تکنیک کوانتومی برای کنترل دسترسی در محاسبات ابری 2 :

رمزگذاری و توزیع کلید

چکیده

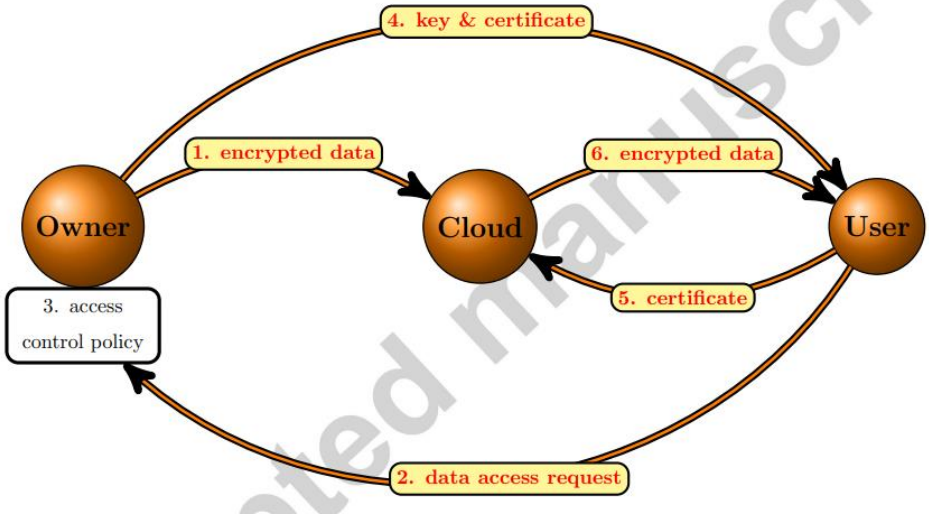
این دومین مقاله از مجموعه مقالات مربوط به کنترل دسترسی است که با مشکلات در محاسبات ابری با اتخاذ تکنیک های کوانتومی سروکار دارد. در این مقاله ما کاربرد رمزنگاری کوانتومی و توزیع کلید کوانتومی در دسترسی به مشکل کنترل را مورد مطالعه قرار می‌دهیم. طرح رمزنگاری و پروتکل را برای توزیع کلید در تنظیمات مکانیک-های طبقه‌بندی شده کوانتوم (CQM) تدوین و فرمولبندی می‌کنیم. زبان گرافیکی CQM در این مقاله استفاده می شود. این طرح / پروتکل کوانتومی که پیشنهاد می‌کنیم، دارای مزایای متعددی برای طرح‌ها / پروتکل‌های ارائه شده در حالت هنر برای همان هدف است. آنها از لحاظ اطلاعاتی در فن‌آوری کنونی امن و قابل اجرا هستند.

کلمات کلیدی: رمزنگاری کوانتومی، توزیع کلید کوانتومی، طبقه‌بندی مکانیک کوانتومی، کنترل دسترسی

1. مقدمه

این دومین مقاله از مجموعه مقالاتی است که با مسائل کنترل دسترسی در محاسبات ابری با اتخاذ تکنیک کوانتوم سروکار دارد [30]. مدلی ساده برای مسائل کنترل دسترسی در محاسبات ابری، که در شکل 1 نشان داده شده است مانند مالک داده، کاربر داده و ابر. صاحب داده، داده‌های رمزگذاری شده (بیت یا کوبیت‌ها) را روی ابر قرار می‌دهد جائی که در آن کاربر بتواند دسترسی داشته باشد. به محض دریافت درخواست دسترسی به داده از جانب کاربر،

مالک داده یک سیاست کنترل دسترسی را به منظور تصمیم‌گیری به کار می‌برد در مورد این موضوع که کاربر باید به دسترسی نفوذ پیدا کند. پس از آن، اگر سیاست کنترل دسترسی اظهار بر این داشته باشد که دسترسی باید به کاربر داده شود، پس مالک داده کلید مربوطه و تاییدیه را به کاربر ارسال می‌کند. در نهایت، به محض تائید موفقیت-آمیز تاییدیه توسط ابر، کاربر تائیدیه را به ابر می‌فرستد و داده‌های رمزگشایی شده را بدست می‌آورد.



شکل 1: دسترسی داده‌ها در محاسبات ابری

در اولین مقاله این مجموعه [30]، استدلال ضروری کوانتومی را بعنوان یک زبان رسمی برای مشخص کردن سیاست‌های کنترل دسترسی توسعه می‌دهیم، که به مالک در تصمیم‌گیری اینکه آیا برای دسترسی به کاربر مجوز دهد یا نه کمک می کند. اما چگونه به کاربر دسترسی مطمئن داده می‌شود؟ رمزنگاری ابزار مناسبی را برای حل این مشکل ارائه می‌کند. بسیاری از راه حل های رمزنگاری برای مشکل اعطای دسترسی پیشنهاد شده است [2، 6، 7، 8، 23، 24]. ایده اصلی این است: ابتدا تمام منابع را رمزگذاری کنید، سپس کلیدهایی را برای رمزگشایی به کاربرانی که اجازه دسترسی دارند اختصاص دهید. بطور دقیق‌تر، فرض کنید منابع $\{data_1, \ldots, data_n\}$ را داریم، سپس کلیدی را به یک کاربر اختصاص می‌دهیم البته اگر کاربر اجازه دسترسی به آن را داشته باشد. بنابراین، رمزگذاری و توزیع کلید نقش مهمی را در اعطای دسترسی ایفا می‌کند. در این مقاله، تکنیک‌های کوانتوم برای رمزنگاری و توزیع کلید را با استفاده از چارچوب ماشین‌های کوانتوم دسته‌بندی شده (CQM) توسعه می‌دهیم.

ساختار بقیه این مقاله به شرح زیر است: در بخش 2 دانش پس‌زمینه در ماشین‌های کوانتوم دسته‌بندی شده را ارائه می‌کنیم. بنابراین رمزگذاری را با مشاهدات مکملانه در بخش 3 معرفی می‌کنیم. در بخش 4 پروتکل کوانتومی خودمان را برای توزیع کلید ارائه می‌کنیم. در بخش 5 آثار مرتبط را بحث میکنیم و در بخش 6 مقاله نتیجه‌گیری می‌شود.

2. مکانیک کوانتومی طبقه بندی شده

مکانیک کوانتومی طبقه بندی شده [1، 16، 17، 11، 4، 13، 14] مربوط به مطالعه محاسبات کوانتومی و پایه های کوانتومی با استفاده از نظریه طبقه بندی، همچنین به عنوان زبان گرافیکی نزدیک به موضوع نظریه طبقه بندی شده است. ترکیب بندی سیستم های کوانتومی در CQM به عنوان یک پیوند اولیه قلمداد می‌شود که به راحتی با قلاب دسته بندی مونوایدال متقارن (SMC- †) توصیف می شود.

