UNIVERSITÉ DE LORRAINE

École doctorale IAEM Lorraine

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

THÈSE

présentée et soutenue publiquement le 16 Décembre 2022

pour l'obtention du

Doctorat de l'Université de Lorraine

(mention informatique)

par

Matthieu Nicolas

Composition du jury

Président :	À déterminer	
Rapporteurs :	Hanifa Boucheneb	Professeure, Polytechnique Montréal
	Davide Frey	Chargé de recherche, HdR, Inria Rennes Bretagne-Atlantique
Examinateurs :	Hala Skaf-Molli	Maîtresse de conférences, HdR, Nantes Université, LS2N
	Stephan Merz	Directeur de Recherche, Inria Nancy - Grand Est
Encadrants :	Olivier Perrin	Professeur des Universités, Université de Lorraine, LORIA
	Gérald Oster	Maître de conférences, Université de Lorraine, LORIA

Laboratoire Lorrain de Recherche en Informatique et ses Applications — UMR 7503

Mis en page avec la classe thesul.

Remerciements

WIP

WIP

Sommaire

Table des figures

Chapitre 1

État de l'art

Sommaire

Dans ce chapitre, nous définissons le modèle du système que nous considérons (section 1.1). Puis nous présentons le fonctionnement de LogootSplit, le Conflict-free Replicated Data Type (CRDT) pour le type Séquence qui sert de base pour nos travaux (section 1.4). Ensuite, nous présentons les approches proposées pour réduire le surcoût des CRDTs pour le type Séquence et identifions leurs limites (sous-section 1.5.2 et sous-section 1.5.3). Finalement, nous introduisons l'approche que nous proposons (section 1.7) pour répondre à notre première problématique de recherche (cf. **??**, page **??**), que nous présentons en détails par la suite dans le **??**.

Néanmoins, afin d'offrir une vision plus globale de notre domaine de recherche, nous complétons notre état de l'art de plusieurs points. Dans la section 1.2, nous rappelons la notion de CRDTs, c.-à-d. de types de données répliquées sans conflits. Ce rappel se compose d'une section présentant la notion de sémantique pour un mécanisme de résolution de conflits automatiques (sous-section 1.2.1) et d'une section présentant les différents modèles de synchronisation pour CRDTs définis dans la littérature, c.-à-d. la synchronisation par états, la synchronisation par opérations et la synchronisation par différences d'états (sous-section 1.2.2). À notre connaissance, nous présentons une des études les plus complètes comparant ces modèles de synchronisation en guise de synthèse de cette même section.

De manière similaire, nous rappelons les différents CRDTs pour le type Séquence définis dans la littérature dans la section 1.3. Ce rappel prend la forme d'un historique des CRDTs pour le type Séquence, catégorisés en fonction de l'approche sur laquelle se base leur mécanisme de résolution de conflits, c.-à-d. l'approche à pierres tombales ou l'approche à identifiants densément ordonnés. De nouveau, ce rappel aboutit à notre connaissance à l'une des études les plus précises comparant ces deux approches (sous-section 1.3.3).

1.1 Modèle du système

Le système que nous considérons est un système pair-à-pair (P2P) à large échelle. Il est composé d'un ensemble de noeuds dynamique. En d'autres termes, un noeud peut rejoindre ou quitter le système à tout moment. Certains noeuds peuvent participer au système que de manière éphémère, e.g. le temps d'une session.

Du point de vue d'un noeud du système, les autres noeuds sont soit connectés, c.-à-d. joignables par le biais des connexions P2P disponibles, soit déconnectés, c.-à-d. injoignable. Lorsqu'un noeud se déconnecte, nous considérons possible qu'il se déconnecte de manière définitive sans indication au préalable. Du point de vue des autres noeuds du système, il est donc impossible de déterminer le statut d'un noeud déconnecté. Ce dernier peut être déconnecté de manière temporaire ou définitive. Toutefois, nous assimilons les noeuds déconnectés de manière définitive à des noeuds ayant quittés le système, ceux-ci ne participant plus au système.

Dans ce système, nous considérons comme confondus les noeuds et clients. Un noeud correspond alors à un appareil d'un-e utilisateur-rice du système. Un-e même utilisateur-rice peut prendre part au système au travers de différents appareils, nous considérons alors chaque appareil comme un noeud distinct.

Le système consiste en une application permettant de répliquer une donnée. Chaque noeud du système possède en local une copie de la donnée. Les noeuds peuvent consulter et éditer leur copie locale à tout moment, sans se coordonner entre eux. Les modifications sont appliquées à la copie locale immédiatement et de manière atomique. Les modifications sont ensuite transmises aux autres noeuds de manière asynchrone par le biais de messages, afin qu'ils puissent à leur tour intégrer les modifications à leur copie. L'application garantit la convergence à terme des copies.

Définition 1 (Convergence à terme)**.** La convergence à terme est une propriété de sûreté indiquant que l'ensemble des noeuds du système ayant intégrés le même ensemble de modifications obtiendront des états équivalents [1].

Les noeuds communiquent entre eux par l'intermédiaire d'un réseau non-fiable. Les messages envoyés peuvent être perdus, ré-ordonnés et/ou dupliqués. Le réseau est aussi sujet à des partitions, qui séparent les noeuds en des sous-groupes disjoints. Aussi, nous considérons que les noeuds peuvent initier de leur propre chef des partitions réseau : des groupes de noeuds peuvent décider de travailler de manière isolée pendant une certaine durée, avant de se reconnecter au réseau.

Pour compenser les limitations du réseau, les noeuds reposent sur une couche de livraison de messages. Cette couche permet de garantir un modèle de livraison donné des messages à l'application. En fonction des garanties du modèle de livraison sélectionné, cette couche peut ré-ordonner les messages reçus avant de les livrer à l'application, dé-dupliquer les messages, et détecter et ré-échanger les messages perdus. Nous considérons a minima que la couche de livraison garantit la livraison à terme des messages.

