# Res Pb

## TD 1:

- **Rappel**: FNC = Conjonction de disjonction de litteraux.

FND = disjonction de Conjonction de litteraux.

litteral → P.
litteral → $\neg P$.

**Algo FN**

1. enlever les $\Leftrightarrow$ et $\Rightarrow$

$A \Leftrightarrow B \equiv (A \Rightarrow B) \wedge (B \Rightarrow A)$.

$A \Rightarrow B \equiv \neg A \vee B$

2. Reduire les negations

3. loi distrubitivité

→ FNC → $A \vee (B \wedge C) \equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C)$.

→ FND → $A \wedge (B \vee C) \equiv (A \wedge B) \vee (A \wedge C)$.

Exo ①: Donner la FNC

$(P \wedge (Q \Rightarrow R)) \Rightarrow S$

$\neg (P \wedge (\neg Q \vee R)) \vee S$ $\quad A \Rightarrow B = \neg A \vee B$

$(\neg P \vee (Q \wedge \neg R)) \vee S$ $\quad \neg (A \wedge B) = \neg A \vee \neg B$

$((\neg P \vee Q) \wedge (\neg P \vee \neg R)) \vee S$ $\quad A \vee (B \wedge C) = (A \vee B) \wedge (A \vee C)$

$\boxed{(S \vee \neg P \vee Q) \wedge (S \vee \neg P \vee \neg R)}$

→ Soient les expressions:

① si les enseignants sont severs alors les notes sont mauvaises.

② si les notes sont alors les etud sont en Colère.

③ Les enseignants sont sévères.

④ Les étudiants sont en Colère

- Montrer que ④ est Consequence logique de ① ② et ③ avec logique proposionelle

* Rappel: G est CL de $F_1, \dots, F_n$ ssi:

$F_1, \dots, F_n$ vraie $\Rightarrow$ G vraie.

① $P \Rightarrow Q$. $\quad$ ③ $P$.

② $Q \Rightarrow R$. $\quad$ ④ $R$.

CL/ ① Table de verité.

② logique.

$(P \Rightarrow Q) \wedge (Q \Rightarrow R) \wedge P$

$(P \Rightarrow R) \wedge P$ vrai

$\neg P \vee R$ vrai

et $P$ vrai → $R$ vrai

③ TH1

$F_1 \wedge F_2 \wedge \dots F_n \Rightarrow G$ valide

$(P \vee \neg P) \wedge (Q \vee \neg Q)$

vrai

④ TH2

$F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_n \wedge \neg G$

$(P \wedge \neg P)$

faux

- Demonstration de Th ①.

G est CL de $F_1, \dots, F_n$ ssi $F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_n \Rightarrow G$ valide.

① ⇒ /

hyp G est CL de $F_1, \dots, F_n$ ≡ $F_1 \wedge F_2 \dots \wedge F_n$ Vrai ⇒ G Vraie.

à montrer : $F = F_1 \wedge \dots \wedge F_n \Rightarrow G$ Valide ?

1/ Cas où $F_1 \wedge \dots \wedge F_n$ Vrai

$F_1 \wedge \dots \wedge F_n \Rightarrow G \equiv \neg(F_1 \wedge \dots \wedge F_n) \vee G$

On $\begin{cases} F = \neg(F_1 \wedge \dots F_n) \vee G \\ \text{et} \\ G = \text{Vrai} \end{cases}$ — $\{F = \text{Vrai}\}$ .. ①

2/ $F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_n$ faux

$\neg(F_1 \wedge \dots \wedge F_n)$ Vrai

$\neg(F_1 \wedge \dots \wedge F_n) \vee G$ Vrai

② ... $\{F_1 \wedge \dots \wedge F_n \Rightarrow G$ Vrai$\}$

① et ② ⇒ / est Valide.

② ⇐ /

hyp $F_1 \wedge \dots \wedge F_n \Rightarrow G$ valide $\equiv \neg(F_1 \wedge \dots \wedge F_n) \vee G$ Vraie

montrer lorsque $F_1 \wedge \dots \wedge F_n$ Vraie $\overset{?}{\Rightarrow}$ G Vraie.

