



POLYTECH[®]
ANGERS



Master Systèmes Dynamiques et Signaux

Mémoire de master

Conception de détecteurs quantiques optimaux via le calcul par intervalles

Encadrants :

Auteur :

M. Pierre ENGELSTEIN

Dr. Nicolas DELANOUË

Pr. François

CHAPEAU-BLONDEAU

Pr. Laurent HARDOUIN

Dr. Nicolas DELANOUË

Pr. François CHAPEAU-BLONDEAU

Pr. Sébastien LAHAYE

Dr. Mehdi LHOMMEAU

Pr. David ROUSSEAU

Jury :

Version du

28 juin 2021

Remerciements

Je remercie Dr. Nicolas Delanoue et Pr. François Chapeau-Blondeau pour leur encadrement sur ce travail. Je remercie également mes parents pour les encouragements et l'aide apportés sur cette année de Master.

Table des matières

1	Introduction	1
2	Informatique quantique : éléments de base	3
2.1	État d'un système quantique	3
2.2	Mesure d'un système quantique	4
2.3	Évolution d'un système quantique	5
3	Calcul par intervalles : éléments de base	6
3.1	Les intervalles	6
3.1.1	Intervalle et boite	6
3.1.2	Fonctions d'inclusion	7
3.1.3	Arithmétique élémentaire	8
3.2	Optimisation avec les intervalles	9
3.3	Implémentation	10
4	Construction d'un détecteur quantique optimal	12
4.1	Formulation du problème	12
4.2	Convexité de l'information mutuelle	15
4.3	Formulation des contraintes	17
4.4	Exemple concret	17
4.4.1	Données du problème	17
4.4.2	Résolution avec <code>ibex</code>	19
4.4.3	Résolution avec notre optimiseur	20
5	Conclusion	22
A	Dynamique des systèmes quantiques	23
B	Création de circuits quantiques pour l'encodage de fonctions booléennes	25

C Codes développés pour <code>ibexopt</code>	29
C.1 Optimisation avec deux états d'entrée	29
C.2 Optimisation avec trois états d'entrée	30
Bibliographie	31

Table des figures

3.1	Fonction d'inclusion	7
3.2	Fonction d'inclusion composée de moindre qualité	8
3.3	Optimisation naïve	9
3.4	Algorithme de maximisation par le calcul par intervalles	11
4.1	Information mutuelle par rapport à la matrice de probabilités	16
4.2	Interface web de visualisation de l'optimisation	21
4.3	Temps d'optimisation en fonction de l'angle entre ρ_1 et ρ_2	21
B.1	Porte NOT contrôlée	26
B.2	Circuit quantique pour $f(x_1, x_2, x_3)$	26
B.3	Équivalent sans contrôles par 0	27
B.4	Circuit quantique développé pour $f(x_1, x_2, x_3)$	27
B.5	Simplifications successives pour $f(x_1, x_2, x_3)$	28

Chapitre 1

Introduction

Le problème de la détection optimale est un problème classique du traitement de l'information, issu des travaux sur les signaux dans la deuxième moitié du XX^{ème} siècle. Le problème est de pouvoir détecter du mieux que l'on puisse un signal contenant de l'information parmi un signal plus ou moins quelconque : Alice envoie à Bob un message via un canal de transmission, et Bob doit pouvoir retrouver optimalement le message transmis par Alice.

On s'intéresse au problème équivalent dans le cadre de l'information quantique : Alice envoie à Bob un message codé sur un support quantique, et Bob doit pouvoir retrouver optimalement le message transmis. Alice en entrée choisit d'envoyer un signal quantique sélectionné parmi un ensemble d'états possible avec une distribution de probabilités spécifiée. Bob en sortie met en œuvre une mesure quantique du signal reçu. Il s'agit alors de déterminer la mesure quantique optimale qui permet d'identifier le plus efficacement possible les états envoyés.

Ce problème peut se traiter en utilisant un certain nombre de critères de performance. Eldar, notamment, a utilisé le critère de la probabilité de détection correcte à maximiser [1], ce qui revient à un problème de maximisation linéaire sous contraintes semi-définies positives, facile en pratique à résoudre. De même, Eldar a aussi considéré le critère de l'erreur quadratique de mesure [2], ce qui revient à un problème de minimisation quadratique sous les mêmes contraintes semi-définies positives.

Nous nous intéressons ici au critère de l'information mutuelle [3], qui pose un problème de maximisation de fonction non linéaire sous contraintes semi-définies positives. Ce problème n'est en pratique pas facile à résoudre. Il peut l'être de façon approximative par exemple par des solutions de recuit. Nous nous intéressons à la résolution de ce problème de façon garantie, en utilisant le calcul par intervalle pour fournir un encadrement assuré, global, de la solution optimale. Nous allons donc ainsi examiner dans ce travail, de façon originale pour la première fois à notre connaissance, l'application du

calcul par intervalles pour la conception de détecteurs quantiques optimaux en présence d'un critère de performance informationnel non linéaire.

Ce rapport détaille dans un premier chapitre les éléments d'information quantique relatifs au problème traité. On détaillera par la suite les notions de calcul par intervalle et l'algorithme d'optimisation utilisé. En dernier lieu, on détaillera le problème d'optimisation des détecteurs quantiques et l'application de l'analyse par intervalles à celui-ci.

Chapitre 2

Informatique quantique : éléments de base

Les notions de base d'informatique quantique sont décrites dans plusieurs ouvrages de référence, notamment dans [4, 5]. On présente ici un résumé des notions fondamentales à connaître pour la suite du rapport.

Il existe essentiellement trois principes, servant de base aux raisonnements qui suivront. Ces principes sont confirmés jusqu'à présent par les expériences.

2.1 État d'un système quantique

Un système quantique peut être représenté par un vecteur d'état, de la même manière qu'un système physique classique. On le représente par la notation de Dirac, notée de la forme $|\psi\rangle$. Ce vecteur d'état est nécessairement de norme 1. On peut distinguer deux types d'états pour un système quantique : les états de base, formant une base orthonormée d'un espace vectoriel complexe, et les états superposés. Ces états superposés correspondent à une combinaison linéaire des états de base. On peut écrire généralement un état quantique de la façon suivante :

$$|\psi\rangle = \sum_j c_j |k_j\rangle, \quad (2.1)$$

avec les $|k_j\rangle$ états de base, et les c_j respectant $\sum_j |c_j|^2 = 1$ pour la normalisation du vecteur d'état.

L'état d'un système quantique peut être généralisé par une matrice densité, représentant un opérateur densité dans un espace de Hilbert de dimension N . Dans le cas d'un état pouvant être décrit par un vecteur d'état $|\psi\rangle$, état pur, l'opérateur densité ρ correspondant sera donné par le produit extérieur $\rho = |\psi\rangle\langle\psi|$. Dans le cas d'un système incertain, bruité, on ne peut pas forcément factoriser l'opérateur ρ en fonction d'un $|\psi\rangle$ individuel, mais

il faudra faire intervenir une distribution probabiliste de vecteurs d'état, on parle alors d'état mélangé.

Dans le cadre de l'informatique quantique, on s'appuie sur le système quantique le plus simple, appelé **qubit**. Ce système quantique est composé de deux états de base, $|0\rangle$ et $|1\rangle$, et des états superposés. Similairement à l'informatique classique, où on travaille sur le système physique le plus élémentaire - le bit - en quantique on travaille sur le système physique quantique élémentaire - le qubit. On dispose des mêmes états de base, mais l'informatique quantique apporte les états *intermédiaires* superposés. Dans la base canonique $\{|0\rangle, |1\rangle\}$, on note de façon générale l'état pur d'un qubit de la façon suivante : $|\psi\rangle = \alpha \cdot |0\rangle + \beta \cdot |1\rangle$.

2.2 Mesure d'un système quantique

Ces systèmes quantiques, physiques, doivent pouvoir être mesurés afin d'avoir une utilité. On distingue deux types de mesures : la mesure projective, et la mesure généralisée (aussi appelée POVM, *Positive Operator-Valued Measure*). La mesure d'un système quantique passe par l'utilisation d'opérateurs de mesure, qui sont des opérateurs linéaires sur l'espace des états.

Mesure projective

La mesure projective est la forme la plus simple, constituée par un ensemble de N opérateurs de projection orthogonaux de rang 1 $\{\Pi\}$ avec $\Pi_k = |k\rangle \langle k|$. Ces opérateurs doivent vérifier la somme à l'identité : $\sum_k \Pi_k = I_k$.

