

# Ré-identification sans coordination dans les types de données répliquées sans conflits (CRDTs)

## THÈSE

présentée et soutenue publiquement le TODO : Définir une date

pour l'obtention du

**Doctorat de l'Université de Lorraine**  
(mention informatique)

par

Matthieu Nicolas

### Composition du jury

<i>Président :</i>	À déterminer	
<i>Rapporteurs :</i>	Hanifa Boucheneb	Professeure, Polytechnique Montréal
	Davide Frey	Chargé de recherche, HdR, Inria Rennes Bretagne-Atlantique
<i>Examineurs :</i>	Hala Skaf-Molli	Maîtresse de conférences, HdR, Nantes Université
	Stephan Merz	Directeur de Recherche, Inria Nancy - Grand Est
<i>Encadrants :</i>	Olivier Perrin	Professeur des Universités, Université de Lorraine, LORIA
	Gérald Oster	Maître de conférences, Université de Lorraine, LORIA

Mis en page avec la classe thesul.

## Remerciements

WIP



*WIP*



# Sommaire

<b>Introduction</b>	<b>1</b>
1 Contexte . . . . .	1
2 Questions de recherche et contributions . . . . .	2
2.1 Ré-identification sans coordination pour Conflict-free Replicated Data Types (CRDTs) pour Séquence . . . . .	2
2.2 Éditeur de texte collaboratif pair-à-pair . . . . .	3
3 Plan du manuscrit . . . . .	3
4 Publications . . . . .	3
<b>Chapitre 1</b>	
<b>Conclusions et perspectives</b>	<b>5</b>
1.1 Résumé des contributions . . . . .	5
1.1.1 Ré-identification sans coordination pour les CRDTs pour Séquence	5
1.1.2 Éditeur de texte collaboratif Pair-à-Pair (P2P) chiffré de bout en bout . . . . .	5
1.2 Perspectives . . . . .	6
1.2.1 Définition de relations de priorité pour minimiser les traitements . .	6
1.2.2 Détection et fusion manuelle de versions distantes . . . . .	7
1.2.3 Étude comparative des différents modèles de synchronisation pour CRDTs . . . . .	10
1.2.4 Approfondissement du patron de conception de Pure Op-based CRDTs	12
<b>Annexe A</b>	
<b>Entrelacement d’insertions concurrentes dans Treedoc</b>	
<b>Annexe B</b>	
<b>Algorithmes RENAMEID</b>	

**Annexe C**

**Algorithmes REVERTRENAMEID**

**Index** **21**

**Bibliographie**



# Table des figures

A.1	Modifications concurrentes d'une séquence Treedoc résultant en un entrelacement . . . . .	15
-----	---	----



# Introduction

## 1 Contexte

- Systèmes collaboratifs (wikis, plateformes de contenu, réseaux sociaux) et leurs bienfaits (qualité de l'info, vitesse de l'info (exemple de crise ?), diffusion de la parole). Démocratisation (sic) de ces systèmes au cours de la dernière décennie.
- En raison du volume de données et de requêtes, adoptent architecture décentralisée. Permet ainsi de garantir disponibilité, tolérance aux pannes et capacité de passage à l'échelle.
- Mais échoue à adresser problèmes non-techniques : confidentialité, souveraineté, protection contre censure, dépendance et nécessité de confiance envers autorité centrale.
- À l'heure où les entreprises derrière ces systèmes font preuve d'ingérence et d'intérêts contraires à ceux de leurs utilisateur-rices (Cambridge Analytica, Prism, non-modération/mise en avant de contenus racistes<sup>1 2 3</sup>, invisibilisation de contenus féministes, dissolution du comité d'éthique de Google<sup>4</sup>, inégalité d'accès à la métamachine affectante<sup>5 6 7</sup>), paraît fondamental de proposer les moyens technologiques accessibles pour concevoir et déployer des alternatives.
- *Matthieu: TODO : Voir si angle écologique/réduction consommation d'énergie peut être pertinent.*
- Systèmes pair-à-pair sont une direction intéressante pour répondre à ces problématiques, de part leur absence d'autorité centrale, la distribution des tâches et leur conception mettant le pair au centre. Mais posent de nouvelles problématiques de recherche.
- Ces systèmes ne disposent d'aucun contrôle sur les noeuds qui les composent. Le nombre de noeuds peut donc croître de manière non-bornée et atteindre des centaines de milliers de noeuds. La complexité des algorithmes de ces systèmes ne doit donc pas dépendre de ce paramètre, ou alors de manière logarithmique.

---

1. *Algorithms of Oppression*, Safiya Umoja Noble  
2. [https://www.researchgate.net/publication/342113147\\_The\\_YouTube\\_Algorithm\\_and\\_the\\_Alt-Right\\_Filter\\_Bubble](https://www.researchgate.net/publication/342113147_The_YouTube_Algorithm_and_the_Alt-Right_Filter_Bubble)  
3. <https://www.wsj.com/articles/the-facebook-files-11631713039>  
4. <https://www.bbc.com/news/technology-56135817>  
5. *Je suis une fille sans histoire*, Alice Zeniter, p. 75  
6. Qui cite *Les affects de la politique*, Frédéric Lordon  
7. <https://www.bbc.com/news/technology-59011271>

- De plus, ces noeuds n’offrent aucune garantie sur leur stabilité. Ils peuvent donc rejoindre et participer au système de manière éphémère. S’agit du phénomène connu sous le nom de churn. Les algorithmes de ces systèmes ne peuvent donc pas reposer sur des mécanismes nécessitant une coordination synchrone d’une proportion des noeuds.
- Finalement, ces noeuds n’offrent aucune garanties sur leur fiabilité et intentions. Les noeuds peuvent se comporter de manière byzantine. Pour assurer la confidentialité, l’absence de confiance requise et le bon fonctionnement du système, ce dernier doit être conçu pour résister aux comportements byzantins de ses acteurs.
- Ainsi, il est nécessaire de faire progresser les technologies existantes pour les rendre compatible avec ce nouveau modèle de système. Dans le cadre de cette thèse, nous nous intéressons aux mécanismes de réplication de données dans les systèmes collaboratifs pair-à-pair temps réel.