Définition 2 (Livraison à terme)**.** La livraison à terme est un modèle de livraison garantissant que l'ensemble des messages du système seront livrés à l'ensemble des noeuds du système à terme.

Finalement, nous supposons que les noeuds du système sont honnêtes. Les noeuds ne peuvent dévier du protocole de la couche de livraison des messages ou de l'application. Les noeuds peuvent cependant rencontrer des défaillances. Nous considérons que les noeuds disposent d'une mémoire durable et fiable. Ainsi, nous considérons que les noeuds peuvent restaurer le dernier état valide, c.-à-d. pas en cours de modification, qu'il possédait juste avant la défaillance.

1.2 Types de données répliquées sans conflits

Afin d'offrir une haute disponibilité à leurs clients et afin d'accroître leur tolérance aux pannes [1], les systèmes distribués peuvent adopter le paradigme de la réplication optimiste [2]. Ce paradigme consiste à ce que chaque noeud composant le système possède une copie de la donnée répliquée. Chaque noeud possède le droit de la consulter et de la modifier, sans coordination préalable avec les autres noeuds. Les noeuds peuvent alors temporairement diverger, c.-à-d. posséder des états différents. Un mécanisme de synchronisation leur permet ensuite de partager leurs modifications respectives et d'obtenir de nouveau des états équivalent, c.-à-d. de converger à terme [3].

Pour permettre aux noeuds de converger, les protocoles de réplication optimiste ordonnent généralement les évènements se produisant dans le système distribué. Pour les

1. Nous considérons comme équivalents deux états pour lesquels chaque observateur du type de données renvoie un même résultat, c.-à-d. les deux états sont indifférenciables du point de vue des utilisateurrices du système.

ordonner, la littérature repose généralement sur la relation de causalité entre les évènements, qui est définie par la relation *happens-before* [4]. Nous l'adaptons ci-dessous à notre contexte, en ne considérant que les modifications [2] effectuées et celles intégrées :

Définition 3 (Relation *happens-before*)**.** La relation *happens-before* indique qu'une modification m_1 a eu lieu avant une modification m_2, notée $m_1 \rightarrow m_2$, si et seulement si une des conditions suivantes est satisfaite :

(i) m_1 a été effectuée avant m_2 sur le même noeud.

(ii) m_1 a été intégrée par le noeud auteur [3] de m_2 avant qu'il n'effectue m_2.

(iii) Il existe une modification m telle que $m_1 \rightarrow m \wedge m \rightarrow m_2$.

Dans le cadre d'un système distribué, nous notons que la relation *happens-before* ne permet pas d'établir un ordre total entre les modifications. En effet, deux modifications m_1 et m_2 peuvent être effectuées en parallèle par deux noeuds différents, sans avoir connaissance de la modification de leur pair respectif. De telles modifications sont alors dites *concurrentes* :

Définition 4 (Concurrence)**.** Deux modifications m_1 et m_2 sont concurrentes, noté $m_1 \parallel m_2$, si et seulement si $m_1 \nrightarrow m_2 \wedge m_2 \nrightarrow m_1$.

Lorsque les modifications possibles sur un type de données sont commutatives, l'intégration des modifications effectuées par les autres noeuds, même concurrentes, ne nécessite aucun mécanisme particulier. Cependant, les modifications permises par un type de données ne sont généralement pas commutatives car de sémantiques contraires, e.g. l'ajout et la suppression d'un élément dans une Collection. Ainsi, une exécution distribuée peut mener à la génération de modifications concurrentes non commutatives. Nous parlons alors de conflits.

Avant d'illustrer notre propos avec un exemple, nous introduisons la spécification algébrique du type Ensemble dans la Figure 1.1 sur laquelle nous nous basons.

Un Ensemble est une collection dynamique non-ordonnée d'éléments de type E. Cette spécification définit que ce type dispose d'un constructeur, *empty*, permettant de générer un ensemble vide.

La spécification définit deux modifications sur l'ensemble :

(i) $add(s, e)$, qui permet d'ajouter un élément donné e à un ensemble s. Cette modification renvoie un nouvel ensemble construit de la manière suivante :

$$add(s, e) = s \cup \{e\}$$

(ii) $remove(s, e)$, abrégée en *rmv* dans nos figures, qui permet de retirer un élément donné e d'un ensemble s. Cette modification renvoie un nouvel ensemble construit de la manière suivante :

$$remove(s, e) = s \setminus \{e\}$$

2. Nous utilisons le terme *modifications* pour désigner les *opérations de modifications* des types abstraits de données afin d'éviter une confusion avec le terme *opération* introduit ultérieurement.

3. Nous dénotons par le terme *auteur* le noeud à l'origine d'une modification.

payload
$S \in Set\langle E \rangle$

constructor
empty : $\longrightarrow S$

mutators
add : $S \times E \longrightarrow S$
remove : $S \times E \longrightarrow S$

queries
length : $S \longrightarrow \mathbb{N}$
read : $S \longrightarrow S$

FIGURE 1.1 – Spécification algébrique du type abstrait usuel Ensemble

Elle définit aussi deux observateurs :

(i) $length(s)$, qui permet de récupérer le nombre d'éléments présents dans un ensemble s.

(ii) $read(s)$, qui permet de consulter l'état d'ensemble s. Dans le cadre de nos exemples, nous considérons qu'une consultation de l'état est effectuée de manière implicite à l'aide de *read* après chaque modification.

Dans le cadre de ce manuscrit, nous travaillons sur des ensembles de caractères. Cette restriction du domaine se fait sans perte en généralité. En se basant sur cette spécification, nous présentons dans la Figure 1.2 un scénario où des noeuds effectuent en concurrence des modifications provoquant un conflit.