$\neg(F_1 \wedge \dots \wedge F_n)$ faux

① et ② G est Vraie.

→ Soient les formules suivantes :

① $P \Rightarrow Q$ ② $\neg Q$ ③ $\neg P$.

- Montrer que ③ est CL de ① et ②

1/ Table de verité :

| P | Q | ¬P∨Q | ¬Q | ①∧② | ③ |
|---|---|---|---|---|---|
| V | V | V | F | F | F |
| V | F | F | V | F | F |
| F | V | V | F | F | V |
| F | F | V | V | V | V |

ok

2/ logique : ① et ② Vrai

$\neg P \vee Q$ Vrai

et

$\neg Q$ Vrai ⟩ → $\neg P$ Vraie

TD①: Rappel: logique de prédicat

Terme: $\rightsquigarrow$ cte / var / $f(t_1, -, t_n)$.

* formule atomique $\rightsquigarrow P(t_1, -, t_n)$.
↳ prédicat ≡ relation entre termes $t_1, \dots, t_n$.

$f(t_1, -, t_n) \rightsquigarrow$ un new terme.

$P(t_1, -, t_n) <^{V}_{F}$ fbf $\neg \vee \wedge \Rightarrow \Leftrightarrow \exists \forall$.

→ Traduire a fbf.

① Tout humain est mortel.
② Ali est humain.
③ Ali " mortel.

cte: Ali

Prédicat. humain(x) $\rightsquigarrow$ x est humain.
mortel(x) $\rightsquigarrow$ x est mortel.

① $\forall x$ humain(x) $\Rightarrow$ mortel(x).
② humain(x).
③ Mortel(x).

① Pour tout nombre il $\exists$ un seul successeur.
② il $\nexists$ de nombre pour lequel 0 est successeur.
③ Pour tout nombre $\neq 0$, il $\exists$ un seul prédécesseur.

cte: 0
- fonction: $f(x) \to$ successeur de $x$.
$g(x) \to$ Prédecesseur de $x$
- prédicat: $E(x, y) \rightsquigarrow x = y$.

① $\underbrace{(\forall x)(\exists y)E(y, f(x))}_{\text{il } \exists \text{ un succ}} \wedge \underbrace{(\forall z)E(z, f(x)) \Rightarrow E(y, z)}_{1 \text{ seul}}$

② $(\forall x) \neg E(0, f(x))$.

③ $(\forall x) \neg E(x, 0) \Rightarrow \exists y\, E(y, f(x)) \wedge (\forall z) E(z, f(x)) \Rightarrow E(y, z)$

* Sous quelle cond sur le domaine d'interprétation la formule.

$(\exists y) P(y) \Rightarrow (\forall x) P(x)$. est tjrs vrai?

- La Cardinalité du domaine = 1.

**Rappel. Unification.**

* **Subtitution:** = une sub $\sigma$ est une ensemble.

$\{X_1 / t_1, X_2 / t_2 \dots, X_n / t_n\}$

$X_i \rightarrow$ Var distinctes. $t_i$ = terme.

L'application d'1 sub $\sigma$ à un terme t notée $\sigma t$ = consiste à remplacer ds t chq $X_i$ par $t_i$.

$\rightarrow$ 2 termes $t_1$ et $t_2$ sont unifiables si:

$\exists$ un seul $\sigma / \sigma t_1 = \sigma t_2$.

* **unifier:**

$t_1 \rightarrow f(x, h(10), g(5), x)$ $t(y)$

$t_2 \rightarrow f(t(y), h(z), g(v), w)$

$\sigma t_1 = \sigma t_2 = f(t(y), h(10), g(5), t(y))$

$\sigma = \{x / t(y), z/10, v/5, w/t(y)\}$

$t_1 \rightsquigarrow f(x, h(10), g(5), \cancel{x})$ $t(y)$

$t_2 \rightsquigarrow f(t(y), h(y), g(v), v)$

$\sigma t_1 = \sigma t_2 = f(t(y), h(10), g(5), X$

Les deux exp ne sont pas uniforme.