## 2 Questions de recherche et contributions

### 2.1 Ré-identification sans coordination pour CRDTs pour Séquence

- Systèmes collaboratifs permettent aux utilisateur-rices de manipuler et éditer un contenu partagé. Pour des raisons de performance, ces systèmes autorisent généralement les utilisateur-rices à effectuer des modifications sans coordination. Leur copies divergent alors momentanément. Un mécanisme de synchronisation leur permet ensuite de récupérer l’ensemble des modifications et de les intégrer, de façon à converger. Cependant, des modifications peuvent être incompatibles entre elles, car de sémantiques contraires. Un mécanisme de résolution de conflits est alors nécessaire.
- Les CRDTs sont des types de données répliquées. Ils sont conçus pour être répliqués par les noeuds d’un système et pour permettre à ces derniers de modifier les données partagées sans aucune coordination. Dans ce but, ils incluent des mécanismes de résolution de conflits directement au sein leur spécification. Ces mécanismes leur permettent de résoudre le problème évoqué précédemment. Cependant, ces mécanismes induisent un surcoût, aussi bien d’un point de vue consommation mémoire et réseau que computationnel. Notamment, certains CRDTs comme ceux pour la Séquence souffrent d’une croissance monotone de leur surcoût. Ce surcoût s’avère handicapant dans le contexte des collaborations à large échelle.
- Pouvons-nous proposer un mécanisme sans coordination de réduction du surcoût des CRDTs pour Séquence, c.-à-d. compatible avec les systèmes pair-à-pair ?
- Dans le cadre des CRDTs pour Séquence, le surcoût du type de données répliquées provient de la croissance de leurs métadonnées. Métadonnées proviennent des identifiants associés aux éléments de la Séquence par les CRDTs. Ces identifiants sont nécessaires pour le bon fonctionnement de leur mécanisme de résolution de conflits.

- Plusieurs approches ont été proposées pour réduire le coût de ces identifiants. Notamment, [1, 2] proposent un mécanisme de ré-assignation d'identifiants de façon à réduire leur taille. Mécanisme non commutatif avec les modifications concurrentes de la Séquence, c.-à-d. l'insertion ou la suppression. Propose ainsi un mécanisme de transformation des modifications concurrentes pour gérer ces conflits. Mais mécanisme de ré-assignation n'est pas non plus commutatif avec lui-même. De fait, utilisent un algorithme de consensus pour empêcher l'exécution du mécanisme en concurrence.
- Proposons RenamableLogootSplit, un nouveau CRDT pour Séquence. Intègre un mécanisme de renommage directement au sein de sa spécification. Intègre un mécanisme de résolution de conflits pour les renommages concurrents. Permet ainsi l'utilisation du mécanisme de renommage par les noeuds sans coordination.

## 2.2 Éditeur de texte collaboratif pair-à-pair

- Systèmes collaboratifs adoptent généralement architecture décentralisée. Disposent d'autorités centrales qui facilitent la collaboration, l'authentification des utilisateur-ices, la communication et le stockage des données.
- Mais ces systèmes introduisent une dépendance des utilisateur-ices envers ces mêmes autorités centrales, une perte de confidentialité et de souveraineté.
- Pouvons-nous concevoir un éditeur de texte collaboratif sans autorités centrales, c.-à-d. un éditeur de texte collaboratif à large échelle pair-à-pair ?
- Ce changement de modèle, d'une architecture décentralisée à une architecture pair-à-pair, introduit un ensemble de problématiques de domaines variés, e.g.
  - (i) Comment permettre aux utilisateur-ices de collaborer en l'absence d'autorités centrales pour résoudre les conflits de modifications ?
  - (ii) Comment authentifier les utilisateur-ices en l'absence d'autorités centrales ?
  - (iii) Comment structurer le réseau de manière efficace, c.-à-d. en limitant le nombre de connexion par pair ?
- Présentons Multi User Text Editor (MUTE) [3]. S'agit, à notre connaissance, du seul prototype complet d'éditeur de texte collaboratif temps réel pair-à-pair chiffré de bout en bout. Allie ainsi les résultats issus des travaux de l'équipe sur les CRDTs pour Séquence [4, 5] et l'authentification des pairs dans systèmes distribués [6, 7] aux résultats de la littérature sur mécanismes de conscience de groupe *Matthieu: TODO : Trouver et ajouter références*, les protocoles d'appartenance aux groupe [8, 9], les réseaux pair-à-pair [10] et les protocoles d'établissement de clés de groupe [11].

## 3 Plan du manuscrit

## 4 Publications



# Chapitre 1

## Conclusions et perspectives

### Sommaire

---

<b>1.1</b>	<b>Résumé des contributions . . . . .</b>	<b>5</b>
1.1.1	Ré-identification sans coordination pour les CRDTs pour Séquence	5
1.1.2	Éditeur de texte collaboratif P2P chiffré de bout en bout . . . . .	5
<b>1.2</b>	<b>Perspectives . . . . .</b>	<b>6</b>
1.2.1	Définition de relations de priorité pour minimiser les traitements	6
1.2.2	Détection et fusion manuelle de versions distantes . . . . .	7
1.2.3	Étude comparative des différents modèles de synchronisation pour CRDTs . . . . .	10
1.2.4	Approfondissement du patron de conception de Pure Op-based CRDTs . . . . .	12

---

### 1.1 Résumé des contributions

#### 1.1.1 Ré-identification sans coordination pour les CRDTs pour Séquence

—

#### 1.1.2 Éditeur de texte collaboratif P2P chiffré de bout en bout

—

## 1.2 Perspectives

### 1.2.1 Définition de relations de priorité pour minimiser les traitements

- Dans ??, nous avons spécifié la relation *priority* (cf. ??, page ??). Pour rappel, cette relation doit établir un ordre strict total sur les époques de `RenamableLogootSplit`.
- Cette relation nous permet ainsi de comparer les époques introduites par des modifications *ren* concurrentes. En l'utilisant, les noeuds peuvent ainsi déterminer vers quelle époque de l'ensemble des époques connues progresser. Cette relation permet ainsi aux noeuds de converger à une époque commune à terme.
- La convergence à terme à une époque commune présente plusieurs avantages :
  - (i) Réduire la distance entre les époques courantes des noeuds, et ainsi minimiser le surcoût en calculs par opération du mécanisme de renommage. En effet, il n'est pas nécessaire de transformer une opérations livrée avant de l'intégrer si celle-ci provient de la même époque que le noeud courant.
  - (ii) Définir un nouveau Plus Petit Ancêtre Commun (PPAC), permettant d'appliquer le mécanisme de Garbage Collection (GC) des anciens états pour minimiser le surcoût en métadonnées du mécanisme de renommage.
- Il existe plusieurs manières pour définir la relation *priority* tout en satisfaisant les propriétés indiquées. Dans le cadre de ce manuscrit, nous avons utilisé l'ordre lexicographique sur les chemins des époques dans l'*arbre des époques* pour définir *priority*. Cette approche se démarque par :
  - (i) Sa simplicité.
  - (ii) Son surcoût limité, c.-à-d. pas de métadonnées supplémentaires à stocker et diffuser, algorithme de comparaison simple.
  - (iii) Sa propriété arrangeante sur les déplacements des noeuds dans l'arbre des époques. De manière plus précise, cette définition de *priority* impose aux noeuds de se déplacer que vers l'enfant le plus à droite de l'arbre des époques. Ceci empêche les noeuds de faire un aller-retour entre deux époques données. Cette propriété permet de passer outre une contrainte concernant le couple de fonctions `renameId` et `revertRenameId` : leur réciprocity.
- Cette définition présente cependant plusieurs limites. La limite que nous identifions est sa décorrélation avec le rapport coût vs. bénéfice de progresser vers l'époque cible désignée. En effet, l'époque cible est désignée de manière arbitraire par rapport à sa position dans l'arbre des époques. Il est possible que progresser vers cette époque détériore l'état de la séquence, c.-à-d. augmente la taille des identifiants et augmente le nombre de blocs. En outre, c'est sans compter le coût en calculs induits par la transition de l'ensemble des noeuds de leur époque courante respective à cette nouvelle époque cible.
- Exemple



