, symbols, [])

function DPLL(clauses, symbols, model) returns true or false

if every clause in clauses is true in model then return true
if some clause in clauses is false in model then return false
P, value ← FIND-PURE-SYMBOL(symbols, clauses, model)
if P is non-null then return DPLL(clauses, symbols-P, [P = value|model])
P, value ← FIND-UNIT-CLAUSE(clauses, model)
if P is non-null then return DPLL(clauses, symbols-P, [P = value|model])
P ← FIRST(symbols); rest ← REST(symbols)
return DPLL(clauses, rest, [P = true|model]) or DPLL(clauses, rest, [P = false|model])
    
```

DPLL: esempio

KB $\{\neg B_{1,1}, P_{1,2}, P_{2,1}\} \{ \neg P_{1,2}, B_{1,1} \} \{ \neg P_{2,1}, B_{1,1} \} \{ \neg B_{1,1} \} \models \{ \neg P_{1,2} \}$?

Aggiungiamo $\{P_{1,2}\}$ e vediamo se insoddisfacibile

SAT($\{ \neg B_{1,1}, P_{1,2}, P_{2,1} \} \{ \neg P_{1,2}, B_{1,1} \} \{ \neg P_{2,1}, B_{1,1} \} \{ \neg B_{1,1} \} \{ P_{1,2} \}$)?

- 1 2 3 4 5
- La 5 è unitaria; $P_{1,2} = \text{True}$; la prima clausola e la 5 sono soddisfatte
- La 2 diventa unitaria; $B_{1,1} = \text{True}$; 2 e 3 sono soddisfatte, ma la 4 no; Fail

Non esistono modelli quindi $\neg P_{1,2}$ è conseguenza logica della KB

WalkSAT: un metodo di ricerca locale

- È il migliore tra una serie di algoritmi di ricerca locali per la soddisfacibilità
 - Gli stati sono gli assegnamenti
 - L'obiettivo è un assegnamento che soddisfa tutte le clausole
 - Si parte da un assegnamento casuale
 - Ad ogni passo si cambia il valore di una proposizione (*flip*)
 - Gli stati sono valutati contando il numero di clausole soddisfatte (più sono meglio) [o non soddisfatte]

WalkSAT

- WalkSAT ad ogni passo
 - Sceglie a caso una clausola non ancora soddisfatta
 - Sceglie un simbolo da modificare (*flip*) scegliendo con probabilità p (di solito 0,5) tra una delle due:
 - Sceglie un simbolo a caso (passo casuale)
 - Sceglie quello che rende più clausole soddisfatte (passo di ottimizzazione, simile a *min-conflicts*)
- Si arrende dopo un certo numero di *flip* predefinito

WalkSat: l'algoritmo

```
function WALKSAT(clauses, p, max-flips) returns a satisfying model or failure
  inputs: clauses, a set of clauses in propositional logic
         p, the probability of choosing to do a "random walk" move, typically around 0.5
         max-flips, number of flips allowed before giving up

  model ← a random assignment of true/false to the symbols in clauses
  for i = 1 to max-flips do
    if model satisfies clauses then return model
    clause ← a randomly selected clause from clauses that is false in model
    with probability p flip the value in model of a randomly selected symbol from clause
    else flip whichever symbol in clause maximizes the number of satisfied clauses
  return failure
```

WalkSAT: un esempio

$\{\neg B_{1,1}, P_{1,2}, P_{2,1}\} \{ \neg P_{1,2}, B_{1,1} \} \{ \neg P_{2,1}, B_{1,1} \} \{ \neg B_{1,1} \}$
 $[B_{1,1} = F, P_{1,2} = T, P_{2,1} = T]$ 2, 3 F; scelgo 2; a caso: flip $B_{1,1}$
 $[B_{1,1} = T, P_{1,2} = T, P_{2,1} = T]$ 4 F; scelgo 4; flip $B_{1,1}$
 $[B_{1,1} = F, P_{1,2} = T, P_{2,1} = T]$ 2, 3 F; scelgo 2; a caso: flip $P_{1,2}$
 $[B_{1,1} = F, P_{1,2} = F, P_{2,1} = T]$ 3 F; scelgo 3;
 ottimizzazione: flip $P_{2,1}[4]$; flip $B_{1,1}[3]$
 $[B_{1,1} = F, P_{1,2} = F, P_{2,1} = F]$ modello

Rosso: passo casuale

Verde: passo di ottimizzazione

Analisi di WalkSAT

- Se $\text{max-flips} = \infty$ e l'insieme di clausole è soddisfacibile prima o poi termina
- Ma se è insoddisfacibile non termina: il meglio che si può dire è di averci provato a lungo ...