$\sigma = \{x / t(y),$ ~~h(10), g~~ $y/10, v/5$

* **Rappel:** Clause $\rightarrow$ disjonction de litteraux.

On peut appliquer la resolution à 2 clauses $C_1$ et $C_2$ si elle contienneent respectivement 2 litteraux $l_1$ et $l_2$ complementaire.

la resolution obtenue est. $(C_1 - l_1 \vee C_2 - l_2)$

$C_1$: $\underset{l_1}{P} \vee \underset{l_1}{\neg Q} \vee \underset{l_1}{R}$

$C_2$: $\underset{l_2}{\neg P} \vee \underset{l_2}{Q} \vee \underset{l_2}{\neg R}$

$\neg Q \vee R \vee Q \vee \neg R$ $(P \vee R) \vee (\neg P \vee \neg R)$ $(P \vee \neg Q) \vee (\neg P \vee Q)$

TD 3 :

Transformer la fbf en clauses.

$(\forall x) \{ P(x) \Rightarrow \{ (\forall y) [ P(y) \Rightarrow P(f(x,y)) ] \wedge \neg (\forall y)$
$[ Q(x,y) \Rightarrow P(y) ] \} \}$.

1) élimination des $\Leftrightarrow$ et $\Rightarrow$

$A \Rightarrow B \equiv \neg A \vee B$ . $A \Leftrightarrow B \equiv (\neg A \vee B) \wedge (\neg B \vee A)$.

$(\forall x) \{ \neg P(x) \vee \{ (\forall y) [ \neg P(y) \vee P(f(x,y)) ] \wedge \neg (\forall y)$
$[ \neg Q(x,y) \vee P(y) ] \} \}$.

2) Reduire les portés de la $\neg$ aux litéraux.

$\neg (A \vee B) = \neg A \wedge \neg B$.

$\neg (A \wedge B) = \neg A \vee \neg B$.

$\neg (\forall x) P(x) = (\exists x) \neg P(x)$.

$\neg (\exists x) P(x) = (\forall x) \neg P(x)$.

$(\forall x) \{ \neg P(x) \vee \{ (\forall y) [ \neg P(y) \vee P(f(x,y)) ] \wedge (\exists y)$
$[ Q(x,y) \wedge \neg P(y) ] \}$.

3) Standariser les var "chq quantif aura sa propre var"

$\_\_\_\_\_\_ \wedge (\exists z) [ Q(x,z) \wedge \neg P(z) ] \}$

4) Skolerisation = élimination de $\exists x$ en remplace la var $x$ par un fction de SKOLEN.

exp :

$(\forall x)(\exists y)(\forall z) P(x,y,z) \equiv (\forall x)(\forall z) P(x, f(x), z)$

$(\forall x)(\exists y)(\exists z) P(x,y,z) \equiv (\forall x) P(x, f(x), g(x))$

$(\exists x)(\forall y) P(x,y) \equiv (\forall y) P(A, y)$

↳ Const de Skolen.

$* (\forall x) \{ \neg P(x) \vee \{ (\forall y) [ \neg P(y) \vee P(f(x,y)) ] \wedge [ Q(x, g(x)) \wedge \neg P(g(x))$

5,6 Rassembler les $\forall$ au debut et effacer ces $\forall$.

$\{ \underbrace{\neg P(x)}_{A} \vee \{ [ \underbrace{\neg P(y) \vee P(f(x,y))}_{B} ] \wedge [ \underbrace{Q(x, g(x)) \wedge \neg P(g(x))}_{C} ] \} \}$

7) à transformer en FNC avec $A \vee (B \wedge C) \equiv \underbrace{(A \vee B)}_{B} \wedge \underbrace{(A \vee C)}_{C}$

$[ \underbrace{\neg P(x)}_{A} \vee \underbrace{\neg P(y) \vee P(f(x,y))}_{B} ] \wedge [ \underbrace{\neg P(x)}_{A} \vee \underbrace{[ Q(x, g(x)) \wedge \neg P(g(x)) ]}_{B} ]$

$[ \_\_\_\_\_\_ ] \wedge [ \neg P(x) \vee Q(x, g(x)) ] \wedge [ \neg P(x) \vee \neg P(g(x)) ]$

→ elle est sous FNC.