- Pour pallier ce problème, il est nécessaire de proposer une définition de *priority* prenant l'aspect efficacité en compte. L'approche considérée consisterait à inclure dans les opérations *ren* une ou plusieurs métriques qui représente le travail accumulé sur la branche courante de l'arbre des époques, e.g. le nombre d'opérations intégrées, les noeuds actuellement sur cette branche... L'ordre strict total entre les époques serait ainsi construit à partir de la comparaison entre les valeurs de ces métriques de leur opération *ren* respective.
- Il conviendra d'adjoindre à cette nouvelle définition de *priority* un nouveau couple de fonctions `renameId` et `revertRenameId` respectant la contrainte de réciprocity de ces fonctions. Ou de mettre en place une autre implémentation du mécanisme de renommage ne nécessitant pas cette contrainte, tel que l'implémentation basée sur le journal des opérations (cf. ??, page ??).
- Il conviendra aussi d'étudier la possibilité de combiner l'utilisation de plusieurs relations *priority* pour minimiser le surcoût global du mécanisme de renommage, e.g. en fonction de la distance entre deux époques.
- Il sera nécessaire de valider l'approche proposée par une évaluation comparative par rapport à l'approche actuelle. Elle consistera à monitorer le coût du système pour observer si l'approche proposée permet de réduire les calculs de manière globale. Plusieurs configurations de paramètres pourront aussi être utilisées pour déterminer l'impact respectif de chaque paramètre sur les résultats.

### 1.2.2 Détection et fusion manuelle de versions distantes

- À l'issue de cette thèse, nous constatons plusieurs limites des mécanismes de résolution de conflits automatiques dans les systèmes P2P à large échelle. La première d'entre elles est l'utilisation d'un contexte causal. Le contexte causal est utilisé par les mécanismes de résolution de conflits pour :
  - (i) Satisfaire le modèle de cohérence causale, c.-à-d. assurer que si nous avons deux modifications  $m_1$  et  $m_2$  telles que  $m_1 \rightarrow m_2$ , alors l'effet de  $m_2$  supplantera celui de  $m_1$ . Ceci permet d'éviter des anomalies de comportement de la part de la structure de données du point de vue des utilisateur-rices, par exemple la résurgence d'un élément supprimé au préalable.
  - (ii) Permettre de préserver l'intention d'une modification malgré l'intégration préalable de modifications concurrentes.
- Le contexte causal est utilisé de manière différente en fonction du mécanisme de résolution de conflit. Dans l'approche Operational Transformation (OT), le contexte causal est utilisé par l'algorithme de contrôle pour déterminer les modifications concurrentes à une modification lors de son intégration, afin de prendre en compte leurs effets. Dans l'approche CRDT, le contexte causal est utilisé par la structure de données répliquée à la génération de la modification pour en faire une modification nativement commutative avec les modifications concurrentes, c.-à-d. pour en faire un élément du sup-demi-treillis représentant la structure de données répliquée.

- Le contexte causal peut être représenté de différentes manières. Par exemple, le contexte causal peut prendre la forme d'un vecteur de version [12, 13] ou d'un Directed Acyclic Graph (DAG) des modifications [14]. Cependant, de manière intrinsèque, le contexte causal ne fait que de croître au fur et à mesure que des modifications sont effectuées ou que des noeuds rejoignent le système, incrémentant son surcoût en métadonnées, calculs et bande-passante.
- La stabilité causale permet cependant de réduire le surcoût lié au contexte causal. En effet, la stabilité causale permet d'établir le contexte commun à l'ensemble des noeuds, c.-à-d. l'ensemble des modifications que l'ensemble des noeuds ont intégré. Ces modifications font alors partie de l'histoire commune et n'ont plus besoin d'être considérées par les mécanismes de résolution de conflits. La stabilité causale permet donc de déterminer et de tronquer la partie commune du contexte causal pour éviter que ce dernier ne pénalise les performances du système à terme.
- La stabilité causale est cependant une contrainte forte dans les systèmes P2P dynamiques à large échelle dans lesquels nous n'avons aucun contrôle sur les noeuds. Il ne suffit en effet que d'un noeud déconnecté pour empêcher la stabilité causale de progresser. Pour répondre à ce problème, nous avons dès lors tout un spectre d'approches possibles, proposant chacune un compromis entre le surcoût du contexte causal et la probabilité de rejeter des modifications. Les extrémités de ce spectre d'approches sont les suivantes :
  - (i) Considérer tout noeud déconnecté comme déconnecté de manière définitive, et donc les ignorer dans le calcul de la stabilité causale. Cette première approche permet à la stabilité causale de progresser, et ainsi aux noeuds connectés de travailler dans des conditions optimales. Mais elle implique cependant que les modifications potentielles des noeuds déconnectés soient perdues, c.-à-d. de ne plus pouvoir les intégrer en l'absence d'un lien entre leur contexte causal de génération et le contexte causal actuel de chaque autre noeud. Il s'agit là de la stratégie la plus agressive en terme de GC du contexte causal.
  - (ii) Assurer en toutes circonstances la capacité d'intégration des modifications des noeuds, même ceux déconnectés. Cette seconde approche permet de garantir que les modifications potentielles des noeuds déconnectés pourront être intégrées automatiquement, dans l'éventualité où ces derniers se reconnectent à terme. Mais elle implique de bloquer potentiellement de manière définitive la stabilité causale et donc le mécanisme de GC du contexte causal. Il s'agit là de la stratégie la plus timide en terme de GC du contexte causal.
- La seconde limite que nous constatons est la limite des mécanismes actuels de résolution de conflits automatiques pour préserver l'intention des utilisateur-rices. Par exemple, les mécanismes de résolution de conflits automatiques pour le type Séquence présentés dans ce manuscrit (cf. ??, page ??) définissent l'intention de la manière suivante : *l'intégration de la modification par les noeuds distants doit reproduire l'effet de la modification sur la copie d'origine*. Cette définition assure que chaque modification est porteuse d'une intention, mais limite voire ignore toute la dimension sémantique de la dite intention. Nous conjecturons que l'absence de dimension sémantique réduit les cas d'utilisation de ces mécanismes.