Lors de cette mesure, la probabilité d'obtenir l'état $\Pi_k = |k\rangle \langle k|$ en mesurant un état ρ_j est donné par :

$$\Pr(|k\rangle) = \text{tr}(\rho_j \Pi_k) \quad (2.2)$$

En dimension 2, on peut alors envisager la mesure d'un état quantique sur les états de base $\{|0\rangle, |1\rangle\}$. La probabilité de mesurer $|0\rangle = \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \end{bmatrix}$ en ayant

$|\psi\rangle = \begin{bmatrix} \alpha \\ \beta \end{bmatrix}$ est alors donné par :

$$\Pr(|0\rangle) = \text{tr} \left(\begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} |\alpha|^2 & |\alpha||\beta| \\ |\alpha||\beta| & |\beta|^2 \end{bmatrix} \right) = \text{tr} \left(\begin{bmatrix} |\alpha|^2 & 0 \\ 0 & 0 \end{bmatrix} \right) \quad (2.3)$$

$$\Pr(|0\rangle) = |\alpha|^2 \quad (2.4)$$

Mesure généralisée

La mesure généralisée consiste similairement à un ensemble de N opérateurs de mesure $\{\Pi\}$ se sommant à l'identité. En revanche, ces opérateurs de mesure, non nécessairement des projecteurs, peuvent être étendus à des opérateurs semi-définis positifs. De la même manière que les POVM sont la généralisation des opérateurs de projection, ils permettent de mesurer la généralisation des états quantiques qui ne sont alors pas nécessairement descrip- tibles par des vecteurs d'état. La différence avec les opérateurs de projection est qu'avec un POVM, le nombre de résultats de mesure peut différer de la dimension de l'espace de Hilbert des états.

De la même manière que les opérateurs de projection, la probabilité d'obtenir Π_k en mesurant l'état quantique ρ_j est donné par $\text{Pr}(\Pi_k) = \text{tr}(\rho_j \Pi_k)$.

Il faut noter que, lorsqu'on fait la mesure, on projette réellement le système quantique dans l'état mesuré. Concrètement, si on a un état superposé qu'on mesure, il se place dans l'état mesuré qu'on mesure, et si on répète la même mesure on obtiendra systématiquement le même résultat. La mesure fait donc perdre l'état qu'on avait auparavant.

2.3 Évolution d'un système quantique

Entre l'étape de préparation d'un système quantique et sa mesure, on peut venir appliquer une série de transformations qui permettent de faire évoluer le système et donc effectuer des calculs. Ces possibilités forment la base du traitement quantique de l'information et du calcul quantique, et elles sont illustrées en annexe A. On peut noter également qu'une partie du premier mois de stage a été passé à effectuer des tests sur des processeurs quantiques réels sur le cloud, ceux de D-Wave notamment.

Chapitre 3

Calcul par intervalles : éléments de base

Le calcul par intervalles est décrit au départ dans les travaux de Ramon Moore [6]. L'utilité de ce mode de calcul vient des problèmes que représente le stockage des nombres réels dans nos ordinateurs via la norme IEEE 754. En effet, on sait avec cette norme facilement représenter une certaine quantité, finie, de nombres réels tels que 0.5, sous la forme `signe` \times `baseexposant` \times (1 + `mantisse`). Il est en revanche impossible de représenter précisément le reste des nombres réels, tels que $\frac{1}{3}$. De ce fait, lorsqu'on se place dans des contextes de calculs, on peut se retrouver à accumuler des erreurs de précision qui vont venir fausser les résultats. Quand on veut garantir des résultats, par exemple sur des problèmes d'optimisation, cela peut devenir pénalisant.

Le calcul par intervalles permet en outre de pouvoir caractériser l'ensemble des solutions d'un problème, d'en obtenir une caractérisation globale. Cela permet de garantir qu'on a bien l'optimum global sur tout l'ensemble des états admissibles.

3.1 Les intervalles

3.1.1 Intervalle et boite

Définition 1. On définit un intervalle $[\underline{x}, \bar{x}]$ comme l'ensemble des nombres réels x tels que $\underline{x} \leq x \leq \bar{x}$.

On note par la suite plus généralement $[x] = [\underline{x}, \bar{x}]$.

Exemple 1. Si on veut représenter le nombre $\sqrt{2} = 1.4142\dots$, on peut dire : $1.4 \leq \sqrt{2} \leq 1.5$, donc encadrer ce nombre par l'intervalle $[1.4, 1.5]$.

On étend cette notion d'intervalle à plusieurs variables en prenant le produit cartésien de plusieurs intervalles pour former des boites en n dimensions :

Définition 2. Une boite $[\mathbf{x}]$ est le produit cartésien des intervalles qui composent la boite : $[\mathbf{x}] = ([x_1] \times [x_2] \times \dots \times [x_n])$.

3.1.2 Fonctions d'inclusion

Avec cette notion d'intervalle, on peut définir le comportement quand on applique une fonction. L'idée est de se dire que, pour un intervalle ou une boîte d'entrée $[x]$, l'intervalle image par une fonction f doit contenir l'ensemble des images prises par la fonction f pour tout les $x \in [x]$:

Définition 3. Soit $f : \mathbb{R}^n \rightarrow \mathbb{R}^m$ une fonction, la fonction $[f] : \mathbb{R}^n \rightarrow \mathbb{R}^m$ est une **fonction d'inclusion** pour f si

$$\forall [x] \in \mathbb{R}^n, f([x]) \subset [f]([x]) \quad (3.1)$$

Exemple 2. La figure 3.1 montre l'encadrement d'une fonction $y = f(x)$ quelconque. La boîte bleue est le produit cartésien de $[x]$ et de $[y]$.

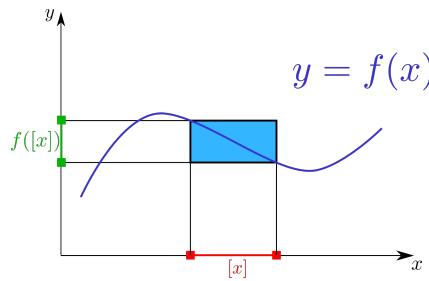


FIGURE 3.1 – Fonction d'inclusion

Les fonctions d'inclusion nous intéressent ici sont celles convergentes, c'est-à-dire celles dont la taille de la boîte image tend vers 0 quand la taille de la boîte d'entrée tend vers 0.

Définition 4. Une fonction d'inclusion $[f]$ de f est dite **convergente** si

$$w([x]) \rightarrow 0 \Rightarrow w([f]([x])) \rightarrow 0, \quad (3.2)$$

Avec $w([x])$ fonction diamètre de la boîte $[x]$.

L'encadrement nécessite la connaissance précise de la forme de la fonction pour pouvoir l'encadrer correctement. Ceci peut se révéler compliqué pour des fonctions non-évidentes, typiquement quand on monte en dimension. Pour cela, on peut combiner les fonctions d'inclusion sans perdre la garantie d'inclusion, comme indiqué dans le théorème 1.

Théorème 1. si $[f]$ et $[g]$ sont des fonctions d'inclusion respectives pour f et g , alors $[f] \circ [g]$ est une fonction d'inclusion pour $f \circ g$.

Cela permet en pratique de construire des fonctions d'inclusions élémentaires puis de les combiner. En effectuant cette opération, on peut en revanche perdre de la précision sur l'encadrement comme le montre la figure 3.2.

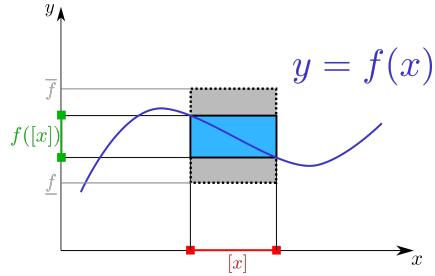


FIGURE 3.2 – Fonction d'inclusion composée de moindre qualité

3.1.3 Arithmétique élémentaire

Comme dit précédemment, on peut construire les fonctions d'inclusions des fonctions nécessaires pour n'importe quel problème en calcul par intervalle. Spécifiquement, il est utile de définir un certain nombre de fonctions de base permettant de former les blocs de construction pour la formation de fonctions composées. On peut ainsi définir les opérateurs binaires (l'addition, la soustraction, la multiplication, ...) ainsi que les opérateurs unaires (l'exponentielle, la puissance, le sinus, ...).

Exemple 3. *Un certain nombre de fonctions arithmétiques élémentaires peuvent être formulées :*

- $[x_1] + [x_2] = [\underline{x}_1 + \underline{x}_2, \bar{x}_1 + \bar{x}_2]$
- $[x_1] - [x_2] = [\underline{x}_1 - \bar{x}_2, \bar{x}_1 - \underline{x}_2]$
- $[x_1] \times [x_2] = [\min(\underline{x}_1 \underline{x}_2, \underline{x}_1 \bar{x}_2, \bar{x}_1 \underline{x}_2, \bar{x}_1 \bar{x}_2), \max(\underline{x}_1 \underline{x}_2, \underline{x}_1 \bar{x}_2, \bar{x}_1 \underline{x}_2, \bar{x}_1 \bar{x}_2)]$
- $[x]^2 = [0, \max(\underline{x}^2, \bar{x}^2)]$
- $e^{[x]} = [e^{\underline{x}}, e^{\bar{x}}]$
- ...