2.1 نظریه دسته ها

تعریف 1 (دسته). A رده C شامل موارد زیر است:

1. مجموعه ob (C) از اشیاء،

2. برای هر جفت اجسام A، B، یک مجموعه C (A، B) از مورفیزم ها،

3. برای هر جسم A، یک مورفیسم باهویت خاص: 1A ∈ C (A، A)،

4.عملیات ترکیب ترتیبی برای مورفیسم ها:

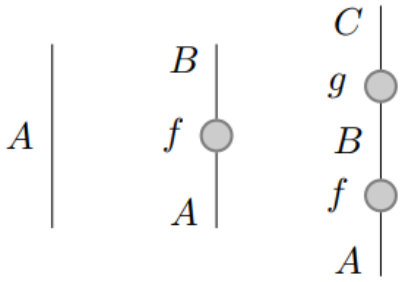
$$\circ : C(B,C) \times C(A,B) \to C(A,C),$$

برآورده نمودن شرایط زیر:

(1) ∘ در مورفیسم ها وابسته است: $(h \circ g) \circ f = h \circ (g \circ f)$

(2) ∘ در مورفیسم های متحرک است: $1A \circ f = f = f \circ 1B$، برای همه $f \in C(A, B)$.

می‌توانیم به صورت گرافیکی اشیا را مانند سیم ها و مورفیسم ها ارائه دهیم وسیم ورودی و سیم خروجی مانند گره-ها به هم متصل می‌شوند .این نمودارها از پایین به بالا خوانده می‌شوند. در این زبان گرافیکی شرایط ترکیب ترتیبی، یکپارچگی و وابستگی بی اهمیت می‌شود.



مثال 1. در FinHilb، که گروه ابعاد محدود فضاهای هیلبرت هستند، اشیاء فضاهای ابعاد محدود فضاهای هیلبرت فراتراز اعداد پیچیده هستند، مورفیسم ها نقشه های خطی هستند. هویت ها عملکرد هویت در هر فضای هیلبرت است. ترکیب ترتیبی ترکیبی از نقشه های خطی است.

تعریف 2(عملگر). فرض کنید C و D دسته بندی شده اند. یک عملگر $F: C \to D$ تعریف می‌شود با

• برای هر شی $A \in ob(C)$ یک شی $F(A) \in ob(D)$.

• برای هر مورفیسم $f \in C(A, B)$ یک مورفیسم $F(f) \in D(F(A), F(B))$ اینگونه

$F(f \circ g) = F(f) \circ F(g)$ و $F(1A) = 1F(A)$.

تعریف 3 (ایزومورفیسم طبیعی). فرض کنید F، $G: C \to D$ عمل گرها باشد. تغییر طبیعی $\tau: F \to G$ یک خانواده از مورفیسم ها در D، $\tau A \in D(F(A), G(A))$ است)، نشان داده شده توسط اشیاء C می‌باشد، به طوری که مربع زیر حرکت می کند:

$$\begin{array}{ccc} F(A) & \xrightarrow{\tau_A} & G(A) \\ {\scriptstyle F(f)}\downarrow & & \downarrow{\scriptstyle G(f)} \\ F(B) & \xrightarrow{\tau_B} & G(B) \end{array}$$

برای همه مورفیسم ها (A f ∈ C B)، یک ایزومورفیسم طبیعی یک تغییر طبیعی است جایی که هر یک از τA یک ایزومورفیسم هستند. بدین معنا که یک مورفیسم وجود دارد

$$\tau_A^{-1} \ such \ that \ \tau_A^{-1} \circ \tau_A \ and \ \tau_A \circ \tau_A^{-1} \ are \ identities.$$

تعریف 4 (دسته 11] monoidal])، یک رده مونوئیدی شامل داده های زیر:

• یک دسته C

• یک شیئ واحد (C ob ∈ I)،

• دوعملگرای -⊗-: C × C → C به طوری که

1 ⊗ عملیات ترکیب موازی برای اشیاء است:

⊗ : ob(C) × ob(C) → ob(C),

2. ⊗ عمل ترکیبی موازی برای مورفیسم ها است:

⊗ : C(A,B) × C(C,D) → C(A ⊗ C,B ⊗ D),

3. ⊗ و ◦ قانون تبادل را برآورده می کند:

(g1 ⊗ g2) ◦ (f1 ⊗ f2) = (g1 ◦ f1) ⊗ (g2 ◦ f2).

4. 1A ⊗ 1B = 1A⊗B

• دو واحد طبیعی ایزومورفیسم

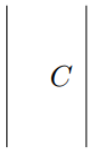
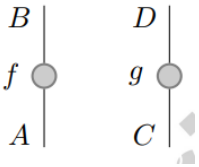
$$\lambda_A : A \simeq I \otimes A \ and \ \rho_A : A \simeq A \otimes I,$$

یک ایزومورفیسم وابسته طبیعی

$$\alpha_{A,B,C} : A \otimes (B \otimes C) \simeq (A \otimes B) \otimes C \ ,$$

که موضوع معادلات همبستگی مثلث و پنج ضلعی است، که می توان در Coecke و Paquette یافت [15، ص.209].

دو عملگرا $\otimes$ همچنین محصول تانسور نامیده می شود که به عنوان ترکیب موازی عمل می کند.به صورت گرافیکی بشکل افقی که دو مورفیسم(اشیا) باهم در آن قرار دارد ارائه می‌شود. شی واحد به عنوان یک گراف خالی نمایش داده می شود. اینکه همه شرایط دسته مونوئیدی بی اهمیت است می‌تواند به راحتی تأیید شود و بطور قطعی در نمایش گرافیکی می‌تواند جای گیرد.

$A \otimes C :=$  $f \otimes g :=$ 

مثال 2. FinHilb یک دسته مونوئیدی است. در FinHilb، ترکیب موازی محصول تانسور فضاهای هیلبرت است. I زمینه اعداد پیچیده است$\mathbb{C}$ که یک فضای هیلبرت یک بعدی است. ایزومورفیسم های طبیعی چپ و راست به صورت ترتیبی هستند.

$$\lambda_A : A \to \mathbb{C} \otimes A :: a \mapsto 1 \otimes a \text{ and } \rho_A := A \to A \otimes \mathbb{C} :: a \mapsto a \otimes 1.$$

ایزومورفیسم طبیعی وابسته :

$$\alpha_{A,B,C} := A \otimes (B \otimes C) \to (A \otimes B) \otimes C :: a \otimes (b \otimes c) \mapsto (a \otimes b) \otimes c.$$

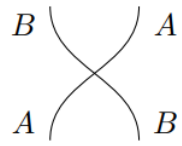
تعریف 5 (دسته مونوئیدی متقارن [20]). یک دسته مونوئیدی متقارن است اگر با ایزومورفیسم طبیعی به نام مبادله مجهز شده باشد:

$$\sigma_{A,B} : A \otimes B \to B \otimes A$$

تعریف شده برای تمام اجسام A، B، به شرح زیر:

- $\sigma_{B,A} \circ \sigma_{A,B} = 1_{A \otimes B}$,
- $\lambda_A^{-1} \circ \sigma_{A,I} = \rho_A^{-1}$,
- $(\sigma_{C,A} \otimes 1_B) \circ \alpha_{C,A,B} \circ \sigma_{A \otimes B,C} = \alpha_{A,C,B} \circ (1_A \otimes \sigma_{B,C}) \circ \alpha_{A,B,C}^{-1}$.

