

ÉCOLE CENTRALE DE LILLE - UNIVERSITÉ DE LILLE



EQUIPE PROJET INRIA PARADYSE LILLE - LAB. P.PAINLEVE CNRS

Vers l'avantage quantique ?

Auteur :

Victor Niaussat

Encadrant :

Stephan De Bièvre

16 septembre 2023

Table des matières

1	Introduction	1
1.1	Prélude	1
1.2	Contexte de travail	1
1.3	Problème étudié	1
2	Boson Random Sampling	4
2.1	Formalisme mathématiques de l'optique quantique	4
2.1.1	Décrire un état de la physique	4
2.1.2	Opérateur de création et d'annihilation pour les bosons	6
2.1.3	Évolution dans le temps d'un état ou d'un opérateur	7
2.1.4	Modèle d'évolution d'un état dans un interféromètre	8
2.1.5	Probabilité de sortie : apparition du permanent	10
2.2	Description de l'interféromètre	15
2.3	Boson random sampling	17
2.3.1	Échantillonnage à l'aide de l'interféromètre	17
2.3.2	Analogie avec la planche de Galton	19
2.3.3	Intérêt du Boson random sampling	20
2.3.4	Analogie en Théorie des graphes	21
3	Complexité algorithmique	23
3.1	Classes de complexité des problèmes de décisions	23
3.1.1	P et NP	23
3.1.2	PP, BPP, BQP	26
3.1.3	Notion de difficulté, complet et exposant de complexité	27
3.2	Classe de complexité des problèmes de fonction et $\# P$	28
3.2.1	Problème de fonction	28
3.2.2	Classe $\# P$	29
3.3	Hiérarchie polynomiale et théorème associés	30
3.3.1	Hiérarchie polynomiale	30
3.3.2	Théorème de Toda	31
4	Théorème d'Aaronson & Arkhipov	32
4.1	Encoder une matrice unitaire dans un circuit linéaire optique	32
4.2	Encoder une matrice quelconque en matrice unitaire	32
4.3	Problème de l'exactitude du calcul du permanent	33
4.4	Théorème d'Aaronson	37
4.4.1	Complexité du calcul du permanent	37

4.4.2	Échantillonnage exact du Boson random sampling	41
4.5	Le Boson Random Sampling : Un défi expérimental et théorique	44
4.5.1	Défis expérimentaux :	44
4.5.2	Défis théoriques :	44
5	Conclusion	47
5.1	Synthèse	47
5.2	Perspectives	48
5.3	Retour d'expérience	48

1 Introduction

1.1 Prélude

Mon travail de recherche s'inscrit dans le stage d'immersion recherche, le projet d'intégration G3 et le mémoire de fin d'étude du Master 2 de Mathématiques. Je réalise ce stage d'immersion à l'Inria dans l'équipe Paradyse. Cette équipe commune entre Inria, le CNRS et le Laboratoire Paul Painlevé, regroupe des mathématiciens de communautés différentes au service d'un même objectif : mieux comprendre la dynamique des systèmes de particules.

Le Laboratoire Paul Painlevé est une unité mixte de recherche en mathématiques (UMR 8524) sous la tutelle principale de l'Université de Lille (rattaché à la Faculté des Sciences et Technologies), le CNRS (rattaché à l'Institut National des Sciences Mathématiques et de leurs Interactions), et sous tutelle secondaire d'Inria. Les recherches menées au laboratoire couvrent la totalité du spectre de la recherche mathématique, tant fondamentale qu'appliquée.

L'Inria est l'institut national de recherche en sciences et technologies du numérique. L'Inria a pour mission le développement de la recherche et de la valorisation en sciences et techniques de l'information et de la communication, au niveau national comme au plan international.

1.2 Contexte de travail

Mon directeur de mémoire est Stephan de Bievre, mon professeur sur les Outils mathématiques pour la physique quantique. Nous nous réunissons avec Stephan de Bievre et Christofer Langrenez, son doctorant actuellement en thèse, approximativement 1 à 2 fois par mois à l'Inria pour discuter de mes avancées et qu'ils puissent m'aider sur le sujet. De plus, j'ai eu l'occasion d'assister à des conférences d'experts sur l'informatique quantique et l'optique quantique. Enfin, j'assiste chaque Jeudi au cours sur les Outils mathématiques pour la physique quantique et aux cours de probabilités et de machine learning à Centrale qui me permettent de lier ce que j'apprends à mon sujet de mémoire.

1.3 Problème étudié

Les technologies quantiques espèrent mettre à profit les différences entre la mécanique classique et quantique afin d'exécuter de façon plus rapide, plus efficace ou plus sûre un certain nombre de tâches. C'est ce que l'on appelle l'avantage quantique. Le débat reste ouvert de savoir dans quelle mesure un tel avantage peut être atteint, dans quelles circonstances et pour quel type de tâche.

L'informatique quantique stimule depuis longtemps l'imagination des scientifiques et du public, qui y voit la prochaine grande frontière, bien au-delà des supercalculateurs. S'appuyant sur des qubits plutôt que sur des bits classiques, utilisant les propriétés de la physique quantique pour stocker des données et effectuer des calculs, ces machines sont désormais construites à petite échelle.

La notion d'avantage quantique est un peu floue : par exemple, est-ce que le problème à résoudre doit être utile ou pas ? Ce que signifie résoudre un problème est clair : l'ordinateur quantique renvoie la bonne réponse en un temps raisonnable (en quelques heures ou quelques jours), mais il n'est pas clair de prouver qu'aucun algorithme ne peut résoudre ce même problème sur un ordinateur classique (peut-être qu'un bon algorithme n'a pas encore été trouvé).

Dès 2019, Google avait assuré avoir réalisé une telle prouesse avec un ordinateur quantique de 53 qubits, baptisé Sycamore, qui aurait réussi à effectuer une opération extrêmement complexe en moins de 4 min, quand les plus avancés des ordinateurs traditionnels auraient besoin de 10 000 ans pour y parvenir. Cette avancée avait été rapidement contestée par IBM, qui affirmait de son côté être venu à bout de l'opération sur une machine classique en deux jours et demi.

En 2021, IBM assénait un nouveau coup à la firme de Mountain View en présentant Eagle, premier système à passer le cap symbolique des 100 qubits. Estimant alors être proche de la suprématie quantique, IBM a dévoilé en novembre 2022 son processeur Osprey, muni cette fois de 433 qubits. À titre de comparaison, l'ordinateur quantique le plus avancé de Google recense pour l'instant 72 qubits. Pour les deux géants, qui affirment avoir atteint cette avantage quantique, on ne peut pas assurer scientifiquement que c'est vrai.

En 2011, Aaronson et Arkhipov ont introduit le Boson random sampling [1] et ont exploré l'utilisation possible de la diffusion des bosons pour évaluer des valeurs de permanent de matrice.

Le Boson random sampling est basé sur le principe de superposition quantique, qui permet aux photons de se trouver à plusieurs endroits à la fois. Cela signifie qu'un photon peut suivre plusieurs chemins différents en même temps, ce qui peut être utilisé pour effectuer des calculs de manière plus efficace que de manière classique. De plus, de nouveaux algorithmes ont été mis en uvre à partir du Boson random sampling pour réaliser des tâches irréalisables avec un ordinateur classique (des générateurs sans biais de nombres aléatoires, un algorithme de calculs de permanent de matrices définies semi-positives [2] ...).

Il a suscité un grand intérêt dans le domaine de l'informatique quantique, car il offre un moyen de démontrer l'avantage de l'informatique quantique sur l'informatique classique pour certains types de calculs. Cependant, l'algorithme est également très difficile à mettre en uvre de manière pratique, car il nécessite une grande quantité de photons et un grand nombre de fonctions d'onde pour être exécuté correctement.

On est fortement convaincu que le Boson random sampling est une tâche informatique difficile à implémenter avec des ordinateurs classiques. Une configuration d'optique linéaire pour en faire un ordinateur quantique utiliserait beaucoup moins de ressources physiques qu'un ordinateur classique.

Cet avantage en fait un candidat idéal pour démontrer la puissance du calcul quantique à court terme.

Dans ce mémoire, on expliquera comment le Boson random sampling peut être la solution d'un possible avantage quantique. On décrira le modèle, les classes de complexité du calcul du permanent et donnerons une preuve de pourquoi il serait impossible de l'implémenter sur un ordinateur classique.

2 Boson Random Sampling

2.1 Formalisme mathématiques de l'optique quantique

Dans ce mémoire, nous nous concentrerons sur les bosons et plus particulièrement sur les photons. Ce sont les particules qui composent la lumière et avec lesquelles on peut travailler.

On se place dans le cadre où nous souhaitons décrire n photons. Pour les décrire, on peut travailler dans un espace de Hilbert \mathcal{H}_n des états à n photons. C'est un espace infini des états du système. Il est difficile de travailler directement sur cet espace : c'est pour cela qu'on introduit l'espace de Fock.

2.1.1 Décrire un état de la physique

Espace de Fock

L'espace de Fock est une construction algébrique utilisée en mécanique quantique pour construire l'espace des états quantiques. De manière informelle, un espace de Fock est la somme d'un ensemble d'espaces de Hilbert séparable représentant zéro état de particule, un état de particule, deux états de particule, et ainsi de suite.

En mécanique quantique, un état de Fock ou état numérique est un état quantique qui est un élément d'un espace de Fock avec un nombre bien défini de particules (ou quanta).

On spécifie un état multiparticulaire de n particules identiques non interactives en écrivant l'état comme une somme de produits tensoriels de n états à une particule. Dans le cas des bosons, (possédant un spin entier et non régit par le principe d'exclusion), la somme de produits tensoriels correspondante est symétrique.

Un état quantique dans l'espace de Fock peut s'écrire comme ceci : les $s_i \in \mathbb{N}$ représente le nombre de particules dans l'état i , et on écrit cet état : $|s_1 \dots s_m\rangle$, avec m le nombre d'état qu'il existe pour décrire 1 particule. Pour mieux comprendre, dans cet état de Fock, on a s_1 particules dans le premier état, s_2 particules dans le second état ... s_m particules dans le m^{eme} état. Dans un système à n photons, $\sum_{i=1}^m s_i = n$.

Une base de l'espace de Fock est appelée "base du nombre d'occupation".

Un état dans une base de Fock satisfait un critère important : pour chaque i , l'état est un état propre de l'opérateur nombre de particules dans l'état i N_i correspondant au i^{eme} élément de l'état de Fock.

Il a pour valeur propre son nombre de particules qui occupe l'état i :

$$N_i |s_1 \dots s_n\rangle = s_i |s_1 \dots s_n\rangle$$

Pour connaître le nombre de particule d'un état de Fock, on définit alors l'opérateur nombre de particule N qui est tout simplement la somme de tous les opérateurs N_i :

$$N |s_1 \dots s_n\rangle = n |s_1 \dots s_n\rangle$$

Par conséquent, pour travailler avec n photons dans m états, le tuple $S = (s_1, \dots, s_m)$ représentant les différents nombres d'occupations des photons dans les différents m états sont dans $\Phi_{m,n}$ qu'on définit :

$$\Phi_{m,n} = \{(s_1, s_2, \dots, s_m) : \sum_{j=1}^m s_j = n\}$$

Ainsi, $\{|S\rangle, S \in \Phi_{m,n}\}$ est l'ensemble des vecteurs représentant l'occupation de n photons dans m états quantiques. Cet ensemble forme une base de l'espace de Fock.

Superposition quantique

La particularité de la physique quantique par rapport à la physique classique est le principe de superposition : un même état quantique peut posséder plusieurs valeurs pour une certaine quantité physique observable.

Ce principe résulte du fait que l'état d'un système quantique est représenté par un vecteur dans un espace de Hilbert.

Ce vecteur admet une décomposition en une combinaison linéaire de vecteurs selon une base donnée. Or, il se trouve qu'en mécanique quantique, une observable donnée correspond à une base donnée de l'espace de Hilbert.

En conséquence, si l'on s'intéresse, par exemple, à l'occupation de n particules dans m états, l'état d'occupation doit être représenté comme une somme de vecteurs, chaque vecteur représentant les occupations des photons dans les m états de l'espace de Hilbert sous-jacent pour 1 particule.

Comme $\{|S\rangle, S = (s_1, s_2, \dots, s_m) \in \Phi_{m,n}\}$ forme une base de l'espace de Fock, on peut décrire tout état de l'espace comme ceci :

$$|\psi\rangle = \sum_{S \in \Phi_{m,n}} \alpha_S |S\rangle$$

avec $\alpha_S \in \mathbb{C}$ et $\sum_{S \in \Phi_{m,n}} |\alpha_S|^2 = 1$

Règle de Born

La règle de Born est une interprétation probabiliste des coefficients linéaires du principe de superposition.

$$|\psi\rangle = \sum_{S \in \Phi_{m,n}} \alpha_S |S\rangle$$

avec $\sum_{S \in \Phi_{m,n}} |\alpha_S|^2 = 1$.

Si on a un état $|\psi\rangle$, quand on va mesurer le nombre de photons qui occupe chaque état, on va mesurer un état qui est dans la combinaison linéaire du vecteur. La probabilité pour que le résultat de la mesure du nombre de photons dans chaque état soit $R = (r_1, r_2, \dots, r_m)$ est $|\alpha_R|^2$.

On peut alors définir cette probabilité comme ceci :

$$p_\psi(R) = |\langle R|\psi\rangle| = |\alpha_R|^2$$

2.1.2 Opérateur de création et d'annihilation pour les bosons

Les opérateurs de création et d'annihilation sont des opérateurs mathématiques qui ont de nombreuses applications en mécanique quantique, notamment dans l'étude des oscillateurs harmoniques quantiques et des systèmes à plusieurs particules.

Un opérateur d'annihilation (généralement noté a) diminue d'une unité le nombre de particules dans un état donné. Un opérateur de création (généralement noté a^\dagger) augmente de un le nombre de particules dans un état donné, et il est l'adjoint de l'opérateur d'annihilation.

Ainsi , $\forall |s_1 \dots s_n\rangle$, état de l'espace de Fock,

$$\begin{aligned} a_i |s_1 \dots s_n\rangle &= \sqrt{s_i} |s_1 \dots s_i - 1 \dots s_n\rangle \\ a_i^\dagger |s_1 \dots s_n\rangle &= \sqrt{s_i + 1} |s_1 \dots s_i + 1 \dots s_n\rangle \end{aligned}$$

Avec ces définitions, on a les relations de commutation des opérateurs de création et d'annihilation suivantes :

$$[a_i, a_j^\dagger] \equiv a_i a_j^\dagger - a_j^\dagger a_i = \delta_{ij}$$

$$[a_i^\dagger, a_j^\dagger] = [a_i, a_j] = 0$$

On peut définir l'opérateur nombre de particule dans l'état i à partir de ces opérateurs :

$$N_i = a_i^\dagger a_i$$

En effet, lorsque qu'on diminue de 1 puis augmente de 1 le nombre de photons dans l'état i , on revient bien à notre état de départ et la valeur propre de l'opérateur est bien le nombre s_i de particules dans l'état i .

Tout état $|S\rangle = |s_1, \dots, s_m\rangle$ peut être écrit avec les opérateurs de création :

$$|s_1, \dots, s_m\rangle = \prod_{i=1}^m \frac{(a_i^\dagger)^{s_i}}{\sqrt{s_i!}} |0, \dots, 0\rangle$$

Pour simplifier l'écriture, on écrira le vecteur représentant un état de Fock avec 0 occupation dans les différents états $|0, \dots, 0\rangle = |0\rangle$

2.1.3 Évolution dans le temps d'un état ou d'un opérateur

Les états que nous décrivons évoluent dans le temps. L'état à instant t $|\psi_t\rangle$ évolue selon l'équation de Schrödinger, avec comme état initial $|\varphi\rangle$:

$$\begin{aligned} i\hbar \frac{d}{dt} |\psi_t\rangle &= H |\psi_t\rangle \\ \text{avec } |\psi_0\rangle &= |\varphi\rangle \end{aligned}$$

avec H l'opérateur hamiltonien du système. L'évolution dans le temps d'un système quantique est caractérisée (au niveau infinitésimal) par l'opérateur hamiltonien.

Ainsi, la solution de cette équation est :

$$|\psi_t\rangle = \exp\left(-\frac{iHt}{\hbar}\right) |\varphi\rangle$$

L'opérateur $G_t = \exp\left(-\frac{iHt}{\hbar}\right)$ est un opérateur unitaire qu'on appelle opérateur d'évolution.