On peut étendre ces définitions à l'ensemble des fonctions strictement monotones : il est évident de se dire que, si une fonction $f(x)$ est strictement croissante, alors $[f](\underline{x}) = [f(\underline{x}), f(\bar{x})]$, et de même pour une fonction décroissante. On peut alors construire des fonctions moins évidentes, comme $f : x \mapsto x^3$ en découplant la définition de la fonction par morceaux monotones.

3.2 Optimisation avec les intervalles

On met en place un algorithme d'optimisation utilisant le calcul par intervalle pour obtenir un encadrement garanti de la solution à notre problème.

On veut résoudre le problème $\max(f(x))$ tel que $g(x) \leq 0$, avec f fonction coût et g ensemble des contraintes. Avec le calcul par intervalles, on cherche à avoir un encadrement *garanti, global* de la solution au problème. Le principe de base est de découper l'ensemble des entrées en un certain nombre de boîtes, dépendant de la précision que l'on veut, comme à la figure 3.3a. On choisit ensuite un a solution admissible du problème suivant le théorème 2.

Théorème 2. Soit a une solution admissible du problème $\max_x f(x)$ tel que $g(x) \leq 0$ et x^* la solution optimale, on a :

$$\sup([f]([x])) \leq f(a) \Rightarrow x^* \notin [x] \quad (3.3)$$

Cela nous permet d'éliminer directement de l'ensemble des solutions les boîtes dont la borne supérieure de l'image est inférieure à l'image de ce critère a , puisque garanties comme ne contenant pas l'optimum du problème. La figure 3.3b illustre cette élimination. À l'issue de cette étape, on voit qu'on obtient un ensemble plus restreint de boîtes garanties comme contenant la solution, et on peut itérer en choisissant au fur et à mesure un critère a meilleur, et on arrive à un encadrement satisfaisant de la solution comme à la figure 3.3c.

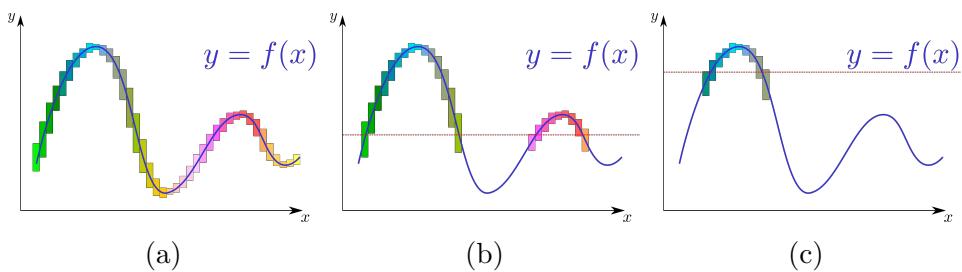


FIGURE 3.3 – Optimisation naïve

Cette méthode d'optimisation, "naïve", permet d'obtenir un résultat satisfaisant, mais va être rapidement limitée si on veut des précisions plus élevées. En effet, on va avoir très rapidement un très grand nombre de boîtes à traiter. On peut remarquer entre autres qu'un certain nombre de boîtes vont être dans des "régions" globales pouvant être éliminées (par exemple, sur la figure 3.3b on a tout le bas de la fonction qui pourrait être éliminé d'un coup). Cela nous amène à un algorithme plus avancé, présenté en 3.4.

Au lieu de découper directement l'espace des entrées en un très grand nombre de boites, on va bisecter l'espace en deux boites, suivant l'axe le plus grand. On obtient deux boites, dont l'axe le plus grand aura été coupé en faisant $[x] \rightarrow [x; (\bar{x} + \underline{x})/2], [(\bar{x} + \underline{x})/2; \bar{x}]$. On considère la bisection par le milieu, mais on pourrait aussi utiliser des bisections plus avancées permettant d'accélérer l'algorithme.

Une fois ces deux boites obtenues, on peut évaluer la fonction d'inclusion et les contraintes, et décider de supprimer les boites ne rentrant pas dans les contraintes. Sur l'ensemble des boites obtenues pour une itération, on effectue l'opération de recherche de critère décrit précédemment, et on réitère sur les boites restantes. Cela permet d'éliminer rapidement les boites de plus grande taille qui sont garanties ne contenant pas l'optimum, et donc réduire considérablement le nombre de boites à traiter par la suite.

On considère l'algorithme fini quand on a obtenu une précision suffisante sur l'encadrement de la fonction ou des variables d'entrée, ou alors quand un certain nombre d'itérations ont été effectuées.

3.3 Implémentation

L'algorithme 3.4 a été implémenté en C# (dotnet 5) sur la base de la librairie IntSharp modifiée pour répondre à nos besoins (rajout de l'intervalle vide, de la fonction $x \log(x)$, des intervalles booléens, ...). Une interface graphique basique utilisant Blazor a été mise en place pour faciliter la visualisation de l'optimisation et des différents problèmes rencontrés lors du développement. L'ensemble du projet est disponible sur <https://github.com/PierreEngelstein/IntervalEval>. La solution est organisée en plusieurs modules :

- **IntervalEval** qui fourni la librairie de base pour le calcul par intervalle et l'optimisation ;
- **IntervalEval.Front** est l'interface web basique développée avec le framework Blazor Server ;
- **IntervalEval.Optimizer** est une interface en ligne de commande pour le problème spécifique détaillé dans ce rapport ;
- **IntervalEval.FrontConsole** est une interface en ligne de commande codée pour tester le problème à trois états quantiques d'entrée, pour tester les performances sur un problème en plus haute dimension ;
- **IntervalEval.Tests** fourni un ensemble de tests unitaires pour le bon fonctionnement de la librairie d'intervalle.

Data: $[I_{init}]$ initial search box ; ϵ stop criterion ; f cost function ; g constraints function ;

Output: $[f]$ bounds of best solution ; $[I]$ solution box

```

begin
    solutions list of solution boxes;
    Add  $[I_{init}]$  to solutions;
     $[f_c]$  current bounds of solutions;
    while  $\bar{f}_c - f_c \geq \epsilon$  do
        currentSolutions empty list of boxes;
        /* Bisect, evaluate cost, manage constraints */
        forall sol in solutions do
            | [left], [right]  $\leftarrow$  bisect(sol);
            | if  $g([left])$  is valid then
            |   | Add [left] to currentSolutions;
            | end
            | if  $g([right])$  is valid then
            |   | Add [right] to currentSolutions;
            | end
        end
        /* Remove boxes certified not to contain maximum */
        Evaluate  $[f]$  for all [currentSolutions];
         $f_{best}$  best  $f(\text{sol.mid})$  in all  $[f]$  ;
        Remove all [sol] in [currentSolutions] where
             $\sup([f](\text{[sol]})) \leq f_{best}$ ;
        solutions  $\leftarrow$  currentSolutions
    end
    return solutions,  $[f_c]$ 
end
```

FIGURE 3.4 – Algorithme de maximisation par le calcul par intervalles

Chapitre 4

Construction d'un détecteur quantique optimal

On présente ici le détail du problème de la détection optimale quantique avec le critère de l'information mutuelle. Les résultats présentés ici ont fait l'objet d'une proposition de communication à la journée "Traitement du signal et applications quantiques" du GdR CNRS ISIS [7].

4.1 Formulation du problème

Le problème de la détection d'état quantique porte sur un ensemble de m états quantiques représentés par les opérateurs densité $\{\rho_j, 1 \leq j \leq m\}$ munis des probabilités à priori $\{p_j \geq 0, 1 \leq j \leq m\}$. L'objectif est d'obtenir un ensemble de n opérateurs de mesure $\{\Pi_k, 1 \leq k \leq n\}$ permettant d'identifier le mieux possible selon leur probabilités les états d'entrée qui nous arrivent.

Les opérateurs ρ_j et Π_k sont des matrices Hermitiennes semi-définies positives, de la forme $\begin{bmatrix} a & b + ic \\ b - ic & d \end{bmatrix}$.

Plusieurs critères ont été proposés à optimiser afin de construire ces détecteurs optimaux. D'une part, on a la possibilité de travailler sur la minimisation de l'erreur quadratique de mesure [2] ou la maximisation de la probabilité de détection correcte [1]. D'autre part, et c'est ce sur quoi nous avons travaillé, on peut considérer le critère de l'information mutuelle entrée-sortie comme critère à maximiser [3]. Il s'agit d'un critère présentant une grande pertinence pour évaluer la transmission d'information sur des canaux de télécommunication. En particulier, l'information mutuelle permet de caractériser le débit maximal d'information qu'il est possible de transmettre sans erreur sur un canal de télécommunication donné.

L'information mutuelle de deux variables aléatoires X et Y a été formulée

par Shannon en 1948 [8]. Elle est donnée en fonction des distributions de probabilité $p_{(X,Y)}(x,y)$, $p_X(x)$ et $p_Y(y)$:

$$I(X;Y) = \sum_{y \in Y} \sum_{x \in X} p_{(X,Y)}(x,y) \log \left(\frac{p_{(X,Y)}(x,y)}{p_X(x)p_Y(y)} \right), \quad (4.1)$$

mais peut aussi être écrite en fonction des entropies des variables aléatoires :

$$I(X;Y) = H(X) - H(X|Y) \quad (4.2)$$

$$= H(Y) - H(Y|X) \quad (4.3)$$

$$= H(X) + H(Y) - H(X,Y). \quad (4.4)$$

Avec $H(X)$ entropie marginale de X , $H(Y)$ entropie marginale de Y , $H(X|Y)$ entropie conditionnelle de X sachant Y et enfin $H(X,Y)$ entropie conjointe de X et Y . On peut utiliser indifféremment \log_2 , \log_{10} ou \ln pour le logarithme, le changement étant à une constante multiplicative près.