- 
- Considérons par exemple une édition collaborative d'un même texte par un ensemble de noeuds. Lors de la présence d'une faute de frappe dans le texte, e.g. le mot "HLLO", plusieurs utilisateur-rices peuvent la corriger en concurrence, c.-à-d. insérer l'élément "E" entre "H" et "L". Les mécanismes de résolution de conflits automatiques permettent aux noeuds d'obtenir des résultats qui convergent mais à notre sens insatisfaisant, e.g. "HEEEEEELLO". Nous considérons ce type de résultats comme des anomalies, au même titre que l'entrelacement [15]. Dans le cadre de collaborations temps réel à échelle limitée, nous conjecturons cependant qu'une granularité fine des modifications permet de pallier ce problème. En effet, les utilisateur-rices peuvent observer une anomalie produite par le mécanisme de résolution de conflits automatique, déduire l'intention initiale des modifications concernées et la restaurer par le biais d'actions supplémentaires de compensation.
  - Cependant, dans le cadre de collaborations asynchrones ou à large échelle, nous conjecturons que ces anomalies de résolution de conflits s'accumulent. Cette accumulation peut atteindre un seuil rendant laborieuse la déduction et le rétablissement de l'intention initiale des modifications. Le travail imposé aux utilisateur-rices pour résoudre ces anomalies par le biais d'actions de compensation peut alors entraver la collaboration. Pour reprendre l'exemple de l'édition collaborative de texte, nous pouvons constater de tels cas suite à de la duplication de contenu et/ou l'entrelacement de mots, phrases voire paragraphes nuisant à la clarté et correction du texte. Il convient alors de s'interroger sur le bien-fondé de l'utilisation de mécanismes de résolutions de conflits automatiques pour intégrer un ensemble de modifications dans l'ensemble des situations.
  - Ainsi, pour répondre aux limites des mécanismes de résolution conflits automatiques dans les systèmes P2P à large échelle, c.-à-d. l'augmentation de leur surcoût et la pertinence de leur résultat, nous souhaitons proposer une approche combinant un ou des mécanismes de résolution de conflits automatiques avec un ou des mécanismes de résolution de conflits manuels. L'idée derrière cette approche est de faire varier le mécanisme de résolution de conflits utilisé pour intégrer des modifications. Le choix du mécanisme de résolution de conflits utilisé peut se faire à partir de la valeur d'une distance calculée entre la version courante de la donnée répliquée et celle de la génération de la modification à intégrer, ou d'une évaluation de la qualité du résultat de l'intégration de la modification. Par exemple :
    - (i) Si la distance calculée se trouve dans un intervalle de valeurs pour lequel nous disposons d'un mécanisme de résolution de conflits automatique satisfaisant, utiliser ce dernier. Ainsi, nous pouvons envisager de reposer sur plusieurs mécanismes de résolution de conflits automatiques, de plus en plus complexes et pertinents mais coûteux, sans dégrader les performances du système dans le cas de base.
    - (ii) Si la distance calculée dépasse la distance seuil, c.-à-d. que nous ne disposons plus à ce stade de mécanismes de résolution de conflits automatiques satisfaisants, faire intervenir les utilisateur-rices par le biais d'un mécanisme de résolution de conflits manuel. L'utilisation d'un mécanisme manuel n'exclut cependant pas tout pré-travail de notre part pour réduire la charge de travail

des utilisateur-rices dans le processus de fusion.

Dans un premier temps, cette approche pourrait se focaliser sur un type d'application spécifique, e.g. l'édition collaborative de texte.

- Cette approche nous permettrait de répondre aux limites soulevées précédemment. En effet, elle permettrait de limiter la génération d'anomalies par le mécanisme de résolution de conflits automatique en faisant intervenir les utilisateur-rices. Puis, puisque nous délégons aux utilisateur-rices l'intégration des modifications à partir d'une distance seuil, nous pouvons dès lors reconsidérer les métadonnées conservées par les noeuds pour les mécanismes de résolution de conflits automatiques. Notamment, nous pouvons identifier les noeuds se trouvant au-delà de cette distance seuil d'après leur dernier contexte causal connu et ne plus les prendre en compte pour le calcul de la stabilité causale. Cette approche permettrait donc de réduire le surcoût lié au contexte causal et limiter la perte de modifications, tout en prenant en considération l'ajout de travail aux utilisateur-rices.
- Pour mener à bien ce travail, il conviendra tout d'abord de définir la notion de distance entre versions de la donnée répliquée. Nous envisageons de baser cette dernière sur les deux aspects temporel et spatial, c.-à-d. en utilisant la distance entre contextes causaux et la distance entre contenus. Dans le cadre de l'édition collaborative, nous pourrions pour cela nous baser sur les travaux existants pour évaluer la distance entre deux textes. *Matthieu: TODO : Insérer refs distance de Hamming, Levenstein, String-to-string correction problem (Tichy et al)*
- Il conviendra ensuite de déterminer comment établir la valeur seuil à partir de laquelle la distance entre versions est jugée trop importante. Les approches d'évaluation de la qualité du résultat pourront être utilisées pour déterminer un couple (méthode de calcul de la distance, valeur de distance) spécifiant les cas pour lesquels les méthodes de résolution de conflits automatiques ne produisent plus un résultat satisfaisant. *Matthieu: TODO : Insérer refs travaux Claudia et Vinh* Le couple obtenu pourra ensuite être confirmé par le biais d'expériences utilisateurs inspirées de [16, 17].
- Finalement, il conviendra de proposer un mécanisme de résolution de conflits adapté pour gérer les éventuelles fusions d'une même modification de façon concurrente par un mécanisme automatique et par un mécanisme manuel, ou à défaut un mécanisme de conscience de groupe invitant les utilisateur-rices à effectuer des actions de compensation.

### 1.2.3 Étude comparative des différents modèles de synchronisation pour CRDTs

- Comme évoqué dans l'état de l'art (cf. ??, page ??), un nouveau modèle de synchronisation pour CRDT fut proposé récemment [18]. Ce dernier propose une synchronisation des noeuds par le biais de différences d'états.
- Pour rappel, ce nouveau modèle de synchronisation se base sur le modèle de synchronisation par états. Il partage les mêmes pré-requis, à savoir la nécessité d'une

fonction `merge` associative, commutative et idempotente. Cette dernière doit permettre de la fusion toute paire d'états possible en calculant leur borne supérieure, c.-à-d. leur Least Upper Bound (LUB).