⑧ Une FNC $X_1 \wedge X_2 \wedge \dots \wedge X_n$.

↳ en n clauses $X_1 \dots X_n$.

1) $\neg P(x) \vee \neg P(y) \vee P(f(x,y))$.

2) $\neg P(x) \vee Q(x, g(x))$.

3) $\neg P(x) \vee \neg P(g(x))$.

⑨ Renommer les Var des clauses :

1) même chose

2) $x \rightarrow x'$ 3) $x \rightarrow x''$.

→ Calculer les résolvantes des deux clauses C1, C2

C1: $\underline{P(x, f(A))} \vee \underline{P(x, f(y))} \vee Q(y)$

C2: $\underline{\neg P(z, f(A))} \vee \neg Q(z)$

$\sigma = \{z/x, y/A\}$

$\sigma = \{x/z\}$

$P(z, f(y)) \vee Q(y) \vee \neg Q(z)$

Rappel : un arbre de refutation est un arbre inversé ayant Nil à sa racine.

→ soient les clauses :

① $q(u) \vee p(A)$. ② $\neg q(w) \vee p(w)$.

③ $\neg q(x) \vee \neg p(x)$. ④ $q(y) \vee \neg p(y)$.

① * Donner un arbre de Réfutation.

$\underline{q(u)} \vee p(A)$ $\neg q(w) \vee \underline{p(w)}$ $\underline{\neg q(x)} \vee \neg p(x)$ $\underline{q(y)}\ \neg p(y)$

$x/y$

$\underline{\neg P(y)} \vee \cancel{\neg P(y)}$ ✓

$w/y$

$\underline{\neg q(y)}$ ✓

$u/y$

$\underline{p(A)}$ ✓

$y/A$

Nil ✗

③ Non car la clause Nil ∉ à ses parents de l'ens

② Peut-on utiliser la Stratégie % aux données

Pour produire cet arbre ?

* Rappel : Stratégie % aux données ≡ chq résolvante à au moins un parent qui ∈ à l'ensemble Initiale.

⇒ Nil "ses parents ∉ à l'ens initial" alors cette stratégie n'est pas complète

* Soient les fbfs :

① $(\forall x)(\forall y)(\forall z)[P(x,y) \wedge P(y,z)] \Rightarrow g(x,z)$.

② $(\forall y)(\exists x)\ P(x,y)$

et soit le But $w$ :

$$(\exists x)(\exists y)\ g(x,y).$$

Donner les valeurs des Var du But pour lesquelles il est C.C de l'ens ① et ② en utilisons le syst Q/R

* Rappel : Syst Q/R.

① Produire un arbre de Refutation.

② Remplacer toute fct de skolem de clauses de la négation du But par de New Var.

③ Transformer les clauses de ¬But en Tautologie.

④ Obtenir un arbre de démonstration en propageant ③ dans ①.

⑤ La clause à la racine de l'arbre ④ ∃ les Val des Var.

- étape 0 : Transformer ① ② et ¬w en clauses.

| ① | ¬ But | ② |
|---|---|---|
| $\neg P(x,v) \vee \neg P(y,z) \vee g(x,z)$ | $\neg g(u,v) \vee g(u,v)$ | $P(f(w),w)$ |

$x/u$, $z/v$

$\neg P(u,y) \vee \neg P(y,v) \vee g(u,v)$

$w/y$, $u/f(y)$

$\neg P(y,v) \vee g(f(y),v)$

$y/f(w)$, $v/w$

Nil $\vee\, g(f(f(w)),w)$

① Produire arbre Ref ✓

$\boxed{g(f(f(w)),w)}$

$x$ $y$

→ Soient le fbfs :

$(\forall u)(\forall v)\, P(A, u, u) \vee P(B, v, v)$.

~~et le même But précédent~~.