C'est ce que l'on appelle la représentation de Schrödinger : on observe comment un état évolue dans le temps.

On peut définir la valeur moyenne d'un opérateur A quelconque pour un état $|\psi_t\rangle = G_t |\varphi\rangle$:

$$\begin{aligned} \langle A \rangle_{\psi_t} &= \langle \psi_t | A | \psi_t \rangle \\ &= \langle \varphi | G_{-t} A G_t | \varphi \rangle \end{aligned}$$

Dans cette interprétation, on remarque qu'on peut suivre l'évolution de la valeur moyenne de A avec les états : c'est la représentation de Schrödinger. On peut suivre aussi l'évolution de l'opérateur $U_{-t} A U_t$ pour un état qui n'évolue pas $|\varphi\rangle$: c'est ce que l'on appelle la représentation d'Heisenberg.

L'évolution de l'opérateur est régie par l'équation de Heisenberg :

$$\frac{dA}{dt} = \frac{1}{i\hbar} [H, A]$$

Dans les 2 représentations, nous voyons bien que c'est l'Hamiltonien qui dicte l'évolution des objets de la mécanique quantique.

2.1.4 Modèle d'évolution d'un état dans un interféromètre

Modèle de l'interféromètre

Le modèle que nous allons étudier est celui de l'interféromètre en tant que circuit linéaire optique.

On considère n photons et m états. Les états d'entrées et de sorties sont dans l'espace :

$$\Phi_{m,n} = \{S = (s_1, s_2, \dots, s_m) : \sum_{j=1}^m s_j = n\}$$

En considérant a_j l'opérateur d'annihilation (*resp* a_j^\dagger l'opérateur de création), l'interféromètre réalise une transformation linéaire de l'opérateur de création [3] :

$$b_j^\dagger := \sum_{i=1}^m U_{ji} a_i^\dagger$$

avec U une matrice unitaire qui représente l'interféromètre. Nous reviendrons sur les éléments d'optique quantique dans une prochaine partie pour seulement s'intéresser ici aux mathématiques que nous avons besoin pour décrire le modèle.

On peut voir cette évolution des opérateurs d'échelle comme une évolution temporelle avec un temps infini. On se retrouve ainsi dans la représentation de Heisenberg. Les opérateurs b_j^\dagger sont alors les opérateurs de création après avoir évolué. Les opérateurs b_j^\dagger ont les mêmes propriétés de commutations que les opérateurs de création a_j^\dagger .

On a aussi le lemme suivant :

Lemme 1. *Il y a conservation du nombre de photons.*

Ainsi, le circuit linéaire optique réalise une transformation linéaire de l'opérateur de création et est stable pour tous les n sur les $\Phi_{m,n}$ à m fixé. Pour un état $|\psi_{in}\rangle$ d'entrée, on obtient un état de sortie $|\psi_{out}\rangle$ avec un opérateur unitaire $\varphi(U)$ relié à U qui agit sur les états :

$$|\psi_{out}\rangle = \varphi(U)|\psi_{in}\rangle$$

Ce $\varphi(U)$ est l'opérateur d'évolution de l'état du système dans la représentation de Heisenberg : on regarde à un temps ultérieur son évolution. De plus, on voit qu'ici, pour décrire l'évolution, on ne

décrit pas explicitement l'Hamiltonien. Plus généralement, en optique quantique, on ne spécifie pas l'Hamiltonien. Il est en fait caché dans la matrice U .

Ainsi, on peut réécrire les opérateurs b_j^\dagger :

$$b_j^\dagger = \varphi(U) a_j^\dagger \varphi(U)^\dagger$$

Pour transformer $|\psi_{in}\rangle$, on peut choisir une transformation unitaire $m \times m$ quelconque $U = (u_{ij})$. Cette matrice U induit une transformation unitaire plus grande $\varphi(U)$ sur l'espace de Hilbert \mathcal{H}_n des états à n photons. Il existe plusieurs façons de définir $\varphi(U)$, mais la plus simple est la formule suivante qui s'avère être la probabilité de sortie du circuit linéaire optique (à un module au carré près) que nous démontrerons par la suite :

$$\langle S | \varphi(U) | T \rangle = \frac{\text{Perm}(U_{S,T})}{\prod_{j=1}^m (s_j!)^{\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{\frac{1}{2}}}$$

pour tous les états $S = (s_1, \dots, s_m)$ et $T = (t_1, \dots, t_m)$ dans $\Phi_{m,n}$. $U_{S,T}$ est la matrice $n \times n$ obtenue à partir de U en prenant s_i copies de la $i^{\text{ème}}$ colonne de U et t_j copies de la $j^{\text{ème}}$ ligne, pour tout $i, j \in \llbracket 1, m \rrbracket$.

avec

$$\text{Perm}(A) = \sum_{\sigma \in S_n} \prod_{i=1}^n a_{i, \sigma_i}.$$

φ possède 2 propriétés :

- Pour U unitaire, $\varphi(U)$ est une transformation unitaire
- φ est un homomorphisme des matrices unitaires i.e $\forall U, W$ matrices unitaires, $\varphi(UW) = \varphi(U)\varphi(W)$

Preuve. Pour montrer que φ est un homomorphisme, on aimerai montrer que :

$$\langle S | \varphi(WU) | T \rangle = \langle S | \varphi(W) \varphi(U) | T \rangle = (*)$$

Par la relation de fermeture :

$$\begin{aligned} (*) &= \sum_{R \in \Phi_{m,n}} \langle S | \varphi(W) | R \rangle \langle R | \varphi(U) | T \rangle = \sum_{R \in \Phi_{m,n}} \frac{\text{Perm}(W_{S,R}) \text{Perm}(U_{R,T})}{\prod_{j=1}^m (s_j!)^{\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (r_i!) \prod_{i=1}^m (t_i!)^{\frac{1}{2}}} \\ &= \prod_{j=1}^m (s_j!)^{-\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{-\frac{1}{2}} \sum_{R \in \Phi_{m,n}} \prod_{i=1}^m (r_i!)^{-1} \left(\sum_{\xi \in S_n} \prod_{i=1}^n (W_{S,R})_{i, \xi(i)} \right) \left(\sum_{\tau \in S_n} \prod_{j=1}^n (U_{R,T})_{j, \tau(j)} \right) \\ &= \prod_{j=1}^m (s_j!)^{-\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{-\frac{1}{2}} \sum_{R \in \Phi_{m,n}} \prod_{i=1}^m (r_i!)^{-1} \left(\sum_{\xi, \tau \in S_n} \prod_{i=1}^n (W_{S,R})_{i, \xi(i)} (U_{R,T})_{i, \tau(i)} \right) \\ &= \prod_{j=1}^m (s_j!)^{-\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{-\frac{1}{2}} \sum_{\sigma \in S_n} \prod_{i=1}^n ((WU)_{S,T})_{i, \sigma(i)} \end{aligned}$$

Pour expliquer le dernier passage entre les inégalités, nous avons décomposé la somme en considérant que chaque permutation $\sigma \in S_n$ est un produit de deux permutations : l'une, ξ , qui fait correspondre n particules dans la configuration initiale $|S\rangle$ à n particules dans la configuration intermédiaire $|R\rangle$ lorsque W est appliqué, et une autre, τ , qui associe n particules dans la configuration intermédiaire $|R\rangle$ à n particules dans la configuration finale $|T\rangle$ lorsque U est appliquée.

On obtient ce résultat, tant que qu'on fait la somme sur toutes les configurations intermédiaires possibles $R \in \Phi_{m,n}$, et aussi de diviser chaque somme par $r_1! \dots r_n!$, qui est la taille du groupe d'automorphisme de R (c'est-à-dire le nombre de façons de permuter les n particules dans $|R\rangle$ qui laissent $|R\rangle$ inchangé).

On obtient alors :

$$\begin{aligned} \langle S | \varphi(W) \varphi(U) | T \rangle &= \prod_{j=1}^m (s_j!)^{-\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{-\frac{1}{2}} \text{Perm}((WU)_{S,T}) \\ &= \langle S | \varphi(WU) | T \rangle \end{aligned}$$

□

2.1.5 Probabilité de sortie : apparition du permanent

Positionnement du problème

Pour réécrire un état du système avec s_i photons à l'entrée i , sachant qu'il y a n photons et m états, on introduit un vecteur initial $|\psi_{in}\rangle = |s_1 s_2 \dots s_m\rangle$.

Dans l'état de départ, il y a n photons. Ainsi, l'espace de départ est :

$$\Phi_{m,n} = \{(s_1, s_2, \dots, s_m) : \sum_{j=1}^m s_j = n\}$$

Cette espace est stable par une transformation unitaire : il y a conservation du nombre de photons par transformation unitaire. En effet, dans le modèle, on considère qu'il y a ni création ni destruction de photons après la passage de l'état dans le circuit optique. [4]

On peut considérer le circuit linéaire optique comme un opérateur unitaire $V = \varphi(U)$ qui s'applique à un état d'entrée :

$$|\psi_{out}\rangle = V|\psi_{in}\rangle$$

Ce qui nous intéresse est la probabilité de sortie et d'après la règle de Born :

$$P_U(\text{in} = |\psi_{in}\rangle, \text{out} = |t_1 t_2 \dots t_m\rangle) = |\langle t_1 t_2 \dots t_m | \psi_{out} \rangle|^2$$

Or

$$\langle t_1 t_2 \dots t_m | \psi_{out} \rangle = \langle t_1 t_2 \dots t_m | V | \psi_{in} \rangle = \langle 0 | \prod_{i=1}^m \frac{a_i^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} V | \psi_{in} \rangle$$

Si on a zéro photon à l'entrée du circuit, on a zéro photon à la sortie et donc $V|0\rangle = |0\rangle$ et $V^\dagger|0\rangle = |0\rangle$.

De plus, comme $V^\dagger V = I$, on peut rajouter l'opérateur V et V^\dagger d'un coté et de l'autre des coefficients multiplicatifs. Ils se simplifient en opérateurs identités :

$$V^\dagger \left(\prod_{i=1}^m \frac{a_i^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} \right) V = \prod_{i=1}^m \frac{(V^\dagger a_i V)^{t_i}}{\sqrt{t_i!}}$$

Ainsi, en définissant $b_j := V^\dagger a_j V$ et $|\phi_T\rangle = \prod_{i=1}^m \frac{(b_i^\dagger)^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} |0\rangle$:

$$\begin{aligned} \langle T | \psi_{out} \rangle &= \langle 0 | V V^\dagger \left(\prod_{i=1}^m \frac{a_i^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} \right) V | \psi_{in} \rangle \\ &= \langle 0 | \prod_{i=1}^m \frac{(V^\dagger a_i V)^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} | \psi_{in} \rangle \\ &= \langle 0 | \prod_{i=1}^m \frac{b_i^{t_i}}{\sqrt{t_i!}} | \psi_{in} \rangle \\ &= \langle \phi_T | \psi_{in} \rangle \end{aligned}$$

Par conséquent, d'après la définition du modèle du circuit linéaire optique, on s'intéresse au calcul de :

$$|\phi_T\rangle = \prod_{j=1}^m (b_j^\dagger)^{t_j} |0\rangle = \prod_{j=1}^m \frac{1}{\sqrt{t_j!}} \left(\sum_{i=1}^m U_{ji} a_i^\dagger \right)^{t_j} |0\rangle$$

Apparition du permanent

La probabilité de mesurer $|T\rangle = |t_1 t_2 \dots t_m\rangle$ avec une entrée $|S\rangle = |s_1 s_2 \dots s_m\rangle$ dans la transformation unitaire U a été démontré pour la première fois par Sheel [5]

Lemme 2.

$$P_U(S, T) = |\langle T | \psi_{out} \rangle|^2 = |\langle \phi_T | S \rangle|^2 = \frac{|\text{Perm}(U_{S,T})|^2}{\prod_{j=1}^m (s_j!) \prod_{i=1}^m (t_i!)}$$

Pourquoi le permanent ? Exemple avec 2 photons

Soit $U = \begin{pmatrix} U_{11} & U_{12} \\ U_{21} & U_{22} \end{pmatrix}$ matrice représentant le circuit.

On suppose que U est unitaire. Comme nous avons pu le définir plus haut, le circuit linéaire optique réalise une transformation linéaire des opérateurs d'échelle. Ainsi, comme la matrice U est de taille (2×2) :

$$b_j^\dagger = U_{j1}a_1^\dagger + U_{j2}a_2^\dagger$$

Comme décrit plus haut, nous avons besoin de calculer le vecteur $|\phi_T\rangle$ en fonction de la sortie $|t_1t_2\rangle$. Prenons pour cet exemple $|t_1t_2\rangle = |11\rangle$ et calculons son vecteur " $|\phi_T\rangle$ " associé :

$$\begin{aligned} |\phi_T\rangle &= b_1^\dagger b_2^\dagger |00\rangle = (U_{11}a_1^\dagger + U_{12}a_2^\dagger)(U_{21}a_1^\dagger + U_{22}a_2^\dagger)|00\rangle \\ &= (U_{11}U_{21}a_1^{\dagger 2} + U_{11}U_{22}a_1^\dagger a_2^\dagger + U_{12}U_{21}a_2^\dagger a_1^\dagger + U_{12}U_{22}a_2^{\dagger 2})|00\rangle \end{aligned}$$

On sait que $[a_i^\dagger; a_j^\dagger] = 0$ et donc que $a_2^\dagger a_1^\dagger = a_1^\dagger a_2^\dagger$. Donc, on peut regrouper les termes et :

$$\begin{aligned} |\phi_T\rangle &= (U_{11}U_{21}a_1^{\dagger 2} + (U_{11}U_{22} + U_{12}U_{21})a_1^\dagger a_2^\dagger + U_{12}U_{22}a_2^{\dagger 2})|00\rangle \\ &= \sqrt{2}U_{11}U_{21}|20\rangle + (U_{11}U_{22} + U_{12}U_{21})|11\rangle + \sqrt{2}U_{12}U_{22}|02\rangle \end{aligned}$$

D'après la règle de Born, on obtient les résultats de probabilités des sorties du circuit :

$$\begin{aligned} |\langle\phi_T|20\rangle|^2 &= 2|U_{11}|^2|U_{21}|^2 = \frac{1}{2} \left| \text{Perm} \begin{pmatrix} U_{11} & U_{11} \\ U_{21} & U_{21} \end{pmatrix} \right|^2 \\ |\langle\phi_T|02\rangle|^2 &= 2|U_{12}|^2|U_{22}|^2 = \frac{1}{2} \left| \text{Perm} \begin{pmatrix} U_{12} & U_{12} \\ U_{22} & U_{22} \end{pmatrix} \right|^2 \\ |\langle\phi_T|11\rangle|^2 &= \left| \text{Perm} \begin{pmatrix} U_{11} & U_{12} \\ U_{21} & U_{22} \end{pmatrix} \right|^2 \end{aligned}$$

On remarque alors que le permanent d'une certaine matrice $U_{S,T}$, dépendant de l'entrée et de la sortie du système, apparaît. On rappelle que $U_{S,T}$ est la matrice $n \times n$ obtenue à partir de U en prenant s_i copies de la i^{eme} colonne de U et t_j copies de la j^e ligne, pour tout $i, j \in \llbracket 1, m \rrbracket$.

On peut faire les calculs pour toutes les sorties mais on voit bien que la transformation linéaire des opérateurs de créations transforme les vecteurs d'entrées en combinaison linéaire d'états de Fock ayant en coefficient scalaire un produit de termes de la matrice U , faisant apparaître le permanent.

Cas général

Preuve. Partons désormais du fait que nous avons à calculer :

$$|\phi_T\rangle = \prod_{j=1}^m \frac{1}{\sqrt{t_j!}} \left(\sum_{i=1}^m U_{ji} a_i^\dagger \right)^{t_j} |0\rangle$$

Pour développer la puissance d'une somme, nous utilisons le théorème d'expansion multinomiale [6] :
 $\forall k, m \in \mathbb{N}, \forall (x_1, \dots, x_m) \in \mathbb{K},$

$$\left(\sum_{i=1}^m x_i\right)^k = \sum_{\substack{\{k_n\} \\ \sum_n k_n = k}} \binom{k}{k_1, \dots, k_m} \prod_{i=1}^m x_i^{k_i}$$

avec

$$\binom{k}{k_1, \dots, k_m} = \frac{k!}{\prod_i (k_i!)}$$

.