- Il problema è decidibile ma l'algoritmo non è completo.

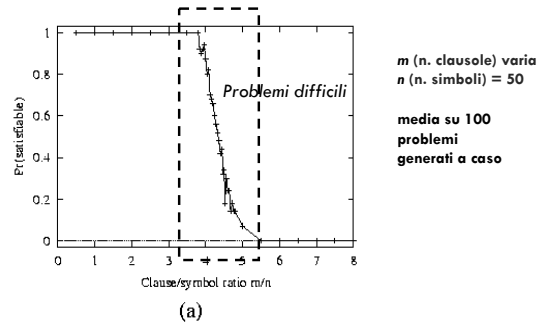
Problemi SAT difficili

- Se un problema ha molte soluzioni è più probabile che WalkSAT ne trovi una.
 - Esempio: 16 soluzioni su 32; un assegnamento ha il 50% di probabilità di essere giusto: 2 passi in media!

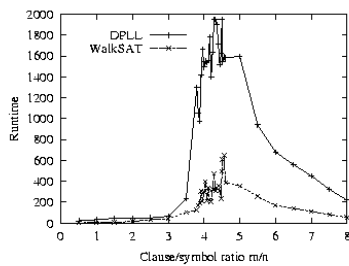
$$(\neg D \vee \neg B \vee C) \wedge (B \vee \neg A \vee \neg C) \wedge (\neg C \vee \neg B \vee E) \wedge (E \vee \neg D \vee B) \wedge (B \vee E \vee \neg C)$$

- Quello che conta è il rapporto m/n dove m è il numero di clausole (vincoli) e n il numero di simboli. Es. $5/5=1$
- Più grande il rapporto, più vincolato è il problema
 - Le regine sono facili perché il problema è sotto-vincolato

Probabilità di soddisfacibilità in funzione di m/n



Confronto tra DPLL e WalkSAT



Confronto su problemi soddisfacibili, ma difficili

Inferenza come deduzione

- Un altro modo per decidere se $KB \models A$ è dare delle regole di inferenza
 - Si scrive $KB \vdash A$ (A è deducibile da KB)
- Le regole di inferenza
 - dovrebbero derivare solo formule che sono conseguenza logica
 - dovrebbero derivare tutte le formule che sono conseguenza logica

Correttezza e completezza

- Correttezza:** Se $KB \vdash A$ allora $KB \models A$
Tutto ciò che è derivabile è conseguenza logica. Il meccanismo preserva la verità.
- Completezza:** Se $KB \models A$ allora $KB \vdash A$
Tutto ciò che è conseguenza logica è ottenibile tramite il meccanismo di inferenza. Non sempre è possibile.

Alcune regole di inferenza per Prop

- Le regole sono schemi deduttivi del tipo:

$$\frac{\alpha \Rightarrow \beta, \alpha}{\beta} \quad \text{Modus ponens oppure Eliminazione dell'implicazione}$$

$$\frac{\alpha \wedge \beta}{\alpha} \quad \text{Eliminazione dell'AND}$$

Eliminazione e introduzione della doppia implicazione

$$\frac{\alpha \Leftrightarrow \beta}{(\alpha \Rightarrow \beta) \wedge (\beta \Rightarrow \alpha)} \quad \text{and} \quad \frac{(\alpha \Rightarrow \beta) \wedge (\beta \Rightarrow \alpha)}{\alpha \Leftrightarrow \beta}$$

Meta-teoremi utili

- A valida sse $\neg A$ è insoddisfacibile
- Teorema di deduzione:
 $A \models B$ sse $(A \Rightarrow B)$ è valida
- Teorema di refutazione:
 $A \models B$ sse $(A \wedge \neg B)$ è insoddisfacibile
dimostrazione per assurdo o per *refutazione*

Una rappresentazione per il WW

$R_1: \neg P_{1,1}$ non ci sono pozzi in [1, 1]
C'è brezza nelle caselle adiacenti ai pozzi:
 $R_2: B_{1,1} \Leftrightarrow (P_{1,2} \vee P_{2,1})$
 $R_3: B_{2,1} \Leftrightarrow (P_{1,1} \vee P_{1,2} \vee P_{2,1})$
Percezioni:
 $R_4: \neg B_{1,1}$ non c'è brezza in [1, 1]