- La spécificité de ce nouveau modèle de synchronisation est de calculer pour chaque modification la différence d'état correspondante. Cette différence correspond à un élément irréductible du sup-demi-treillis du CRDT [19], c.-à-d. un état particulier de ce dernier. Cet élément irréductible peut donc être diffusé et intégré par les autres noeuds, toujours à l'aide de la fonction `merge`.
- Ce modèle de synchronisation permet alors d'adopter une variété de stratégies de synchronisation, e.g. diffusion des différences de manière atomique, fusion de plusieurs différences puis diffusion du résultat..., et donc de répondre à une grande variété de cas d'utilisation.
- Dans notre comparaison des modèles de synchronisation (cf. ??, page ??), nous avons justifié que les CRDTs synchronisés par différences d'états peuvent être utilisés dans les mêmes contextes que les CRDTs synchronisés par états et que les CRDTs synchronisés par opérations. Cette conclusion nous mène à reconsidérer l'intérêt des autres modèles de synchronisation de nos jours.
- Par exemple, un CRDT synchronisé par différences d'états correspond à un CRDT synchronisé par états dont nous avons identifié les éléments irréductibles. La différence entre ces deux modèles de synchronisation semble reposer seulement sur la possibilité d'utiliser ces éléments irréductibles pour propager les modifications, en place et lieu des états complets. Nous conjecturons donc que le modèle de synchronisation par états est rendu obsolète par celui par différences d'états. Il serait intéressant de confirmer cette supposition.
- En revanche, l'utilisation du modèle de synchronisation par opérations conduit généralement à une spécification différente du CRDT, les opérations permettant d'encoder plus librement les modifications. Notamment, l'utilisation d'opérations peut mener à des algorithmes d'intégration des modifications différents que ceux de la fonction `merge`. Il convient de comparer ces algorithmes pour déterminer si le modèle de synchronisation par opérations peut présenter un intérêt d'un point de vue surcoût.
- Au-delà de ce premier aspect, il convient d'explorer d'autres pistes pouvant induire des avantages et inconvénients pour chacun de ces modèles de synchronisation. À l'issue de cette thèse, nous identifions les pistes suivantes :
  - (i) La composition de CRDTs, c.-à-d. la capacité de combiner et de mettre en relation plusieurs CRDTs au sein d'un même système, afin d'offrir des fonctionnalités plus complexes. Par exemple, une composition de CRDTs peut se traduire par l'ajout de dépendances entre les modifications des différents CRDTs composés. Le modèle de synchronisation par opérations nous apparaît plus adapté pour cette utilisation, de par le découplage qu'il induit entre les CRDTs et la couche de livraison de messages.
  - (ii) L'utilisation de CRDTs au sein de systèmes non-sûrs, c.-à-d. pouvant compter un ou plusieurs adversaires byzantins [20]. Dans de tels systèmes, les adver-

saies byzantins peuvent générer des modifications différentes mais qui sont perçues comme identiques par les mécanismes de résolution de conflits. Cette attaque, nommée *équivoque*, peut provoquer la divergence définitive des copies. [21] propose une solution adaptée aux systèmes P2P à large échelle. Celle-ci se base notamment sur l'utilisation de journaux infalsifiables. *Matthieu: TODO : Ajouter refs* Il convient alors d'étudier si l'utilisation de ces structures ne limite pas le potentiel du modèle de synchronisation par différences d'états, e.g. en interdisant la diffusion des modifications par états complets.

- Un premier objectif de notre travail serait de proposer des directives sur le modèle de synchronisation à privilégier en fonction du contexte d'utilisation du CRDT.
- Ce travail permettrait aussi d'étudier la combinaison des modèles de synchronisation par opérations et par différences d'états au sein d'un même CRDT. Le but serait notamment d'identifier les paramètres conduisant à privilégier un modèle de synchronisation par rapport à l'autre, de façon à permettre aux noeuds de basculer dynamiquement entre les deux.

#### 1.2.4 Approfondissement du patron de conception de Pure Op-based CRDTs

- BAQUERO et al. [22] proposent un framework pour concevoir des CRDTs synchronisés par opérations : Pure Op-based CRDTs. Ce framework a plusieurs objectifs :
  - (i) Proposer une approche partiellement générique pour définir un CRDT synchronisé par opérations.
  - (ii) Factoriser les métadonnées utilisées par le CRDT pour le mécanisme de résolution de conflits, notamment pour identifier les éléments, et celles utilisées par la couche livraison, notamment pour identifier les opérations.
  - (iii) Inclure des mécanismes de GC de ces métadonnées pour réduire la taille de l'état.
- Pour cela, les auteurs se limitent aux CRDTs purs synchronisés par opérations, c.-à-d. les CRDTs dont les modifications enrichies de leurs arguments et d'une estampille fournie par la couche de livraison des messages sont commutatives. Pour ces CRDTs, les auteurs proposent un framework générique permettant leur spécification sous la forme d'un PO-Log associé à une couche de livraison Reliable Causal Broadcast (RCB).
- Les auteurs définissent ensuite le concept de stabilité causale. Ce concept leur permet de retirer les métadonnées de causalité des opérations du PO-Log lorsque celles-ci sont déterminées comme étant causalement stables.
- Finalement, les auteurs définissent un ensemble de relations, spécifiques à chaque CRDT, qui permettent d'exprimer la *redondance causale*. La redondance causale permet de spécifier quand retirer une opération du PO-Log, car rendue obsolète par une autre opération.

- 
- Cette approche souffre toutefois de plusieurs limites. Tout d’abord, elle repose sur l’utilisation d’une couche de livraison RCB. Cette couche satisfait le modèle de livraison causale. Mais pour rappel, ce modèle induit l’ajout de données de causalité précises à chaque opération, sous la forme d’un vecteur de version ou d’une barrière causale. Nous jugeons ce modèle trop coûteux pour un système P2P dynamique à large échelle.
  - En plus du coût induit en termes de métadonnées et de bande-passante, le modèle de livraison causale peut aussi introduire un délai superflu dans la livraison des opérations. En effet, ce modèle impose que tous les messages précédant un nouveau message d’après la relation *happens-before* soient eux-mêmes livrés avant de livrer ce dernier. Il en résulte que des opérations peuvent être mises en attente par la couche livraison, e.g. suite à la perte d’une de leurs dépendances d’après la relation *happens-before*, alors que leurs dépendances réelles ont déjà été livrées et que les opérations sont de fait intégrables en l’état. Plusieurs travaux [23, 24] ont noté ce problème. Pour y répondre et ainsi améliorer la réactivité du framework Pure Op-based, ils proposent d’exposer les opérations mises en attente par la couche livraison au CRDT. Bien que fonctionnelle, cette approche induit toujours le coût d’une couche de livraison respectant le modèle de livraison causale et nous fait considérer la raison de ce coût, le modèle de livraison n’étant dès lors plus respecté.
  - Ensuite, ce framework impose que la modification **prepare** ne puisse pas inspecter l’état courant du noeud. Cette contrainte est compatible avec les CRDTs pour les types de données simples qui sont considérés dans [22], e.g. le Compteur ou l’Ensemble. Elle empêche cependant l’expression de CRDTs pour des types de données plus complexes, e.g. la Séquence ou le Graphe. *Matthieu: TODO : À confirmer pour le graphe* Nous jugeons dommageable qu’un framework pour la conception de CRDTs limite de la sorte son champ d’application.
  - Finalement, les auteurs ne considèrent que des types de données avec des modifications à granularité fixe. Ainsi, ils définissent la notion de redondance causale en se limitant à ce type de modifications. Par exemple, ils définissent que la suppression d’un élément d’un ensemble rend obsolète les ajouts précédents de cet élément. Cependant, dans le cadre d’autres types de données, e.g. la Séquence, une modification peut concerner un ensemble d’éléments de taille variable. Une opération peut donc être rendue obsolète non pas par une opération, mais par un ensemble d’opérations. Par exemple, les suppressions d’éléments formant une sous-chaîne rendent obsolète l’insertion de cette sous-chaîne. Ainsi, la notion de redondance causale est incomplète et souffre de l’absence d’une notion d’obsolescence partielle d’une opération.
  - Pour répondre aux différents problèmes soulevés, nous souhaitons proposer une extension du framework Pure Op-based CRDTs. Nos objectifs sont les suivants :
    - (i) Proposer un framework mettant en lumière la présence et le rôle de deux modèles de livraison :
      - (i) Le modèle de livraison minimal requis par le CRDT pour assurer la convergence forte à terme.
      - (ii) Le modèle de livraison utilisé par le système, qui doit être égal ou plus contraint que modèle de livraison minimal du CRDT. Ce second modèle

