**1. Complexité de l’algorithme**

L'algorithme suit ces étapes :

1. **Calcul de l'arbre couvrant minimal** (Kruskal) :  
   Complexité ≈ O(E log V) avec Union-Find optimisé.
2. **Duplication des arêtes** :  
   Complexité linéaire O(E).
3. **Parcours eulérien** :  
   Pour un graphe connexe avec des degrés pairs, complexité O(E) (via Hierholzer).
4. **Transformation en cycle hamiltonien** (via skipping de sommets déjà visités) :  
   Complexité O(V).

**Complexité totale** : O(E log V)

* Pour un graphe complet : E = V(V-1)/2 🡪 Complexité finale ≈ O(V² log V)

**2. Preuve de l’approximation à un facteur 2**

* Soit OPT la longueur de la tournée optimale.
* L’arbre couvrant minimal a une longueur ≤ OPT (car supprimer une arête de la tournée optimale donne un arbre).
* Le doublement donne une longueur ≤ 2 × OPT.
* La transformation en cycle hamiltonien (par "shortcutting") ne rallonge pas le parcours (grâce à l’inégalité triangulaire).

**Donc** : Longueur finale ≤ 2 × OPT 🡪 **algorithme 2-approximatif.**

**3. Conclusion**

Cet algorithme offre une **solution approchée à facteur 2** pour le TSP respectant l’inégalité triangulaire. C’est un compromis raisonnable entre efficacité et qualité de solution.