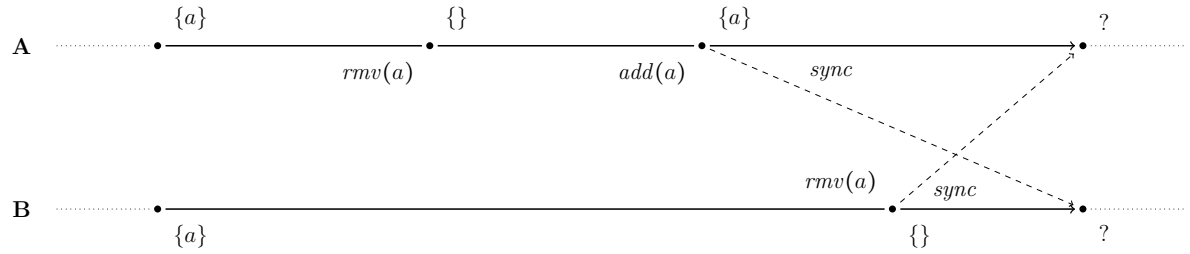


FIGURE 1.2 – Modifications concurrentes d'un Ensemble répliqué provoquant un conflit suite à l'ajout et la suppression d'un même élément

Dans cet exemple, deux noeuds A et B répliquent et partagent une même structure de données de type Ensemble. Les deux noeuds possèdent le même état initial : $\{a\}$. Le noeud A retire l'élément a de l'ensemble, en procédant à la modification $remove(a)$. Puis, le noeud A ré-ajoute l'élément a dans l'ensemble via la modification $add(a)$. En concurrence, le noeud B retire lui aussi l'élément a de l'ensemble. Les deux noeuds se synchronisent ensuite.

À l'issue de ce scénario, l'état à produire n'est pas trivial : le noeud A a exprimé son intention d'ajouter l'élément a à l'ensemble, tandis que le noeud B a exprimé son intention contraire de retirer l'élément a de ce même ensemble. Ainsi, les états $\{a\}$ et $\{\}$ semblent tous les deux corrects et légitimes dans cette situation. Il est néanmoins primordial que les noeuds choisissent et convergent vers un même état pour leur permettre de poursuivre leur collaboration. Pour ce faire, il est nécessaire de mettre en place un mécanisme de résolution de conflits, potentiellement automatique.

Les Conflict-free Replicated Data Types (CRDTs) [5, 6, 7] répondent à ce besoin.

Définition 5 (Conflict-free Replicated Data Type)**.** Les CRDTs sont de nouvelles spécifications des types de données existants, e.g. l'Ensemble ou la Séquence. Ces nouvelles spécifications sont conçues pour être utilisées dans des systèmes distribués adoptant la réplication optimiste. Ainsi, elles offrent les deux propriétés suivantes :

(i) Les CRDTs peuvent être modifiés sans coordination avec les autres noeuds.

(ii) Les CRDTs garantissent la *convergence forte* [5].

Définition 6 (Convergence forte)**.** La convergence forte est une propriété de sûreté indiquant que l'ensemble des noeuds d'un système ayant intégrés le même ensemble de modifications obtiendront des états équivalents, sans échange de message supplémentaire.

Pour offrir la propriété de *convergence forte*, la spécification des CRDTs reposent sur la théorie des treillis [8] :

Définition 7 (Spécification des CRDTs)**.** Les CRDTs sont spécifiés de la manière suivante :

(i) Les différents états possibles d'un CRDT forment un sup-demi-treillis, possédant une relation d'ordre partiel $\leq$.

(ii) Les modifications génèrent par inflation un nouvel état supérieur ou égal à l'état original d'après $\leq$.

(iii) Il existe une fonction de fusion qui, pour toute paire d'états, génère l'état minimal supérieur d'après $\leq$ aux deux états fusionnés. Nous parlons alors de borne supérieure ou de Least Upper Bound (LUB) pour catégoriser l'état résultant de cette fusion.

Malgré leur spécification différente, les CRDTs partagent la même sémantique, c.-à-d. le même comportement, et la même interface que les types séquentiels [4] correspondants du point de vue des utilisateur-rices. Ainsi, les CRDTs partagent le comportement des types séquentiels dans le cadre d'exécutions séquentielles. Cependant, ils définissent aussi une sémantique additionnelle pour chaque type de conflit ne pouvant se produire que dans le cadre d'une exécution distribuée.

Plusieurs sémantiques valides peuvent être proposées pour résoudre un type de conflit. Un CRDT se doit donc de préciser quelle sémantique il choisit.

L'autre aspect définissant un CRDT donné est le modèle qu'il adopte pour propager les modifications. Au fil des années, la littérature a établi et défini plusieurs modèles dit de

4. Nous dénotons comme *types séquentiels* les spécifications usuelles des types de données supposant une exécution séquentielle de leurs modifications.

synchronisation, chacun ayant ses propres besoins et avantages. De fait, plusieurs CRDTs peuvent être proposés pour un même type donné en fonction du modèle de synchronisation choisi.

Ainsi, ce qui définit un CRDT est sa ou ses sémantiques en cas de conflits et son modèle de synchronisation. Dans les prochaines sections, nous présentons les différentes sémantiques possibles pour un type donné, l'Ensemble, en guise d'exemple. Nous présentons ensuite les différents modèles de synchronisation proposés dans la littérature, et détaillons leurs contraintes et impact sur les CRDT les adoptant, toujours en utilisant le même exemple.

1.2.1 Sémantiques en cas de conflits

Plusieurs sémantiques peuvent être proposées pour résoudre les conflits. Certaines de ces sémantiques ont comme avantage d'être générique, c.-à-d. applicable à l'ensemble des types de données. En contrepartie, elles souffrent de cette même généricité, en ne permettant que des comportements simples en cas de conflits.

À l'inverse, la majorité des sémantiques proposées dans la littérature sont spécifiques à un type de données. Elles visent ainsi à prendre plus finement en compte l'intention des modifications pour proposer des comportements plus précis.

Dans la suite de cette section, nous présentons ces sémantiques génériques ainsi que celles spécifiques à l'Ensemble et, à titre d'exemple, les illustrons à l'aide du scénario présenté dans la Figure 1.2.