 $R_5: B_{2,1}$ c'è brezza in [2, 1]
 $KB = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$ $KB \models \neg P_{1,2}?$

Dimostrazione

$R_6: (B_{1,1} \Rightarrow (P_{1,2} \vee P_{2,1})) \wedge ((P_{1,2} \vee P_{2,1}) \Rightarrow B_{1,1})$ ($R_2, \Leftrightarrow E$)
 $R_7: (P_{1,2} \vee P_{2,1}) \Rightarrow B_{1,1}$ ($R_6, \wedge E$)
 $R_8: \neg B_{1,1} \Rightarrow \neg(P_{1,2} \vee P_{2,1})$ ($R_7, \text{contrapposizione}$)
 $R_9: \neg(P_{1,2} \vee P_{2,1})$ (R_4 e $R_8, \text{Modus Ponens}$)
 $R_{10}: \neg P_{1,2} \wedge \neg P_{2,1}$ ($R_9, \text{De Morgan}$)
 $R_{11}: \neg P_{1,2}$ ($R_{10}, \wedge E$)

Dimostrazione come ricerca

- *Problema*: come decidere ad ogni passo qual'è la regola di inferenza da applicare? ... e a quali premesse? Come evitare l'esplosione combinatoria?
- È un problema di esplorazione di uno spazio di stati
- Una *procedura di dimostrazione* definisce:
 - la direzione della ricerca
 - la strategia di ricerca

Direzione della ricerca

- Nella dimostrazione di teoremi conviene procedere all'indietro.
Con una lettura *in avanti* delle regole:
Da $A, B: A \wedge B \quad A \wedge (A \wedge B) \quad \dots \quad A \wedge (A \wedge (A \wedge B))$
- Meglio all'indietro
 - se si vuole dimostrare $A \wedge B$, si cerchi di dimostrare A e poi B
 - se si vuole dimostrare $A \Rightarrow B$, si assuma A e si cerchi di dimostrare B
 - ...

Strategia di ricerca

- **Completezza**
 - Le regole della deduzione naturale sono un insieme di regole di inferenza completo (2 per ogni connettivo)
 - Se l'algoritmo di ricerca è completo siamo a posto
- **Efficienza**
 - La complessità è alta: è un problema decidibile ma NP-completo

Regola di risoluzione per prop

- E se avessimo un'unica regola di inferenza (senza rinunciare alla completezza)?
- Regola di risoluzione (presuppone forma a clausole)

$$\frac{\begin{array}{c} \{P, Q\} \quad \{\neg P, R\} \\ \diagdown \quad \diagup \\ \{Q, R\} \end{array} \quad \frac{P \vee Q, \neg P \vee R}{Q \vee R}}$$

- Corretta? Basta pensare ai modelli
- Preferita la notazione insiemistica
- NOTA: gli eventuali duplicati si eliminano

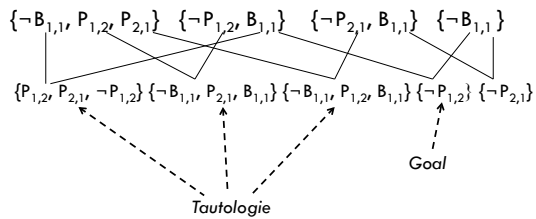
La regola di risoluzione in generale

$$\frac{\{l_1, l_2, \dots, l_i, \dots, l_k\} \quad \{m_1, m_2, \dots, m_j, \dots, m_n\}}{\{l_1, l_2, \dots, l_{i-1}, l_{i+1}, \dots, l_k, m_1, m_2, \dots, m_{j-1}, m_{j+1}, \dots, m_n\}}$$

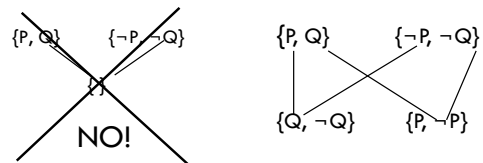
Gli l e m sono letterali, simboli di proposizione positivi o negativi; l_i e m_j sono uguali e di segno opposto

$$\text{Caso particolare} \quad \frac{\{P\} \quad \{\neg P\}}{\{\}} \quad \text{clausola vuota}$$

Il grafo di risoluzione



Attenzione!