de livraison est une stratégie permettant au système de respecter un modèle de cohérence donné et régissant les règles de compaction de l'état. Il peut être amené à évoluer en fonction de l'état du système et de ses besoins. Par exemple, un système peut par défaut utiliser le modèle de livraison causale pour assurer le modèle de cohérence causal. Puis, lorsque le nombre de noeuds atteint un seuil donné, le système peut passer au modèle de livraison FIFO pour assurer le modèle de cohérence PRAM afin de réduire les coûts en bande-passante.

- (ii) Rendre accessible la notion de redondance causale à la couche de livraison, pour détecter au plus tôt les opérations désormais obsolètes et prévenir leur diffusion.
- (iii) Identifier et classifier les mécanismes de résolution de conflits, pour déterminer lesquels sont indépendants de l'état courant pour la génération des opérations et lesquels nécessitent d'inspecter l'état courant dans **prepare**.



## Annexe A

# Entrelacement d'insertions concurrentes dans Treedoc

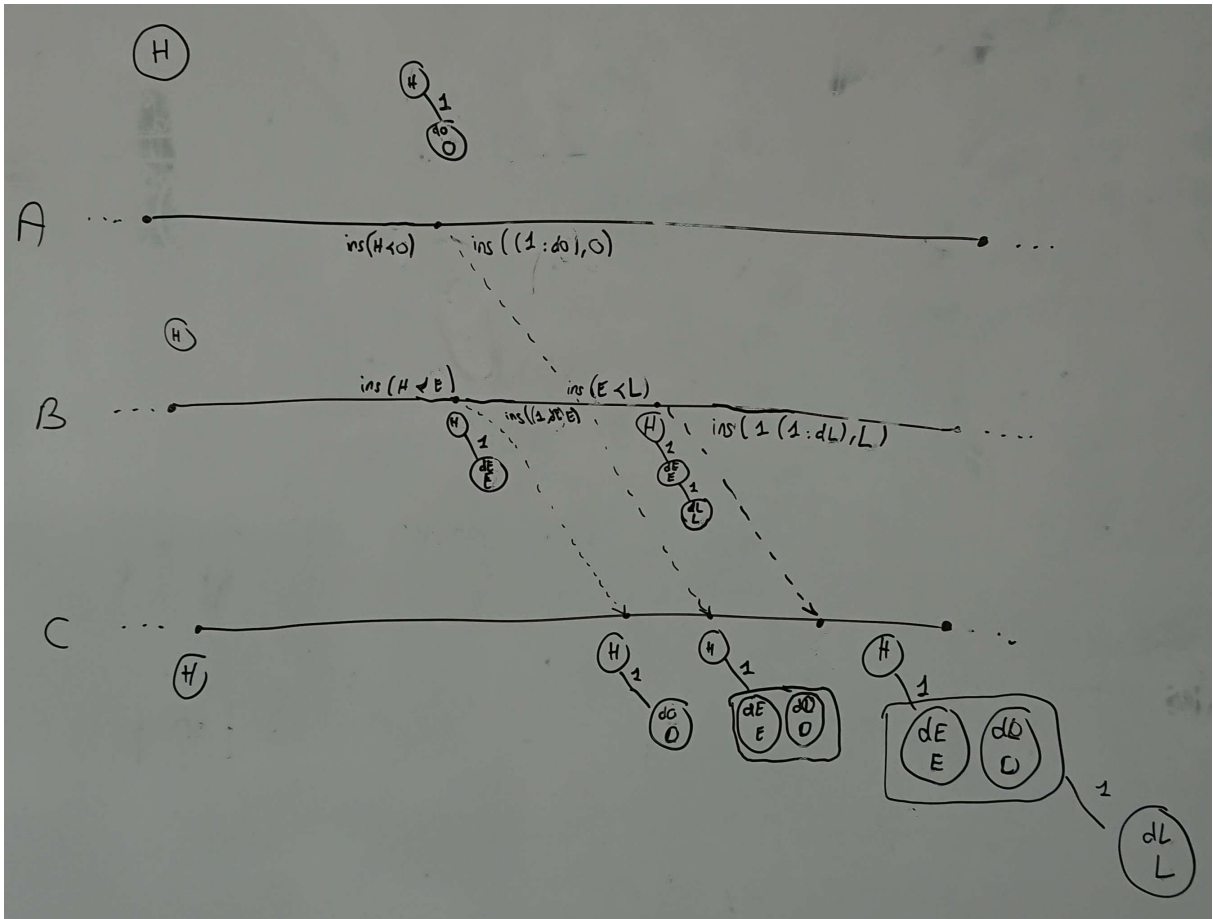


FIGURE A.1 – Modifications concurrentes d'une séquence Treedoc résultant en un entrelacement

*Matthieu: TODO : Réaliser au propre contre-exemple. Nécessite que  $d_E < d_O$ , inverser A et B histoire d'éviter toute confusion. En soi, C pas nécessaire, à voir si le conserve.*



# Annexe B

## Algorithmes RENAMEID

---

**Algorithme 1** Remaining functions to rename an identifier

---

```
function RENIDLESTHANFIRSTID(id, newFirstId)
  if id < newFirstId then
    return id
  else
    pos ← position(newFirstId)
    nId ← nodeId(newFirstId)
    nSeq ← nodeSeq(newFirstId)
    predNewFirstId ← new Id(pos, nId, nSeq, -1)

    return concat(predNewFirstId, id)
  end if
end function

function RENIDGREATERTHANLASTID(id, newLastId)
  if id < newLastId then
    return concat(newLastId, id)
  else
    return id
  end if
end function
```

---



## Annexe C

### Algorithmes REVERTRENAMEID

---

**Algorithme 2** Remaining functions to revert an identifier renaming

---

```
function REVRENIDLESSTHANNEWFIRSTID(id, firstId, newFirstId)
  predNewFirstId  $\leftarrow$  createIdFromBase(newFirstId, -1)
  if isPrefix(predNewFirstId, id) then
    tail  $\leftarrow$  getTail(id, 1)
    if tail < firstId then
      return tail
    else
       $\triangleright$  id has been inserted causally after the rename op
      offset  $\leftarrow$  getLastOffset(firstId)
      predFirstId  $\leftarrow$  createIdFromBase(firstId, offset)
      return concat(predFirstId, MAX_TUPLE, tail)
    end if
  else
    return id
  end if
end function

function REVRENIDGREATERTHANNEWLASTID(id, lastId)
  if id < lastId then
     $\triangleright$  id has been inserted causally after the rename op
    return concat(lastId, MIN_TUPLE, id)
  else if isPrefix(newLastId, id) then
    tail  $\leftarrow$  getTail(id, 1)
    if tail < lastId then
       $\triangleright$  id has been inserted causally after the rename op
      return concat(lastId, MIN_TUPLE, tail)
    else if tail < newLastId then
      return tail
    else
       $\triangleright$  id has been inserted causally after the rename op
      return id
    end if
  else
    return id
  end if
end function
```