Sémantique *Last-Writer-Wins*

Une manière simple pour résoudre un conflit consiste à trancher de manière arbitraire et de sélectionner une modification parmi l'ensemble des modifications en conflit. Pour faire cela de manière déterministe, une approche est de reproduire et d'utiliser l'ordre total sur les modifications qui serait instauré par une horloge globale pour choisir la modification à prioritiser.

Cette approche, présentée dans [9], correspond à la sémantique nommée *Last-Writer-Wins* (LWW). De par son fonctionnement, cette sémantique est générique et est donc utilisée par une variété de CRDTs pour des types différents. La Figure 1.3 illustre son application à l'Ensemble pour résoudre le conflit de la Figure 1.2.

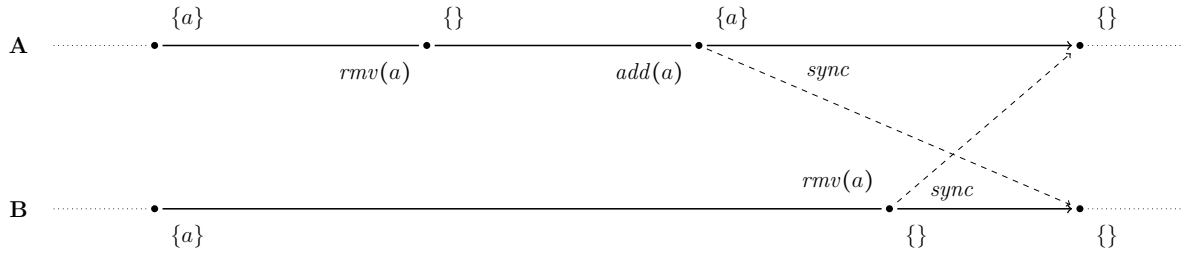


FIGURE 1.3 – Résolution du conflit en utilisant la sémantique LWW

Comme indiqué précédemment, le scénario illustré dans la Figure 1.3 présente un conflit entre les modifications concurrentes $add(a)$ et $remove(a)$ générées de manière concurrente respectivement par les noeuds A et B. Pour le résoudre, la sémantique LWW associe à chaque modification une estampille. L'ordre créé entre les modifications par ces dernières permet de déterminer quelle modification désigner comme prioritaire. Ici, nous considérons que $add(a)$ a eu lieu plus tôt que $remove(a)$. La sémantique LWW désigne donc $remove(a)$ comme prioritaire et ignore $add(a)$. L'état obtenu à l'issue de cet exemple par chaque noeud est donc $\{\}$.

Il est à noter que si la modification $remove(a)$ du noeud B avait eu lieu plus tôt que la modification $add(a)$ du noeud A dans notre exemple, l'état final obtenu aurait été $\{a\}$. Ainsi, des exécutions reproduisant le même ensemble de modifications produiront des résultats différents en fonction de l'ordre créé par les estampilles associées à chaque modification. Ces estampilles étant des métadonnées du mécanisme de résolution de conflits, elles sont dissimulées aux utilisateur-rices. Le comportement de cette sémantique peut donc être perçu comme aléatoire et s'avérer perturbant pour les utilisateur-rices.

La sémantique LWW repose sur l'horloge de chaque noeud pour attribuer une estampille à chacune de leurs modifications. Les horloges physiques étant sujettes à des imprécisions et notamment des décalages, utiliser les estampilles qu'elles fournissent peut provoquer des anomalies vis-à-vis de la relation *happens-before*. Les systèmes distribués préfèrent donc généralement utiliser des horloges logiques [4].

Sémantique *Multi-Value*

Une seconde sémantique générique[5] est la sémantique *Multi-Value* (MV). Cette approche propose de gérer les conflits de la manière suivante : plutôt que de prioritiser une modification par rapport aux autres modifications concurrentes, la sémantique MV maintient l'ensemble des états résultant possibles. Nous présentons son application à l'Ensemble dans la Figure 1.4.

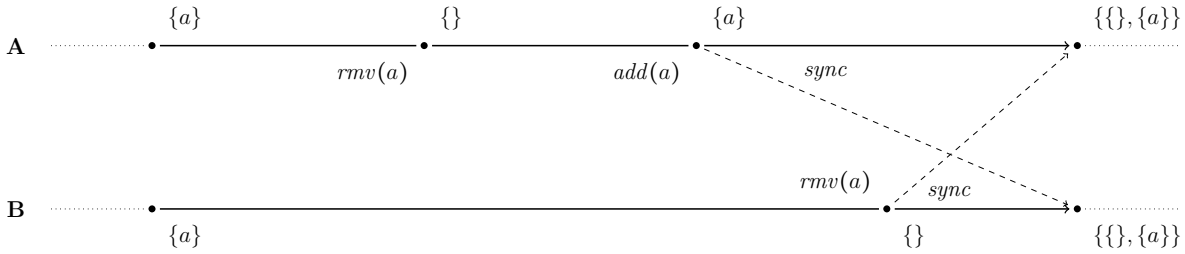


FIGURE 1.4 – Résolution du conflit en utilisant la sémantique MV

La Figure 1.4 présente la gestion du conflit entre les modifications concurrentes $add(a)$ et $remove(a)$ par la sémantique MV. Devant ces modifications contraires, chaque noeud calcule chaque état possible, c.-à-d. un état sans l'élément a, $\{\}$, et un état avec ce dernier, $\{a\}$. Le CRDT maintient alors l'ensemble de ces états en parallèle. L'état obtenu est donc $\{\{\}, \{a\}\}$.

5. Bien qu'uniquement associée au type *Registre* dans le domaine des CRDTs généralement.

Ainsi, la sémantique MV expose les conflits aux utilisateur-rices lors de leur prochaine consultation de l'état du CRDT. Les utilisateur-rices peuvent alors prendre connaissance des intentions de chacun-e et résoudre le conflit manuellement. Dans la Figure 1.4, résoudre le conflit revient à re-effectuer une modification $add(a)$ ou $remove(a)$ selon l'état choisi. Ainsi, si plusieurs personnes résolvent en concurrence le conflit de manière contraire, la sémantique MV exposera de nouveau les différents états proposés sous la forme d'un conflit.