Non è contraddittorio:

Es. Bianco o nero e non bianco o non nero

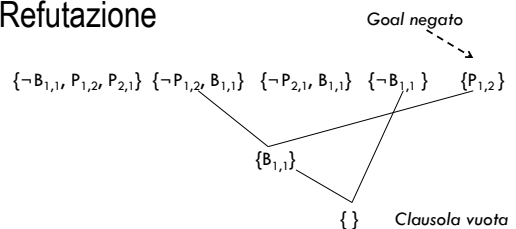
... e qui ci fermiamo

Un passo alla volta !!!

Ma siamo sicuri che basti una regola?

- Completezza: se $KB \models \alpha$ allora $KB \vdash_{res} \alpha$? Non sempre:
Es. $KB \models \{A, \neg A\}$ ma non è vero che $KB \vdash_{res} \{A, \neg A\}$
- Teorema di risoluzione [ground]:
Se KB insoddisfacibile allora $KB \vdash_{res} \{\}$ completezza
- Teorema di refutazione offre un modo alternativo:
 $KB \models \alpha$ sse $(KB \cup \{\neg \alpha\})$ insoddisfacibile
- Nell'esempio:
 $KB \cup FC(\neg(A \vee \neg A))$ è insoddisfacibile? Sì, perché ...
 $KB \cup \{A\} \cup \{\neg A\} \vdash \{\}$ in un passo e la regola di risoluzione è corretta
Quindi $KB \models \{A, \neg A\}$

Refutazione



Il teorema di risoluzione

- Sia $RC(S)$ l'insieme (*chiusura per risoluzione*) ottenuto applicando in tutti i modi possibili la regola di risoluzione ad S .
- $RC(S)$ è finito
- Teorema di risoluzione *ground*:
Se S è insoddisfacibile allora $RC(S)$ contiene $\{ \}$.
- Se $RC(S)$ non contenesse $\{ \}$ potremmo costruire un modello di S
- Sia $P_1, P_2 \dots P_k$ un ordinamento delle proposizioni. Assegniamo valori procedendo con $i=1, \dots, k$ in questo modo:
 - se in una clausola c'è $\neg P_i$ e gli altri letterali sono falsi in base agli assegnamenti già fatti, assegna *False* a P_i
 - altrimenti assegna *True* a P_i

Il Wumpus World con Prop: regole

- Regole generali: "C'è brezza nelle caselle adiacenti ai pozzi"
 $B_{x,y} \Leftrightarrow P_{x,y+1} \vee P_{x,y-1} \vee P_{x+1,y} \vee P_{x-1,y}$ per ogni x e y
16 asserzioni di questo tipo in un mondo 4×4
- C'è esattamente un Wumpus!
 - $W_{1,1} \vee W_{1,2} \vee W_{1,3} \vee \dots \vee W_{4,4}$ almeno uno
 - $\neg W_{1,1} \vee \neg W_{1,2}$ per ogni coppia di caselle $16 \times 15 / 2 = 155$ asserzioni per dire che ce n'è al più uno!!!

Wumpus World: locazione, orientamento

- Se si vuole tenere traccia della locazione
 - $L_{1,1} \wedge \text{FacingRight} \wedge \text{Forward} \Rightarrow L_{2,1}$
Non va bene, serve una dimensione temporale
 - $L^1_{1,1} \wedge \text{FacingRight}^1 \wedge \text{Forward}^1 \Rightarrow L^2_{2,1}$
- Stessa cosa per l'orientamento ...
 - $\text{FacingRight}^1 \wedge \text{TurnLeft}^1 \Rightarrow \text{FacingUp}^2$

Il Wumpus World con Prop

- Una casella $[i, j]$ è sicura se $KB \models (\neg P_{i,j} \wedge \neg W_{i,j})$
- Una casella $[i, j]$ potrebbe essere considerata sicura se $KB \models (P_{i,j} \vee W_{i,j})$
- Con tutti questi simboli di proposizione
 - servono procedure di inferenza efficienti (TTEntails e DPLL non sono praticabili)
 - serve un linguaggio più espressivo!!