مورفیسم مبادله به صورت گرافیکی به شرح زیر است:

$\sigma_{A,B} :=$ 

تعریف 6 (عملگرای کاراکتر † [14، 28]). یک عملگرای + مانند برای دسته مونوئیدی متقارن یک عملیات است که به شرح زیر میباشد:

• بر روی اشیاء و مورفیسم‌های هویت، تغییری نکرده است: A † = A، 1† = 1A،

• مورفیسم ذخیره شده: (f: A → B) †: = f †: B → A،

• غیر قابل قبول است: (f †) † = f،

• و با ساختاردسته بندی مونوئیدی متقارن مرتبط میباشد:

$$(g \circ f)^\dagger = f^\dagger \circ g^\dagger \qquad (f \otimes g)^\dagger = f^\dagger \otimes g^\dagger$$
$$\sigma^\dagger_{A,B} = \sigma_{B,A} \qquad \alpha^\dagger_{A,B,C} = \alpha^{-1}_{A,B,C} \qquad \lambda^\dagger_A = \lambda^{-1}_A.$$

در زبان گرافیکی، اگر کاراکتر+ عملگرا را به یک گراف اعمال کنیم،نمودار بصورت عمودی منعکس میشود.

تعریف 7 (دسته مونوئیدی متقارن کاراکتر+ [14]).یک دسته مونوئیدی متقارن کاراکتر+ († -SMC)یک دسته مونوئیدی متقارن مجهز به کاراکتر می‌باشد.

مثال 3. FinHilb یک † -SMC است. در FinHilb، مبادله برای هر فضای هیلبرتA، B یک ایزومورفیسم طبیعی است.

$$\sigma_{A,B} := A \otimes B \to B \otimes A :: a \otimes b \mapsto b \otimes a.$$

† اپراتور مجاور (ترانزیستور) است.

تعریف 8 (دسته بندی جمعی کاراکتر+ دوگانه) [14]). دسته بندی جمعی کاراکتر + یک † - SMC است که در آن برای هر شی A یک مورفیسم وجود دارد.

$$\eta_A : I \to (A \otimes A):$$

$$1.\ (\eta_A^\dagger \otimes 1_A) \circ (1_A \otimes \eta_A) = 1_A$$

$$2.\ \sigma_{A,A} \circ \eta_A = \eta_A$$

بطور گرافیکی، ساختار جمعی ηA و مجاورهای آن A†η به ترتیب بصورت نمای یک فنجان و یک کلاه نمایش می‌شود:

$\eta_A :=$  $\eta_A^\dagger :=$ 

فشرده‌سازی گرافیکی به صورت زیراست:

در هر رده مونوئیدی C، یک مورفیسم I) I ،s ∈ C) اسکالر نامیده می شود که بعنوان یک عدد درک می شود. به صورت گرافیکی، اسکالرها را به عنوان الماس نشان می دهیم:

1 0

مثال 4. در FinHilb، اسکالرها ی در زمینه اعداد پیچیده C را تشکیل می دهند.

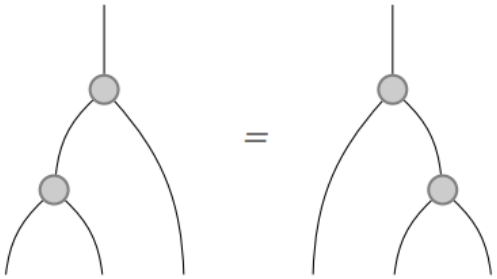
2.2 جبر Frobenius و قابل مشاهده

تعریف 9(جبر Frobenius [12]). فرض کنید C یک دسته مونوئیدی باشد. جبر Frobenius بر روی C جسم A با (ضرب، واحد، کپی و حذف) مورفیسم ها همراه است.

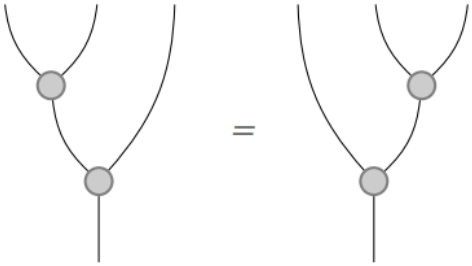
$$m : A \otimes A \to A \qquad u : I \to A \qquad c : A \to A \otimes A \qquad d : A \to I.$$

معادلات بشرح زیراست:

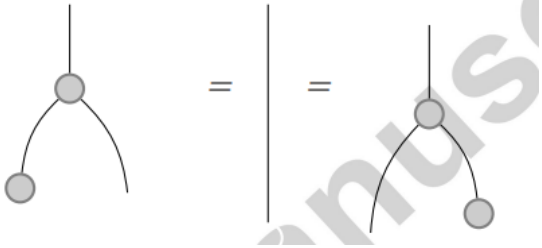
• وابستگی: $m \circ (m \otimes 1A) = m \circ (1A \otimes m)$. گرافیکی، وابستگی به شرح زیر تصور می‌شود:



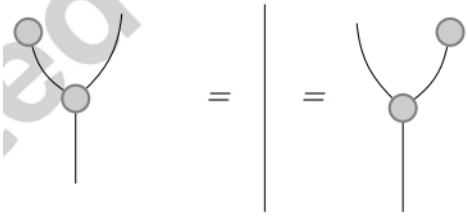
• همبستگی: $c \circ (1A \otimes c) = (c \otimes 1A) \circ c$. گرافیکی



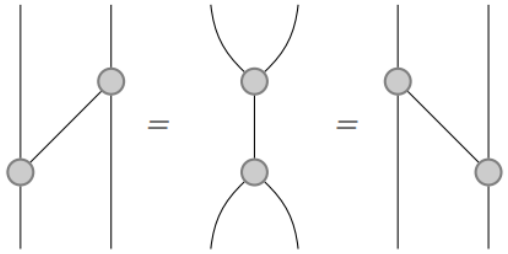
• یکپارچگی: $m \circ (u \otimes 1A) = 1A = m \circ (1A \otimes u)$. گرافیکی



• محوریت: $c \circ (1A \otimes d) = 1A = (d \otimes 1A) \circ c$. گرافیکی

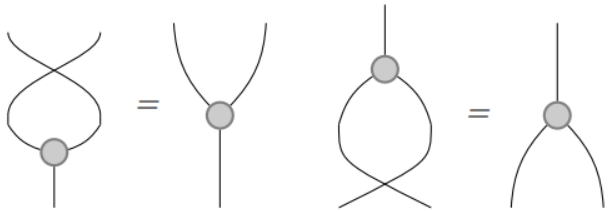


• شرایط Frobenius $(1A \otimes m) \circ (c \otimes 1A) = c \circ m = (m \otimes 1A) \circ (1A \otimes c)$:).گرافیکی