Par conséquent, en appliquant cette formule sur $x_i = U_{ji}a_i^\dagger$ et $k = t_j$:

$$\left(\sum_{i=1}^m U_{ji}a_i^\dagger\right)^{t_j} = \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \binom{t_j}{t_{1j}, \dots, t_{mj}} \prod_{i=1}^m (U_{ji}a_i^\dagger)^{t_{ij}}$$

Et nous obtenons :

$$\begin{aligned} |\phi_T\rangle &= \prod_{j=1}^m \frac{1}{\sqrt{t_j!}} \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \binom{t_j}{t_{1j}, \dots, t_{mj}} \prod_{i=1}^m (U_{ji}a_i^\dagger)^{t_{ij}} |0\rangle \\ &= \prod_{j=1}^m \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \frac{\sqrt{t_j!}}{\prod_i t_{ij}!} \prod_{i=1}^m (U_{ji}a_i^\dagger)^{t_{ij}} |0\rangle \end{aligned}$$

On intervertit la somme et le produit avec la formule suivante :

$$\prod_{i=1}^m \left(\sum_{j=1}^n c_{ij}\right) = \sum_{f \in \mathcal{F}_{m,n}} \prod_{i=1}^m c_{i,f(i)}$$

avec $\mathcal{F}_{m,n} = \{f, f : \llbracket 1, m \rrbracket \rightarrow \llbracket 1, n \rrbracket\}$

Et nous obtenons :

$$|\phi_T\rangle = \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \frac{\prod_{j=1}^m (t_j!)^{\frac{1}{2}}}{\prod_{i,j=1}^m t_{ij}!} \prod_{i=1}^m \left(\prod_{j=1}^m (U_{ji}a_i^\dagger)^{t_{ij}}\right) |0\rangle$$

Maintenant qu'on a cela, on sait que :

$$\begin{cases} \sum_i t_{ij} = t_j \text{ représente le nombre de photons à la sortie} \\ \sum_j t_{ij} = s_i \text{ représente le nombre de photons à l'entrée} \end{cases}$$

Et on peut réécrire la ligne du dessus en appliquant les différents opérateurs d'échelle à l'état $|0\rangle$:

$$\begin{aligned} |\phi_T\rangle &= \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \frac{\prod_{i=1}^m (t_i!)^{\frac{1}{2}}}{\prod_{i,j=1}^m t_{ij}!} \left(\prod_{i,j} (U_{ji})^{t_{ij}} \right) \prod_{i=1}^m \sqrt{(\sum_j t_{ij})!} \sum_j t_{1j} \sum_j t_{2j} \cdots \sum_j t_{mj} \\ &= \sum_{\substack{\{t_{kj}\} \\ \sum_k t_{kj} = t_j}} \frac{\prod_{i=1}^m (s_i!)^{\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{\frac{1}{2}}}{\prod_{i,j=1}^m t_{ij}!} \left(\prod_{i,j} (U_{ji})^{t_{ij}} \right) |s_1 s_2 \dots s_m\rangle \end{aligned}$$

Pour un choix de $T = (t_{ij})_{i,j \in \{1\dots m\}}$, on a un facteur en produit de coefficient de la matrice U à la puissance t_{ij} . Si on somme sur toutes les possibilités des $(t_{ij})_{i,j \in \{1\dots m\}}$, on obtient le permanent d'une matrice.

Pour une entrée $S = |s_1 s_2 \dots s_m\rangle$ et une sortie $T = |t_1 t_2 \dots t_m\rangle$, la matrice en question, qu'on appellera $U_{S,T}$ est la matrice obtenu en répétant s_i fois la i^{eme} colonne et t_j fois la j^{eme} ligne de la matrice U .

Pour être plus précis, et en utilisant les notations introduise par Scheel [5], $U_{S,T} = U[(s_1 s_2 \dots s_m), (t_1 t_2 \dots t_m)] = (U_{s_i, t_j})_{i,j \in \{1\dots m\}}$.

Ainsi pour un $|\psi_{in}\rangle = |s_1 s_2 \dots s_m\rangle$

$$\langle T | \psi_{out} \rangle = \langle \phi_T | \psi_{in} \rangle = \frac{\text{Perm}(U_{S,T})}{\prod_{j=1}^m (s_j!)^{\frac{1}{2}} \prod_{i=1}^m (t_i!)^{\frac{1}{2}}}$$

et la probabilité de mesurer $|t_1 t_2 \dots t_m\rangle$ avec une entrée $|s_1 s_2 \dots s_m\rangle$ dans la transformation unitaire U est :

$$P_U(S, T) = |\langle t_1 t_2 \dots t_m | \psi_{out} \rangle|^2 = \frac{|\text{Perm}(U_{S,T})|^2}{\prod_{j=1}^m (s_j!) \prod_{i=1}^m (t_i!)}$$

Ainsi, pour une entrée S fixée, on obtient une densité de probabilité ne dépendant que de U et il se calcule à l'aide d'un calcul de permanent. Dans le modèle du Boson random sampling, on fixe l'entrée : on considérera n photons qui sont chacun dans un état différent parmi les m états et ce seront les n premiers états. L'état de Fock d'entrée du circuit optique sera $|s_1 s_2 \dots s_m\rangle = |1_n\rangle = |11 \dots 100 \dots 0\rangle$

□

2.2 Description de l'interféromètre

Pour bien comprendre ce qu'est un interféromètre, imaginons que nous ayons un état avec une seule particule. Nous pouvons alors représenter notre état par

$$\sum_{i=1}^m \alpha_i |i\rangle$$

où $|i\rangle = |0, \dots, 1, \dots, 0\rangle$ est l'état de Fock qui a un photon qui occupe le i^{eme} état. Pour changer cet état, il va passer à travers un interféromètre, qui sera ici un réseau d'éléments optiques les plus simples qui sont les déphaseurs (*phase-shifters*) et les séparateurs de faisceaux (*beamsplitters*).

Les phase-shifters change la phase de l'état tandis que le beamsplitters change "partiellement" le mode de l'état.

Dans ce contexte, ces états sont les modes optiques d'une onde électromagnétique.

Un mode est un état d'une onde stationnaire qui est solution de l'équation de Schrödinger. Ainsi, la structure de ces modes est régit seulement par l'opérateur Hamiltonien qui décrit l'évolution dans le temps des états. Chaque mode ici est un oscillateur harmonique quantique et ses oscillations effectuées sont sinusoïdales, avec une amplitude et une fréquence qui ne dépendent que des caractéristiques intrinsèques du système, c'est à dire l'Hamiltonien, et les conditions initiales.

Pour construire un circuit linéaire, il nous faut :

- Une source de photon dans un état
- Des beamsplitters et des phase-shifters pour transformer cet état
- Un détecteur de photon pour mesurer l'occupation dans un photon dans un mode

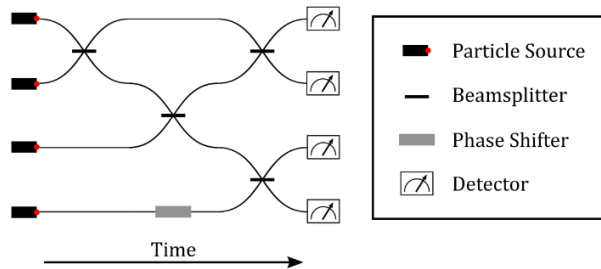


FIGURE 2.1 – Interféromètre

Beamsplitters

Un beamsplitter est un miroir semi réfléchissant qui divise un faisceau de lumière en un faisceau transmis et un faisceau réfléchi. Il transforme un état d'occupation d'un mode en une superposition

d'états d'occupation sur deux modes, souvent sur deux modes adjacents.

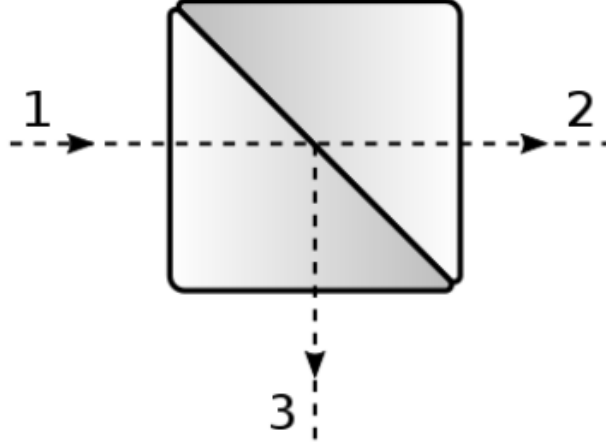


FIGURE 2.2 – Beamsplitter

Un séparateur de faisceaux peut être représenté par une matrice unitaire 2×2 . Les expérimentateurs se limitent généralement à des matrices réelles de la forme :

$$R_\theta = \begin{pmatrix} \cos\theta & -\sin\theta \\ \sin\theta & \cos\theta \end{pmatrix}$$

avec θ le pouvoir de réflexion.

La matrice $m \times m$ correspondante (en appliquant R_θ sur les deux premiers modes) serait la somme directe :

$$B_\theta = \begin{pmatrix} R_\theta & \\ & I_{m-2} \end{pmatrix}$$

Phase-shifters

Les déphaseurs appliquent un déphasage complexe à un mode spécifique. En tant que matrices unitaires $m \times m$, il s'agit de matrices diagonales de la forme

$$\begin{pmatrix} 1 & & & \\ & \ddots & & \\ & & e^{i\varphi} & \\ & & & \ddots \\ & & & & 1 \end{pmatrix}$$

où la i^{eme} entrée est $e^{i\varphi}$ qui agit sur le i^{eme} mode, et toutes les autres entrées diagonales sont à 1.

Construire un interféromètre optique

On souhaiterait réaliser une transformation linéaire des opérateurs de création et d'annihilation pour simuler physiquement la transformation du modèle que nous avons expliqué :

$$b_j^\dagger := \sum_{i=1}^m U_{ji} a_i^\dagger$$

La matrice U est unitaire et c'est la description de l'interféromètre. En mécanique quantique, l'unitarité désigne le fait que l'évolution de l'état au cours du temps doit être compatible avec l'interprétation probabiliste qui lui est associée.

Physiquement, l'opérateur $\varphi(U)$ associé est unitaire parce qu'il représente une transformation physique réelle qui peut être appliquée, et φ est un homomorphisme parce que la généralisation d'un photon à n photons doit commuter avec la composition des beamsplitters.

On souhaiterait "encoder" une matrice U dans un circuit linéaire optique. Le théorème suivant nous donne l'existence d'un tel encodage [7] :

Théorème 1. *Soit U une matrice unitaire de taille $m \times m$. On peut réaliser un circuit linéaire optique représentant cette matrice U avec $O(m^2)$ beamsplitters et phase-shifters.*

La preuve de ce théorème se résume au fait que le pivot de Gauss sur une matrice $m \times m$ nécessite $O(m^2)$ opérations de rangée, et nous pouvons intégrer n'importe quelle opération de rangée dans des beamsplitters et des phase-shifters.

Il y a donc un algorithme récursif qui factorise toute matrice unitaire en une séquence de transformations de beamsplitters et phase-shifters. Ainsi, des expériences optiques avec tout type de rayonnement (photons, atomes, etc.) explorant des systèmes quantiques discrets de plus grande dimension deviennent réalisables.

2.3 Boson random sampling

2.3.1 Échantillonnage à l'aide de l'interféromètre

Construction physique Considérons un circuit optique linéaire multimode de m modes qui est injecté avec n photons uniques indiscernables ($m > n$). La mise en uvre photonique de l'échantillonnage de bosons consiste à générer un échantillon à partir de la distribution de probabilité des mesures de photon unique en sortie du circuit. Plus précisément, cela nécessite des sources fiables de photons uniques, ainsi qu'un interféromètre linéaire. Ce dernier peut être fabriqué, par exemple, avec des séparateurs de faisceau à fibres fusionnées, par silice sur silicium, écrit au laser des interféromètres intégrés, ou avec des puces optiques à interface électrique et optique.

Enfin, le schéma nécessite également des détecteurs de comptage de photons uniques à haut rendement, tels que ceux basés sur des nanofils supraconducteurs polarisés en courant, qui effectuent les

mesures à la sortie du circuit. Par conséquent, sur la base de ces trois ingrédients, la configuration d'échantillonnage de bosons ne nécessite aucun bit auxiliaire, mesure adaptative ou opération d'intrication.

Cela en fait un modèle non universel de calcul quantique et réduit la quantité de ressources physiques nécessaires à sa réalisation pratique

Construction mathématique du Boson random sampling

Soit U une matrice unitaire. On peut construire un interféromètre qui encode U et qui réalise la transformation des opérateurs de création.

Pour une entrée $|S\rangle = |s_1 \dots s_m\rangle$, on aura en sortie l'état $\varphi(U)|S\rangle$ qui est une superposition d'état de Fock :

$$\varphi(U)|S\rangle = \sum_{T \in \Phi_{m,n}} \langle T | \varphi(U) | S \rangle |T\rangle$$

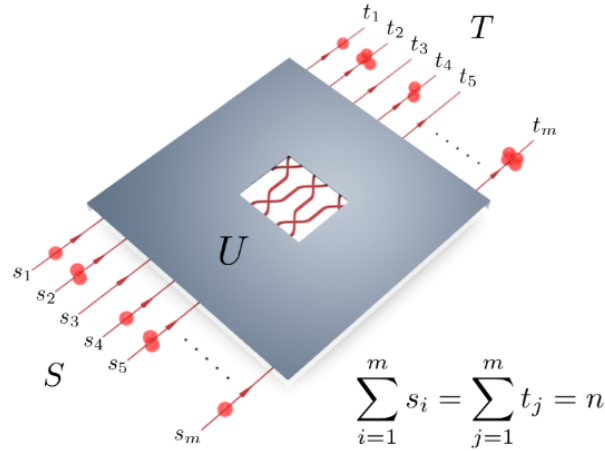


FIGURE 2.3 – Circuit linéaire optique

Ensuite nous mesurons à la sortie le nombre de photons dans chaque modes. On sait que cette sortie est une superposition et que la probabilité de mesurer la configuration d'occupation T à la sortie est :

$$P_U(S, T) = |\langle T | \varphi(U) | S \rangle|^2 = \frac{|\text{Perm}(U_{S,T})|^2}{\prod_{j=1}^m (s_j!) \prod_{i=1}^m (t_i!)}$$

Ainsi, en fixant l'entrée du système avec par exemple n photons dans les n premiers modes parmi les m modes et en effectuant l'expérience plusieurs fois, on simule une densité de probabilité dépendant du permanent des $U_{S,T}$.

Le Boson random sampling est tout simplement le fait d'arriver à simuler physiquement cette densité de probabilité en échantillonnant à l'aide du système que nous avons décrit.

2.3.2 Analogie avec la planche de Galton

Le Boson Random Sampling est similaire au *Galton Board* [1].

La table de Galton est un dispositif inventé par Sir Francis Galton qui illustre la convergence de la loi binomiale avec la loi normale.

Les clous sont enfoncés sur la planche de sorte qu'une boule lâchée sur la planche aille à droite ou à gauche pour chaque rangée de clous. En bas, les balles sont regroupées par le nombre de passes gauche et droite effectuées.

Ainsi, chaque case correspond à une issue possible de l'expérience binomiale (comme une expérience de Bernoulli répétée) et on voit que la répartition des boules dans les cases se rapproche d'une courbe gaussienne, d'autant plus que le nombre de lignes augmente ; autrement dit : la distribution binomiale converge vers la distribution normale. Ceci est donc une illustration du théorème de Moivre-Laplace.

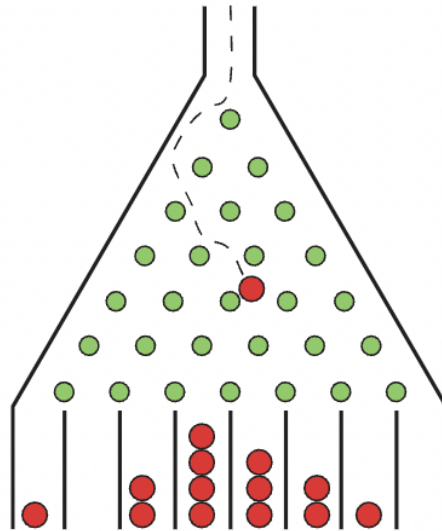


FIGURE 2.4 – Galton Board

On peut voir le Boson random sampling comme une planche de Galton :

- Les boules sont des photons
- Les clous sont des beamsplitters et phase-shifters
- L'ensemble des clous est la matrice U unitaire
- La loi normale est la densité de probabilité avec les permanents

En réalité, l'image du Galton Board ne représente pas classiquement totalement le Galton Board.