Dans le cas classique, les entropies marginales, conditionnelles et conjointes sont définies par :

$$H(X) = - \sum_{x \in X} p_X(x) \log(p_X(x)), \quad (4.5)$$

$$H(Y) = - \sum_{y \in Y} p_Y(y) \log(p_Y(y)), \quad (4.6)$$

$$H(X,Y) = - \sum_{x \in X} \sum_{y \in Y} p_{(X,Y)}(x,y) \log(p_{(X,Y)}(x,y)), \quad (4.7)$$

$$H(Y|X) = - \sum_{x \in X, y \in Y} p_{(X,Y)}(x,y) \log \left(\frac{p_{(X,Y)}(x,y)}{p_X(x)} \right) \quad (4.8)$$

Dans le cas quantique, des formules spécifiques existent pour l'entropie d'un état quantique et l'information mutuelle, mais on ne les utilise pas spécifiquement ici. En effet, on s'intéresse à la transmission et récupération d'information classique, sur un canal quantique : on part d'information classique, les X , qu'on encode dans les ρ_j , pour de la transmission, et on mesure en quantique pour récupérer de l'information classique, les Y .

On a en entrée :

$$P(X = \rho_j) = p_j, \quad 1 \leq j \leq m. \quad (4.9)$$

La mesure quantique crée la distribution conditionnelle entrée sortie :

$$P(\Pi_k | X = \rho_j) = \text{tr}(\rho_j \Pi_k) = \alpha_{jk}, \quad 1 \leq k \leq n, \quad (4.10)$$

avec $n \neq m$ possiblement. On peut en déduire la distribution de sortie :

$$P(Y = \Pi_k) = \sum_{j=1}^m P(\Pi_k | X = \rho_j) P(X = \rho_j) \quad (4.11)$$

$$= \sum_{j=1}^m p_j \alpha_{jk}. \quad (4.12)$$

L'entropie de sortie est donc définie par :

$$H(Y) = - \sum_{k=1}^n P(Y = \Pi_k) \log(P(Y = \Pi_k)) \quad (4.13)$$

$$= - \sum_{k=1}^n \left(\sum_{j=1}^m p_j \alpha_{jk} \right) \log \left(\sum_{j=1}^m p_j \alpha_{jk} \right) \quad (4.14)$$

L'entropie d'entrée est elle définie par :

$$H(X) = - \sum_{j=1}^m P(X = \rho_j) \log(P(X = \rho_j)) \quad (4.15)$$

$$= - \sum_{j=1}^m p_j \log(p_j) \quad (4.16)$$

La probabilité conjointe de X et de Y est donnée par :

$$P(X = \rho_j, Y = \Pi_k) = p_j \text{tr}(\rho_j \Pi_k), \quad (4.17)$$

Et donc l'entropie conjointe de X et de Y est donnée par :

$$H(X, Y) = \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n p_j \text{tr}(\rho_j \Pi_k). \quad (4.18)$$

On obtient donc l'information mutuelle entrée sortie dépendant à la fois des p_j et des α_{jk} :

$$\begin{aligned}
I(\rho; \Pi) &= H(\rho) + H(\Pi) - H(\rho, \Pi) \\
&= - \sum_{j=1}^m p_j \log(p_j) - \sum_{k=1}^n \left(\sum_{j=1}^m p_j \alpha_{jk} \right) \log \left(\sum_{j=1}^m p_j \alpha_{jk} \right) + \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n p_j \alpha_{jk} \log(p_j \alpha_{jk})
\end{aligned} \tag{4.19}$$

On peut aussi exprimer l'information mutuelle en fonction de l'entropie conditionnelle, mais il est plus efficace d'utiliser celle donnée à l'équation 4.19 pour la résolution numérique.

Le problème se formule comme un problème de maximization de l'information mutuelle : on cherche à maximiser l'information qu'on peut obtenir sur ρ_j quand on a les opérateurs de mesure Π_k :

$$\max_{\Pi} I(\rho, \Pi) \tag{4.20}$$

tel que :

$$\Pi_k \succeq 0, \quad 1 \leq k \leq n \tag{4.21}$$

$$\sum_{k=1}^n \Pi_k = I \tag{4.22}$$

La contrainte 4.21 correspond à la semi-définition positive des opérateurs de mesure Π_k . Enfin, la contrainte 4.22 permet d'obtenir des opérateurs de mesure cohérents pour que les probabilités de mesure $P(\Pi_k)$ soient positives et se somment à 1.

On est en présence d'une fonction non linéaire, convexe, et les contraintes engendrent un ensemble admissible convexe. C'est le cas idéal lors d'une minimisation, mais le problème est une maximisation, de même difficulté qu'une minimisation concave, on ne peut donc pas juste faire une descente de gradient pour le résoudre, mais l'optimum se situe sur la frontière. On peut utiliser un certain nombre de méthodes approximatives, nous utilisons le calcul par intervalle afin d'obtenir un intervalle garantissant l'encadrement global de la solution.

4.2 Convexité de l'information mutuelle

Davies considère dans [3] que l'information mutuelle pour ce problème peut être considérée comme étant convexe, simplifiant la résolution du problème en ayant à chercher le maximum sur les bords. On s'intéresse ici à l'étude de cette convexité.

Dans son article, Davies regroupe les traces et probabilités sous une seule variable $P_{jk} = p_j \text{tr}(\rho_j \Pi_k)$. Ces coefficients P_{jk} forment une matrice des probabilités, telle que :

$$\sum_{jk} P_{jk} = 1, \quad (4.23)$$

$$\sum_k P_{jk} = p_j. \quad (4.24)$$

L'information mutuelle s'écrit donc :

$$I(P) = \sum_j H\left(\sum_k P_{jk}\right) + \sum_k H\left(\sum_j P_{jk}\right) - \sum_{jk} H(P_{jk}) \quad (4.25)$$

La fonction $H(x) = -x \log(x)$ est convexe, et donc I est convexe par rapport à la matrice des probabilités P . La figure 4.1 illustre cette fonction en fixant $p_1 = 0.3$ et $p_2 = 0.7$.

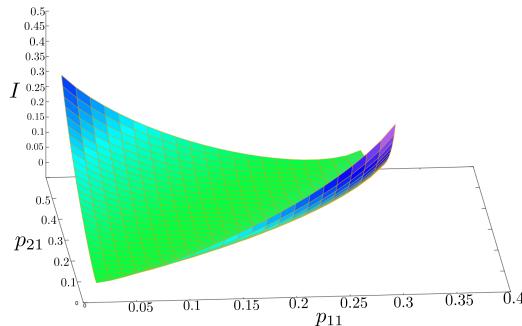


FIGURE 4.1 – Information mutuelle par rapport à la matrice de probabilités

La convexité semble bien vraie par rapport à P , mais on cherche à optimiser les matrices Π_k . La matrice P comporte les traces de la multiplication $\rho_j \Pi_k$, qui est linéaire par rapport aux coefficients de Π_k . Si la fonction $I(P)$ est convexe par rapport à P , alors elle l'est par rapport aux Π_k , grâce à la linéarité.

Quand on trace la même fonction, mais par rapport aux variables $\Pi_{\alpha_{jk}}$, en se fixant dans un espace deux dimensions, on s'aperçoit que la fonction n'est pas correctement définie sur les bords. Ceci est dû au fait que $x \log(x)$ n'est pas défini pour $x < 0$, ce qui fausse ou bloque les calculs, suivant l'implémentation.

4.3 Formulation des contraintes

La définition du problème permet de résoudre notamment les cas immédiats des opérateurs densité ρ_j orthogonaux, mais la résolution devient très lente lorsqu'on passe à d'autres cas non orthogonaux. On rajoute des conditions au problème pour accélérer la résolution.

Premièrement, on sait que les opérateurs de mesure se somment à l'identité. Cela signifie qu'on peut passer d'un problème à n matrices à un problème à $n - 1$ matrices pour $n \geq 2$. Les matrices étant carrées de dimension N , on passe de $n \times N^2$ variables à $(n - 1) \times N^2$ variables, ce qui est non négligeable.

De plus, le problème et les contraintes sont symétriques, on peut intervertir les Π_k sans influencer le résultat de la fonction coût. Cela nous permet de couper le problème au moins en deux pour réduire à nouveau le temps de calcul. Du fait de la somme à l'identité, on peut ajouter en contrainte que $\Pi_{11,1} \leq \frac{1}{n}$ pour n opérateurs de mesure, puis $\Pi_{21,1} \leq \frac{1}{n-1}$, etc.