تعریف 10 (جبر Frobenius جایگزین [12]). جبر Frobenius وقتی معادلات زیرارائه می شوند، جایگزین می-شود:

$$\sigma_{A,A} \circ c = c \qquad m \circ \sigma_{A,A} = m.$$



تعریف 11 (جبر Frobenius جایگزین کاراکتر+(12)). یک کاراکتر جایگزین جبر Frobenius در یک دسته مونوئیدی متقارن کاراکتر+،جبر Frobenius ی جایگزین است که علاوه بر این معادلات را زیر را بشرح زیر ارائه می‌دهد

$$c = m^{\dagger},\ d = u^{\dagger}.$$

برای توصیف جبر Frobenius جایگزین کاراکتر+،فقط نیاز به توصیف چندگانه و واحد، و تعریف کپی و حذف توسط عملگر+ داریم.

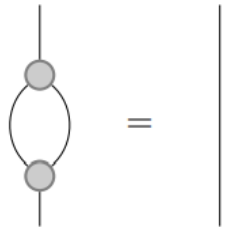
مثال 5: -SMC FinHilb را در نظر بگیرید، Cn یک شی FinHilb است. براساس وارونورال {| 0، . . . ، | n-1} است. توجه داشته باشید که برای مشخص کردن یک نقشه خطی بین فضاهای هیلبرت، فقط نیاز به مشخص کردن عملکرد نقشه بر اساس وارونورال داریم. حالا فرض می‌کنیم:

1. $M_{\mathbb{C}^n} : \mathbb{C}^n \otimes \mathbb{C}^n \to \mathbb{C}^n :: |i\rangle \otimes |j\rangle \mapsto \begin{cases} |i\rangle & i=j \\ 0 & i \neq j \end{cases}$
2. $U_{\mathbb{C}^n} : \mathbb{C} \to \mathbb{C}^n :: 1 \mapsto \sum_{i=0}^{n-1} |i\rangle$
3. $C_{\mathbb{C}^n} : \mathbb{C}^n \to \mathbb{C}^n \otimes \mathbb{C}^n :: |i\rangle \mapsto |i\rangle \otimes |i\rangle$
4. $D_{\mathbb{C}^n} : \mathbb{C}^n \to \mathbb{C} :: |i\rangle \mapsto 1$

پس $FroA_{\mathbb{C}^n} = (\mathbb{C}^n, M_{\mathbb{C}^n}, U_{\mathbb{C}^n}, C_{\mathbb{C}^n}, D_{\mathbb{C}^n})$ یک جبر Frobenius جایگزین کاراکتر+ است.

3 . رمزگذاری توسط تعریف مشاهدات مکمل

12(ساختار قابل مشاهده [11]). یک ساختار قابل مشاهده در SMC- † a یک جبر Frobenius جایگزین کاراکتر+ (A، m، u) است به طوری که m◦m † = 1A.گرافیکی



یک ساختار قابل مشاهده (A، m، u) هنگام تنظیم u◦ † m = ηA یک خود دوگانه ایجاد می کند.

$\eta_A :=$  $=$ 

مثال 6: جسم $\mathbb{C}^2$ را در FinHilb در نظر بگیرید، فرض کنید m †z:

1. $m_z^\dagger : \mathbb{C}^2 \to \mathbb{C}^2 \otimes \mathbb{C}^2 :: \begin{cases} |0\rangle \mapsto |00\rangle \\ |1\rangle \mapsto |11\rangle \end{cases}$
2. $u_z : \mathbb{C} \to \mathbb{C}^2 :: 1 \mapsto |0\rangle + |1\rangle$

پس $O_z = (\mathbb{C}^2, m_z, u_z)$ یک ساختار قابل مشاهده است.

مثال 7. برای C^2 در FinHilb، فرض کنید

$$1.\ m_x^\dagger : \mathbb{C}^2 \to \mathbb{C}^2 \otimes \mathbb{C}^2 :: \begin{cases} |+\rangle \mapsto |++\rangle \\ |-\rangle \mapsto |--\rangle \end{cases}$$
$$2.\ u_x : \mathbb{C} \to \mathbb{C}^2 :: 1 \mapsto |+\rangle + |-\rangle$$

پس $O_x = (\mathbb{C}^2, m_x, u_x)$ یک ساختار قابل مشاهده است.

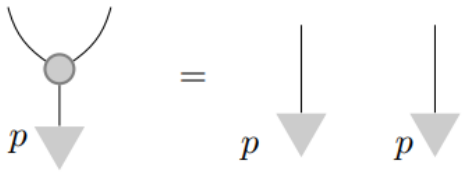
مثال8: برای C^2در Fin Hilb فرض کنید

$$let\ |\boldsymbol{i}\rangle = \tfrac{1}{\sqrt{2}}(|0\rangle + i|1\rangle)\ and\ |\bar{\boldsymbol{i}}\rangle = \tfrac{1}{\sqrt{2}}(|0\rangle - i|1\rangle)$$

$$1.\ m_y^\dagger : \mathbb{C}^2 \to \mathbb{C}^2 \otimes \mathbb{C}^2 :: \begin{cases} |\boldsymbol{i}\rangle \mapsto |\boldsymbol{ii}\rangle \\ |\bar{\boldsymbol{i}}\rangle \mapsto |\bar{\boldsymbol{i}}\bar{\boldsymbol{i}}\rangle \end{cases}$$
$$2.\ u_y : \mathbb{C} \to \mathbb{C}^2 :: 1 \mapsto |\boldsymbol{i}\rangle + |\bar{\boldsymbol{i}}\rangle$$

پس $O_y = (\mathbb{C}^2, m_y, u_y)$ یک ساختار قابل مشاهده است.

تعریف13:یک نقطه قابل کپی.فرض کنید Cیک SMC-†باشد و(A,m, u) یک جبر Frobenius بر روی Cنقطه قابل کپی از یک(A,m, u) یک نقطه $p : I \to A$ مانند.$c \circ p = p \otimes p$ می‌باشد.



تعریف 14 (مشتقات [11]). فرض کنید f: A → B یک مورفیسم باشد. اتصال آنB :* f: A → به صورت زیر تعریف می شود

$$f_* := (1_B \otimes \eta_B^\dagger) \circ (1_A \otimes f \otimes B) \circ (\eta_A \otimes 1_B).$$

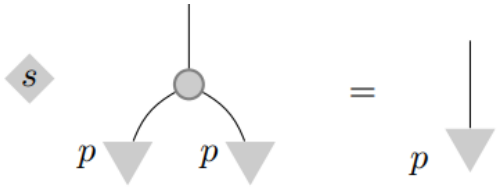
یک مورفیسم f خودمحور است اگر f = f ⁎. از لحاظ گرافیکی، اتصال f یک بازتاب افقی از f است بنابراین، مورفیسم خودمحور تحت بازتاب افقی غیر قابل تغییراست.