Dans le Galton Board, il n'y a qu'une entrée contrairement au Boson random sampling qui a m entrées.

Pour représenter la matrice U , il faut être capable de bouger les clous du Galton Board afin de changer les probabilités de changement de trajectoires et donc de sorties.

Ainsi, le Galton Board ressemble plus à cela :

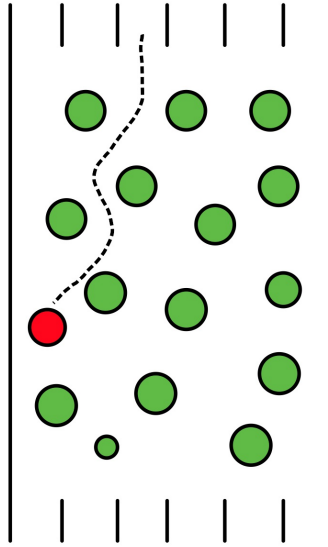


FIGURE 2.5 – Galton Board analogue de BRS

2.3.3 Intérêt du Boson random sampling

La principale raison de l'intérêt croissant pour le modèle d'échantillonnage de bosons est que, malgré son caractère non universel, on pense fortement qu'il permet d'effectuer une tâche de calcul impossible à réaliser par un ordinateur classique mais peut être par un ordinateur quantique réel. L'une des principales raisons en est que la distribution de probabilité, que le dispositif d'échantillonnage de bosons doit échantillonner, est liée comme on peut le voir au permanent des matrices complexes.

Le calcul du permanent est, dans le cas général, une tâche extrêmement difficile : il tombe dans la classe de complexité $\#P$ -hard. De plus, son approximation à l'erreur multiplicative près est également un problème $\#P$ -hard. Nous expliquerons ces termes de complexité dans une prochaine partie, mais nous pouvons dire à ce moment que calculer un permanent, c'est très difficile.

Ainsi, en échantillonnant plusieurs fois un circuit de Boson sampling, on peut s'attendre à approximer la densité de probabilité créée par l'opérateur U du circuit optique. Néanmoins, bien que la probabilité $P_U(S, T)$ d'un résultat de mesure spécifique à la sortie de l'interféromètre est liée au

permanent d'une sous matrice de U , une matrice unitaire, une machine d'échantillonnage de bosons ne permet pas son estimation.

La raison principale est que la probabilité de détection correspondante est généralement exponentiellement faible. Ainsi, afin de collecter suffisamment de statistiques pour approximer sa valeur, il faut exécuter l'expérience quantique pendant une durée exponentiellement longue. Par conséquent, l'estimation obtenue à partir d'un échantillonneur de bosons n'est pas plus efficace que l'exécution de l'algorithme classique.

Ce qu'il faut bien comprendre, c'est que malgré le fait que le Boson random sampling n'est pas plus efficace pour calculer un permanent, il est cependant efficace pour générer une distribution irréalizable (sous réserve de $P \neq NP$) sur un ordinateur classique. Sans le détail complet pour l'instant, Aaronson et Arkhipov ont montré que si un algorithme classique peut échantillonner des états de Fock à partir de la même distribution de probabilité que peut "générer" le Boson sampling, on aurait $P = NP$ et la communauté scientifique conjecture avec une forte confiance que $P \neq NP$.

2.3.4 Analogie en Théorie des graphes

Le calcul du permanent peut s'avérer important en théorie des graphes.

Soit G un graphe bipartie $m \times m$. On appelle la fonction pm la fonction qui assigne à un graphe bipartie son nombre de match parfait. Le graphe G définit deux parties $E = \{e_1, \dots, e_m\}$ et $F = \{f_1, \dots, f_m\}$ et A la matrice d'incidence du graphe. Il y a une arête entre $u_j \in U$ et $v_j \in V$ si et seulement si $a_{ij} = 1$. Sinon, il n'y a pas d'arête si et seulement si $a_{ij} = 0$. Alors :

$$\text{pm}(G) = \text{Perm}(A)$$

La matrice A donne l'information de comment sont connectés les sommets entre les deux parties E et F et son permanent est le nombre de match parfait.

Le Boson random sampling et ce problème de théorie de graphe sont liés en considérant l'ensemble S qui est l'ensemble des occupations d'entrées du Boson sampling et T l'ensemble des occupations de sorties après l'application de l'opérateur d'évolution $\varphi(U)$. Ainsi, le permanent de la matrice $U_{S,T}$ est la somme des poids totaux (produit des poids des arêtes) pour tous les appariements parfaits du graphe biparti. Le produit des poids des arêtes d'un match représente l'importance du match en terme de probabilité. Par conséquent plus les match sont importants, plus cette permutation sera probable par les photons [8].

Dans l'exemple avec $m = 2$ et $n = 2$,

$$b_1^\dagger b_2^\dagger |00\rangle = \sqrt{2}U_{11}U_{21}|20\rangle + (U_{11}U_{22} + U_{12}U_{21})|11\rangle + \sqrt{2}U_{12}U_{22}|02\rangle$$

Le coefficient devant l'état $|20\rangle(\sqrt{2}U_{11}U_{21})$ indique que pour passer d'un photon dans l'état 1 et d'un photon dans l'état 2 (état $|11\rangle$) , il faudra que le photon dans l'état 1 reste dans l'état 1 et que le photon dans l'état 2 passe dans l'état 1.

Le coefficient devant l'état $|02\rangle(\sqrt{2}U_{12}U_{22})$ indique que pour passer d'un photon dans l'état 1 et d'un photon dans l'état 2 (état $|11\rangle$) , il faudra que le photon dans l'état 1 passe dans l'état 2 et que le photon dans l'état 2 reste dans l'état 2.

Le coefficient devant l'état $|11\rangle((U_{11}U_{22} + U_{12}U_{21}))$ indique que pour passer d'un photon dans l'état 1 et d'un photon dans l'état 2 (état $|11\rangle$) , il y a deux possibilités :

- Soit le photon dans l'état 1 reste dans l'état 1 et le photon dans l'état 2 reste dans l'état 2.
- Soit le photon dans l'état 1 passe dans l'état 2 et le photon dans l'état 2 passe dans l'état 1.

Le calcul explicite de l'amplitude des différents états nous donnent les différentes possibilités pour qu'un état d'entrée de Fock deviennent un état de sortie de Fock.

Il est aussi complexe de trouver le nombre de math parfait que de calculer le permanent d'une matrice.

3 Complexité algorithmique

Dans ce mémoire, on s'intéressera à la complexité des algorithmes car c'est avec ces notions que nous pouvons décrire la difficulté d'un problème informatique, que ce soit en classique et en quantique.

On appelle complexité d'un algorithme son temps de calcul (autrement dit le temps nécessaire à son exécution). On s'intéresse à l'évolution de cette complexité en fonction de la taille des données ; autrement dit, étant donnée une procédure p , on s'intéresse à la variation de la durée du calcul de $p(x)$ en fonction de la taille de l'argument x .

Cette définition de la complexité semble reposer sur une définition précise du temps de calcul ; or tout le monde sait que celui-ci, exprimé par exemple en secondes, dépend de la machine utilisée (vitesse du processeur, temps d'accès à la mémoire, etc.), et décroît rapidement avec les progrès de la technologie. Pour se rapprocher d'une notion indépendante de la technologie, on adopte la convention suivante :

Le temps de calcul de $p(x)$ est le nombre d'instructions élémentaires exécutées pendant ce calcul.

La définition d'une instruction élémentaire dépend à son tour du modèle de calcul considéré, mais un consensus est facile à trouver en pratique ; en cas de doute, on se ramène à une estimation du nombre d'instructions effectuées par le processeur. Une autre solution, employée en particulier pour démontrer les théorèmes fondamentaux de la théorie de la complexité, est d'utiliser le modèle des machines de Turing, pour lequel la définition d'une instruction élémentaire (appelée aussi transition) est non ambiguë.

Ainsi il existe plusieurs classes de complexité : $P, NP, BPP, BQP, \#P$ etc. Ces classes de complexité s'intéressent aux problèmes de décision et aux problèmes de comptage. Pour la suite, on notera $\{0, 1\}^* = \{0, 1\}, \{0, 1\}^2, \dots\} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \{0, 1\}^n$

3.1 Classes de complexité des problèmes de décisions

3.1.1 P et NP

Par commodité, on considère le plus souvent des problèmes de décision, où la tâche est de décider si une donnée $x \in \{0, 1\}^*$ est dans un langage dit $L \subset \{0, 1\}^*$, qui est un ensemble de chaînes de bits. Une machine qui calcule la fonction booléenne $f_L : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$, qui satisfait $f_L(x) = 1 \iff x \in L$. On dit que la machine décide L . Par exemple, un langage L pourrait être donné par l'ensemble de

tous les graphes pour lesquels il existe un chemin qui visite chaque sommet une fois, en codage binaire, et une chaîne $x \in L$ est le codage binaire d'une instance particulière du graphe.

Définition 1 (P). *Un langage $L \subset \{0,1\}^*$ est dans la classe P s'il existe un algorithme classique \mathcal{A} qui, étant donné $x \in \{0,1\}^*$ en entrée, décide si $x \in L$ en temps d'exécution polynomial en $|x|$:*

$$x \in L \iff \mathcal{A}(x) = 1$$

Cette classe est une classe de complexité très importante. Un problème est dans la classe P s'il est décidé en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée. On dit que le problème est décidé en temps polynomial.

Les problèmes dans P sont considérés comme " faisables ", faciles à résoudre (dans le sens où on peut le faire relativement rapidement). On peut le réécrire comme ceci :

$$P = \bigcup_{c \leq 1} TIME(n^c)$$

L'ensemble $TIME(n^c)$ est l'ensemble des langage de qui étant donné $x \in \{0,1\}^*$ qui décide en temps $\mathcal{O}(n^c)$.

Voici 3 exemples :

1. Problème de la Parité (P) :

- Langage L : L'ensemble des chaînes binaires ayant un nombre pair de 1.
- Algorithme \mathcal{A} : Compter le nombre de 1 dans la chaîne binaire en parcourant chaque bit une fois. Si le nombre de 1 est pair, renvoyer 1, sinon renvoyer 0.
- Argumentation : L'algorithme \mathcal{A} parcourt la chaîne d'entrée x une seule fois, ce qui prend un temps linéaire par rapport à la longueur de x . La décision de la parité est effectuée en temps polynomial par rapport à $|x|$. Donc, $x \in L \iff \mathcal{A}(x) = 1$.

2. Problème de la Recherche d'un Élément (P) :

- Langage L : L'ensemble des chaînes binaires contenant un élément particulier x .
- Algorithme \mathcal{A} : Parcourir la chaîne binaire en comparant chaque élément à x . Si x est trouvé, renvoyer 1, sinon renvoyer 0.
- Argumentation : L'algorithme \mathcal{A} parcourt la chaîne d'entrée x une fois jusqu'à trouver l'élément recherché ou atteindre la fin. Cela prend un temps linéaire par rapport à la longueur de x . Par conséquent, \mathcal{A} décide si $x \in L$ en temps polynomial par rapport à $|x|$.

3. Problème de la Vérification de la Primalité (P) :

- Langage L : L'ensemble des nombres entiers premiers.
- Algorithme \mathcal{A} : Utiliser un algorithme de test de primalité, tel que le test de primalité de Fermat ou le test de primalité de Miller-Rabin, pour déterminer si le nombre donné est premier. Ces algorithmes ont une complexité en temps polynomial en fonction du nombre d'entrée.
- Argumentation : Les algorithmes de test de primalité utilisés par \mathcal{A} ont une complexité en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée (le nombre à tester). Par conséquent, \mathcal{A} décide si

un nombre est premier en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée, ce qui signifie que $x \in L \iff \mathcal{A}(x) = 1$.

Définition 2 (NP). *Un langage $L \subset \{0, 1\}^*$ est dans la classe NP s'il existe un polynôme $p : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ et un algorithme classique en temps polynomial \mathcal{V} (appelé le vérificateur de L) tel que pour tout $x \in \{0, 1\}^*$,*

$$x \in L \iff \exists y \in \{0, 1\}^{p(|x|)} : \mathcal{V}(x, y) = 1$$

.

Voici 3 exemples :

1. Problème du sous-ensemble (NP) :

- Langage L : L'ensemble des paires (S, k) où S est un ensemble d'entiers et k est un entier. Le problème consiste à décider si S a un sous-ensemble de k éléments dont la somme est égale à zéro.
- Algorithme \mathcal{V} (Vérificateur de L) : Pour une paire (S, k) donnée, vérifier si S contient effectivement un sous-ensemble de k éléments dont la somme est nulle.
- Argumentation : \mathcal{V} peut vérifier rapidement si un sous-ensemble y de k éléments a une somme nulle en parcourant l'ensemble S . Donc, $(S, k) \in L \iff \exists y \in \{0, 1\}^{p(|S|)} : \mathcal{V}(S, k, y) = 1$, où $p(|S|)$ est un polynôme en la taille de l'ensemble S .

2. Problème du circuit hamiltonien (NP) :

- Langage L : L'ensemble des graphes non orientés G qui ont un circuit hamiltonien, c'est-à-dire un cycle qui visite chaque sommet exactement une fois.
- Algorithme \mathcal{V} (Vérificateur de L) : Pour un graphe donné G et un circuit donné C , vérifier si C est effectivement un circuit hamiltonien dans G .
- Argumentation : \mathcal{V} peut parcourir le graphe G pour vérifier si le circuit C visite chaque sommet exactement une fois. Donc, $G \in L \iff \exists C \in \{0, 1\}^{p(|G|)} : \mathcal{V}(G, C) = 1$, où $p(|G|)$ est un polynôme en la taille du graphe G .

3. Problème du voyageur de commerce (NP-complet) :

- Langage L : Soit G est un graphe pondéré. Le problème consiste à trouver un cycle de longueur minimale qui visite chaque nud exactement une fois..
- Algorithme \mathcal{V} (Vérificateur de L) : Pour une paire (G, C) donnée, vérifier si G a effectivement un cycle C hamiltonien dont la longueur totale est minimale.
- Argumentation : \mathcal{V} peut parcourir toutes les permutations possibles des sommets pour trouver les cycles hamiltonien de longueur minimale dans G et vérifier si cette longueur est bien minimale. Donc, $G \in L \iff \exists C \in \{0, 1\}^{p(|G|)} : \mathcal{V}(G, C) = 1$, où $p(|G|)$ est un polynôme en la taille du graphe G .

L'abréviation *NP* signifie " non déterministe polynomial ". Cela ne veut pas dire que ce n'est pas polynomiale. Un problème de décision est dans NP s'il est décidé par un algorithme non déterministe en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée. Intuitivement, cela revient à dire qu'on peut vérifier " rapidement " (complexité polynomiale) si une solution candidate est bien solution.

P et NP sont les classes les plus importantes de la théorie de la complexité qui soulève un des problèmes les plus difficiles du millénaire. L'Institut de mathématiques Clay a inclus ce problème dans

sa liste des sept problèmes du prix du millénaire, et offre à ce titre un million de dollars à quiconque sera en mesure de démontrer $P = NP$ ou $P \neq NP$ ou de démontrer que ce n'est pas démontrable.

Très schématiquement, il s'agit de déterminer si le fait de pouvoir vérifier rapidement une solution à un problème implique de pouvoir la trouver rapidement ; ou encore, si ce que nous pouvons trouver rapidement lorsque nous avons de la chance peut être trouvé aussi vite par un calcul intelligent.

Néanmoins, les experts du domaine de la complexité pencheraient plus pour que $P \neq NP$ et nous prendrons cette information importante pour décrire le théorème d'Aaronson & et Arkhipov

3.1.2 PP, BPP, BQP

Pour comparer la théorie de la complexité des algorithmes classiques versus quantiques, il faut ajouter dans les définitions une part de probabilité et de hasard. Ainsi, on compare des algorithmes quantiques avec des algorithmes classiques randomisés ajoutant une part d'aléatoire.