Enfin, pour rappel, les opérateurs de mesure sont des opérateurs qui ne sont pas nécessairement des projecteurs de rang 1. Pour qu'ils soient de rang 1, il faudrait entre autres que $\text{tr}(\Pi_k) = 1$. On peut considérer qu'on restreint le problème à un cas de rang 1, et dans ce cas rajouter la contrainte que la somme des éléments diagonaux des opérateurs de mesure doit sommer à 1. Cela permet soit de retirer une variable par opérateur de mesure au problème, en l'exprimant par $x_{n+1} = 1 - \sum_{i=1}^n x_i$ avec les x_i éléments diagonaux de l'opérateur de mesure, ce qui nécessite une reformulation du problème, soit l'ajout de la contrainte.

4.4 Exemple concret

4.4.1 Données du problème

Considérons deux états purs quantiques :

$$|\psi_1\rangle = \begin{bmatrix} \frac{1}{3} \\ \frac{2\sqrt{2}}{3} \end{bmatrix}, \quad |\psi_2\rangle = \begin{bmatrix} \frac{1}{\sqrt{2}} \\ \frac{1}{\sqrt{2}} \end{bmatrix}, \quad (4.26)$$

avec les probabilités préalables :

$$p(|\psi_1\rangle) = 0.1, \quad (4.27)$$

$$p(|\psi_2\rangle) = 0.9. \quad (4.28)$$

Ces deux états peuvent être réécrits sous la forme d'opérateurs densité :

$$\rho_1 = \begin{bmatrix} \frac{1}{9} & \frac{2\sqrt{2}}{9} \\ \frac{2\sqrt{2}}{9} & \frac{8}{9} \end{bmatrix}, \quad \rho_2 = \begin{bmatrix} \frac{1}{2} & \frac{1}{2} \\ \frac{1}{2} & \frac{1}{2} \end{bmatrix} \quad (4.29)$$

On a aussi deux opérateurs de mesure inconnus en dimension 2, soit 8 variables inconnues :

$$\Pi_1 = \begin{bmatrix} a_1 & b_1 + ic_1 \\ b_1 - ic_1 & d_1 \end{bmatrix}, \quad \Pi_2 = \begin{bmatrix} a_2 & b_2 + ic_2 \\ b_2 - ic_2 & d_2 \end{bmatrix} \quad (4.30)$$

On peut déjà calculer l'information mutuelle maximum qui est $H(X)$ [9] puisqu'on a la distribution de probabilités de X :

$$c_{max} = - \sum_j p(X_j) \log_2(p(X_j)) = -0.1 \log_2(0.1) - 0.9 \log_2(0.9) = 0.469 \text{ Shannon}, \quad (4.31)$$

qui signifie que quoi qu'il se passe, on ne pourra pas obtenir une information mutuelle supérieure à 0.469 qui est l'information maximale en entrée.

On veut résoudre le problème de la maximisation de l'information mutuelle en fonction des $\{\rho\}$ fixés et des $\{\Pi\}$ à ajuster :

$$\begin{aligned} & \max_{\Pi_1, \Pi_2} I(\rho_1, \rho_2, \Pi_1, \Pi_2) \\ \Leftrightarrow & \max_{\Pi_1, \Pi_2} \left(-(\alpha_{11} + \alpha_{12}) \log(\alpha_{11} + \alpha_{12}) - (\alpha_{21} + \alpha_{22}) \log(\alpha_{21} + \alpha_{22}) \right. \\ & \quad - (\alpha_{11} + \alpha_{21}) \log(\alpha_{11} + \alpha_{21}) - (\alpha_{12} + \alpha_{22}) \log(\alpha_{12} + \alpha_{22}) \\ & \quad \left. + (\alpha_{11}) \log(\alpha_{11}) + (\alpha_{12}) \log(\alpha_{12}) + (\alpha_{21}) \log(\alpha_{21}) + (\alpha_{22}) \log(\alpha_{22}) \right), \\ & \alpha_{jk} = p_j \operatorname{tr}(\rho_j \Pi_k) \end{aligned} \quad (4.32)$$

tel que :

$$\Pi_1 \succeq 0, \Pi_2 \succeq 0 \quad (4.33)$$

$$\Pi_1 + \Pi_2 = I \quad (4.34)$$

On peut réduire considérablement le nombre de variables. En effet, l'équation 4.22 nous indique que les $\{\Pi\}$ se somment à l'identité, on peut donc réécrire Π_2 en fonction uniquement de Π_1 pour réduire à 4 variables $\{a_1, b_1, c_1, d_1\}$:

$$\Pi_2 = I_2 - \Pi_1 = \begin{bmatrix} 1 - a_1 & -b_1 - ic_1 \\ -b_1 + ic_1 & 1 - d_1 \end{bmatrix} \quad (4.35)$$

Enfin, on voit que dans ce cas particulier les états quantiques d'entrée sont purs et ne comportent aucun terme complexe, ce qui permet immédiatement de retirer le terme c du système puisqu'il ne sera jamais pris en compte. On se retrouve donc au final avec 3 variables $\{a_1, b_1, d_1\}$.

On pose ensuite les contraintes sur ces variables. Tout d'abord, ces variables sont définies sur ces bornes spécifiques : $a_1 \in [0, 0.5]$, $b_1 \in [-1, 1]$, $d_1 \in [0, 1]$. La détermination de la semi-définition positive passe par les diagonales et le déterminant strictement positifs, d'une part avec les bornes précédentes et d'autre part avec deux nouvelles contraintes sur les 3 variables. Le problème s'écrit donc :

$$\max_{a_1, b_1, d_1} I(a_1, b_1, d_1),$$

tel que :

$$\begin{aligned} a_1 &\in [0, 0.5], b_1 \in [-1, 1], d_1 \in [0, 1], \\ a_1 \times d_1 - b_1^2 &\geq 0, \\ (1 - a_1) \times (1 - d_1) - b_1^2 &\geq 0. \end{aligned}$$

4.4.2 Résolution avec **ibex**

On peut tout d'abord résoudre le problème avec **ibexopt**. C'est un optimiseur garanti sous contraintes, faisant partie de la librairie de calcul par intervalles **ibex**. Les codes pour la résolution de ce problème sont disponibles en annexe C. On obtient une information mutuelle de 0.0681 Shannon, avec une précision relative de 1×10^{-3} . On obtient les opérateurs de mesure suivant :

$$\Pi_1 = \begin{bmatrix} 0.454 & -0.498 \\ -0.498 & 0.546 \end{bmatrix}, \quad \Pi_2 = \begin{bmatrix} 0.546 & 0.498 \\ 0.498 & 0.454 \end{bmatrix},$$

avec un temps de calcul de 87 secondes.

Pour la résolution avec **ibex**, plusieurs modifications et ajouts doivent être faits. Tout d'abord, le langage utilisé par l'outil d'optimisation, **minibex**, ne considère que les problèmes de minimisation. Cela nécessite simplement de prendre la fonction opposée puisque $\max(f(x)) \Leftrightarrow \min(-f(x))$. On doit ensuite prendre l'opposé de l'intervalle solution pour obtenir le résultat final.

Ensuite, le calcul par intervalle fait apparaître une difficulté quant à l'information mutuelle. On se retrouve à avoir de façon répétée des termes du type $x \times \log(x)$. Cette fonction est clairement définie sur $[0, +\infty]$ mais ne l'est pas sur $[-\infty, 0]$. De part le pessimisme du calcul par intervalle, on peut se retrouver à avoir des intervalles complètement négatifs ou contenant 0 en entrée de la fonction. On se retrouve donc avec un comportement mal défini dans certains cas. La solution pour ibex est de réimplémenter l'opérateur `xlog` en considérant qu'en dehors ou sur le bord des bornes de définition on considère que la fonction renvoie 0.

Un autre point à noter est la grande variabilité des temps de calculs suivant les problèmes qui sont traités.

4.4.3 Résolution avec notre optimiseur

On a rencontré plusieurs problèmes avec ibex qui nous ont poussé à développer notre propre optimiseur.

Tout d'abord, en étudiant la fonction information mutuelle, on voit que cette fonction est convexe. Cela permet de considérablement réduire l'espace de définition en cherchant le maximum sur le bord de la fonction au lieu de chercher sur toute la fonction. Ceci n'est pas implémenté par défaut sur ibex.

Ensuite, sur l'implémentation de l'algorithme d'optimisation, on peut voir qu'`ibexopt` n'utilise qu'un seul thread pour son travail. On l'a vu en figure 3.4, la première boucle est facilement parallélisable, ce qui permet d'accélérer considérablement le temps de résolution, et ce en fonction du matériel à disposition.