$w.\ (\exists x)(\forall y)(\exists z)\, P(x, y, z)$.

$\neg w \equiv \neg \big( (\exists x)(\forall y)(\exists z)\, P(x, y, z) \big)$

$\equiv (\forall x)(\exists y)(\forall z)\, \neg P(x, y, z)$

$\equiv (\forall x)(\forall z)\, \neg P(x, f(x), z)$.

$\equiv \boxed{\neg P(x, f(x), z)}$

1

$\underline{P(A, u, u)} \vee P(B, v, v)$

$\neg w$

$\neg P(x, \cancel{f(x)} \to t, z)$ $\vee P(x, t, z)$

$x/A$

$u/\cancel{f(A)} \to t$

$z/\cancel{f(A)} \to t$

$P(B, v, v) \vee P(A, t, t)$

$x/B$

$v/\cancel{f(B)} \to t$

$z/\cancel{f(B)} \to t$

$\text{Nil} \vee P(A, t, t) \vee \underbrace{P(B, t, t)}_{2^{\text{ème}}\ \text{utile}}$.

$x \quad y \quad z$

$w = (\exists x)(\forall y)(\exists z)\, P(x, y, z)$. $x \quad y \quad z$

essai : $(\forall u)(\forall v)\, P(A, u, u) \vee P(z, u, z)$

$(\forall z)$

– Soit le pblm du TAQUIN.

en veut passer de l'état init au But.

Init

| | | |
|---|---|---|
| 2 | 8 | 3 |
| 1 | 6 | 4 |
| 7 | X | 5 |

?

But

| | | |
|---|---|---|
| 1 | 2 | 3 |
| 8 | X | 4 |
| 7 | 6 | 5 |

– Donner l'espace de recherche avec les Stratég.

* Retour arrière chronologique.
* Recherche avec graphe
  Profondeur max = 3.

→ état : matrice 3x3.

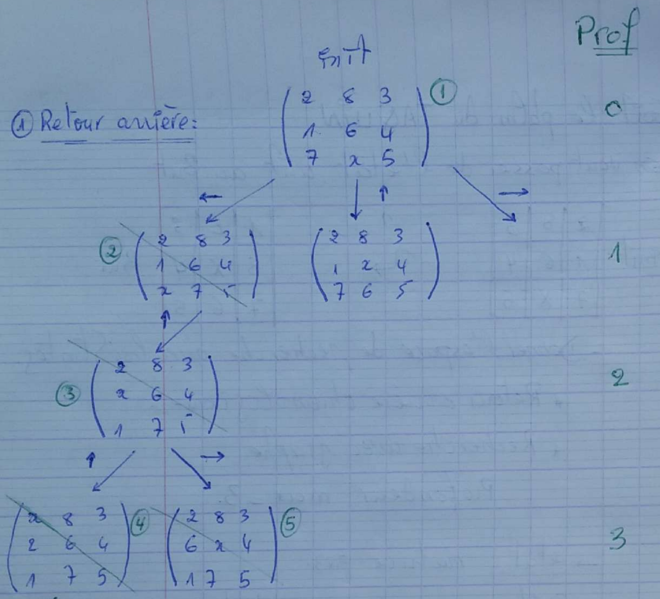
init $\begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 6 & 4 \\ 7 & X & 5 \end{pmatrix}$ but $\begin{pmatrix} 1 & 2 & 3 \\ 8 & X & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}$

→ Regles :

* deplacer la case X vers ↑ si $X \notin$ ligne 1.
* " " " " " → si $X \notin$ col 3.
* " " " " " ↓ si $X \notin$ ligne 3.
* " " " " " ← si $X \notin$ col 1.