---

# Index

Voici un index

FiXme :

Notes :

- 1 : Matthieu : TODO : Voir si angle écologique/réduction consommation d'énergie peut être pertinent., 1
- 2 : Matthieu : TODO : Trouver et ajouter références, 3
- 3 : Matthieu : TODO : Insérer refs distance de Hamming, Levenstein, String-to-string correction problem (Tichy et al), 10
- 4 : Matthieu : TODO : Insérer refs travaux Claudia et Vinh, 10
- 5 : Matthieu : TODO : Ajouter refs, 12
- 6 : Matthieu : TODO : À confirmer pour le graphe, 13
- 7 : Matthieu : TODO : Réaliser au propre contre-exemple. Nécessite que  $d_E < d_O$ , inverser A et B histoire d'éviter toute confusion. En soi, C pas nécessaire, à voir si le conserve. , 15

FiXme (Matthieu) :

Notes :

- 1 : TODO : Voir si angle écologique/réduction consommation d'énergie peut être pertinent., 1
- 2 : TODO : Trouver et ajouter références, 3
- 3 : TODO : Insérer refs distance de Hamming, Levenstein, String-to-string correction problem (Tichy et al), 10
- 4 : TODO : Insérer refs travaux Claudia et Vinh, 10

5 : TODO : Ajouter refs, 12

6 : TODO : À confirmer pour le graphe, 13

7 : TODO : Réaliser au propre contre-exemple. Nécessite que  $d_E < d_O$ , inverser A et B histoire d'éviter toute confusion. En soi, C pas nécessaire, à voir si le conserve. , 15





# Bibliographie

- [1] Mihai LETIA, Nuno PREGUIÇA et Marc SHAPIRO. « Consistency without concurrency control in large, dynamic systems ». In : *LADIS 2009 - 3rd ACM SIGOPS International Workshop on Large Scale Distributed Systems and Middleware*. T. 44. Operating Systems Review 2. Big Sky, MT, United States : Assoc. for Computing Machinery, oct. 2009, p. 29–34. DOI : 10.1145/1773912.1773921. URL : <https://hal.inria.fr/hal-01248270>.
- [2] Marek ZAWIRSKI, Marc SHAPIRO et Nuno PREGUIÇA. « Asynchronous rebalancing of a replicated tree ». In : *Conférence Française en Systèmes d'Exploitation (CFSE)*. Saint-Malo, France, mai 2011, p. 12. URL : <https://hal.inria.fr/hal-01248197>.
- [3] Matthieu NICOLAS, Victorien ELVINGER, G  rald OSTER, Claudia-Lavinia IGNAT et Fran  ois CHAROY. « MUTE : A Peer-to-Peer Web-based Real-time Collaborative Editor ». In : *ECSCW 2017 - 15th European Conference on Computer-Supported Cooperative Work*. T. 1. Proceedings of 15th European Conference on Computer-Supported Cooperative Work - Panels, Posters and Demos 3. Sheffield, United Kingdom : EUSSET, ao  t 2017, p. 1–4. DOI : 10.18420/ecscw2017\\_p5. URL : <https://hal.inria.fr/hal-01655438>.
- [4] Luc ANDR  , St  phane MARTIN, G  rald OSTER et Claudia-Lavinia IGNAT. « Supporting Adaptable Granularity of Changes for Massive-Scale Collaborative Editing ». In : *International Conference on Collaborative Computing : Networking, Applications and Worksharing - CollaborateCom 2013*. Austin, TX, USA : IEEE Computer Society, oct. 2013, p. 50–59. DOI : 10.4108/icst.collaboratecom.2013.254123.
- [5] Victorien ELVINGER. « R  plication s  curis  e dans les infrastructures pair-  -pair de collaboration ». Theses. Universit   de Lorraine, juin 2021. URL : <https://hal.univ-lorraine.fr/tel-03284806>.
- [6] Hoang-Long NGUYEN, Claudia-Lavinia IGNAT et Olivier PERRIN. « Trusternity : Auditing Transparent Log Server with Blockchain ». In : *Companion of the The Web Conference 2018*. Lyon, France, avr. 2018. DOI : 10.1145/3184558.3186938. URL : <https://hal.inria.fr/hal-01883589>.
- [7] Hoang-Long NGUYEN, Jean-Philippe EISENBARTH, Claudia-Lavinia IGNAT et Olivier PERRIN. « Blockchain-Based Auditing of Transparent Log Servers ». In : *32th IFIP Annual Conference on Data and Applications Security and Privacy (DBSec)*. Sous la dir. de Florian KERSCHBAUM et Stefano PARABOSCHI. T. LNCS-10980.

- Data and Applications Security and Privacy XXXII. Part 1 : Administration. Bergamo, Italy : Springer International Publishing, juil. 2018, p. 21–37. DOI : 10.1007/978-3-319-95729-6\\_2. URL : <https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-01917636>.
- [8] Abhinandan DAS, Indranil GUPTA et Ashish MOTIVALA. « SWIM : scalable weakly-consistent infection-style process group membership protocol ». In : *Proceedings International Conference on Dependable Systems and Networks*. 2002, p. 303–312. DOI : 10.1109/DSN.2002.1028914.
- [9] Armon DADGAR, James PHILLIPS et Jon CURREY. « Lifeguard : Local health awareness for more accurate failure detection ». In : *2018 48th Annual IEEE/IFIP International Conference on Dependable Systems and Networks Workshops (DSN-W)*. IEEE. 2018, p. 22–25.
- [10] Brice NÉDELEC, Julian TANKE, Davide FREY, Pascal MOLLI et Achour MOSTÉFAOUI. « An adaptive peer-sampling protocol for building networks of browsers ». In : *World Wide Web* 21.3 (2018), p. 629–661.
- [11] Mike BURMESTER et Yvo DESMEDT. « A secure and efficient conference key distribution system ». In : *Advances in Cryptology — EUROCRYPT’94*. Sous la dir. d’Alfredo DE SANTIS. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 1995, p. 275–286. ISBN : 978-3-540-44717-7.
- [12] Friedemann MATTERN et al. *Virtual time and global states of distributed systems*. Univ., Department of Computer Science, 1988.
- [13] Colin FIDGE. « Logical Time in Distributed Computing Systems ». In : *Computer* 24.8 (août 1991), p. 28–33. ISSN : 0018-9162. DOI : 10.1109/2.84874. URL : <https://doi.org/10.1109/2.84874>.
- [14] Ravi PRAKASH, Michel RAYNAL et Mukesh SINGHAL. « An Adaptive Causal Ordering Algorithm Suited to Mobile Computing Environments ». In : *Journal of Parallel and Distributed Computing* 41.2 (1997), p. 190–204. ISSN : 0743-7315. DOI : <https://doi.org/10.1006/jpdc.1996.1300>. URL : <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0743731596913003>.
- [15] Martin KLEPPMANN, Victor B. F. GOMES, Dominic P. MULLIGAN et Alastair R. BERESFORD. « Interleaving Anomalies in Collaborative Text Editors ». In : *Proceedings of the 6th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. PaPoC ’19. Dresden, Germany : Association for Computing Machinery, 2019. ISBN : 9781450362764. DOI : 10.1145/3301419.3323972. URL : <https://doi.org/10.1145/3301419.3323972>.
- [16] Claudia-Lavinia IGNAT, Gérald OSTER, Meagan NEWMAN, Valerie SHALIN et François CHAROY. « Studying the Effect of Delay on Group Performance in Collaborative Editing ». In : *Proceedings of 11th International Conference on Cooperative Design, Visualization, and Engineering, CDVE 2014, Springer 2014 Lecture Notes in Computer Science*. Proceedings of 11th International Conference on Cooperative Design, Visualization, and Engineering, CDVE 2014. Seattle, WA, United States,