Définition 3 (PP). On appelle *PP* la classe de tous les langages $L \subset \{0,1\}^*$ pour lesquels il existe un algorithme classique randomisé \mathcal{A} qui décide en temps polynomial tel que pour tout $n \in \mathbb{N}$ et toutes les entrées $x \in \{0,1\}^n$

$$x \in L \Rightarrow \Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] > 1/2$$

$$x \notin L \Rightarrow \Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] < 1/2$$

où la probabilité est prise sur l'aléa interne de l'algorithme.

C'est une classe de complexité probabiliste. Plus précisément c'est l'ensemble de problèmes de décision probabiliste solvable en temps polynomial avec une probabilité d'erreur inférieure à un demi.

Exemple de Problème dans la Classe PP :

- Langage L : L'ensemble des paires (x, y) où x est une chaîne binaire et y est une séquence binaire aléatoire de la même longueur que x .
- Algorithme \mathcal{A} : Un algorithme classique randomisé qui décide si le nombre de 1 dans la séquence x est pair ou impair. Pour ce faire, il utilise la séquence aléatoire y pour effectuer des opérations probabilistes.
- Argumentation : Pour chaque paire (x, y) donnée, l'algorithme \mathcal{A} effectue des opérations probabilistes en utilisant la séquence aléatoire y pour déterminer si le nombre de 1 dans la séquence x est pair ou impair. Selon la définition de PP, \mathcal{A} doit satisfaire les deux conditions suivantes :
 - Si x a un nombre pair de 1, alors $\Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] > 1/2$.
 - Si x a un nombre impair de 1, alors $\Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] < 1/2$.
- En d'autres termes, \mathcal{A} doit avoir une probabilité significativement supérieure à 1/2 de prendre la décision correcte en fonction de la parité du nombre de 1 dans x . Cet exemple illustre comment un problème peut appartenir à la classe PP en utilisant un algorithme probabiliste qui prend des décisions basées sur des opérations aléatoires.

La classe PP est définie par sa capacité à prendre des décisions en utilisant des algorithmes classiques randomisés qui ont une probabilité de succès significativement supérieure à 1/2 pour les instances positives et significativement inférieure à 1/2 pour les instances négatives, avec un temps d'exécution polynomial.

Définition 4 (BPP (BQP)). *On appelle BPP (BQP) la classe de tous les langages $L \subset \{0,1\}^*$ pour lesquels il existe un algorithme classique randomisé (quantique) \mathcal{A} qui décide en temps polynomial tel que pour tout $n \in \mathbb{N}$ et toutes les entrées $x \in \{0,1\}^n$*

$$x \in L \Rightarrow \Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] \geq 2/3$$

$$x \notin L \Rightarrow \Pr_r[\mathcal{A}(x, r) = 1] \leq 1/3$$

où la probabilité est prise sur l'aléa interne de l'algorithme.

Les classes BPP et PP sont très proches au niveau de la définition mais a priori ne sont pas égales. En effet BPP est la classe des problèmes qui peuvent être décidés par un algorithme en temps polynomial avec une probabilité de bonne réponse supérieure à une constante elle-même strictement plus grande que 1/2. BPP est donc incluse dans PP.

Les classes BPP et BQP sont comparable en classique et en quantique. Il est connu de $P \subset BPP$. L'autre inclusion est une question ouverte. En terme plus généraux, la question est de savoir si l'aléatoire est utile pour accélérer le calcul ou non. Il y a eu à ce sujet un changement d'avis de la part de la communauté de la complexité : jusqu'aux années 80, la plupart des chercheurs pensaient que BPP était différente de P, puis divers résultats ont bousculé cette croyance. Aujourd'hui une égalité est souvent envisagée. En plus de contenir les algorithmes qui résolvent les problèmes de décision en temps polynomial, il contient par exemple les méthodes de Monte Carlo.

On peut avoir des machines plus efficaces si nécessaire, autrement dit on peut remplacer 2/3 par $1/2 + \varepsilon$ et 1/3 par $1/2 - \varepsilon$ (pour tout ε petit), en ne changeant pas la classe. Ce renforcement peut être effectué en lançant plusieurs fois la machine de façon indépendante et en faisant un vote.

3.1.3 Notion de difficulté, complet et exposant de complexité

Donnons maintenant des définitions plus générales sur les complexités :

Définition 5. *Soit X une classe de complexité. On dit qu'un problème est X -difficile (ou X -hard) si on peut le ramener à un problème de complexité X par une réduction polynomiale, c'est à dire qu'il existe une fonction $f : \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^*$ qui permet de passer du problème difficile au problème de classe X .*

Problème X -Difficile (ou X -Hard) :

- Langage L : L'ensemble des paires (x, y) où x est une instance du problème X et y est une instance d'un autre problème Y quelconque.
- Fonction de Réduction f : Une fonction qui prend une instance du problème Y et la transforme en une instance du problème X .
- Argumentation : Le problème X -difficile consiste à décider si, pour une instance (x, y) donnée, la transformation $f(y)$ appartient au langage du problème X . Cela revient à demander si l'instance y du problème Y peut être transformée en une instance du problème X de manière à ce que la réponse soit dans le langage du problème X .

Définition 6. *Soit X une classe de complexité. On dit qu'un problème est X -complet si il est à la fois X et X -hard.*

Par exemple, le problème du voyageur est un problème NP -complet. Si on arrive à montrer que ce problème est P , alors on arrive à montrer que toute la classe NP est dans P

On peut ainsi réaliser les deux graphiques qu'on appelle diagramme d'Euler :

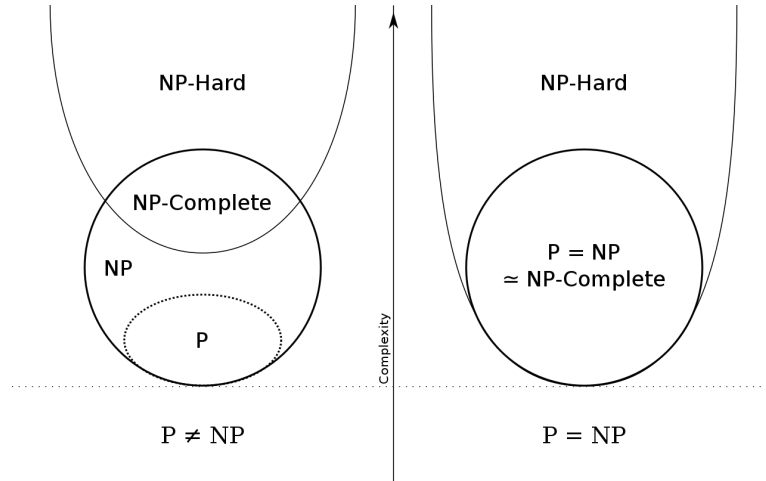


FIGURE 3.1 – Diagramme d'Euler

Définition 7. Soit X et Y deux classes de complexité. On dit qu'un problème est dans la classe X^Y (nous écrivons une classe de complexité X en exposant d'une autre classe Y) si le problème est dans X ayant accès à ce que l'on peut appeler un oracle (boîte noire) ayant accès à un algorithme résolvant des problèmes arbitraires dans la classe Y .

On peut dire que X^Y est l'ensemble des problèmes de décision dans X augmenté d'un oracle pour un problème complet de la classe Y . C'est des classes de complexité qui sont importantes en théorie dans ce que l'on va introduire comme la hiérarchie polynomial de complexité et le théorème de Toda.

3.2 Classe de complexité des problèmes de fonction et $\# P$

3.2.1 Problème de fonction

Un problème de fonction est un problème de calcul où une seule sortie (d'une fonction totale) est attendue pour chaque entrée, mais la sortie est plus complexe que celle d'un problème de décision. Pour les problèmes de fonction, la sortie n'est pas simplement oui ou non.

Ainsi, on peut associer à chaque classe de complexité de décision une classe de complexité de fonction. Il suffit de rajouter un F devant le nom de la classe de décision analogue.

P devient FP , NP devient FNP et BPP devient $FBPP$. Tout comme P et FP sont étroitement liés, NP est étroitement lié à FNP . $FP = FNP$ si et seulement si $P = NP$.

3.2.2 Classe $\#P$

Définition 8. La classe de fonctions $\#P$ est la classe de toutes les fonctions $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{N}$ pour lesquelles il existe un algorithme classique en temps polynomial \mathcal{A} et un polynôme $p : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ tel que

$$f(x) = \text{Card}\left(\{y \in \{0, 1\}^{p(|x|)} : \mathcal{A}(x, y) = 1\}\right)$$

.

Exemple de Problème dans la Classe $\#P$:

- Problème : Le problème du comptage des circuits hamiltoniens.
- Description : Soit G un graphe non orienté. Le problème consiste à compter combien de circuits hamiltoniens différents (c'est-à-dire des cycles qui visitent chaque sommet exactement une fois) existent dans le graphe G .
- Algorithme \mathcal{A} : Un algorithme classique en temps polynomial qui, étant donné un graphe G , génère toutes les permutations possibles des sommets du graphe et compte combien de ces permutations correspondent à des circuits hamiltoniens dans G .
- Argumentation : Le problème de comptage des circuits hamiltoniens est dans la classe $\#P$ car il peut être résolu par un algorithme classique en temps polynomial \mathcal{A} qui génère toutes les permutations des sommets en utilisant un polynôme $p(|x|)$ en fonction de la taille du graphe G . Le résultat $f(x)$ est le nombre de circuits hamiltoniens, c'est-à-dire le cardinal de l'ensemble des permutations qui correspondent à des circuits hamiltoniens dans G .

$\#P$ est la classe des fonctions qui comptent le nombre de certificats d'un problème de décision qui est dans la classe NP . La classe $\#P$ tient une place à part dans la théorie de la complexité, car ce n'est pas une classe de problèmes de décision mais une classe de fonctions de comptage de solutions.

Un problème de décision de la classe NP est souvent de la forme "Y a-t-il des instances qui satisfont certaines contraintes?". A contrario, les problèmes de la classe $\#P$ correspondants posent la question "Combien y a-t-il d'instances qui satisfont certaines contraintes?".

Clairement, un problème $\#P$ doit être au moins aussi dur que le problème qui lui correspond dans NP , puisque savoir combien il y a de solutions nous dit, en particulier, s'il y a au moins une solution. Ainsi, le problème de la classe $\#P$ correspondant à un problème NP -complet doit être NP -difficile. Certains problèmes de $\#P$ qui sont considérés comme difficiles correspondent à des problèmes faciles, de la classe P . Par exemple le problème du calcul du permanent est $\#P$ -complet alors que le problème d'existence associé est dans P .

De plus, les classes PP et $\#P$ sont fortement liées. Comme ce sont respectivement des classes de décisions et de fonctions, on ne peut pas les comparer directement. Néanmoins, on a l'égalité suivante :

$$P^{\#P} = P^{PP}$$

Pour des problèmes polynomiaux nécessitant une fonction de comptage, on pourrait utiliser à la place un algorithme polynomiale pouvant faire appel à un algorithme de décision probabiliste.

3.3 Hiérarchie polynomiale et théorème associés

3.3.1 Hiérarchie polynomiale

Il n'est pas exagéré de dire que la conjecture que $P \neq NP$ est en effet l'une des, sinon la, plus testée et étudiée affirmation non prouvée dans laquelle les scientifiques de diverses disciplines ont confiance. Cette intuition repose, entre autres, sur l'existence présumée de problèmes dont les solutions sont difficiles à trouver mais faciles à vérifier.

Si $P = NP$, la sécurité de nos comptes bancaires ou autres serait à revoir totalement et nous aurions du mal à trouver des solutions autres que par le quantique. En effet, la possibilité de la cryptographie à clé publique repose sur le fait que $P \neq NP$.

La hiérarchie polynomiale est une hiérarchie de classes de complexité qui étend la notion de classes P, NP . Cette généralisation postule que les niveaux d'une hiérarchie infinie de classes de complexité sont des sous-ensembles stricts les uns des autres. L'étude d'algorithmes hypothétiques à l'intérieur et à l'extérieur de cette hiérarchie nous permet également de comprendre la complexité informatique de l'approximation des fonctions $\#P$.

On peut prendre cette définition qui se base de l'exposant d'une complexité définie plus haut, qui est la définition avec les algorithmes à oracle (boite noire auquel on a accès) :

Définition 9 (Hiérarchie polynomiale). *La hiérarchie polynomiale est l'ensemble des classes $(\Sigma_i^P)_{i \in \mathbb{N}}$ tel que :*

$$\begin{aligned} \Sigma_0^P &= P \\ \forall i \in \mathbb{N}^*, \Sigma_{i+1}^P &= NP^{\Sigma_i^P} \end{aligned}$$

On appelle PH l'union des classes de complexité de la hiérarchie polynomiale :

$$PH = \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Sigma_i^P$$

Voici une définition qui définit similairement ces ensembles, à l'aide des quantificateurs \forall et \exists :

Définition 10. *Pour $i \in \mathbb{N}$, un langage $L \subset \{0,1\}^*$ est dans Σ_i s'il existe un polynôme q et une famille de circuits $\{\mathcal{A}_n\}_{n \leq 1}$ à temps polynomial uniforme tels que $x \in L$ si et seulement si $\exists u_1 \in \{0,1\}^k, \forall u_2 \in \{0,1\}^k, \dots, Q_i u_i \in \{0,1\}^k : \mathcal{A}(x, u_1, \dots, u_i) = 1$, où $k = q(|x|)$ et Q_i désigne un quantificateur \forall ou \exists selon que i est pair ou impair, respectivement. La classe PH est l'ensemble $\bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Sigma_i$.*

La hiérarchie est intéressante pour la raison suivante : On sait qu'une égalité entre classes d'un même niveau ou de niveaux consécutifs dans la hiérarchie impliquerait un "effondrement" de la hiérarchie à ce niveau.

L'effondrement est le fait que si à un niveau i deux classes sont égales, alors toutes les classes "au-dessus" sont égales. On parle alors d'effondrement de la hiérarchie polynomiale au niveau i . On peut le décrire mathématiquement comme cela :

Théoreme 2. *Si $\exists j > i$ tq $\Sigma_i^P = \Sigma_j^P$ alors $\forall j > i, \Sigma_i^P = \Sigma_j^P$ et $\Sigma_i^P = PH$*

Par exemple, un effondrement au premier niveau effondrerait que $P = NP$ ce qui est plutôt improbable. C'est en utilisant cet outil qu'on peut montrer que des problèmes sont, sous réserve de la véracité de $P \neq NP$, probablement impossible à résoudre.

La hiérarchie polynomiale est une hiérarchie de classes de complexité définie par l'ajout d'oracles NP consécutifs, où toute couche est supposée contenir strictement toutes les couches inférieures.

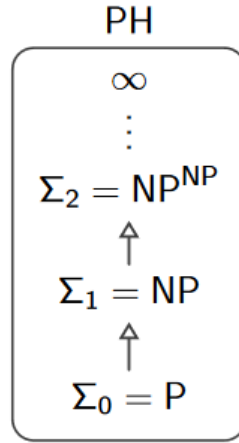


FIGURE 3.2 – Hiérarchie polynomiale

3.3.2 Théorème de Toda

Désormais, il faut faire le lien entre la classe de fonction qui nous intéresse, $\#P$, et la hiérarchie polynomiale qui permet d'exprimer l'infaisabilité à résoudre un problème. On peut trouver la relation entre $\#P$ et PH . Le théorème de Toda nous dit que le calcul exact des fonctions f dans $\#P$ permet de résoudre toute tâche dans PH [9].

Théoreme 3 (Théorème de Toda (1991)).

$$PH \subset P^{\#P}$$

On ne peut pas comparer directement une classe de problèmes de décision (PH) à une classe de fonctions ($\#P$). Dans l'énoncé, on utilise $\#P$ en oracle à la classe P . Cela signifie que l'algorithme dans la classe $P^{\#P}$ est polynomiale et doit utiliser une fonction (ou oracle) $f \in \#P$, fonction de comptage.

Le théorème dit, en d'autres termes, que pour tout problème dans la hiérarchie polynomiale, il existe une réduction polynomiale à un problème de comptage.