Enfin, `ibexopt` ne permet pas l'accès aux boîtes en place au cours de l'évolution de l'algorithme. Cela ne permet pas une visualisation plus détaillée de ce qui est effectué, quelles régions sont enlevées au fur et à mesure. Dans le cas de problèmes "simples", ce n'est pas forcément important, en revanche avec un problème comme l'information mutuelle, où le comportement en fonction des variables d'entrée n'est pas immédiatement visible, c'est utile pour pouvoir avoir une idée des influences des contraintes. Un exemple de cette visualisation est disponible en figure 4.2. Les coordonnées $\{x, y, z\}$ correspondent aux variables $\{a_1, b_1, d_1\}$, et les boîtes sont colorées en fonction des contraintes satisfaites.

Notre optimiseur nous donne les mêmes solutions qu'ibex, à la différence qu'on arrive à une plus grande précision bien plus rapidement, en 13 secondes pour les mêmes données.

On peut noter entre autres, à la fois sur `ibexopt` et sur notre optimiseur que les temps de calculs dépendent du problème qu'on a. La figure 4.3 montre par exemple que, plus l'angle entre les deux états s'approche de 90 degrés et

des 180 degrés, qui sont des cas immédiats de problèmes orthogonaux, plus les temps de résolution sont bien moindres.

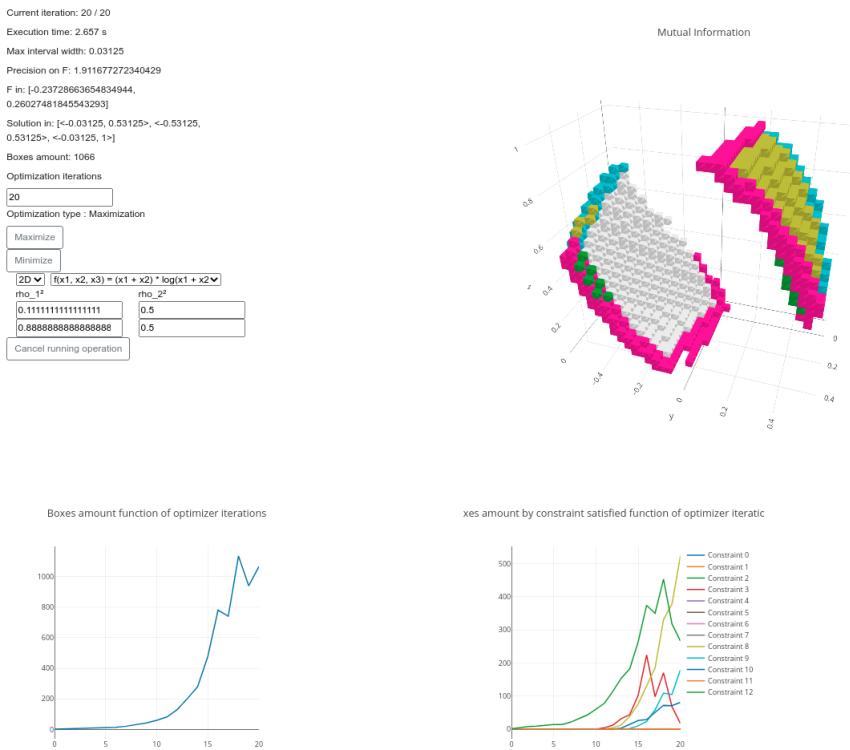


FIGURE 4.2 – Interface web de visualisation de l’optimisation

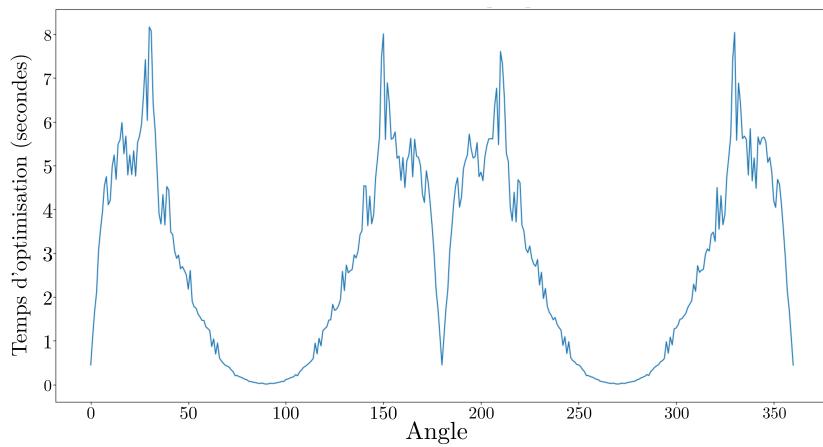


FIGURE 4.3 – Temps d’optimisation en fonction de l’angle entre ρ_1 et ρ_2

Chapitre 5

Conclusion

On a ainsi pu voir comment répondre au problème de la détection optimale quantique en utilisant un critère différent de ceux utilisés, l'information mutuelle. Une approche par intervalle, nouvelle pour cette question, a été appliquée pour obtenir un encadrement garanti d'une part du maximum atteint par le critère et d'autre part de la mesure optimale.

Deux implémentations sont proposées, la première en utilisant un optimiseur existant, `ibexopt`, nécessitant certaines modifications pour s'adapter au problème posé. Un deuxième est proposé, en C#, améliorant entre autres la vitesse de résolution par rapport à `ibexopt`.

Les implémentations proposées ne traitent que du cas avec deux états d'entrée et deux opérateurs de mesure, le tout sans termes complexe, et la résolution n'est déjà pas immédiate. En testant sur déjà trois états d'entrée et trois opérateurs de mesure (code `ibexopt` en annexe C.2), les temps de résolution deviennent bien trop important. Il y a donc du travail à faire de ce côté si on veut augmenter en nombre d'états à détecter ou nombre d'opérateurs de mesure à construire.

Ce problème de détection optimale n'a en revanche été traité que dans son cas le plus simple, en considérant un système "parfait" où aucun bruit n'apparaît. Il serait intéressant de voir plus loin en considérant les états d'entrée bruités. Le problème serait alors de trouver la meilleure configuration états d'entrée - opérateurs de mesure pour que, en présence de bruit, on obtienne une communication optimale.

Annexe A

Dynamique des systèmes quantiques

Comme n'importe quel système physique, on peut faire évoluer un système quantique dans le temps. L'évolution d'un système quantique est effectuée via une évolution linéaire de son vecteur d'état. Cette évolution linéaire est représentée par un opérateur linéaire sur \mathcal{H} , donc par une matrice à partir du moment où une base de référence a été choisie. Cette évolution linéaire doit également rester en accord avec le premier principe 2.1, c'est-à-dire conserver la norme unité du vecteur d'état. La matrice d'évolution doit donc également être unitaire.

En pratique, ces évolutions de systèmes quantiques peuvent être réalisées par des portes logiques de façon similaire à la logique booléenne classique. Ces portes quantiques sont complètement caractérisées par la façon dont elles transforment les états quantiques dans la base canonique. On peut alors utiliser des tables de vérité pour les définir, de la même façon qu'en informatique classique :

1. La porte de Hadamard H . Elle permet de passer un qubit d'un état de base $|0\rangle$ à l'état superposé $\frac{1}{\sqrt{2}}|0\rangle + \frac{1}{\sqrt{2}}|1\rangle$, ou de l'état de base $|1\rangle$ à l'état superposé $\frac{1}{\sqrt{2}}|0\rangle - \frac{1}{\sqrt{2}}|1\rangle$. Elle est très utilisée en début de circuit pour préparer les qubits entrants dans un état permettant l'évaluation parallèle de toutes les entrées ;
2. Les portes de Pauli X , Y et Z permettant d'effectuer des rotations aux états des qubits ;
3. La porte de Toffoli, similaire d'un **NON** booléen à 3 qubit (il effectue un **NON** sur le dernier qubit quand les deux premiers sont à $|1\rangle$), est une porte universelle quantique [10]. Elle permet donc de construire l'ensemble des autres portes faisables.

Avec ces portes, on vient construire des circuits quantiques permettant de réaliser des algorithmes. L'annexe B montre un exemple de technique de réalisation de circuits. En algorithmes majeurs, on peut citer :

1. L'algorithme de Deutsch-Jozsa [11] qui permet de résoudre en une opération le problème de différentiation entre une fonction booléenne constante et une fonction booléenne équilibrée. Il faut classiquement $2^n - 1$ opérations pour résoudre ce problème.
2. L'algorithme de Grover [12] qui permet de résoudre en $\mathcal{O}(\sqrt{N})$ opérations le problème de recherche dans une liste non triée. Il faut classiquement au pire N opérations pour effectuer une recherche dans une liste non triée.
3. L'algorithme de Shor [13] qui permet de résoudre le problème de factorisation en nombres premiers. C'est un problème classiquement très difficile à résoudre, de complexité exponentielle.

Ces trois algorithmes montrent les gains de performance que permet d'obtenir le calcul quantique, qui sont inaccessibles avec les technologies d'informatique classique.

Annexe B

Création de circuits quantiques pour l'encodage de fonctions booléennes

On étudie ici la problématique de pouvoir construire systématiquement une fonction booléenne avec un ordinateur quantique, présenté par Younes et Miller en 2003 [14].