Il est intéressant de noter que cette sémantique mène à un changement du domaine du CRDT considéré : en cas de conflit, la valeur retournée par le CRDT correspond à un Ensemble de valeurs du type initialement considéré. Par exemple, si nous considérons que le type correspondant au CRDT dans la Figure 1.4 est le type $Set\langle V\rangle$, nous observons que la valeur finale obtenue a pour type $Set\langle Set\langle V\rangle\rangle$. Il s'agit à notre connaissance de la seule sémantique opérant ce changement.

Sémantiques *Add-Wins* et *Remove-Wins*

Comme évoqué précédemment, d'autres sémantiques sont spécifiques au type de données concerné. Ainsi, nous abordons à présent des sémantiques spécifiques au type de l'Ensemble.

Dans le cadre de l'Ensemble, un conflit est provoqué lorsque des modifications *add* et *remove* d'un même élément sont effectuées en concurrence. Ainsi, deux approches peuvent être proposées pour résoudre le conflit :

(i) Une sémantique où la modification *add* d'une élément prend la précédence sur les modifications concurrentes *remove* du même élément, nommée *Add-Wins* (AW). L'élément est alors présent dans l'état obtenu à l'issue de la résolution du conflit.

(ii) Une sémantique où la modification *remove* d'une élément prend la précédence sur les opérations concurrentes *add* du même élément, nommée *Remove-Wins* (RW). L'élément est alors absent de l'état obtenu à l'issue de la résolution du conflit.

La Figure 1.5 illustre l'application de chacune de ces sémantiques sur notre exemple.

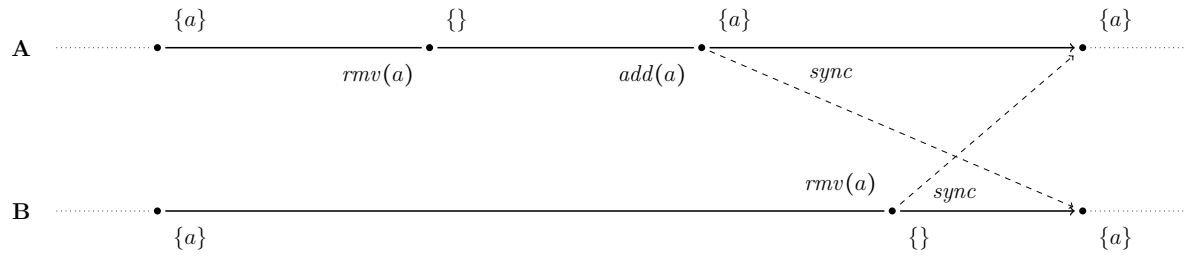
Sémantique *Causal-Length*

Une nouvelle sémantique pour l'Ensemble fut proposée [10] récemment. Cette sémantique se base sur les observations suivantes :

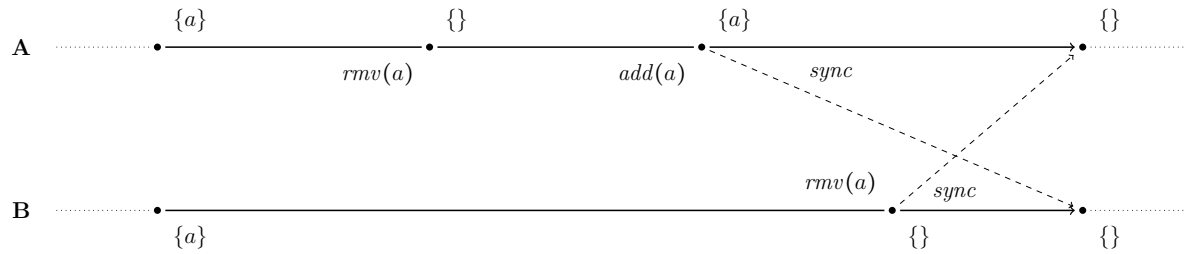
(i) *add* et *remove* d'un élément prennent place à tour de rôle, chaque modification invalidant la précédente.

(ii) *add* (resp. *remove*) concurrents d'un même élément représentent la même intention. Prendre en compte une de ces modifications concurrentes revient à prendre en compte leur ensemble.

À partir de ces observations, Yu et al. [10] proposent de déterminer pour chaque élément la chaîne d'ajouts et retraits la plus longue. C'est cette chaîne, et précisément son dernier maillon, qui indique si l'élément est présent ou non dans l'ensemble final. La Figure 1.6 illustre son fonctionnement.



(a) Application de la sémantique AW



(b) Application de la sémantique RW

FIGURE 1.5 – Résolution du conflit en utilisant soit la sémantique AW, soit la sémantique RW

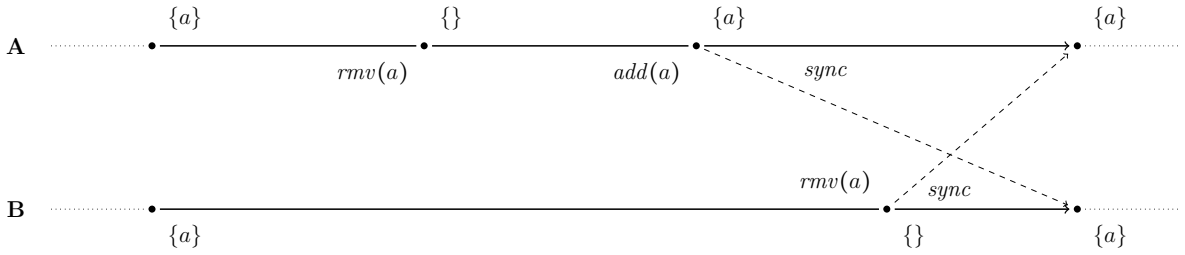


FIGURE 1.6 – Résolution du conflit en utilisant la sémantique CL

Dans notre exemple, la modification $rmv(a)$ effectuée par B est en concurrence avec une modification identique effectuée par A. La sémantique CL définit que ces deux modifications partagent la même intention. Ainsi, A ayant déjà appliqué sa propre modification préalablement, il ne prend pas en compte *de nouveau* cette modification lorsqu'il la reçoit de B. Son état reste donc inchangé.