مثال 9. تعداد / اسکالرها مورفیسم هایی از I تا I هستند. در FinHilb، یک عددمنحصر به فرد خود است اگر که یک عدد واقعی باشد

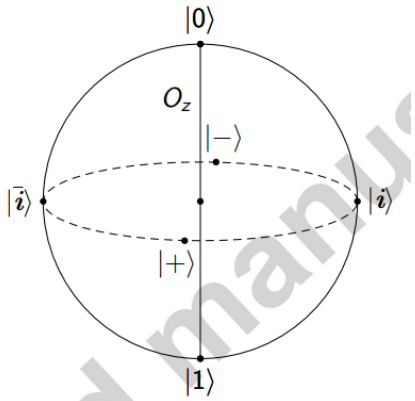
تعریف 15 (نقاط کلاسیک [11]). با توجه به ساختار قابل مشاهده (A، m، u)یک نقطه p: I → A در این ساختاراگر خودمحور، قابل کپی و$u† \circ p = 1$ باشد،کلاسیک است.

مثال 10. برای ساختار قابل مشاهده Oz، 0 | و | 1 | نقاط کلاسیک هستند. برای Ox، | + و - | نقاط کلاسیک هستند. به طور کلی، هر قطر درکروک Bloch یک ساختار قابل مشاهده است و دو نقطه انتهایی قطر نقاط کلاسیک ساختارقابل مشاهده مربوطه هستند.

تعریف 16 (نقاط بی طرف [11]). با توجه به ساختار قابل مشاهده (A، m، u)یک نقطه p: I → A برای این ساختار بی طرف است اگر یک scaler وجود دارد: I → Iبه طوری که $s \otimes (m \circ (p \otimes p)) = p$.



مثال 11. برای ساختار قابل مشاهده $O_z, |+\rangle, |-\rangle, |i\rangle \ and \ |\bar{i}\rangle$ نقاط بی طرف هستند. به طور کلی، هر نقطه ای بر روی استوا از حوزه Bloch برایOZیک نقطه بی طرف است.مجموعه ای از تمام نقاط بی طرف از یک ساختار قابل مشاهده یک دایره ایجاد می کند که مرکز توپ را می گیرد و بر قطر مربوط به ساختار قابل مشاهده عمود است.



3.1 تعریف مکمل قابل مشاهده

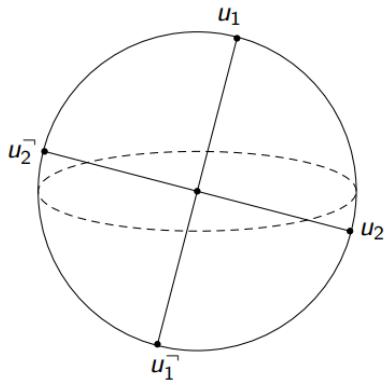
17 (مکمل قابل مشاهده [11]). دو قابل مشاهده (A، M1، U1)و (A، m2، u2) در SMC- † a مکمل است اگر موارد زیر مشروح باشند

• COMP1: هر وقت k: I → A برای (m1، u1) کلاسیک است، برای آن بی طرف است (m2 u2•

• COMP2: هر زمان k: I → A برای (m2، u2) کلاسیک است، برای آن بی طرف است (m1، u1).

هرکوبیت قابل مشاهده (C2، m، u) دارای دو نقطه کلاسیک است. انها را به ترتیب با U و Uنشان می‌دهیم.

مثال 12. در FinHilb، برای جسم C^2، O_x،O_y و O_z به صورت جفت های مکمل هستند. به طور کلی، هر دو قطر عمود بر کره Bloch نشان دهنده دو مشاهده گر مکمل است.



3.2 رمزگذاری توسط تغییر فاز براساس مشاهدات مکمل

Coecke و همکاران [11] نشان دادند که یک تغییر فاز کوبیت‌های قابل مشاهده (C2، m، u) برای یک ماتریس، ایزومورفیک است $|u\rangle\langle u| + e^{i\alpha}|u^{\neg}\rangle\langle u^{\neg}|, \text{ in which } \alpha \in [0, 2\pi).$. از S (α) برای نشان دادن تغییر فاز استفاده می کنیم که برای $|u\rangle\langle u|+e^{i\alpha}|u^{\neg}\rangle\langle u^{\neg}|.$ ایزومورفیک است.

برای دومکمل قابل مشاهده ازکوبیت‌ها,(C2, m1, u1) and (C2,m2, u2) کوبیت‌های قابل مشاهده منحصر به فردی وجود دارد(C2, m3, u3) که مکمل هر دو.(C2, m1, u1) and (C2,m2, u2) هستند. تغییر فاز از $S_3(\frac{\pi}{2}) \text{ of } (\mathbb{C}^2, m_3, u_3)$ نشان داده می‌شود $u_1 \text{ to } u_2,\ u_2 \text{ to } u_1^{\neg},\ u_1^{\neg} \text{ to } u_2^{\neg} \text{ and } u_2^{\neg} \text{ to } u_1$.

نتایج کاربرد $S_3(\frac{\pi}{2})$ به $\{u_1, u_2, u_1^{\neg}, u_2^{\neg}\}$ در جدول زیر خلاصه می‌شود.

state \ morphism	$S_3(0)$	$S_3(\frac{\pi}{2})$	$S_3(\pi)$	$S_3(\frac{3\pi}{2})$
u_1	u_1	u_2	$u_1^{\neg}$	$u_2^{\neg}$
u_2	u_2	$u_1^{\neg}$	$u_2^{\neg}$	u_1
$u_1^{\neg}$	$u_1^{\neg}$	$u_2^{\neg}$	u_1	u_2
$u_2^{\neg}$	$u_2^{\neg}$	u_1	u_2	$u_1^{\neg}$

جدول 1: رمزگذاری توسط تغییر فاز

یادآوری 1: تغییر فاز $S(\frac{\pi}{2})$ یک تعمیم از عملگرای $\sqrt{NOT}$ در رایانش منطقی کوانتومی است. $\frac{1}{2}\begin{bmatrix} 1-i & 1+i \\ 1+i & 1-i \end{bmatrix}\sqrt{NOT}$,است که دقیقا *[9, 21, 18, 22, 10]*. درحقیقت ارائه ماتریس از $|+\rangle\langle+| + e^{\frac{\pi}{2}i}|-\rangle\langle-|$ در تغییرات فاز O_X $S_x(\frac{\pi}{2})$,قابل مشاهده است.