Scanned by CamScanner

① Retour arrière:

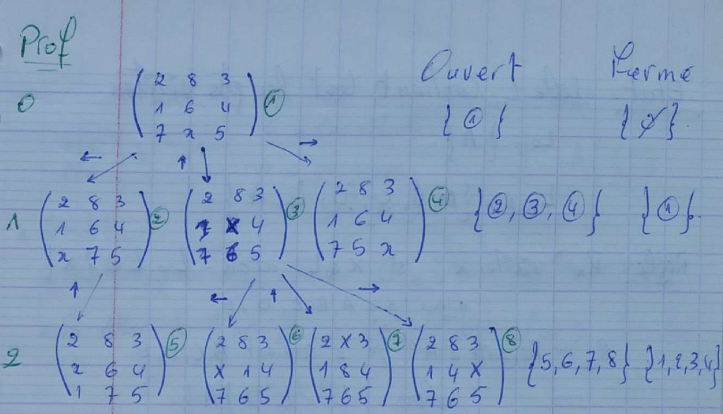


Il y a un blockage Prof = 3 et donc RA vers le dernier pt de choix.

② Recherche avec graphe:

Ouvert → Contient tout le noeud à deployer.

Fermé → " " " " " deployés



→ Un voyageur part d'une ville A, visite 4 villes B, C D, E une seul fois revient à A. les distances sont:

| | A | B | C | D | E |
|---|---|---|---|---|---|
| A | | 7 | 6 | 10 | 13 |
| B | 7 | | 7 | 10 | 10 |
| C | 6 | 7 | | 5 | 9 |
| D | 10 | 10 | 5 | | 6 |
| E | 13 | 10 | 9 | 6 | |

* Donner le meilleur choix.

**Etat:** liste L contient tout les pts visités.

$L_0 = \{A\}$.

$L_{But} = \{A, B, C, D, E, A\}$.

**Regle:** $R_x$ "visiter x" si $x \notin L$ alors: $L = L \cup \{x\}$.

avec: $x = A, B, C, D, E$

$R_A$ : "Revenir à A" si L contient B, C, D, E

alors. $L := L \cup \{A\}$.

$L_0 = \{A\}$

$\xrightarrow{R_B}$ $L = \{A, B\}$ 7 ; $\xrightarrow{R_C}$ $L = \{A, C\}$ 6 ; $\xrightarrow{R_D}$ $\{A, D\}$ 10 ; $\xrightarrow{R_E}$ $\{A, E\}$ 13

$L = \{A, B\}$ : $\xrightarrow{R_C}$ ; $\xrightarrow{R_D}$ ; $\xrightarrow{R_E}$

$\{A, B, C\}$ : $\xrightarrow{R_D}$ $\{A, B, C, D\}$ ; $\xrightarrow{R_E}$ $\{A, B, C, E\}$

$\{A, B, C, D\}$ $\xrightarrow{R_E}$ $\{A, B, C, D, E\}$ $\xrightarrow{R_A}$ $\{A, B, C, D, E, A\}$

$L = \{A, C\}$ $\xrightarrow{R_D}$ $\{A, C, D\}$ $\xrightarrow{R_E}$ $\{A, C, D, E\}$ $\xrightarrow{R_B}$ $\{A, C, D, E, B\}$ $\xrightarrow{R_A}$ $\{A, C, D, E, B, A\}$ 34

---

Initial

CCC
PPP | ⛵ |

C → Carnibale.

P → personne.

But

| ⛵ | CCC
PPP

* **Condition:**

* Barque peut transporter G ↔ D 1/2 individus.

* Si Nbre de P > 0 alors ce nbr doit être $\geq$ nbr de C à G et à D.

* **Etat.** $(C_G, P_G, C_D, P_D, X)$.

etat$_0$ (3, 3, 0, 0, G).

etat$_{But}$ (0, 0, 3, 3, D).