À l'inverse, la modification $add(a)$ effectuée par A fait suite à sa modification $remove(a)$. La sémantique CL définit alors qu'elle fait suite à toute autre modification $remove(a)$ concurrente. Ainsi, B intègre cette modification lorsqu'il la reçoit de A. Son état évolue donc pour devenir $\{a\}$.

Synthèse

Dans cette section, nous avons mis en lumière l'existence de solutions différentes pour résoudre un même conflit. Chacune de ces solutions correspond à une sémantique spécifique de résolution de conflits. Ainsi, pour un même type de données, différents CRDTs

peuvent être spécifiés. Chacun de ces CRDTs est spécifié par la combinaison de sémantiques qu'il adopte, chaque sémantique servant à résoudre un des types de conflits du type de données.

Il est à noter qu'aucune sémantique n'est intrinsèquement meilleure et préférable aux autres. Il revient aux concepteur-rices d'applications de choisir les CRDTs adaptés en fonction des besoins et des comportements attendus en cas de conflits.

Par exemple, pour une application collaborative de listes de courses, l'utilisation d'un MV-Registre pour représenter le contenu de la liste se justifie : cette sémantique permet d'exposer les modifications concurrentes aux utilisateur-rices. Ainsi, les personnes peuvent détecter et résoudre les conflits provoquées par ces éditions concurrentes, e.g. l'ajout de l'élément *lait* à la liste, pour cuisiner des crêpes, tandis que les *oeufs* nécessaires à ces mêmes crêpes sont retirés. En parallèle, cette même application peut utiliser un LWW-Registre pour représenter et indiquer aux utilisateur-rices la date de la dernière modification effectuée.

1.2.2 Modèles de synchronisation

Dans le modèle de réplication optimiste, les noeuds divergent momentanément lorsqu'ils effectuent des modifications locales. Pour ensuite converger vers des états équivalents, les noeuds doivent propager et intégrer l'ensemble des modifications. La Figure 1.7 illustre ce point.

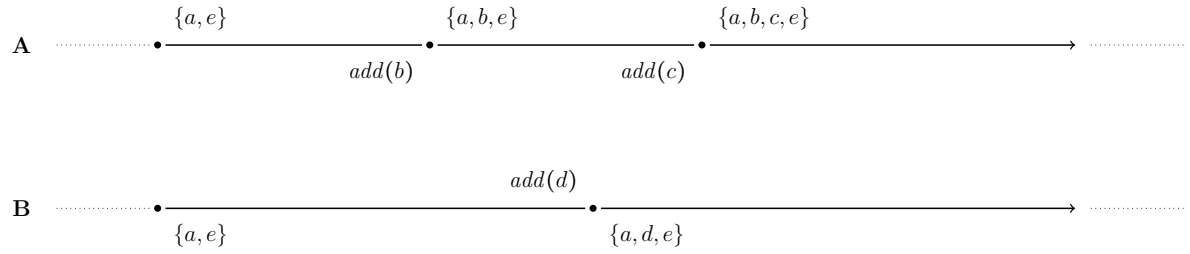


FIGURE 1.7 – Modifications en concurrence d'un Ensemble répliqué par les noeuds A et B

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent un même Ensemble à l'aide d'un CRDT. Les deux noeuds possèdent le même état initial : $\{a, e\}$.

Le noeud A effectue les modifications $add(b)$ puis $add(c)$. Il obtient ainsi l'état $\{a, b, c, e\}$. De son côté, le noeud B effectue la modification suivante : $add(d)$. Son état devient donc $\{a, d, e\}$. Ainsi, les noeuds doivent encore s'échanger leur modifications pour converger vers l'état souhaité [6], c.-à-d. $\{a, b, c, d, e\}$.

Dans le cadre des CRDTs, le choix de la méthode pour synchroniser les noeuds n'est pas anodin. En effet, ce choix impacte la spécification même du CRDT et ses prérequis.

Initialement, deux approches ont été proposées : une méthode de synchronisation par états [5, 11] et une méthode de synchronisation par opérations [5, 11, 12, 13]. Une troisième

6. Le scénario ne comportant uniquement des modifications *add*, aucun conflit n'est produit malgré la concurrence des modifications.

approche, nommée synchronisation par différence d'états [14, 15], fut spécifiée par la suite. Le but de cette dernière est d'allier le meilleur des deux approches précédentes.

Dans la suite de cette section, nous présentons ces approches ainsi que leurs caractéristiques respectives. Pour les illustrer, nous complétons l'exemple décrit ici. Cependant, nous nous focalisons dans nos représentations uniquement sur les messages envoyés par les noeuds. Les métadonnées introduites par chaque modèle de synchronisation sont uniquement évoquées à l'écrit, par souci de clarté et de simplicité de nos exemples.

Synchronisation par états

L'approche de la synchronisation par états propose que les noeuds diffusent leurs modifications en transmettant leur état. Les CRDTs adoptant cette approche doivent définir une fonction `merge`. Cette fonction correspond à la fonction de fusion mentionnée précédemment (cf. Définition 7, page 6) : elle prend en paramètres une paire d'états et génère en retour leur LUB, c.-à-d. l'état correspondant à la borne supérieure des deux états en paramètres. Cette fonction doit être associative, commutative et idempotente [5].

Ainsi, lorsqu'un noeud reçoit l'état d'un autre noeud, il fusionne ce dernier avec son état courant à l'aide de la fonction `merge`. Il obtient alors un nouvel état intégrant l'ensemble des modifications ayant été effectuées sur les deux états.