تعریف 19 (رمزگذاری توسط مکمل های قابل مشاهده). برای دو مکمل قابل مشاهده شده از کوبیت‌ها (C2, m1, u1) and (C2,m2, u2)، یک رمزگذاری توسط $\{S_3(0), S_3(\frac{\pi}{2}), S_3(\pi), S_3(\frac{3\pi}{2})\}$=Key فرض میکنیم کلید مشاهدات مکمل یک عملکرد رمزگشایی می‌باشد Key×C2 _→ C2 : که نقشه های یک کوبیت $|\alpha\rangle \ to \ S|\alpha\rangle$ است که S ∈ Key.

همچنین از $Enc_S(|\alpha\rangle)$ برای مشخص کردن $Enc(S, |\alpha\rangle).$ استفاده می‌کنیم.

تعریف 20 (امنیت اطلاعاتی). یک طرح رمزگذاری اطلاعاتی ایمن است اگر برای هر کوبیت |α> باشد. اگر ما آن را با در نظر گرفتن کلید به توزیع احتمالی یکنواخت در فضای کلیدی {key1، . . ،، keyn}به آن رمزگذاری می کنیم، نتیجه یک حالت کاملا ترکیبی است.یعنی $\{Enc_{key_1}(|\alpha\rangle), \ldots, Enc_{key_n}(|\alpha\rangle)\}$ توزیع احتمالی یکپارچه یک حالت کاملا ترکیبی است.

به خوانندگان یادآوری می کنیم که حالت کاملا ترکیبی از یک کوبیت توسط ماتریس $\frac{1}{2}\begin{bmatrix}1 & 0\\ 0 & 1\end{bmatrix}$. متراکم ارائه می-شود. در توپ Bloch ، حالت کاملا ترکیبی توسط مرکز توپ نشان داده می‌شود. برای دوکوبیت قابل مشاهده مکمل (C2، m1، u1) و (C2، m2، u2)، توزیع احتمالی φ بیش از $\{u_1, u_1^{\neg}, u_2, u_2^{\neg}\}$مانند $\phi(u_1) = \phi(u_1^{\neg}) \text{ and } \phi(u_2) = \phi(u_2^{\neg})$ همیشه یک حالت کاملا ترکیبی می‌باشد.

قضیه 1 رمزگذاری توسط مشاهدات مکملانه‌ی کوبیت‌ها از منظر اطلاعاتی امن است.

اثبات: فرض کنید $(\mathbb{C}^2, m_1, u_1)$ و $(\mathbb{C}^2, m_1, u_1)$ یک جفت اختیاری از مشاهدات مکملانه کوبیت‌ها باشند. فرض کنید $Key = \{S_3(0), S_3(\frac{\pi}{2}), S_3(\pi), S_3(\frac{3\pi}{2})\}$ فضای خالی ناشی از این جفت از مشاهدات مکملانه باشد.

برای کوبیت u_1 پس از رمزگذاری با مشاهدات مکملانه، یک توزیع احتمالی متحد در طول $\{u_1, u_1^{\neg}, u_2, u_2^{\neg}\}$ را بدست می‌آوریم، که در کل حالتی ترکیبی میباشد. بصورت مشابه، برای کوبیت $u_1^{\neg}$ پس از رمزگذاری توشط مشاهدات مکملانه، یک توزیع احتمال متحد در طول $\{u_1, u_1^{\neg}, u_2, u_2^{\neg}\}$ را بدست می‌آوریم.

اکنون و را بعنوان اساس کوبیت‌ها بگیرید. سپس هر کوبیت $|\alpha\rangle = au_1 + bu_1^{\neg}$ برای برخی $a, b \in \mathbb{C}$ به طوری که $|a^2| + |b^2| = 1$. اگر $|\alpha\rangle$ را با مشاهدات مکملانه رمزگذاری کنیم یک توزیع احتمالی متحد در طول را بدست می-آوریم، که هنوز هم یک حالت کاملا ترکیبی است.

4. توزیع کلید: پروتکل سه فازه تعمیم یافته کوانتوم

پروتکل سه گذره در رمزنگاری [25] پروتکلی است که امکان ارسال پیام بصورت ایمن از طرف اول به ارسال پیام به طرف دوم با تبادل سه پیام رمزگذاری شده را فراهم می‌کند. ایده اساسی پروتکل سه گذره این است که هر کدام از طرفها کلید های خصوصی برای رمزگذاری و رمزگشایی دارد و به طور مستقل از کلیدهای خود استفاده می کنند، ابتدا برای رمزگذاری و سپس برای رمزگشایی پیام

به صورت غیر رسمی، پروتکل سه گذر برای آلیس بصورت مخفیانه یک شی را به باب ارسال می‌کند به شرح زیر:

1. آلیس شی را در یک جعبه قرار می دهد، جعبه را قفل می کند و آن را به باب می فرستد

2. باب قفل خود را به جعبه اضافه می کند و آن را به آلیس می فرستد.

3. آلیس قفل خود را برمیدارد و جعبه را به باب می فرستد.

این پروتکل می‌تواند با استفاده از عملیات منحصر به فرد $\oplus$ OR در رمزنگاری کلاسیک اجر اشود.

1. برای یک بیت x، آلیس آن را با کلید Ka خودش رمزگذاری می کند و سپس بیت رمزگذاری شده $(x \oplus K)$ رابه باب ارسال میکند.

2. باب بیت رمزگشایی شده را با کلید K_b خودش رمزگذاری می کندو $x \oplus ka) \oplus kb$ را به آلیس ارسال می کند.

3. آلیس آنچه را که توسط Ka دریافت کرده است رارمزگذاری می کند ((x $\oplus$ ka) $\oplus$kb) $\oplus$ka =x $\oplus$ kb.

سپس x $\oplus$ kb را به باب می فرستد.

پروتکل سه گذره کوانتومی برای شنیدن مقاومت میکند . یکی از ضررهای پروتکل سه گذره کوانتومی کاناموری و یو این است که فضای کلیدی رمزگذاری آنها یک مجموعه بی نهایت است. اخیرا، Qiu و همکاران [27] پروتکل های

سه فازه کوانتومی دیگر در چارچوب CQM را توسعه می‌دهند به طوری که اندازه فضای کلیدی به طور قابل توجهی کوچکتر میشود. در این مقاله، پروتکل پیشنهاد شده در27 را تعمیم می‌دهیم.

با توجه به دو مشاهدات تکمیلی داده شده از کوبیدها (C2، m1، u1) و (C2، m2، u2)از جفت نقاط کلاسیک از یک ساختار قابل مشاهده استفاده می کنیم، می گویند u1 و u1،برای کد کردن 0 و 1 به ترتیب. فضای کلیدی ما برای رمزگذاری و رمزگشایی کلید = {(0) S3 (π ،S3 است2)، (π) S3 ،(3π2 S3)}است. فرض می‌کنیم (k، k †) یک جفت کلید رمزگذاری /رمزگشایی است ، که در آن k † = S3 (2π - iπ2) برای k = S3 (iπ2).