4 Théorème d'Aaronson & Arkhipov

4.1 Encoder une matrice unitaire dans un circuit linéaire optique

Supposons maintenant que nous ayons une matrice $X \in \mathbb{C}^{n \times n}$, et que nous souhaitons calculer $|\text{Perm}(X)|^2$. Notez qu'il n'y a aucune perte de $\#P$ -completude ici ; c'est déjà un problème $\#P$ -complet. Naturellement, comme nous avons le Boson random sampling à notre disposition, nous pourrions construire un réseau de séparateurs de faisceaux qui donne lieu à la matrice X et ainsi simuler le Boson random sampling . Cependant, il y a deux difficultés :

- X n'est pas forcément unitaire
- Avec l'échantillonnage, on ne peut pas calculer exactement, mais seulement une approximation.

Alors, comment "encoder X " dans une matrice unitaire U afin de pouvoir calculer le permanent de la matrice X ? Et pouvons nous être sûr d'avoir une approximation assez bonne et pouvoir contrôler cette précision ?

4.2 Encoder une matrice quelconque en matrice unitaire

Pour résoudre le problème d'unitarité de X , nous pouvons construire une matrice unitaire U , qui a un bloc contenant X . Le théorème suivant nous donne l'existence d'une telle matrice mais aussi une méthode pour la construire :

Théoreme 4. Soit $X \in \mathbb{K}^{n \times n}$ tel que $\|X\| \leq 1$. Alors il existe une matrice unitaire $U \in \mathbb{K}^{2n \times 2n}$ tel que :

$$U = \left(\begin{array}{c|c} X & \\ \hline & \end{array} \right)$$

Il faut que $\|X\| \leq 1$. Cela ne pose pas de problème, on peut prendre $Y = \frac{X}{\|X\|}$ et avec $\|Y\| = 1$, nous pouvons réaliser cette construction.

Preuve. Comme $\|X\| \leq 1$, on peut prouver que la matrice $T = I - X^\dagger X$ est semi-définie positive.

$$\begin{aligned} \forall u \in \mathbb{K}^n, \langle u, Tu \rangle &= \langle u, (I - X^\dagger X)u \rangle \\ \langle u, u \rangle - \langle u, X^\dagger Xu \rangle &= \langle u, u \rangle - \langle Xu, Xu \rangle = \|u\|^2 - \|Xu\|^2 \\ &\geq \|u\|^2(1 - \|X\|^2) \geq 0 \end{aligned}$$

Ainsi, comme T est positive et donc semi-positive, d'après la décomposition de Cholesky (pas la factorisation en matrice triangulaire), il existe $Q \in \mathbb{K}^{n \times n}$ tel que $Q^\dagger Q = T = I - X^\dagger X$.

Posons désormais $Y = \begin{pmatrix} X \\ Q \end{pmatrix}$. Donc, $Y^\dagger Y = Q^\dagger Q + X^\dagger X = I$ et les n vecteurs colonnes forment une famille orthonormale de vecteurs dans une dimension $2n$. Par le théorème de la base incomplète, et à l'aide d'un procédé de Gram-Schmidt, nous pouvons compléter Y pour avoir une base orthonormée de $\mathbb{K}^{n \times n}$ et

$$U = \left(\begin{array}{c|c} X & B_1 \\ \hline Q & B_2 \end{array} \right)$$

□

Désormais, nous pouvons prendre n'importe quelle matrice $X \in \mathbb{K}^{n \times n}$ et la normaliser ($X \rightarrow X/\|X\|$) pour avoir $\|X\| = 1$.

On peut trouver une matrice unitaire $U = \left(\begin{array}{c|c} X & \\ \hline & \end{array} \right) \rightarrow \langle 1_n | \phi(U) | 1_n \rangle = |\text{Perm}(X)|^2$

avec $|1_n\rangle = |1, \dots, 1, 0, \dots, 0\rangle$

Le modèle du Boson random sampling peut être simulée selon une probabilité dépendant de $|\text{Perm}(X)|^2$ pour n'importe quelle matrice.

4.3 Problème de l'exactitude du calcul du permanent

Être capable de calculer explicitement $|\text{Perm}(X)|^2$ est un problème difficile. En particulier, le permanent, et donc la probabilité de sortie du Boson random sampling, pourrait être exponentiellement petite. Nous savons que nous pouvons obtenir une estimation de $|\text{Perm}(X)|^2$ en réalisant l'expérience plusieurs fois et en calculant la moyenne de tous les résultats des mesures. Mais pour obtenir une estimation non triviale, nous devrions répéter l'expérience un nombre exponentiel de fois, auquel cas nous pourrions tout aussi bien calculer le permanent à l'aide d'un ordinateur classique.

Il faut voir maintenant s'il est difficile d'approximer le permanent d'une matrice. Nous allons démontrer ce théorème :

Théorème 5. *Soit $X \in \mathbb{K}^{n \times n}$ tel que $\|X\| \leq 1$. Alors il existe un algorithme classique randomisé qui approxime $|\text{Perm}(X)|$ à une erreur additive $\pm \varepsilon$ en $O(\frac{n^2}{\varepsilon^2})$*

Pour prouver cela, nous avons besoin d'utiliser une autre formulation du permanent introduite par Glynn. Cette formule permet de réaliser l'algorithme classique le plus rapide connue aujourd'hui pour calculer le permanent exactement. Il est d'une complexité $O(2^n n^2)$, et peut être réduit en complexité $O(2^n n)$ en itérant les $z_1 \dots z_n$ selon le code de Gray.

Lemme 3 (Formule de Glynn). *Pour toute matrice $X \in \mathbb{K}^{n \times n}$,*

$$\text{Perm}(X) = \mathbb{E}_{z_1, \dots, z_n \in \{1, -1\}} \left[z_1 \dots z_n \prod_{i=1}^n (x_{i1} z_1 + \dots + x_{in} z_n) \right]$$

Le terme à l'intérieur de l'espérance s'appelle le terme de Ryser et est définie comme ceci :

$$\forall z = (z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n$$

$$\text{Rys}_z(X) = z_1 \dots z_n \prod_{i=1}^n (x_{i1} z_1 + \dots + x_{in} z_n)$$

et

$$\text{Perm}(X) = \mathbb{E}_{z_1, \dots, z_n \in \{1, -1\}} [\text{Rys}_z(X)]$$

C'est un estimateur non biaisé pour le permanent.

Preuve. On peut réécrire ce terme (qu'on appellera $J(X)$) comme ceci en moyennant sur tout les $(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}}$:

$$J(X) = \frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \left[\left(\prod_{j=1}^n z_j \right) \prod_{i=1}^n \sum_{k=1}^n x_{ik} z_k \right]$$

On peut utiliser maintenant la formule pour intervertir produit et somme (en rappelant que $\mathcal{F}_{m,n} = \{f, f : \llbracket 1, m \rrbracket \rightarrow \llbracket 1, n \rrbracket\}$:

$$\begin{aligned} J(X) &= \frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \left[\left(\prod_{j=1}^n z_j \right) \sum_{f \in \mathcal{F}_{n,n}} \prod_{i=1}^n x_{i, f(i)} z_{f(i)} \right] \\ &= \sum_{f \in \mathcal{F}_{n,n}} \frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \left[\left(\prod_{j=1}^n z_j \right) \left(\prod_{i=1}^n z_{f(i)} \right) \left(\prod_{i=1}^n x_{i, f(i)} \right) \right] \\ &= \sum_{f \in \mathcal{F}_{n,n}} \left(\frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \prod_{i=1}^n z_i z_{f(i)} \right) \left(\prod_{i=1}^n x_{i, f(i)} \right) \\ &= \sum_{f \in \mathcal{F}_{n,n}} \eta(f) \left(\prod_{i=1}^n x_{i, f(i)} \right) \end{aligned}$$

avec $\eta(f) = \left(\frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \prod_{i=1}^n z_i z_{f(i)} \right)$

Montrons alors le lemme suivant :

Lemme 4. Soit $f : \llbracket 1, n \rrbracket \rightarrow \llbracket 1, n \rrbracket$ et définissons :

$$\eta(f) = \left(\frac{1}{2^n} \sum_{(z_i)_{i \in \{1, \dots, n\}} \in \{-1, 1\}^n} \prod_{i=1}^n z_i z_{f(i)} \right)$$

.

Alors, il n'y que 2 possibilités de résultat pour η :

$$\eta(f) = \begin{cases} 1 & \text{si } f \in S_n \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Preuve. Ce terme s'annule quand f n'est pas une permutation car dès que f n'est pas une injection, il y a une "redondance" dans le produit de $z_i z_{f(i)}$ qui s'annule avec la somme sur les $(z_i)_i \in \{-1, 1\}^n$.

Sinon, si f est injective, elle est donc bijective et c'est une permutation. Alors $\prod_{i=1}^n z_i z_{f(i)} = 1$ car tout les termes se retrouve au carré et $\sum_{(z_i)_i \in \{-1, 1\}^n} \left(\prod_{i=1}^n z_i z_{f(i)} \right) = 2^n$ donc $\eta(f) = 1$. \square

Ainsi, la somme sur $\mathcal{F}_{n,n}$ est au final une somme sur S_n et :

$$J(X) = \sum_{f \in S_n} \left(\prod_{i=1}^n x_{i,f(i)} \right) = \text{Perm}(X)$$

\square

En effet, quand on développe le produit, tous les termes où les termes z_i qui sont élevés au carré ou plus s'annule avec le produit $z_1 \dots z_n$. Il reste $n!$ termes qui correspondent aux termes du permanent. A partir de la formule de Glynn, on peut montrer facilement une propriété intéressante du permanent :

Théoreme 6. $|\text{Rys}_z(X)| \leq \|X\|^n$ et dans le cas particulier d'une matrice unitaire U , $|\text{Rys}_z(U)| \leq 1$

Preuve. On va utiliser la formule de Glynn mais aussi l'inégalité entre moyenne géométrique et arithmétique :

$$\left(\prod_{i=1}^n a_i \right)^{\frac{1}{n}} \leq \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n a_i$$

\square

et en utilisant la formule de Glynn :

$$\begin{aligned} \sqrt{\prod_{i=1}^n |x_{i1}z_1 + \dots + x_{in}z_n|^2} &\leq \left(\frac{\sqrt{\sum_{i=1}^n |x_{i1}z_1 + \dots + x_{in}z_n|^2}}{\sqrt{n}} \right)^n \\ &= \left(\frac{\|Xz\|}{\|z\|} \right)^n \\ &\leq \|X\|^n \end{aligned}$$

et nous obtenons : $|\text{Rys}_z(X)| \leq \|X\|^n$

Cela implique le corolaire ci dessous :

Corrolaire 1. $|\text{Perm}(X)| \leq \|X\|^n$ et dans le cas particulier d'une matrice unitaire U , $|\text{Perm}(U)| \leq 1$

Preuve.

$$|\text{Perm}(X)| = \left| \mathbb{E}_{(z_i)_{i \in \{1, -1\}^n}} (\text{Rys}_z(X)) \right| \leq \mathbb{E}_{(z_i)_{i \in \{1, -1\}^n}} (|\text{Rys}_z(X)|) \leq \|X\|^n$$

□

Maintenant que nous avons cela, nous avons un algorithme efficace qui estime une approximation du permanent de X . Cette propriété nous permet d'assurer l'approximation de l'algorithme d'estimation du permanent. L'algorithme peut être décrit comme ci dessous :

Algorithme 1 : Algorithme d'approximation du permanent.

Résultat : Approximer le permanent avec une erreur ε

Choisir aléatoirement $\frac{1}{\varepsilon^2}$ vecteurs $Z = (z_1, \dots, z_n), \in \{1, -1\}^n$. On nommera cette ensemble V_ε ;

Calculer $\sum_{z \in V_\varepsilon} z_1 \dots z_n \prod_{i=1}^n (x_{i1}z_1 + \dots + x_{in}z_n)$;

Retourner ce résultat qui correspond à une moyenne empirique.

On approxime $|\text{Perm}(X)|$ avec une erreur ε en $O(\frac{n^2}{\varepsilon^2})$.

En effet, la probabilité d'échec, avec $T = O(\frac{1}{\varepsilon^2})$, en choisissant $z(1), \dots, z(T)$ des vecteurs de $\{-1, 1\}^n$, d'après l'inégalité de Chernoff :

$$\begin{aligned} \Pr \left[\left| \text{Perm}(X) - \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T \text{Rys}_{z(t)}(X) \right| \geq \varepsilon \|X\|^n \right] &\leq 2 \exp\left(-\frac{2T(\varepsilon \|X\|^n)^2}{(2\|X\|^n)^2}\right) \\ &\leq 2 \exp\left(-\frac{\varepsilon^2 T}{2}\right) \\ \iff \Pr \left[\left| \text{Perm}(X) - \frac{1}{T} \sum_{t=1}^T \text{Rys}_{z(t)}(X) \right| \leq \varepsilon \|X\|^n \right] &\geq 1 - 2 \exp\left(-\frac{\varepsilon^2 T}{2}\right) \end{aligned}$$

En ayant choisit $T = O(\frac{1}{\varepsilon^2})$, on s'assure de l'approximation du permanent d'un coefficient additif $\varepsilon \|X\|^n$ par de l'estimateur de Ryster.

Si X est unitaire, alors on s'assure de l'approximation du permanent d'un coefficient additif ε par de l'estimateur de Ryster. $\text{Rys}_z(X)$ peut être calculer en $O(n^2)$ étapes.

Ainsi, on a un algorithme qui permet de calculer une approximation du permanent en $O(n^2/\varepsilon^2)$ étapes.

Alors, avons-nous démontré que les réseaux de séparateurs de faisceaux ne présentent finalement aucun avantage par rapport aux ordinateurs classiques ? C'est là que BosonSampling entre en jeu. Nous pouvons revoir l'expérience et observer qu'elle échantillonne une certaine distribution de probabilité sur un nombre exponentiel de résultats possibles. Nous savons que cette distribution connaît en quelque sorte "implicitement" les permanents. Supposons donc que notre problème consiste à échantillonner à partir de cette distribution de probabilité basée sur les permanents ; alors peut-être qu'un ordinateur quantique peut donner un avantage.

4.4 Théorème d'Aaronson

Dans cette partie, nous allons expliquer pourquoi le Boson random sampling est un problème qui pourrait montrer la suprématie quantique. Introduisons tout d'abord les complexités algorithmiques que nous aurons à traiter.

4.4.1 Complexité du calcul du permanent

Le permanent et le déterminant sont deux valeurs que l'on peut associer à une matrice qui sont quasi semblable en terme de définition :

$$\begin{aligned}\text{Perm}(A) &= \sum_{\sigma \in S_n} \prod_{i=1}^n a_{i, \sigma_i} \\ \det(A) &= \sum_{\sigma \in S_n} \varepsilon(\sigma) \prod_{i=1}^n a_{i, \sigma_i}\end{aligned}$$

Le terme multiplicatif qui change est la signature de la permutation :

$$\varepsilon(\sigma) = \prod_{1 \leq i < j \leq n} \text{sgn}(\sigma(j) - \sigma(i))$$

S'il existe une formule générale de calcul du déterminant, calculer directement à partir de la formule serait une technique difficile à mettre en oeuvre pour des matrices de grande taille. On lui préfère alors des méthodes de calcul plus simples comme la technique du pivot de Gauss. La méthode de Gauss, pour inverser une matrice carrée de m lignes et m colonnes (ou pour calculer son déterminant) possède une complexité $O(m^3)$, autrement dit $O(n^{3/2})$, si $n = m^2$ désigne la taille de la matrice. Donc le problème du calcul du déterminant est dans FP .

La seule chose qui change entre le déterminant et le permanent est la signature, coefficient multiplicatif devant le produit des termes de la matrice. Ces signatures $\varepsilon(\sigma) \in \{-1, 1\}$ change totalement la complexité des algorithmes de calculs.

En effet, le permanent est beaucoup plus difficile à calculer que le déterminant. Il n'existe pas d'analogue du pivot de Gauss pour les permanents. Plus précisément, le problème du calcul du permanent de matrice 0 – 1 peut être vu comme un problème de comptage. En effet, il faut calculer tous les produits de termes de la matrice complexe pour chaque permutation.

En 1971, Valiant trouve la complexité du calcul du permanent :

Théoreme 7 (1971 Valiant). *Le calcul du permanent d'une matrice $0-1$ est un problème $\#P$ -complet.*

C'est à partir de ce résultat de complexité que Aaronson et Arkhipov ont vu que le lien entre le Boson random sampling et la complexité de calcul pouvait être intéressant.