La nature croissante des états des CRDTs couplée aux propriétés d'associativité, de commutativité et d'idempotence de la fonction `merge` permettent de reposer sur la couche de livraison sans lui imposer de contraintes fortes : les messages peuvent être perdus, réordonnés ou même dupliqués. Les noeuds convergeront tant que la couche de livraison garantit que les noeuds seront capables de transmettre leur état aux autres à terme. Il s'agit là de la principale force des CRDTs synchronisés par états.

Néanmoins, la définition de la fonction `merge` offrant ces propriétés peut s'avérer complexe et a des répercussions sur la spécification même du CRDT. Notamment, les états doivent conserver une trace de l'existence des éléments et de leur suppression afin d'éviter qu'une fusion d'états ne les fassent ressurgirent. Ainsi, les CRDTs synchronisés par états utilisent régulièrement des pierres tombales.

Définition 8 (Pierre tombale)**.** Une pierre tombale est un marqueur de la présence passée d'un élément.

Dans le contexte des CRDTs, un identifiant est généralement associé à chaque élément. Dans ce contexte, l'utilisation de pierres tombales correspond au comportement suivant : la suppression d'un élément peut supprimer de manière effective ce dernier, mais doit cependant conserver son identifiant dans la structure de données.

En plus de l'utilisation de pierres tombales, la taille de l'état peut croître de manière non-bornée dans le cas de certains types de donnés, e.g. l'Ensemble ou la Séquence. Ainsi, ces structures peuvent atteindre à terme des tailles conséquentes. Dans de tels cas, diffuser l'état complet à chaque modification induirait alors un coût rédhibitoire. L'approche de la synchronisation par états s'avère donc inadaptée aux systèmes nécessitant une diffusion et intégration instantanée des modifications, c.-à-d. les systèmes temps réel. Ainsi, les systèmes utilisant des CRDTs synchronisés par états reposent généralement sur une

synchronisation périodique des noeuds, c.-à-d. chaque noeud diffuse périodiquement son état.

Nous illustrons le fonctionnement de cette approche avec la Figure 1.8. Dans cet exemple, après que les noeuds aient effectués leurs modifications respectives, le mécanisme de synchronisation périodique de chaque noeud se déclenche. Le noeud A (resp. B) diffuse alors son état $\{a, b, c, e\}$ (resp. $\{a, d, e\}$) à B (resp. A).

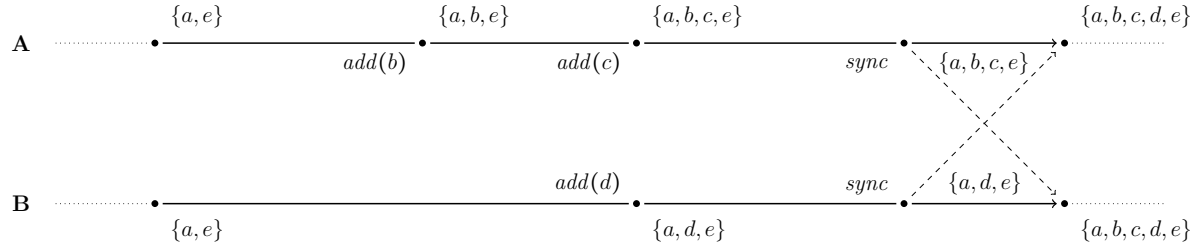


FIGURE 1.8 – Synchronisation des noeuds A et B en adoptant le modèle de synchronisation par états

À la réception de l'état, chaque noeud utilise la fonction `merge` pour intégrer les modifications de l'état reçu dans son propre état. Dans le cadre de l'Ensemble répliqué, cette fonction consiste généralement à faire l'union des états, en prenant en compte l'estampille et le statut (présent ou non) associé à chaque élément. Ainsi la fusion de leur état respectif, $\{a, b, c, e\} \cup \{a, d, e\}$, permet aux noeuds de converger à l'état souhaité : $\{a, b, c, d, e\}$.

Avant de conclure, il est intéressant de noter que les CRDTs adoptant ce modèle de synchronisation respectent de manière intrinsèque le modèle de cohérence causale [16].

Définition 9 (Modèle de cohérence causale)**.** Le modèle de cohérence causale définit que, pour toute paire de modifications m_1 et m_2 d'une exécution, si $m_1 \rightarrow m_2$, alors l'ensemble des noeuds doit intégrer la modification m_1 avant d'intégrer la modification m_2.

En effet, ce modèle de synchronisation assure l'intégration soit de toutes les modifications connues d'un noeud, soit d'aucune. Par exemple, dans la Figure 1.8, le noeud B ne peut pas recevoir et intégrer l'élément c sans l'élément b. Ainsi, ce modèle permet naturellement d'éviter ce qui pourrait être interprétées comme des anomalies par les utilisateur-rices.

Synchronisation par opérations

L'approche de la synchronisation par opérations propose quant à elle que les noeuds diffusent leurs modifications sous la forme d'opérations. Pour chaque modification possible, les CRDTs synchronisés par opérations doivent définir deux fonctions : `prepare` et `effect` [13].

La fonction `prepare` a pour but de générer une opération correspondant à la modification effectuée, et commutative avec les potentielles opérations concurrentes. Cette fonction prend en paramètres la modification ainsi que ses paramètres, et l'état courant du noeud. Cette fonction n'a pas d'effet de bord, c.-à-d. ne modifie pas l'état courant, et génère en retour l'opération à diffuser à l'ensemble des noeuds.

Une opération est un message. Son rôle est d'encoder la modification sous la forme d'un ou plusieurs éléments irréductibles du sup-demi-treillis.

Définition 10 (Élément irréductible)**.** Un élément irréductible d'un sup-demi-treillis est un élément atomique de ce dernier. Il ne peut être obtenu par la fusion d'autres états.

Il est à noter que dans le cas des CRDTs purs synchronisés par opérations [13], les modifications estampillées avec leur information de causalité correspondent à des éléments irréductibles, c.-à-d. à des opérations. La fonction `prepare` peut donc être omise pour cette sous-catégorie de CRDTs synchronisés par opérations.