پروتکل سه‌فازه کوانتوم خودمان برای آلیس به منظور ارسال یک کوبیت $|\alpha\rangle$ برای باب متشکل از مراحل زیر است:

1. آلیس بصورت تصادف کلید خصوصی خودش $k_a \in Key$ را تولید می‌کند. باب بصورت تصادفی کلید خصوصی خودش $k_b \in Key$ را ارائه میکند.

2. آلیس $|\alpha\rangle$ را توسط k_a رمزگذاری می‌کند و $Enc(k_a, |\alpha\rangle) = k_a|\alpha\rangle$ را به باب ارسال می‌کند.

3. باب متن رمز دریافتی $k_a|\alpha\rangle$ را توسط k_b رمزگذاری می‌کند و $k_b k_a|\alpha\rangle$ را به آلیس ارسال می‌کند.

4. آلیس $k_b k_a|\alpha\rangle$ را توسط $k_a^\dagger$ رمزگشایی میکند و $k_a^\dagger k_b k_a|\alpha\rangle$ را به باب می‌فرستد.

5. باب $k_a^\dagger k_b k_a|\alpha\rangle$ را توسط k_b رمزگشایی می‌کند و $k_b^\dagger k_a^\dagger k_b k_a|\alpha\rangle$ را بدست می‌آورد.

این پروتکل را می‌توان توسط مالک داده‌ها به منظور ارسال کلید وی و گواهی برای کاربر استفاده کرد، همانطور که توسط مرحله 4 در شکل 1 نشان داده شده است. صحت پروتکل خودمان با جابجایی تغییر فاز در طول مشاهدات مکملانه تضمین می‌شود.

قضیه 2. پروتکل کوانتوم سه گذری صحیح است.

اثبات: فرض کنید آلیس u را بعنوان کلید خودش و باب v را بعنوان کلید خودش انتخاب می‌کند، پس مشتقات گرافیکی زیر را داریم:

که بدان معناست که ترکیب ترتیبی عملیات 2 نهاد به کاررفته در پروتکل معادل با اپراتور هویت است. بنابراین، کوبیت بصورتی صحیح انتقال می‌یابد.

امنیت بیشتر پروتکل‌های موجود از توزیع کلید برای کنترل دسترسی در محیط‌های ابری متکی بر پیچیدگی محاسباتی مسائلی همچون فاکتورازیسیون اصلی است. بنابراین زمانی که یک کامپیوتر کوانتوم ساخته می‌شود، پروتکل آنها ممکن است در زمان چند جمله‌ای به خطر بیافتد [29]. در نتیجه، پروتکل خودمان با توجه به کامپیوترهای کوانتوم امن است، از آنجا که این امنیت اطلاعاتی را با توجه به متمم مشاهدات ارائه می‌کند. در اینجا یک پروتکل توزیع کلید از نقطه نظر اطلاعاتی امن است اگر که داده‌ها باشند.

قضیه 3. پروتکل سه گذری کوانتوم از منظر اطلاعاتی امن است بدین معنا که کوبیتی که در هر مرحله از پروتکل منتقل می‌شود که در کل حالتی ترکیبی می‌باشد.

اثبات: این یک نتیجه ساده از قضایای 1 و 2 است.

5. اثر مرتبط

طرح رمزگذاری پد بموقع کوانتوم [5] احتمالا مهمترین رمز شناخته شده در رمزنگاری کوانتوم است. فضای کلید برای پد بموقع کوانتوم $\{I, X, Z, XZ\}$ است. در حالی که این فضای کلید بسیار شبیه به نتیجه خطا و آزمون است، طرح رمزنگاری ما بسیار نظاممند است و دارای یک پس‌زمینه تئوریکی بسیار عمیق است، و در عین حال همان امنیت را بعنوان یک پد بموقع کوانتوم تضمین می‌کند.

اولین و مهمترین پروتکل برای توزیع کلیدی کوانتوم توسط بنهت و براسارد [3] توسعه یافت، که بعنوان پروتکل BB84 شناخته می‌شود. در پروتکل BB84، بیش از نیمی از کوبیت‌های منتقل شده باید حذف شود. پروتکل سه گذره کوانتوم بسیار کارآمد است بدان معنا که هیچ کوبیت انتقالی نباید حذف شود. علاوه بر این، پروتکل کوانتوم سه گذره را می‌توان استفاده کرد تا بصورتی مخفیانه داده‌های کوانتوم ارسال شود، در حالی که BB84 نمی‌تواند انجام دهد. پروتکل سه گذره کوانتوم کعرفی شده در [27] موجب استفاده از تغییر فاز در طول دو مشاهده مکملانه یعنی O_x و O_z می‌شود. پروتکل سه گذره معرفی شده در این مقاله بسیار کلی است، بدین معنا که دو مشاهده مکملانه نمی‌توانند O_x و O_z باشند.

6. نتیجه‌گیری

در این مقاله کاربرد رمزگذاری کوانتوم و توزیع کلیدی کوانتوم در مسئله کنترل دسترسی را مطالعه می‌کنیم. پروتکل/ طرح کنترل که در این مقاله ارائه می‌کنیم دارای مزایای مختلفی در طول پروتکل‌ها/ طرح‌های موجود ارائه شده برای همان طرح است. آنها از نقطه نظر عملیاتی تمن و توسط فنآوری کنونی قابل اجرا است. خاطر نشان می-سازیم که پیاده‌سازی پروتکل‌های ناهننگاری کوانتوم بسیار آسانتر از ایجاد کامپیوترهای کوانتوم است. بسیاری از پروتکل‌های نهان‌نگاری کوانتوم در لابراتوارها در دهه‌ها سال پیش تحقق یافت. علاوه بر این، امروزه شرکتهای تجاری وجود دارد که در حال فروش دستگاه‌ها برای توزیع کلید کوانتوم و فن‌آوری‌های مورد نیاز برای اجرای پروتکل‌ها در مقاله است که در عین حال همین فن‌آوری‌ها برای توزیع کلید کوانتوم مورد نیاز است که توسط شرکت‌های تجاری تحقق می‌یابد.

Reference

[1] Abramsky S, Coecke B. A categorical semantics of quantum protocols. In: 19th IEEE Symposium on Logic in Computer Science (LICS 2004), 14-17 July 2004, Turku, Finland, Proceedings. IEEE Computer Society; 2004. p. 415–25. URL: https://doi.org/10.1109/LICS.2004.1319636. doi:10.1109/LICS.2004.1319636.

[2] Akl SG, Taylor PD. Cryptographic solution to a problem of access control in a hierarchy. ACM Trans Comput Syst 1983;1(3):239–48. URL: http: //doi.acm.org/10.1145/357369.357372. doi:10.1145/357369.357372.

[3] Bennetta C, GillesBrassard . Quantum cryptography: Public key distribution and coin tossing. In: Proceedings of IEEE International Conference on Computers, Systems and Signal Processing. 1984. p. 175–9.

[4] Bian X, Wang Q. Graphical calculus for qutrit systems. IEICE Transactions 2015;98-A(1):391–9. URL: http://search.ieice.org/bin/ summary.php?id=e98-a_1_391.