- sept. 2014, p. 191–198. DOI : 10.1007/978-3-319-10831-5\_29. URL : <https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-01088815>.
- [17] Claudia-Lavinia IGNAT, G  rald OSTER, Olivia FOX, Fran  ois CHAROY et Valerie SHALIN. « How Do User Groups Cope with Delay in Real-Time Collaborative Note Taking ». In : *European Conference on Computer Supported Cooperative Work 2015*. Sous la dir. de Nina BOULUS-RODJE, Gunnar ELLINGSEN, Tone BRATTETEIG, Margunn AANESTAD et Pernille BJORN. Proceedings of the 14th European Conference on Computer Supported Cooperative Work. Oslo, Norway : Springer International Publishing, sept. 2015, p. 223–242. DOI : 10.1007/978-3-319-20499-4\_12. URL : <https://hal.inria.fr/hal-01238831>.
- [18] Paulo S  rgio ALMEIDA, Ali SHOKER et Carlos BAQUERO. « Efficient State-Based CRDTs by Delta-Mutation ». In : *Networked Systems*. Sous la dir. d’Ahmed BOUAJJANI et Hugues FAUCONNIER. Cham : Springer International Publishing, 2015, p. 62–76. ISBN : 978-3-319-26850-7.
- [19] Vitor ENES, Paulo S  rgio ALMEIDA, Carlos BAQUERO et Jo  o LEIT  O. « Efficient Synchronization of State-Based CRDTs ». In : *2019 IEEE 35th International Conference on Data Engineering (ICDE)*. 2019, p. 148–159. DOI : 10.1109/ICDE.2019.00022.
- [20] Leslie LAMPORT, Robert SHOSTAK et Marshall PEASE. « The Byzantine Generals Problem ». In : *Concurrency : The Works of Leslie Lamport*. New York, NY, USA : Association for Computing Machinery, 2019, p. 203–226. ISBN : 9781450372701. URL : <https://doi.org/10.1145/3335772.3335936>.
- [21] Victorien ELVINGER, G  rald OSTER et Fran  ois CHAROY. « Prunable Authenticated Log and Authenticable Snapshot in Distributed Collaborative Systems ». In : *2018 IEEE 4th International Conference on Collaboration and Internet Computing (CIC)*. 2018, p. 156–165. DOI : 10.1109/CIC.2018.00031.
- [22] Carlos BAQUERO, Paulo Sergio ALMEIDA et Ali SHOKER. *Pure Operation-Based Replicated Data Types*. 2017. arXiv : 1710.04469 [cs.DC].
- [23] Jim BAUWENS et Elisa Gonzalez BOIX. « Flec : A Versatile Programming Framework for Eventually Consistent Systems ». In : *Proceedings of the 7th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. PaPoC ’20. Heraklion, Greece : Association for Computing Machinery, 2020. ISBN : 9781450375245. DOI : 10.1145/3380787.3393685. URL : <https://doi.org/10.1145/3380787.3393685>.
- [24] Jim BAUWENS et Elisa Gonzalez BOIX. « Improving the Reactivity of Pure Operation-Based CRDTs ». In : *Proceedings of the 8th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. PaPoC ’21. Online, United Kingdom : Association for Computing Machinery, 2021. ISBN : 9781450383387. DOI : 10.1145/3447865.3457968. URL : <https://doi.org/10.1145/3447865.3457968>.



## Résumé

Afin d'assurer leur haute disponibilité, les systèmes distribués à large échelle se doivent de répliquer leurs données tout en minimisant les coordinations nécessaires entre noeuds. Pour concevoir de tels systèmes, la littérature et l'industrie adoptent de plus en plus l'utilisation de types de données répliquées sans conflits (CRDTs). Les CRDTs sont des types de données qui offrent des comportements similaires aux types existants, tel l'Ensemble ou la Séquence. Ils se distinguent cependant des types traditionnels par leur spécification, qui supporte nativement les modifications concurrentes. À cette fin, les CRDTs incorporent un mécanisme de résolution de conflits au sein de leur spécification.

Afin de résoudre les conflits de manière déterministe, les CRDTs associent généralement des identifiants aux éléments stockés au sein de la structure de données. Les identifiants doivent respecter un ensemble de contraintes en fonction du CRDT, telles que l'unicité ou l'appartenance à un ordre dense. Ces contraintes empêchent de borner la taille des identifiants. La taille des identifiants utilisés croît alors continuellement avec le nombre de modifications effectuées, aggravant le surcoût lié à l'utilisation des CRDTs par rapport aux structures de données traditionnelles. Le but de cette thèse est de proposer des solutions pour pallier ce problème.

Nous présentons dans cette thèse deux contributions visant à répondre à ce problème : (i) Un nouveau CRDT pour Séquence, *RenamableLogootSplit*, qui intègre un mécanisme de renommage à sa spécification. Ce mécanisme de renommage permet aux noeuds du système de réattribuer des identifiants de taille minimale aux éléments de la séquence. Cependant, cette première version requiert une coordination entre les noeuds pour effectuer un renommage. L'évaluation expérimentale montre que le mécanisme de renommage permet de réinitialiser à chaque renommage le surcoût lié à l'utilisation du CRDT. (ii) Une seconde version de *RenamableLogootSplit* conçue pour une utilisation dans un système distribué. Cette nouvelle version permet aux noeuds de déclencher un renommage sans coordination préalable. L'évaluation expérimentale montre que cette nouvelle version présente un surcoût temporaire en cas de renommages concurrents, mais que ce surcoût est à terme.

**Mots-clés:** CRDTs, édition collaborative en temps réel, cohérence à terme, optimisation mémoire, performance

## Abstract

**Keywords:** CRDTs, real-time collaborative editing, eventual consistency, memory-wise optimisation, performance



