

Codage d'Huffman

Le problème

obj: étant donné un texte sur un alphabet Σ , le **coder** succinctement en binaire.

- **données:** un alphabet Σ et une fonction de «fréquence» $f : \Sigma \rightarrow \mathbb{N}$
- **résultat:** un codage $\phi : \Sigma \rightarrow \{0,1\}^*$ tel que $\sum_{a \in \Sigma} f(a) \cdot |\phi(a)|$ soit minimal.

Exemple

$\Sigma :$	a	b	c	d	e	f
f:	45	13	12	16	9	5

Solution 1:

a	b	c	d	e	f
000	001	010	011	100	101

$$\sum f(a) \cdot |\phi(a)| = 45 \times 3 + 13 \times 3 \dots = 300$$

Solution 2:

a	b	c	d	e	f
0	101	100	111	1101	1100

$$\sum f(a) \cdot |\phi(a)| = 45 \times 1 + 13 \times 3 \dots = 224$$

Codage...

Ici on se limite aux **codes préfixes**, ie:
aucun $\phi(x)$ n'est préfixe d'un $\phi(y)$

Propriété:

Il existe un code préfixe optimal.

Avantage:

Le décodage est très simple !

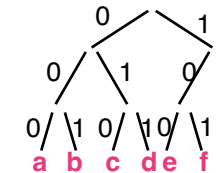
Exemple de décodage

a	b	c	d	e	f
0	101	100	111	1101	1100

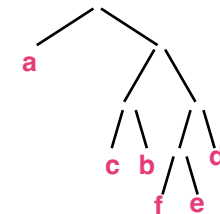
1 0 1 0 1 0 0 1 1 1 1 1 0 1 0 1 0 1
 b a c d e a b

Codes préfixes et arbres binaires

a	b	c	d	e	f
000	001	010	011	100	101



a	b	c	d	e	f
0	101	100	111	1101	1100



Codes préfixes et arbres binaires

Un code préfixe optimal est toujours représenté sous la forme d'un arbre binaire **localement complet**.

Coût d'un arbre T selon f:

$$B_f(T) = \sum_{a \in F(T)} f(a) \cdot \text{prof}_T(a)$$

$F(T)$: feuilles de T

$\text{prof}_T(a)$: profondeur du noeud a dans T

- On écrira $B(T)$ lorsque f est fixée par le contexte.
- On étend $B()$ aux codages: $B(\phi) = \sum f(a) \cdot |\phi(a)|$

Codes préfixes et arbres binaires

Σ :	a	b	c	d	e	f
f :	45	13	12	16	9	5

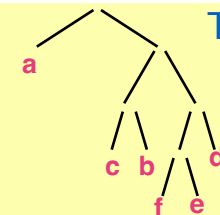
a	b	c	d	e	f
000	001	010	011	100	101

$$B(T) = (45 + 13 + 12 + 16 + 9 + 5) \cdot 3 = 300$$



a	b	c	d	e	f
0	101	100	111	1101	1100

$$B(T') = 45 \cdot 1 + 13 \cdot 3 + 12 \cdot 3 + 16 \cdot 3 + 9 \cdot 4 + 5 \cdot 4 = 224$$



Arbres

On considère les primitives suivantes sur les arbres:

- **feuille(a)** = crée une feuille étiquetée par «a»
- **arbre(t₁,t₂)** = crée un arbre avec t₁ comme fils gauche et t₂ comme fils droit
- **fg(t)** = retourne le fils gauche
- **fd(t)** : retourne le fils droit

Algorithme d'Huffman

```

n := |Σ|
FP := FilePriorité( { (feuille(a),f(a)) | a ∈ Σ } )
Pour i = 1 à n-1:
    (t1,f1) := ExtraireMin(FP)
    (t2,f2) := ExtraireMin(FP)
    Ajouter(FP,(arbre(t1,t2),f1+f2))
(T,f) := ExtraireMin(FP)
retourner T
    
```

On utilise une **file de priorité** pour stocker des **arbres** (correspondant à des codes pour des sous-ensembles de Σ) avec comme **clé** la somme des **fréquences** de ces lettres.



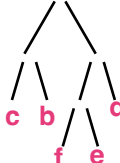
Exemple

Σ :	a	b	c	d	e	f
f:	45	13	12	16	9	5

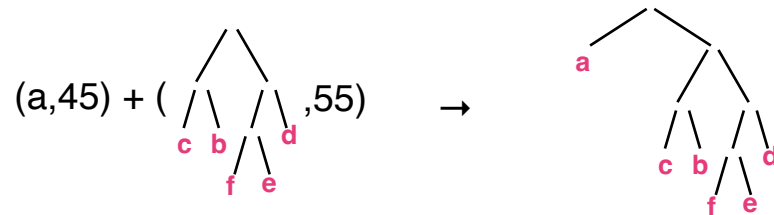
(f,5) et (e,9):  14 + (a,45) (b,13) (c,12) (d,16)

(c,12) et (b,13):  25 + (a,45) (d,16) (,14)

(,14) et (d,16):  30 + (a,45) (,25)

(,25) et (,30):  55 + (a,45)

Exemple



Algorithme d'Huffman

Théorème:

L'algorithme d'Huffman donne un code préfixe optimal.