Il faut alors généraliser le problème avec une matrice quelconque $X \in \mathbb{K}^{n \times n}$. Aaronson a décrit la complexité d'approximer $|\text{Perm}(X)|^2$ d'un coefficient multiplicatif g :

Théoreme 8. *L'approximation du permanent $|\text{Perm}(X)|^2$ est un problème $\#P$ -difficile.*

La raison pour laquelle nous nous intéressons à $|\text{Perm}(X)|^2$ plutôt qu'à $\text{Perm}(X)$ lui-même est que les probabilités de mesure dans le Boson random sampling sont les carrés des modules des permanents.

Preuve. On sait que calculer exactement un permanent est $\#P$ -complet. Nous devons montrer comment calculer $\text{Perm}(X)$ exactement, étant donné un oracle qui fait une approximation multiplicative des permanents.

Prenons $X = (x_{ij}) \in \{0, 1\}^{n \times n}$ être une matrice d'entrée, que nous supposons pour simplifier être constituée uniquement de 0 et de 1.

Soit \mathcal{O} un oracle qui, étant donné une matrice M quelconque sort un nombre $\mathcal{O}(M)$ tel que

$$\frac{\text{Perm}(M)^2}{g} \leq \mathcal{O}(M) \leq g \text{Perm}(M)^2$$

Nous montrerons comment calculer $\text{Perm}(X)$ exactement, en temps polynomial et en utilisant $O(g.n^2 \log(n))$ requêtes adaptatives à \mathcal{O} .

Puisque le calcul $\text{Perm}(X)$ est $\#P$ -complet d'après le théorème de Valiant, cela impliquera immédiatement le théorème ci dessus comme quoi l'approximation du permanent est un problème plus difficile qu'un problème $\#P$ auquel on se ramène en temps polynomial $O(g.n^2 \log(n))$.

Puisque X est positive, nous pouvons vérifier en temps polynomial si $\text{Perm}(X) = 0$. Si $\text{Perm}(X) = 0$, nous avons terminé.

Alors supposons que $\text{Perm}(X) \geq 1$. Alors il existe une permutation σ telle que $x_{1,\sigma(1)} = \dots = x_{n,\sigma(n)} = 1$. De plus, nous pouvons trouver une telle permutation σ en temps polynomial ; en effet, ceci est équivalent au problème standard de trouver un match parfait dans un graphe biparti. En permutant les lignes et les colonnes, nous pouvons supposer sans perte de généralisation du théorème que $x_{11} = \dots = x_{nn} = 1$.

Prenons :

$$\begin{aligned} X &= \begin{pmatrix} x_{11} & & \\ & [Y] & \\ & & \ddots \end{pmatrix} \\ X^{[r]} &= \begin{pmatrix} x_{11} - r & & \\ & [Y] & \\ & & \ddots \end{pmatrix} \end{aligned}$$

Ici, X est une matrice $n \times n$ et Y est la sous-matrice en bas à droite de taille $(n-1) \times (n-1)$ de la matrice X . $X^{[r]}$ est la matrice X avec le nombre r qui soustrait le nombre en haut à droite. On a alors :

$$\text{Perm}(X^{[r]}) = \text{Perm}(X) - r \text{Perm}(Y)$$

Nous supposons alors par induction que nous connaissons déjà $\text{Perm}(Y)$. Nous utiliserons ceci, ainsi que $O(g \cdot n \log(n))$ requêtes à \mathcal{O} pour trouver $\text{Perm}(X)$.

On cherche alors un certain r à l'aide d'un algorithme de recherche dichotomique tel que :

$$\begin{aligned} \text{Perm}(X^{[r]}) &= 0 \\ \implies \text{Perm}(X) - r \text{Perm}(Y) &= 0 \\ \implies \text{Perm}(X) &= r \text{Perm}(Y) \end{aligned}$$

Comme $\text{Perm}(Y) \geq 1$. Il existe alors une unique valeur r^* tel que $\text{Perm}(X) = r^* \text{Perm}(Y)$ et :

$$r^* = \frac{\text{Perm}(X)}{\text{Perm}(Y)}$$

Prenons $r_0 = 0$. On va chercher de manière itérative, r_1, r_2, \dots . Nous souhaitons maintenir :

$$\mathcal{O}(X^{[r_{t+1}]}) \leq \frac{\mathcal{O}(X^{[r_t]})}{2}$$

Pour trouver r_{t+1} à partir de r_t , on remarque tout d'abord en utilisant l'approximation multiplicative que fait \mathcal{O} :

$$\begin{aligned} |r_t - r^*| &= \frac{|r_t \text{Perm}(Y) - \text{Perm}(X)|}{|\text{Perm}(Y)|} \\ &= \frac{|\text{Perm}(X^{[r_t]})|}{|\text{Perm}(Y)|} \\ &\leq \frac{\sqrt{g \mathcal{O}(X^{[r_t]})}}{|\text{Perm}(Y)|} \end{aligned}$$

Posons alors :

$$\beta := \frac{\sqrt{g \mathcal{O}(X^{[r_t]})}}{|\text{Perm}(Y)|}$$

Alors, on sait maintenant que $r^* \in I := [r_t - \beta, r_t + \beta]$. On peut maintenant diviser I en L segment de même longueur et on définit $(s_i)_{i \in \{1, L\}}$ les bords à gauche de chaque segment. Le but maintenant

est d'évaluer $\mathcal{O}(X^{[s_i]})$ pour chaque i allant de 1 à L et on pourra prendre $r_{t+1} = s_j$ avec j qui minimise $\mathcal{O}(X^{[s_j]})$. Clairement, on sait qu'on aura un j tel que $|s_j - r^*| \leq \beta/L$, et on aura pour ce choix particulier :

$$\begin{aligned}
\mathcal{O}(X^{[s_j]}) &\leq g \text{Perm}(X^{[s_j]})^2 \\
&= g(\text{Perm}(X) - s_j \text{Perm}(Y))^2 \\
&= g(\text{Perm}(X) - (s_j - r^*) \text{Perm}(Y) - r^* \text{Perm}(Y))^2 \\
&= g(s_j - r^*)^2 \text{Perm}(Y)^2 \leq g \frac{\beta^2}{L^2} \text{Perm}(Y)^2 \\
&= \frac{g^2}{L^2} \mathcal{O}(X^{[r_t]})
\end{aligned}$$

Pour le passage de la ligne 3 à 4, on utilise le fait que $\text{Perm}(X) = r^* \text{Perm}(Y)$.

Si on prend $L \leq \sqrt{2}g$ on obtient :

$$\mathcal{O}(X^{[r_{t+1}]}) \leq \mathcal{O}(X^{[s_j]}) \leq \frac{\mathcal{O}(X^{[r_t]})}{2}$$

et c'est ce que nous souhaitons pour la recherche dichotomique.

Enonçons maintenant un théorème énoncé par Brègman :

Théoreme 9 (Brègman (1973)). *Soit X une 0 – 1 matrice. Alors :*

$$\text{Perm}(X) \leq \prod_{i=1}^n (\xi_i!)^{1/\xi_i} \leq n!$$

avec

$$\xi_i := \sum_{j=1}^n x_{ij}$$

En regardant l'estimation initiale :

$$\mathcal{O}(X^{[r_0]}) = \mathcal{O}(X) \leq g \text{Perm}(X)^2 \leq g(n!)^2$$

Pour un $T = O(n \log n)$

$$\mathcal{O}(X^{[r_T]}) \leq \frac{\mathcal{O}(X^{[r_0]})}{2^T} \leq \frac{g(n!)^2}{2^T} << \frac{1}{4g}$$

Cela implique le fait que :

$$|r_T - r^*| \leq \frac{g\mathcal{O}(X^{[r_T]})}{\text{Perm}(Y)} \ll \frac{1}{2 \text{Perm}(Y)}$$

Mais cela signifie que nous pouvons trouver r^* exactement, puisque r^* est égal à un nombre rationnel $\text{Perm}(X)/\text{Perm}(Y)$ où $\text{Perm}(X)$ et $\text{Perm}(Y)$ sont tous deux des entiers positifs et $\text{Perm}(Y)$ est connu. On converge alors vers ce r^* pour la première réduction de taille de la matrice qu'on appellera $r_{[1]}$

Ainsi, on peut réduire le problème de calcul de $\text{Perm}(X)$ au calcul de $\text{Perm}(Y)$, où Y est une matrice de taille $(n-1) \times (n-1)$. On peut alors réitérer cette réduction jusqu'à qu'on est :

$$\text{Perm}(X) = \prod_{k=1}^n r_{[k]}$$

On se ramène donc en temps polynomial à un problème $\#P$ -complet : le problème d'approximation est donc un problème $\#P$ -hard et on a un algorithme qui nous permet de faire cela.

□

4.4.2 Échantillonnage exact du Boson random sampling

Maintenant que nous avons énoncé la complexité du calcul de $|\text{Perm}(X)|^2$, nous pouvons énoncer le théorème centrale qui a poussé l'intérêt du problème Boson random sampling :

Théorème 10 (Aaronson & Arkhipov (2011)). *Le problème exact du Boson Random Sampling n'est pas efficacement solvable par un ordinateur classique, à moins que $P^{\#P} = BPP^{NP}$ et que la hiérarchie polynomiale s'effondre au troisième niveau.*

Ce théorème semble compliqué mais il nous dit que si il existe un algorithme classique qui puisse simuler l'échantillonnage aléatoire de Boson, alors c'est comme si $P = NP$. Le problème $P = NP$ est un des quelques problèmes dit du "millénaire" qui n'a toujours pas été résolu. Néanmoins, les spécialistes de la complexité conjecture que P serait différent de NP . Ainsi, sous réserve de la véracité de $P \neq NP$, il ne serait pas possible de simuler à l'aide d'un ordinateur classique le Boson random sampling .

Preuve. Pour prouver ce théorème, nous avons besoin d'énoncer un théorème prouvé en 1983 par Stockmayer, qui nous donne l'existence d'algorithme d'approximation d'une fonction booléenne :

Théorème 11 (1983 Stockmayers). *Soit une fonction $f : \{0,1\}^n \rightarrow \{0,1\}$ booléenne et*

$$p = \Pr_{x \in \{0,1\}^n} [f(x) = 1] = \frac{1}{2^n} \sum_{x \in \{0,1\}^n} f(x)$$

.

Alors, $\forall c \leq 1 + 1/\text{poly}(n)$, il existe un algorithme de classe $FBPP^{NP}$ qui approxime p avec une erreur multiplicative c

Intuitivement, le théorème dit qu'une machine BPP^{NP} peut toujours estimer la probabilité p qu'un algorithme randomisé en temps polynomial accepte le résultat à un facteur multiplicatif $1 + 1/\text{poly}(n)$

près, même si p est exponentiellement petit.

Une autre interprétation du théorème est que tout problème de comptage qui implique l'estimation de la somme de 2^n nombres réels positifs peut être résolu approximativement avec un algorithme de complexité BPP^{NP} .

En revanche, si un problème de comptage implique l'estimation d'une somme de nombres positifs et négatifs-par exemple, si l'on voulait approximer $\mathbb{E}_{x \in \{0,1\}^n}(f(x))$ pour une certaine fonction $f : \{0,1\}^n \rightarrow \{-1,1\}$, alors la situation est complètement différente. On a pu montrer auparavant que même l'approximation multiplicative est $\#P$ -difficile, et donc peu susceptible d'être dans $FBPP^{NP}$.

On rappelle qu'un estimateur s fournit une approximation de S d'un facteur multiplicatif $0 < c \leq 1$ si :

$$cS \leq s \leq S/c$$

$$1 - c \leq \left| \frac{S - s}{S} \right| \leq \frac{1 - c}{c}$$

Soit $X \in \mathbb{R}^{n \times n}$ et un paramètre $g \in \left[1 + \frac{1}{\text{poly}(n)}, \text{poly}(n)\right]$.

On sait qu'approximer le permanent de X avec un facteur multiplicatif g est un problème $\#P$ -difficile.

Il faudrait alors montrer qu'approximer $|\text{Perm}(X)|^2$ est un problème $FBPP^{NP}$.

D'après le théorème d'encodage des matrices dans une matrice unitaire, en posant $Y := \varepsilon X$ avec $\varepsilon = 1/\|X\| \geq 2^{\text{poly}(n)}$, $\exists U \in \mathbb{K}^{2n \times 2n}$ tel que : $U = \left(\begin{array}{c|c} Y & \\ \hline Q & \end{array} \right)$

Prenons la matrice $A = \left(\begin{array}{c} Y \\ Q \end{array} \right)$ qui correspond aux n premières colonnes de U . Alors, nous nous intéressons à la probabilité p_A d'avoir la sortie $|1_n\rangle = |1 \dots 10 \dots 0\rangle$ pour l'entrée X dans un algorithme randomisé \mathcal{O} réalisant le Boson random sampling .

$$\begin{aligned} p_A &= \Pr_r[\mathcal{O}(X, r) = 1_n] \\ &= |\langle 1_n | \varphi(U) | 1_n \rangle| \\ &= |\text{Perm}(U_{n,n})|^2 = |\text{Perm}(Y)|^2 \\ &= \varepsilon^{2n} |\text{Perm}(X)|^2 \end{aligned}$$

Alors, approximer p_A avec un facteur multiplicatif g est un problème $\#P$ -difficile.

D'après le théorème de Stockmeyer, il est possible d'approximer p_A d'un facteur multiplicatif g à l'aide d'un algorithme de classe $FBPP^{NP^{\mathcal{O}}}$.

Il suffit alors maintenant de prouver le corollaire suivant :

Corrolaire 2. *Supposons que le Boson random sampling exact puisse être réalisé en temps polynomial avec un algorithme classique. Alors $P^{\#P} = BPP^{NP}$ et donc la hiérarchie polynomiale s'effondre au troisième niveau.*

Preuve. Désormais, il faut montrer que par conséquent, $P^{\#P} = BPP^{NP}$.

On a prouvé que s'il existe un algorithme classique qui résout le problème du Boson random sampling, comme c'est un problème $\#P$ -difficile qui peut être réduit à $FBPP^{NP}$, alors tous les algorithmes de $P^{\#P}$ sont nécessairement dans BPP^{NP} , nous avons $P^{\#P} \subset BPP^{NP}$.

Pour lier BPP avec $\#P$, nous avons ce théorème :

Théoreme 12 ((1983) Sipser, Gacs, Lautemann).

$$BPP \subset \Sigma_2^P$$

BPP est donc dans la hiérarchie polynomiale. Comme $BPP \subset \Sigma_2^P = NP^{NP}$, $BPP^{NP} \subset \Sigma_3^P = NP^{NP^{NP}}$. Le théorème de Stockmayer est lié au troisième niveau de la hiérarchie polynomiale.

D'après le théorème de Toda, $PH \in P^{\#P}$, et on a $BPP^{NP} \subset \Sigma_P^3 \subset PH \subset P^{\#P}$. Donc, par double inclusion, $BPP^{NP} = \Sigma_P^3 = PH = P^{\#P}$.

Approximer le carré du permanent d'une matrice est un problème $\#P$ -difficile. Donc, $P^{\#P} = BPP^{NP}$, la hiérarchie polynomiale s'effondre donc au troisième niveau et $BPP^{NP} = \Sigma_P^3$. \square

Soulignons à nouveau qu'un algorithme classique ne devrait être en mesure d'effectuer une approximation multiplicative des probabilités d'acceptation, car la classe Σ_P^3 n'est pas censée être contenue dans BPP . \square

On a ainsi donné la première preuve théorique que l'échantillonnage de Boson est difficile pour les algorithmes classiques. En effet, nous avons montré que s'il existait un algorithme classique efficace pour l'échantillonnage de Boson exact, la hiérarchie polynomiale s'effondrerait. La preuve a été apportée en combinant les deux faits suivants.

- Approximer de manière multiplicative la valeur de $|\text{Perm}(X)|^2$ est $\#P$ -hard.
- S'il existait un algorithme classique efficace pour le Boson random sampling exact, alors $|\text{Perm}(X)|^2$ serait approximable dans BPP^{NP} .

