On dit que l'ensemble E est *dans la classe* NP s'il existe une machine de Turing non déterministe qui termine toujours telle que

- pour tout arbre a, a appartient à E si et seulement si *l'une des* suites de transitions de la machine sur l'arbre a donne le résultat 1 et
- il existe un polynôme f tel que la longueur de toutes les suites de transitions de cette machine sur un arbre de taille p soit majorée par $f(p)$.

Montrer que l'ensemble SAT des propositions de la logique des propositions définie à l'exercice 4.11 qui sont cohérentes — on dit aussi *satisfiables* —, c'est-à-dire qui ont un modèle, est dans la classe NP.

La notion de calculabilité présente donc une certaine robustesse, puisque les fonctions définissables dans des langages aussi divers que celui des machines de Turing, le lambda-calcul ou la réécriture sont les mêmes : ce sont les fonctions calculables.

Toutefois, cette diversité apparente des langages masque en réalité une profonde unité : dans tous ces langages, l'exécution d'un calcul est définie comme une suite de petits pas.