* **Regles:**

$R_{GD}$ C si

$R_{GD}$ P si

$R_{GD}$ CP si

$R_{GD}$ CC si

$R_{GD}$ PP si

---

$R_{DG}$ C si

$R_{DG}$ P si

$R_{DG}$ CP si

$R_{DG}$ CC si

$R_{DG}$ PP si

→ Suite de Pb de taquin

$$\begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 6 & 4 \\ 7 & X & 5 \end{pmatrix}$$

- Donner l'espace de recherche en utilisant la fct d'evaluation

$$f(n) = p(n) + w(n).$$

où : $p(n)$ ↝ profondeur de $n$

$w(n)$ ↝ compte le nbr de cases de 1 à 8 mal placées % but. ↝ ordre de devp

$$\begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 6 & 4 \\ 7 & X & 5 \end{pmatrix} \text{①} \quad \leadsto w(n). \quad \leadsto p(n).$$

← ↑↓ →

$$\begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 6 & 4 \\ X & 7 & 5 \end{pmatrix}_{1+5} \quad \begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & X & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{1+3} \text{②} \quad \begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 6 & 4 \\ 7 & 5 & X \end{pmatrix}_{1+5}$$

← ↑↓ →

$$\text{③} \begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ X & 1 & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{2+3} \quad \begin{pmatrix} 2 & X & 3 \\ 1 & 8 & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{2+3} \text{④} \quad \begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 1 & 4 & X \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{2+4}$$

↑ ↓ ←↓

$$\begin{pmatrix} X & 8 & 3 \\ 2 & 1 & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{3+3} \quad \begin{pmatrix} 2 & 8 & 3 \\ 7 & 1 & 4 \\ X & 6 & 5 \end{pmatrix}_{3+4} \quad \begin{pmatrix} X & 2 & 3 \\ 1 & 8 & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{3+2} \text{⑤}$$

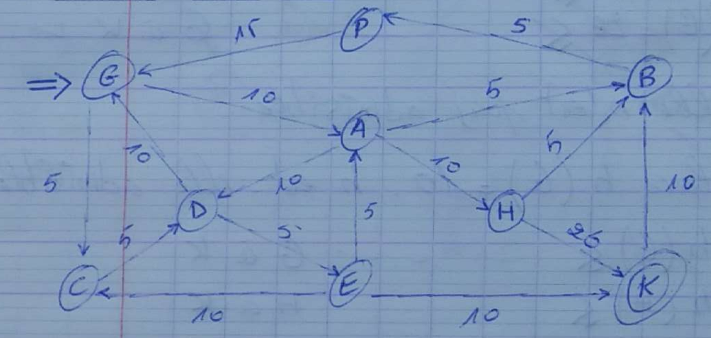
↓

$$\begin{pmatrix} 1 & 2 & 3 \\ X & 8 & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{4+1} \text{⑥}$$

↓ →

$$\begin{pmatrix} 1 & 2 & 3 \\ 7 & 8 & 4 \\ X & 6 & 5 \end{pmatrix}_{5+2} \quad \begin{pmatrix} 1 & 2 & 3 \\ 8 & X & 4 \\ 7 & 6 & 5 \end{pmatrix}_{5+0} \text{⑦}$$

→ Soit la Carte :




et soit l'heuristique h donnée par :

| Noeud | A | B | C | D | E | F | G | H | K |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| h | 10 | 20 | 10 | 5 | 10 | 10 | 26 | 0 | 0 |

→ h est elle admissible ?

**Rappel :** h est admissible ssi :

$\forall n,\ h(n) \leq$ Meilleur coût de n au but.

$h(A) = 10 \overset{?}{\leq}$ meilleur chemin de A à K ✓
$h(B) = 20 \overset{?}{\leq}$ " " " B à K ✓
$h(C) = 10 \overset{?}{\leq}$ " " " C à K ✓
$h(D) = 5 \leq$ " " " D à K ✓
$h(E) = 10 \leq$ ——— E à K ✓
$h(F) = 10 \leq$ ——— F à K ✓
$h(G) = 26 \not\leq$ ——— G à K ✓

→ elle n'est pas admissible.

(2) On remplace $h(G) = 10$. h est-elle admissible ?

$h(G) \leq$ — — — G à K
$h(H) \leq$ H à K
$h(K) \leq$ — — — K à K

(3) Donner un espace de recherche avec h en utilisons l'alg $A^*$

* **Rappel :** Alg $A^*$, il utilise la fct

$$f(n) = g(n) + h(n).$$

où : | $g(n)$ ↝ Cout de l'etat init à n
| $h(n)$ ↝ heuristique.