Pour résumer, s'il existe un algorithme efficace qui échantillonne le Boson random sampling :

- $$\begin{aligned} &\implies \text{Les problèmes d'approximation } \#P - \text{difficile sont dans } BPP^{NP} \\ (+ \text{ Théorème de Toda}) &\implies PH \subset P^{\#P} \subset BPP^{NP} \\ (+ \text{ Théorème de Sipser}) &\implies PH = BPP^{NP} = \Sigma_3^P \\ (+ \text{ Égalité à un niveau}) &\implies PH \text{ s'effondre à } \Sigma_3^P = NP^{NP^{NP}} \end{aligned}$$

Et ce serait un gros problème, car cela signifierait que la hiérarchie polynomiale est finie ! C'est pourquoi nous considérons qu'il est improbable qu'il existe un algorithme aléatoire rapide pour l'échantillonnage de Boson, du moins dans le cadre exact.

4.5 Le Boson Random Sampling : Un défi expérimental et théorique

Cependant, il est important de noter que le Boson Random Sampling (BRS), bien que porteur d'un potentiel révolutionnaire dans le domaine de l'informatique quantique, demeure un défi à la fois expérimental et théorique. Cette réalité soulève des questions cruciales quant à la faisabilité de mettre en uvre le BRS dans la pratique et à son rôle précis dans la quête de l'avantage quantique.

4.5.1 Défis expérimentaux :

1. **Ressources Considérables** : L'une des barrières majeures à la réalisation du BRS réside dans le besoin de ressources considérables. Les expériences nécessitent des dispositifs quantiques complexes, des qubits de plus en plus performants, et des systèmes de détection sophistiqués. La mise en place de telles infrastructures représente un défi financier et technique significatif.

Certains ont réussi à réaliser des circuits de BRS avec 20 photons et 60 modes [10]

2. **Éviter les Interférences** : Dans les systèmes de particules quantiques, les interférences sont inévitables [11]. Le BRS implique l'émission de bosons indiscernables, et la gestion de ces interférences pour obtenir des résultats exploitables nécessite des techniques avancées de contrôle quantique.
3. **Évolution des Technologies** : Les technologies quantiques évoluent rapidement, ce qui rend parfois difficile la création d'expériences reproductibles et cohérentes sur le plan temporel. Les chercheurs doivent constamment s'adapter à ces avancées tout en maintenant la stabilité de leurs systèmes.

4.5.2 Défis théoriques :

1. **Complexité du Calcul du Permanent** : Le BRS est lié comme nous avons vu à la complexité du calcul du permanent, un problème $\#P$ -complet. Bien que le théorème d'Aaronson suggère que le BRS est difficile à simuler classiquement, il ne fournit pas une solution algorithmique directe pour le BRS lui-même. Il reste une question ouverte de savoir s'il existe des algorithmes quantiques plus efficaces pour cette tâche.
2. **Diversité des Approches** : Le BRS n'est qu'un exemple de problème qui pourrait montrer la suprématie quantique. Il existe de nombreuses autres approches et tâches potentielles qui pourraient également être des candidats pour démontrer l'avantage quantique. Ainsi, le BRS n'est pas nécessairement la seule voie vers cet objectif, bien qu'il soit particulièrement prometteur.

Les états gaussiens, en particulier les états comprimés (squeezed states), offrent un avantage important en termes de probabilité de génération de photons. Comparés aux BRS classiques, les états gaussiens peuvent générer des photons de manière plus efficace, ce qui est essentiel pour les applications pratiques telles que la génération de paires de photons intriqués utilisés dans les communications quantiques.

Une alternative possible est l'utilisation des états gaussiens, qui sont plus faciles à générer et à manipuler dans les expériences quantiques à base de photons. Cela simplifie considérablement les exigences expérimentales et réduit les défis techniques liés à la mise en oeuvre. Les ressources nécessaires sont plus accessibles, ce qui favorise l'adoption de ces états dans les laboratoires de recherche.

Les états gaussiens sont polyvalents et peuvent être utilisés dans une variété d'applications quantiques. Ils sont notamment adaptés aux protocoles de téléportation quantique, à la distribution de clés quantiques, à l'amplification quantique et à d'autres tâches quantiques essentielles.

Comme évoqué précédemment, l'utilisation des états Gaussien dans des protocoles tels que Gaussian Boson Sampling (GBS) [12] offre un défi computationnel complexe pour les ordinateurs classiques. GBS est classé comme un problème $\#P$ -hard, ce qui suggère qu'il pourrait mettre en évidence un avantage quantique, comme le BRS.

Les états gaussiens sont moins sensibles aux erreurs quantiques et aux imperfections expérimentales. Leur résilience accrue en fait un choix attrayant pour les applications quantiques où la correction d'erreurs est cruciale.

3. Validation Expérimentale :

Par sa nature même, l'échantillonnage de bosons est une tâche d'échantillonnage dont la solution peut ne pas être efficacement vérifiable (contrairement aux problèmes de la classe de complexité NP, tels que la factorisation). Il est néanmoins crucial d'identifier des méthodologies appropriées capables d'aborder cet aspect fondamental. En effet, tout cas expérimental approchant le régime de l'avantage quantique doit nécessairement être accompagné d'une preuve appropriée que le dispositif employé effectue correctement le processus d'échantillonnage, plutôt que de tirer des données d'autres distributions qui peuvent être efficacement échantillonnées de manière classique et qui ressemblent simplement à la distribution correcte.

Les premiers exemples expérimentaux d'échantillonnage de bosons ont utilisé une comparaison directe entre l'échantillon mesuré et la distribution attendue, évaluée classiquement par une approche numérique, comme moyen de vérifier le fonctionnement du dispositif [13]. Cependant, une telle approche ne peut pas être étendue à de plus grandes instances car le calcul de la distribution attendue est exponentiellement difficile, et un échantillon exponentiellement grand doit être collecté afin d'obtenir une estimation significative des probabilités de sortie.

Il existe aujourd'hui d'autres approches qui essayent de vérifier par des calculs quantiques l'avantage quantique, mais ils ne sont pas implémentable à grande échelle. [14]

En fin de compte, le Boson Random Sampling offre une perspective fascinante sur la puissance de calcul quantique, mais son avènement dans le monde réel est confronté à des obstacles significa-

tifs. Toutefois, ces défis n'atténuent en rien l'importance du théorème d'Aaronson, qui a contribué à orienter la recherche vers de nouvelles frontières passionnantes entre l'informatique classique et quantique. Le BRS reste un domaine en évolution rapide, avec le potentiel de transformer radicalement la manière dont nous abordons la résolution de problèmes complexes.

5 Conclusion

5.1 Synthèse

Dans ce mémoire, nous avons pu :

- Définir le formalisme mathématique de l'optique quantique
- Décrire l'interféromètre et son modèle mathématique
- Décrire le modèle du Boson random sampling et son intérêt pour montrer l'avantage quantique
- Expliquer les différentes classes de complexité impliquées dans le modèle BRS
- Démontrer le théorème d'Aaronson & Arkhipov [1] et comprendre la manière de prouver qu'un problème présente un intérêt pour montrer l'avantage quantique

Nous avons pu donner les outils mathématiques comme l'espace de Fock, l'évolution temporelle des objets du quantique, les opérateurs d'échelle et deux principes clés à la description du monde quantique : le principe de superposition et la règle de Born.

Ensuite, nous avons décrit mathématiquement et physiquement le modèle de l'interféromètre. La probabilité de sortie du circuit linéaire optique dépend du permanent d'une matrice.

Enfin, avec un simple circuit linéaire, il est possible de créer des problèmes complexes que l'ordinateur classique ne peut pas résoudre, sous réserve de $P \neq NP$. Cela résulte du fait que le calcul du permanent est un problème trop complexe pour un ordinateur classique et semble être une solution viable pour démontrer l'avantage quantique en le simulant sur un système physique. Néanmoins, l'implémentation physique du modèle semble compliquée à mettre à l'œuvre sur un système physique réel.

Dans la suite, nous avons expliqué les différentes classes de complexité pour démontrer le théorème d'Aaronson & Arkhipov [1] et comprendre la manière de prouver qu'un problème présente un intérêt pour montrer l'avantage quantique. On a décrit les algorithmes mis en œuvre pour calculer exactement le permanent d'une matrice.

Nous avons pu nous voir les limites du modèle qui rendent le problème difficile à implémenter physiquement.

Il est essentiel de noter que le BRS n'est pas encore à portée de main pour les technologies quantiques actuelles. Les expériences pratiques visant à réaliser le BRS sont complexes et nécessitent des

ressources considérables. De plus, les résultats théoriques présentés ici ne garantissent pas que le BRS sera le point d'achoppement final pour les ordinateurs classiques, mais plutôt qu'il représente un défi potentiellement révélateur pour la frontière entre la puissance de calcul classique et quantique.

L'exploration du BRS s'inscrit dans le contexte plus large de la recherche sur l'avantage quantique, un domaine en constante évolution qui continue d'attirer l'attention de la communauté scientifique et technologique. Alors que nous progressons dans la compréhension de la complexité computationnelle quantique, il est clair que le BRS jouera un rôle clé dans la quête pour démontrer la suprématie quantique, tout en stimulant de nouvelles idées et recherches dans le domaine.

En fin de compte, le Boson Random Sampling incarne la puissance de l'informatique quantique et la recherche continue d'élargir les frontières de la computation. Alors que nous continuons à explorer ses ramifications théoriques et expérimentales, le BRS demeure une énigme quantique captivante qui promet de révéler de nouveaux aperçus sur la nature de la complexité computationnelle et de l'avantage quantique.

5.2 Perspectives

Nous pourrions par la suite de ce mémoire explorer des variantes du modèle, des méthodes de corrections d'erreurs de mesures physiques, des méthodes de vérification sur le fait que l'avantage a réellement été résolu. Nous pourrions aussi voir les différentes applications possibles des échantillonnages quantiques aléatoires, et si possible, réaliser des simulations.

5.3 Retour d'expérience

Ce travail fut une initiation à la recherche. Afin de donner mon retour d'expérience, je pense qu'il est important pour moi d'expliquer mon parcours, pourquoi j'avais la volonté de continuer à faire des mathématiques et de faire un mémoire autour du quantique.

J'ai fait une classe préparatoire PC et découvert les mathématiques à ce moment. Pour poursuivre cet apprentissage, j'ai fait en parallèle de l'école d'ingénieur une Licence 3 et en ce moment un Master 2 de mathématiques dans un seul but : le plaisir.

J'avais un sujet qui m'intéressait et qu'il était difficile d'étudier en école d'ingénieur : la physique quantique. C'est pour cela qu'en première année, j'ai étudié en autodidacte la physique quantique à l'aide d'un cours de l'Université d'Orsay. J'ai ensuite suivi un cours d'informatique quantique pendant un Erasmus à DTU à Copenhague pour enfin suivre le cours de Monsieur De Bièvre cette année qui lie mathématiques et quantique.

Cela est l'aboutissement d'un projet qui me tenait à coeur : étudier les mathématiques et le quantique dans un mémoire de fin d'études en parallèle d'un parcours en science des données et intelligence artificielle, domaines dans lesquels je travaillerai pour le début de ma carrière.

Pendant ce travail, j'ai appris à lire un article de recherche et à essayer de le comprendre en utilisant d'autres articles. J'ai pu découvrir un sujet qui m'était inconnue et j'ai essayé de me l'approprier. J'ai compris que la communication est un point essentiel de la recherche : discuter avec des experts dans le domaine, assister à des conférences et communiquer à mon encadrant les recherches effectuées sont les points clefs qui me permettent d'avancer dans mon travail. J'ai poursuivi mon apprentissage à la rédaction d'un document scientifique en \LaTeX . Tout cela n'aurait pas été possible sans la disponibilité et de l'implication de mon encadrant Monsieur Stephan De Bièvre.

Bibliographie

- [1] Scott AARONSON et Alex ARKHIPOV. « The Computational Complexity of Linear Optics ». In : *Theory of Computing* 9 (fév. 2013). Number : 4 Publisher : Theory of Computing, p. 143-252. DOI : 10.4086/toc.2013.v009a004. URL : <https://theoryofcomputing.org/articles/v009a004/> (visité le 12/11/2022).
- [2] L. CHAKHMAKHCHYAN, N. J. CERF et R. GARCIA-PATRON. « A quantum-inspired algorithm for estimating the permanent of positive semidefinite matrices ». In : *Physical Review A* 96.2 (août 2017). arXiv:1609.02416 [quant-ph], p. 022329. ISSN : 2469-9926, 2469-9934. DOI : 10.1103/PhysRevA.96.022329. URL : <http://arxiv.org/abs/1609.02416> (visité le 15/01/2023).
- [3] Bryan T. GARD et al. « An introduction to boson-sampling ». In : arXiv:1406.6767 [quant-ph]. Août 2015, p. 167-192. DOI : 10.1142/9789814678704_0008. URL : <http://arxiv.org/abs/1406.6767> (visité le 08/12/2022).
- [4] Dominik HANGLEITER et Jens EISERT. *Computational advantage of quantum random sampling*. arXiv:2206.04079 [cond-mat, physics:quant-ph]. Nov. 2022. DOI : 10.48550/arXiv.2206.04079. URL : <http://arxiv.org/abs/2206.04079> (visité le 10/11/2022).
- [5] Stefan SCHEEL. *Permanents in linear optical networks*. arXiv:quant-ph/0406127. Juin 2004. DOI : 10.48550/arXiv.quant-ph/0406127. URL : <http://arxiv.org/abs/quant-ph/0406127> (visité le 23/11/2022).
- [6] *Analyse combinatoire avancée*. fr. URL : <https://www.techniques-ingenieur.fr/base-documentaire/sciences-fondamentales-th8/mathematiques-fondamentales-algebre-42104210/analyse-combinatoire-avancee-af201/> (visité le 12/09/2023).
- [7] Michael RECK et al. « Experimental realization of any discrete unitary operator ». en. In : *Physical Review Letters* 73.1 (juill. 1994), p. 58-61. ISSN : 0031-9007. DOI : 10.1103/PhysRevLett.73.58. URL : <https://link.aps.org/doi/10.1103/PhysRevLett.73.58> (visité le 17/11/2022).
- [8] Larry STOCKMEYER. « The complexity of approximate counting ». In : *Proceedings of the fifteenth annual ACM symposium on Theory of computing*. STOC '83. New York, NY, USA : Association for Computing Machinery, déc. 1983, p. 118-126. ISBN : 978-0-89791-099-6. DOI : 10.1145/800061.808740. URL : <https://doi.org/10.1145/800061.808740> (visité le 20/11/2022).
- [9] Lance FORTNOW. « A Simple Proof of Toda's Theorem ». en. In : *THEORY OF COMPUTING* 5 (2009).
- [10] Hui WANG et al. « Boson Sampling with 20 Input Photons and a 60-Mode Interferometer in a 1 0 14 -Dimensional Hilbert Space ». en. In : *Physical Review Letters* 123.25 (déc. 2019), p. 250503. ISSN : 0031-9007, 1079-7114. DOI : 10.1103/PhysRevLett.123.250503. URL : <https://link.aps.org/doi/10.1103/PhysRevLett.123.250503> (visité le 16/11/2022).
- [11] Malte C. TICHY. « Interference of Identical Particles from Entanglement to Boson-Sampling ». In : *Journal of Physics B : Atomic, Molecular and Optical Physics* 47.10 (mai 2014). arXiv:1312.4266

- [quant-ph], p. 103001. ISSN : 0953-4075, 1361-6455. DOI : 10.1088/0953-4075/47/10/103001. URL : <http://arxiv.org/abs/1312.4266> (visité le 12/09/2023).
- [12] Claudio CONTI. *Gaussian boson sampling and multi-particle event optimization by machine learning in the quantum phase space*. Fév. 2021.
- [13] Andrea CRESPI et al. « Integrated multimode interferometers with arbitrary designs for photonic boson sampling ». en. In : *Nature Photonics* 7.7 (juill. 2013). Number : 7 Publisher : Nature Publishing Group, p. 545-549. ISSN : 1749-4893. DOI : 10.1038/nphoton.2013.112. URL : <https://www.nature.com/articles/nphoton.2013.112> (visité le 12/09/2023).
- [14] Ulysse CHABAUD et al. « Efficient verification of Boson Sampling ». In : *Quantum* 5 (nov. 2021). arXiv:2006.03520 [quant-ph], p. 578. ISSN : 2521-327X. DOI : 10.22331/q-2021-11-15-578. URL : <http://arxiv.org/abs/2006.03520> (visité le 12/09/2023).