En informatique classique, l'ensemble des fonctions booléennes peuvent être décrites à l'aide des opérateurs **NAND** et **NOR**. Il s'agit donc de pouvoir les transcrire en quantique, et de pouvoir établir un système de combinaison de ces portes, pour permettre l'élaboration des circuits.

Dans ce modèle, on considère un registre de n qubits composant l'entrée du système, un registre de m qubits composant la sortie du système, et un registre de k qubits auxiliaires pour certaines opérations intermédiaires.

Pour cette construction, on se base sur la porte quantique **X** et ses équivalents composés **CNOT**, **CCNOT** (Toffoli), etc. On fournit alors un certain nombre de circuits de base pouvant être recomposés pour former des circuits plus compliqués.

La compilation d'une fonction booléenne passe alors par 4 étapes :

1. Écriture de la table de vérité,
2. Pour chaque sortie donnant 1, former une porte **NOT** contrôlée.
Chaque entrée va servir de contrôle, par 1 si l'entrée est à 1, et par 0 si l'entrée est à 0,
3. Développer le circuit résultant pour n'avoir que des portes **NOT** contrôlées par 0,
4. Simplifier le circuit en éliminant les doublons.

Étape 1 : établissement des premières portes contrôlées

La figure B.1 représente une porte **NOT** contrôlée. On note que les qubits de contrôle sont indiqués par \bullet (contrôle par 1) et par \circ (contrôle par 0). Le

dernier qubit est la cible (*target*). On effectue l'opération **NOT** sur la cible si et seulement si les bits de contrôles respectent leur condition (si il sont à 1 pour ceux qui sont contrôlés par 1, et si ils sont à 0 pour ceux contrôlés par 0).

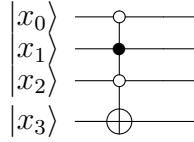


FIGURE B.1 – Porte **NOT** contrôlée

Cette porte en revanche ne peut pas être construite, on ne dispose en effet que des portes **NOT** contrôlées par 1 et pas de celles contrôlées par 0.

Exemple 4. Soit la fonction booléenne $f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 \wedge x_2) \vee (x_3 \wedge \neg x_2) \vee (x_1 \wedge x_3)$. Sa table de vérité est la suivante :

x_1	x_2	x_3	$F(x_1, x_2, x_3)$
0	0	0	0
0	0	1	1
0	1	0	0
0	1	1	0
1	0	0	0
1	0	1	1
1	1	0	1
1	1	1	1

On a quatre sorties à 1. La figure B.2 représente donc le circuit initial qu'on obtient.

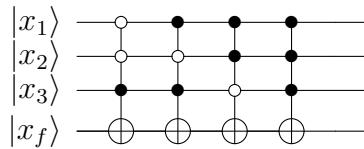


FIGURE B.2 – Circuit quantique pour $f(x_1, x_2, x_3)$

Étape 2 : Développement du circuit

La deuxième étape consiste à prendre le circuit obtenu précédemment et à le développer de façon à n'obtenir que des portes **NOT** contrôlées par 0. Dans le principe, une porte ayant un mélange de contrôle par 0 et par 1 va être équivalente à la combinaison des portes contrôlées par 0, qui vont avoir

des contrôles de moins en combinaison sur les contrôles par 1. Un exemple est plus clair pour comprendre. Reprenons la porte de la figure B.1. Elle est en fait équivalente au circuit B.3 :

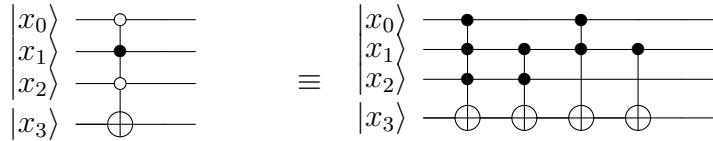


FIGURE B.3 – Équivalent sans contrôles par 0

Exemple 5. On reprends notre exemple de fonction booléenne $f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 \wedge x_2) \vee (x_3 \wedge \neg x_2) \vee (x_1 \wedge x_3)$. Une fois développée, son circuit équivalent est illustré à la figure B.4

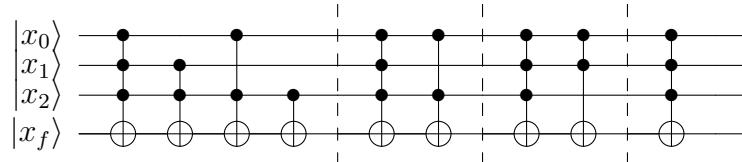


FIGURE B.4 – Circuit quantique développé pour $f(x_1, x_2, x_3)$

Étape 3 : Simplification du circuit

La dernière étape permet d'obtenir un circuit comportant le moins de portes possibles, en se basant sur le principe suivant : lorsqu'un circuit (ici composé de **CNOT**) est entouré de deux mêmes **CNOT**, alors celles-ci s'annulent et on peut alors enlever la paire doublon sans changer le résultat. En effectuant ce raisonnement récursivement, on arrive à obtenir un circuit minimal.

En reprenant l'exemple de la fonction booléenne précédente, on peut faire par étapes la simplification :

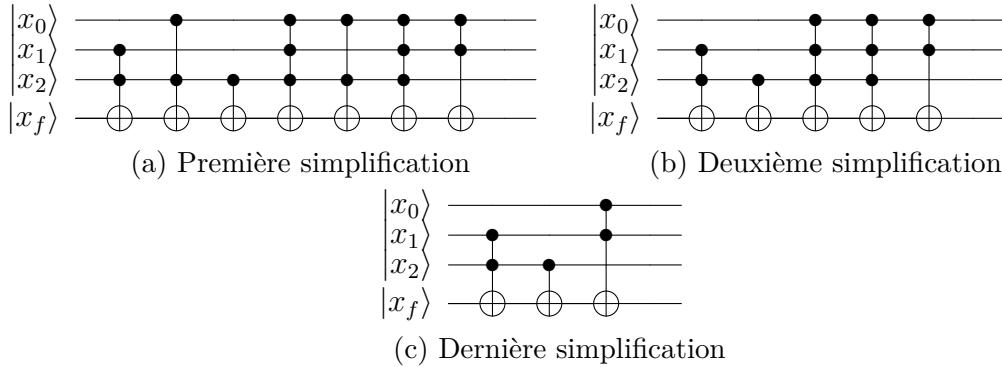


FIGURE B.5 – Simplifications successives pour $f(x_1, x_2, x_3)$

Extension à des circuits plus compliqués

Avec cette méthode, il est facile de construire l'ensemble des fonctions booléennes à 2 bits, ainsi qu'à 3 bits. Pour construire des circuits plus complexes, on dispose alors de deux façons de procéder.

Tout d'abord, on peut refaire ces étapes sur la fonction booléenne plus complexe, et trouver un circuit minimal étant composé de n entrées, et d'un seul qubit auxiliaire pour la sortie.

En revanche, si on ne veut pas établir la table de vérité avant la construction du circuit, on peut utiliser les fonctions élémentaires et construire un circuit à partir de la chaîne de caractère représentant la fonction. Il est important de noter que la méthode présentée ici ne modifie pas les entrées de la fonction, on peut donc les réutiliser comme on le souhaite pour venir greffer des fonctions supplémentaires au circuit. Cette méthode s'apparente algorithmiquement à la compilation des fonctions sur les ordinateurs classiques. En revanche, par rapport au circuit minimal qu'on pourrait trouver, on aura ici un qubit auxiliaire par sous-circuit, et un nombre de portes bien plus important. Pour des considérations de limitations matérielles qui sont pour le moment importantes, cette deuxième façon de procéder peut ne pas donner des résultats implantables pour de trop grosses fonctions.

Annexe C

Codes développés pour ibexopt

C.1 Optimisation avec deux états d'entrée

```

1 Constants
2   m_size = 2;
3   P1[m_size][m_size] = ((0.0111111111, 0.0314269681); (0, 0.0888888889));
4   P2[m_size][m_size] = ((0.45, 0.45); (0, 0.45));
5
6 // M: measurement operator
7 // P: density operator
8 function tr(M[m_size][m_size], P[m_size][m_size])
9   return P(1)(1) * M(1)(1) + 2*M(1)(2)*P(1)(2) + 2*M(2)(1)*P(2)(1) + M(2)(2)*P(2)(2);
10 end
11
12 function EntropyM(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _P1[m_size][m_size], _P2[
13   m_size][m_size])
14   sum_m1 = tr(_M1, _P1) + tr(_M1, _P2);
15   sum_m2 = tr(_M2, _P1) + tr(_M2, _P2);
16   return -xlog(sum_m1)-xlog(sum_m2);
17 end
18 function EntropyP(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _P1[m_size][m_size], _P2[
19   m_size][m_size])
20   sum_p1 = tr(_M1, _P1) + tr(_M2, _P1);
21   sum_p2 = tr(_M1, _P2) + tr(_M2, _P2);
22   return -xlog(sum_p1)-xlog(sum_p2);
23 end
24 function EntropyMP(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _P1[m_size][m_size], _P2[
25   m_size][m_size])
26   return -xlog(tr(_M1, _P1))-xlog(tr(_M1, _P2))-xlog(tr(_M2, _P1))-xlog(tr(_M2, _P2));
27 end
28 function MutualInformation(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _P1[m_size][m_size],
29   _P2[m_size][m_size])
30   return EntropyM(_M1, _M2, _P1, _P2) + (-0.10 * ln(0.10) - 0.90 * ln(0.90)) -
31   EntropyMP(_M1, _M2, _P1, _P2);
32 end
33
34 function I(_P1[m_size][m_size], _P2[m_size][m_size], _m1a, _m1b, _m1c, _m1d)
35   _M1 = (_m1a, _m1b); (_m1c, _m1d);
36   _M2 = ((1-_m1a, -_m1b); (-_m1c, 1-_m1d));
37   return MutualInformation(_M1, _M2, _P1, _P2);
38 end
39
40 Variables
41   M1_a in [0, 0.5], M1_b in [-1, 1], M1_d in [0, 1];
42
43 Minimize
44   -I(P1, P2, M1_a, M1_b, 0, M1_d)
45
46 Constraints
47   M1_a >= 0;
48   M1_a <= 0.5;
49   M1_d >= 0;
50   M1_a*M1_d - M1_b^2 >= 0;
51   (1-M1_a)*(1-M1_d) - (-M1_b)^2 >= 0;
52 end