Algorithme d'Huffman

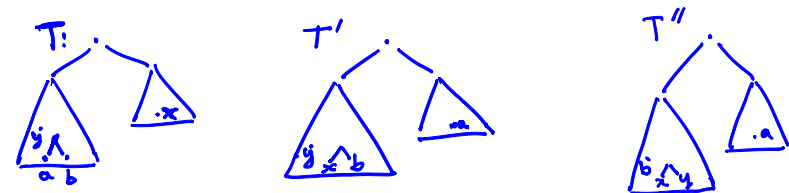
Lemme 1:

Étant donnés (Σ, f) et $x, y \in \Sigma$ telles que x et y aient des fréquences minimales, alors il existe un code préfixe optimal ϕ avec $\phi(x) = w.0$ et $\phi(y) = w.1$

NB: $\phi(x)$ et $\phi(y)$ ont la même longueur et, x et y ont le même père dans l'arbre binaire associé à ϕ .

Lemme 1- preuve

- soit T l'arbre associé à un code optimal.
- soit a, b deux feuilles de T , de même père et situées à la prof. max dans T



$$B(T') = B(T) - f(x) \cdot pf_T(x) - f(a) \cdot pf_T(a) + f(x) \cdot pf_T(a) + f(a) \cdot pf_T(x)$$

$$B(T') = B(T) + f(x) \cdot (pf_T(a) - pf_T(x)) - f(a) \cdot (pf_T(a) - pf_T(x))$$

$$B(T') = B(T) + (f(x) - f(a)) \cdot (pf_T(a) - pf_T(x))$$

$$\Rightarrow B(T') \leq B(T)$$

$$B(T'') \leq B(T') \leq B(T) : T'' \text{ optimal !}$$

hyp: $f(x) \leq f(a)$
 $f(y) \leq f(b)$
 $pf_T(a) \leq pf_T(x)$

Algorithme d'Huffman

Lemme 2:

Soit T un arbre binaire représentant un code préfixe optimal pour (Σ, f) .

Soient x et y deux feuilles avec le même père z dans T .

Soient $T' = T \setminus \{x, y\}$ et $f' = f|_{\Sigma \setminus \{x, y\}}$ et $f'(z_{\text{new}}) = f(x) + f(y)$

Alors T' représente un code préfixe optimal pour (Σ', f')

Lemme 2 - preuve

$$pf_T(x) = pf_T(y) = pf_{T'}(z_{\text{new}}) + 1$$

$$B(T) = \sum f(a).pf_T(a)$$

$$B(T') = B(T) - f(x).pf_T(x) - f(y).pf_T(y) + (f(x) + f(y)).pf_{T'}(z_{\text{new}})$$

$$B(T') = B(T) - (f(x) + f(y))(pf_T(x) - pf_{T'}(z_{\text{new}}))$$

$$B(T') = B(T) - f(x) - f(y)$$

Si T' n'est pas optimal, il existe A' optimal pour (Σ', f')

Et remplacer z par (x, y) dans A' donne A tq

$$B(A) = B(A') + f(x) + f(y) < B(T') + f(x) + f(y) = B(T) !$$

On a donc trouvé un A meilleur que T !

$$\text{NB: } \Sigma' = \Sigma \setminus \{x, y\} \cup \{z_{\text{new}}\}$$

Théorème:

L'algorithme d'Huffman donne un code préfixe optimal.

Preuve: par induction sur $|\Sigma|$

- $|\Sigma| = 2$: ok

- $|\Sigma| = n+1$

Soit ϕ_{algo} le code renvoyé par l'algo et ϕ_{opt} un code optimal.

Soient x et y les deux lettres choisies par l'algo avec des priorités min.

Par le Lemme 1, on peut supposer $\phi_{\text{opt}}(x) = w.0$ et $\phi_{\text{opt}}(y) = w.1$

Par le Lemme 2, on sait que ϕ' définie par:

$$\phi'(u) = \phi_{\text{opt}}(u) \text{ si } u \in \Sigma \setminus \{x, y, z_{\text{new}}\} \text{ ET } \phi'(z_{\text{new}}) = w$$

est optimal pour (Σ', f') [...] !

$$\text{Et de plus: } B(\phi') = B(\phi_{\text{opt}}) - f(x) - f(y)$$

De son côté, l'algorithme calcule aussi un code ϕ'_{algo} pour (Σ', f') et

par **hypothèse d'induction**, il est optimal, donc: $B(\phi'_{\text{algo}}) = B(\phi')$

$$\text{Et on a: } B(\phi'_{\text{algo}}) = B(\phi_{\text{algo}}) - f(x) - f(y) \quad (\text{car } \phi_{\text{algo}}(x) = w'.0 \text{ et } \phi_{\text{algo}}(y) = w'.1)$$

$$\text{D'où: } B(\phi_{\text{algo}}) = B(\phi_{\text{opt}})$$