

IFT-3001 (Hiver 2025) Travail 1

Enseignant : Claude-Guy Quimper

Date de remise : 23 février 2025, 23h59.

- Les travaux remis en retard ne seront pas corrigés et se verront attribuer la note de zéro.
- À moins de spécifications contraires, vous devez toujours pleinement justifier vos réponses.
- Il s'agit d'un travail individuel. Toute communication ou entraide avec une autre personne au sujet de ce travail est interdite.
- Vous devez présenter un travail original : aucun emprunt provenant de l'Internet ou de toute autre source n'est permis.
- Le code de programmation doit pouvoir compiler avec g++. À partir d'une [connexion VPN](#), vous pouvez compiler votre code sur cette page web : <http://132.203.114.30:8080/>.

Format de remise :

- Vous devez remettre un fichier zip contenant un fichier PDF par question. La structure du fichier zip ne doit pas contenir de sous-répertoire et doit seulement contenir les fichiers : Question1.pdf et pgcd.cpp.
- Votre nom, prénom et matricule doivent apparaître dans l'en-tête de chaque page.

Question # 1: [25 points] Dans le chapitre 1, nous avons vu deux algorithmes pour calculer le plus grand commun diviseur entre deux entiers : l'algorithme de force brute `pgcdFB` et l'algorithme diminuer pour régner d'Euclide. Nous avons démontré que le temps d'exécution de l'algorithme d'Euclide est $C(m) \in O(\log m)$ pour toute instance. Cependant, nous n'avons pas démontré que le pire cas s'exécute en $C_{WORST}(m) \in \Theta(\log m)$. Nous allons procéder à une analyse empirique de l'efficacité de ces deux algorithmes. Nous allons également analyser, en pire cas, l'algorithme d'Euclide.

a) Programmez les algorithmes `pgcdFB` et `Euclide` en C/C++ dans un fichier nommé `pgcd.cpp`. Modifiez les deux algorithmes pour qu'ils retournent, en plus du plus grand commun diviseur, le nombre d'itérations effectuées par la boucle principale. À partir des données générées par votre programme, présentez dans votre document PDF un tableau avec ces six colonnes¹ :

1. i : Cette colonne contient les entiers de 1 à 40 (le tableau a donc 40 lignes);
2. $F(i + 1)$ où F est la fonction de Fibonacci (voir diapositive 65 du Chapitre 2);
3. $F(i)$;
4. $\text{pgcd}(m, n)$ est le plus grand commun diviseur entre $m = F(i + 1)$ et $n = F(i)$;
5. `pgcdFB` : Le nombre d'itérations qu'effectue l'algorithme `pgcdFB` pour calculer $\text{pgcd}(F(i + 1), F(i))$;
6. `Euclide` : Le nombre d'itérations qu'effectue l'algorithme d'Euclide pour calculer $\text{pgcd}(F(i + 1), F(i))$.

Vous trouverez un algorithme efficace pour calculer les nombres de la suite de Fibonacci à la diapositive 78 du chapitre 2.

b) Démontrez, pour tout $i \geq 4$, que $\left\lfloor \frac{F(i)}{F(i-1)} \right\rfloor = 1$. De façon équivalente, vous pouvez démontrer que $1 \leq \frac{F(i)}{F(i-1)} < 2$.

c) Démontrez, pour $i \geq 4$, que $F(i) \bmod F(i - 1) = F(i - 2)$ pour tout $i \geq 4$. Vous pouvez réutiliser le résultat démontré en (b).

d) Justifiez pourquoi `Euclide`($F(i + 1), F(i)$) requiert $i - 1$ itérations. Vous pouvez réutiliser le résultat démontré en (c).

e) Démontrez que $\log_b(F(i)) \in \Theta(i)$ pour n'importe quelle base $b > 1$. Vous pouvez utiliser cette forme non-récursive de la suite de Fibonacci.

$$F(i) = \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^i - \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2} \right)^i \quad (1)$$

1. Le tableau doit être lisible. Évitez les saisies d'écran.

Fin de la démonstration : Vous avez démontré en (d) que l’algorithme d’Euclide requiert $i - 1$ itérations pour calculer le plus grand commun diviseur entre $m = F(i + 1)$ et $n = F(i)$. Nous avons donc la relation $C_{WORST}(m) = i - 1$. Il faut à présent exprimer C_{WORST} en fonction de m .

$$\begin{aligned}
 C_{WORST}(m) &= i - 1 && \text{Démontré en (d)} \\
 &\in \Theta(i + 1) \\
 &= \Theta(\log F(i + 1)) && \text{Puisque } \log(F(i + 1)) \in \Theta(i + 1) \\
 &= \Theta(\log m) && \text{Puisque } m = F(i + 1)
 \end{aligned}$$

Nous avons donc identifié le pire cas de l’algorithme d’Euclide : lorsque m et n sont deux nombres consécutifs de la suite de Fibonacci. Ce cas s’exécute en temps $\Theta(\log m)$. C’est le pire cas car nous avons démontré au chapitre 1 que toute instance s’exécute en temps $C(m) \in O(\log m)$. Le pire cas atteint donc cette borne.

C.Q.F.D