```

C.2 Optimisation avec trois états d'entrée

```

1 Constants
2   m_amount = 2;
3   m_size = 2;
4   P1[m_size][m_size] = ((0.10, 0); (0, 0));
5   P2[m_size][m_size] = ((0.3, 0.3); (0, 0.3));
6   P3[m_size][m_size] = ((0, 0); (0, 0.3));
7
8 // M: measurement operator
9 // P: density operator
10 function tr(M[m_size][m_size], P[m_size][m_size])
11   return P(1)(1) * M(1)(1) + 2*M(1)(2)*P(1)(2) + 2*M(2)(1)*P(2)(1) + M(2)(2)*P(2)(2);
12 end
13
14 function EntropyM(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _M3[m_size][m_size], _P1[
15   m_size][m_size], _P2[m_size][m_size], _P3[m_size][m_size])
16   sum_m1 = tr(_M1, _P1) + tr(_M1, _P2) + tr(_M1, _P3);
17   sum_m2 = tr(_M2, _P1) + tr(_M2, _P2) + tr(_M2, _P3);
18   sum_m3 = tr(_M3, _P1) + tr(_M3, _P2) + tr(_M3, _P3);
19   return -xlog(sum_m1)-xlog(sum_m2) - xlog(sum_m3);
20 end
21
22 function EntropyP(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _M3[m_size][m_size], _P1[
23   m_size][m_size], _P2[m_size][m_size], _P3[m_size][m_size])
24   sum_p1 = tr(_M1, _P1) + tr(_M2, _P1) + tr(_M3, _P1);
25   sum_p2 = tr(_M1, _P2) + tr(_M2, _P2) + tr(_M3, _P2);
26   sum_p3 = tr(_M1, _P3) + tr(_M2, _P3) + tr(_M3, _P3);
27   return -xlog(sum_p1)-xlog(sum_p2)-xlog(sum_p3);
28 end
29
30 function EntropyMP(_M1[m_size][m_size], _M2[m_size][m_size], _M3[m_size][m_size], _P1[
31   m_size][m_size], _P2[m_size][m_size], _P3[m_size][m_size])
32   return -xlog(tr(_M1, _P1))-xlog(tr(_M1, _P2))-xlog(tr(_M1, _P3))-xlog(tr(_M2, _P1))-
33   xlog(tr(_M2, _P2))-xlog(tr(_M2, _P3))-xlog(tr(_M3, _P1))-xlog(tr(_M3, _P2))-xlog(tr(
34   _M3, _P3));
35 end
36
37 function I(_P1[m_size][m_size], _P2[m_size][m_size], _P3[m_size][m_size], _m1a, _m1b,
38   _m1c, _m1d, _m2a, _m2b, _m2c, _m2d)
39   _M1 = ((_m1a, _m1b); (_m1c, _m1d));
40   _M2 = ((_m2a, _m2b); (_m2c, _m2d));
41   _M3 = ((1-_m1a-_m2a, _m1b-_m2b); (-_m1c-_m2c, 1-_m1d-_m2d));
42   return MutualInformation(_M1, _M2, _M3, _P1, _P2, _P3);
43 end
44
45 Variables
46   M1_a in [0, 1], M1_b in [-1, 1], M1_c in [-1, 1], M1_d in [0, 1];
47   M2_a in [0, 1], M2_b in [-1, 1], M2_c in [-1, 1], M2_d in [0, 1];
48
49 Minimize
50   -I(P1, P2, P3, M1_a, M1_b, M1_c, M1_d, M2_a, M2_b, M2_c, M2_d);
51
52 Constraints
53   M1_a*M1_d - M1_b^2 - M1_c^2 >= 0;
54   M1_a <= 1/3; // cost function & constraint both symmetric ((M1, M2) <=> (M2, M1))
55   M2_a <= 0.5;
56   M1_a + M1_d = 1;
57   M2_a + M2_d = 1;
58   M2_a*M2_d - M2_b^2 - M2_c^2 >= 0;
59   (1-M1_a-M2_a) >= 0;
60   (1-M1_a-M2_d) <= 1;
61   (1-M1_d-M2_d) <= 1;
62   (1-M1_a-M2_a)*(1-M1_d-M2_d) - (-M1_b-M2_b)^2 - (-M1_c-M2_c)^2 >= 0;
63 end

```

Bibliographie

- [1] Y. C. Eldar, A. Megretski, and G. C. Verghese, “Designing optimal quantum detectors via semidefinite programming,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, pp. 1007–1012, 2003.
- [2] Y. C. Eldar and G. D. Forney, “On quantum detection and the square-root measurement,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 47, pp. 858–872, 2001.
- [3] E. B. Davies, “Information and quantum measurement,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 24, pp. 596–599, 1978.
- [4] M. A. Nielsen and I. L. Chuang, *Quantum Computation and Quantum Information*. Cambridge : Cambridge University Press, 2000.
- [5] D. N. Mermin, *Quantum Computer Science : An introduction*. Cambridge : Cambridge University Press, 2007.
- [6] E. Moore, R, “Interval analysis,” *Science*, vol. 158, no. 3799, pp. 365–365, 1967.
- [7] P. Engelstein, N. Delanoue, and F. Chapeau-Blondeau, “Conception de détecteurs quantiques optimaux via le calcul par intervalles,” Journée "Traitement du signal et applications quantiques" du GdR CNRS ISIS (Information Signal Image viSion). Prévue le 22 juin 2021 puis reportée.
- [8] C. E. Shannon, “A mathematical theory of communication,” *The Bell System Technical Journal*, vol. 27, no. 3, pp. 379–423, 1948.
- [9] T. M. Cover and J. A. Thomas, *Elements of Information Theory*. New York : Wiley, 1991.
- [10] Y. Shi, “Both toffoli and controlled-not need little help to do universal quantum computing,” *Quantum Info. Comput.*, vol. 3, p. 84–92, Jan. 2003.
- [11] D. Deutsch and R. Jozsa, “Rapid solution of problems by quantum computation,” *Proceedings of the Royal Society of London A*, vol. 439, pp. 553–558, 1992.

- [12] L. K. Grover, *A Fast Quantum Mechanical Algorithm for Database Search*, p. 212–219. STOC ’96, New York, NY, USA : Association for Computing Machinery, 1996.
- [13] P. W. Shor, “Polynomial-time algorithms for prime factorization and discrete logarithms on a quantum computer,” *SIAM Journal on Computing*, vol. 26, pp. 1484–1509, 1997.
- [14] A. Younes and J. Miller, “Automated method for building cnot based quantum circuits for boolean functions,” *In Proceeding of ICENCO2004*, pp. 562–565, 2003.

Résumé — Ce mémoire s'intéresse à la question de la détection optimale quantique. On dispose d'un ensemble d'états quantiques que l'on veut déterminer le plus efficacement possible par le biais d'un ensemble d'opérateurs de mesure. Plusieurs critères de performance existent tels que l'erreur de mesure ou l'erreur quadratique. On étudie ici le critère de l'information mutuelle, en y appliquant les techniques de calcul par intervalles pour obtenir un résultat global garanti.

Mots clés : Informatique quantique, détection optimale, opérateur de mesure, information mutuelle, calcul par intervalles.

Abstract — This report presents the problem of optimal quantum detection. We are provided with a set of quantum states with prior probabilities, and we want to build the set of quantum measurement operators to have an optimal measure. Multiple performance criterion exist, such as the probability of error of detection, or the square root error. We use the mutual information, using interval analysis to provide a global guaranteed solution.

Keywords : Quantum computing, quantum optimal detection, measurement operator, mutual information, interval analysis.

Polytech Angers
62, avenue Notre Dame du Lac
49000 Angers