[5] Boykin PO, Roychowdhury V. Optimal encryption of quantum bits. Physical Review A 2003;67:645–8.

[6] Castiglione A, Santis AD, Masucci B, Palmieri F, Castiglione A, Huang X. Cryptographic hierarchical access control for dynamic structures. IEEE Trans Information Forensics and Security 2016;11(10):2349–64. URL: http://dx.doi.org/10.1109/TIFS.2016.2581147. doi:10.1109/ TIFS.2016.2581147.

[7] Castiglione A, Santis AD, Masucci B, Palmieri F, Castiglione A, Li J, Huang X. Hierarchical and shared access control. IEEE Trans Information Forensics and Security 2016;11(4):850–65. URL: http://dx.doi.org/10. 1109/TIFS.2015.2512533. doi:10.1109/TIFS.2015.2512533.

[8] Castiglione A, Santis AD, Masucci B, Palmieri F, Huang X, Castiglione A. Supporting dynamic updates in storage clouds with the akl-taylor scheme. Inf Sci 2017;387:56–74. URL: http://dx.doi.org/10.1016/j.ins.2016. 08.093. doi:10.1016/j.ins.2016.08.093.

[9] Cattaneo G, Chiara MLD, Giuntini R, Leporini R. An unsharp logic from quantum computation. International Journal of Theoretical Physics 2004;43(7):1803–17. URL: https://doi.org/10.1023/B:IJTP. 0000048821.56239.cb. doi:10.1023/B:IJTP.0000048821.56239.cb.

[10] Chiara MD, Giuntini R, Sergioli G, Leporini R. A many-valued approach to quantum computational logics. Fuzzy Sets and Systems 2016;URL: http: //www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0165011416304560. doi:https://doi.org/10.1016/j.fss.2016.12.015.

[11] Coecke B, Duncan R. Interacting quantum observables: categorical algebra and diagrammatics. New Journal of Physics 2011;13(043016):1–85.

[12] Coecke B, Heunen C, Kissinger A. Compositional quantum logic. In: Coecke B, Ong L, Panangaden P, editors. Computation, Logic, Games, and Quantum Foundations. The Many Facets of Samson Abramsky - Essays Dedicated to Samson Abramsky on the Occasion of His 60th Birthday. Springer; volume 7860 of Lecture Notes in Computer Science; 2013. p. 21–36. URL: https://doi.org/10.1007/978-3-642-38164-5_3. doi:10. 1007/978-3-642-38164-5_3.

[13] Coecke B, Heunen C, Kissinger A. Categories of quantum and classical channels. Quantum Information Processing 2016;15(12):5179– 209. URL: https://doi.org/10.1007/s11128-014-0837-4. doi:10. 1007/s11128-014-0837-4.

[14] Coecke B, Kissinger A. Picturing Quantum Processes: A First Course in Quantum Theory and Diagrammatic Reasoning. Cambridge University Press, 2017.

[15] Coecke B, Paquette E. Categories for the Practising Physicist; Berlin, ´ Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg. p. 173–286. URL: https://doi. org/10.1007/978-3-642-12821-9_3. doi:10.1007/978-3-642-12821-9_ 3.

[16] Coecke B, Perdrix S. Environment and classical channels in categorical quantum mechanics. Logical Methods in Computer Science 2010;8(4). URL: https://doi.org/10.2168/LMCS-8(4:14)2012. doi:10. 2168/LMCS-8(4:14)2012.

[17] Coecke B, Wang Q, Wang B, Wang Y, Zhang Q. Graphical calculus for quantum key distribution (extended abstract). Electr Notes Theor Comput Sci 2011;270(2):231–49. URL: https://doi.org/10.1016/j.entcs.2011. 01.034. doi:10.1016/j.entcs.2011.01.034.

[18] Giuntini R, Ledda A, Paoli F. Expanding quasi-mv algebras by a quantum operator. Studia Logica 2007;87(1):99–128. URL: https://doi.org/10. 1007/s11225-007-9079-0. doi:10.1007/s11225-007-9079-0.
[19] Kanamori Y, Yoo S. Quantum three-pass protocol: Key distribution using quantum superposition states. International Journal of Network Security and Its Applications 2009;1(2):64–70.
[20] Lane SM. Categories for the Working Mathematician. Springer-Verlag, 1998.
[21] Ledda A, Konig M, Paoli F, Giuntini R. Mv-algebras and quantum computation. Studia Logica 2006;82(2):245–70. URL: https://doi.org/10. 1007/s11225-006-7202-2. doi:10.1007/s11225-006-7202-2.
[22] Ledda A, Sergioli G. Towards quantum computational logics. International Journal of Theoretical Physics 2010;49(12):3158–65. URL: https://doi. org/10.1007/s10773-010-0368-4. doi:10.1007/s10773-010-0368-4.
[23] Liu Z, Huang X, Hu Z, Khan MK, Seo H, Zhou L. On emerging family of elliptic curves to secure internet of things: ECC comes of age. IEEE Trans Dependable Sec Comput 2017;14(3):237–48. URL: https://doi.org/10. 1109/TDSC.2016.2577022. doi:10.1109/TDSC.2016.2577022.
[24] Liu Z, Weng J, Hu Z, Seo H. Efficient elliptic curve cryptography for embedded devices. ACM Trans Embedded Comput Syst 2017;16(2):53:1–53:18. URL: http://doi.acm.org/10.1145/2967103. doi:10.1145/2967103.
[25] Massey J. An introduction to contemporary cryptology. Proceedings of the IEEE 1988;76:533–49.
[26] Nielsen M, Chuang I. Quantum Computation and Quantum Information. Cambridge University Press, 2011.
[27] Qiu L, Sun X, Xu J. Categorical quantum cryptography for access control in cloud computing. Soft Computing 2017;URL: https://doi.org/10. 1007/s00500-017-2688-2. doi:10.1007/s00500-017-2688-2.
[28] Selinger P. Dagger compact closed categories and completely positive maps: (extended abstract). Electr Notes Theor Comput Sci 2007;170:139– 63. URL: https://doi.org/10.1016/j.entcs.2006.12.018. doi:10. 1016/j.entcs.2006.12.018.
[29] Shor PW. Polynominal time algorithms for discrete logarithms and factoring on a quantum computer. In: Adleman LM, Huang MA, editors. Algorithmic Number Theory, First International Symposium, ANTS-I, Ithaca, NY, USA, May 6-9, 1994, Proceedings. Springer; volume 877 of Lecture Notes in Computer Science; 1994. p. 289. URL: http://dx.doi.org/10. 1007/3-540-58691-1_68. doi:10.1007/3-540-58691-1_68.
[30] Sun X, Wang Q, Kulicki P, Zhao X. Quantum technique for access control in cloud computing I: Quantum imperative logic. Studia Logica 2017;:– Submitted.
[31] Yanofsky N, Mannucci M. Quantum Computing for Computer Scientists. Cambridge University Press, 2008.