La fonction `effect` permet quant à elle d'intégrer les effets d'une opération générée ou reçue. Elle prend en paramètre l'état courant et l'opération, et retourne un nouvel état. Ce nouvel état correspond à la LUB entre l'état courant et le ou les éléments irréductibles encodés par l'opération.

La diffusion des modifications par le biais d'opérations présentent plusieurs avantages. Tout d'abord, la taille des opérations est généralement fixe et inférieure à la taille de l'état complet du CRDT, puisque les opérations servent à encoder un de ses éléments irréductibles. Ensuite, l'expressivité des opérations permet de proposer plus simplement des algorithmes efficaces pour leur intégration par rapport aux modifications équivalentes dans les CRDTs synchronisés par états. Par exemple, la suppression d'un élément dans un Ensemble se traduit en une opération de manière presque littérale, tandis que pour les CRDTs synchronisés par états, c'est l'absence de l'élément dans l'état qui va rendre compte de la suppression effectuée. Ces avantages rendent possible la diffusion et l'intégration une à une des modifications et rendent ainsi plus adaptés les CRDTs synchronisés par opérations pour construire des systèmes temps réels.

Il est à noter que la seule contrainte imposée aux CRDTs synchronisés par opérations est que leurs opérations concurrentes soient commutatives [5]. Ainsi, il n'existe aucune contrainte sur la commutativité des opérations liées causalement. De la même manière, aucune contrainte n'est définie sur l'idempotence des opérations. Ces libertés impliquent qu'il peut être nécessaire que les opérations soient livrées au CRDT en respectant un ordre donné et en garantissant leur livraison en exactement une fois pour garantir la convergence [7]. Ainsi, un intergiciel chargé de la diffusion et de la livraison des opérations est usuellement associé aux CRDTs synchronisés par opérations pour respecter ces contraintes. Il s'agit de la couche de livraison de messages que nous avons introduit dans le cadre de notre modèle du système (cf. section 1.1, page 2).

Généralement, les CRDTs synchronisés par opérations sont présentés dans la littérature comme nécessitant une livraison causale des opérations.

Définition 11 (Modèle de livraison causale)**.** Le modèle de livraison causale définit que, pour toute paire de messages m_1 et m_2 d'une exécution, si $m_1 \rightarrow m_2$, alors la couche de livraison de l'ensemble des noeuds doit livrer le message m_1 à l'application avant de livrer le message m_2.

Ce modèle de livraison permet de respecter le modèle de cohérence causale.

Ce modèle de livraison introduit néanmoins plusieurs effets négatifs. Tout d'abord, ce modèle peut provoquer un délai dans l'intégration des modifications. En effet, la perte

d'une opération par le réseau provoque la mise en attente de la livraison des opérations suivantes. Les opérations mises en attente ne pourront en effet être livrées qu'une fois l'opération perdue re-diffusée et livrée.

De plus, il nécessite que des informations de causalité précises soient attachées à chaque opération. Pour cela, les systèmes reposent généralement sur l'utilisation de vecteurs de version [17, 18]. Or, la taille de cette structure de données croît de manière linéaire avec le nombre de noeuds du système. Les métadonnées de causalité peuvent ainsi représenter la majorité des données diffusées sur le réseau [7] [20]. Cependant, nous observons que la livraison dans l'ordre causal de toutes les opérations n'est pas toujours nécessaire pour la convergence. Par exemple, l'ordre d'intégration de deux opérations d'ajout d'éléments différents dans un Ensemble n'a aucun impact sur le résultat obtenu. Nous pouvons alors nous affranchir du modèle de livraison causale pour accélérer la vitesse d'intégration des modifications et pour réduire les métadonnées envoyées.

Pour compenser la perte d'opérations par le réseau et ainsi garantir la livraison à terme des opérations, la couche de livraison des opérations doit mettre en place un mécanisme d'anti-entropie, c.-à-d. un mécanisme permettant de détecter et ré-échanger les messages perdus. Plusieurs mécanismes de ce type ont été proposés dans la littérature [21, 22, 23, 24] et proposent des compromis variés entre complexité en temps, complexité spatiale et consommation réseau.

Nous illustrons le modèle de synchronisation par opérations à l'aide de la Figure 1.9. Dans ce nouvel exemple, les noeuds diffusent les modifications qu'ils effectuent sous la forme d'opérations. Nous considèrons que le CRDT utilisé est un CRDT pur synchronisé par opérations, c.-à-d. que les modifications et opérations sont confondues, et qu'il autorise une livraison dans le désordre des opérations *add*.

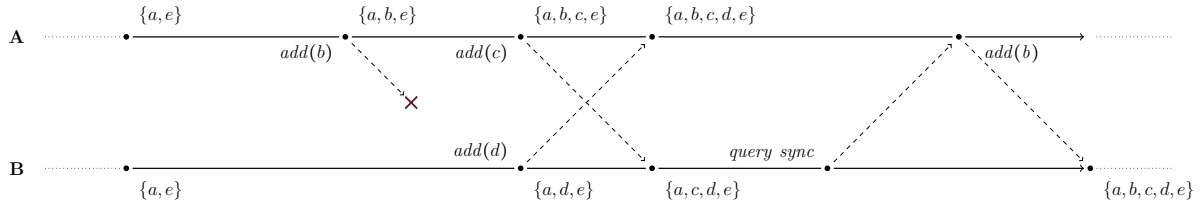


FIGURE 1.9 – Synchronisation des noeuds A et B en adoptant le modèle de synchronisation par opérations

Le noeud A diffuse donc les opérations $add(b)$ et $add(c)$. Il reçoit ensuite l'opération $add(d)$ de B, qu'il intègre à sa copie. Il obtient alors l'état $\{a, b, c, d, e\}$.

De son côté, le noeud B ne reçoit initialement pas l'opération $add(b)$ suite à une perte de message. Il génère et diffuse $add(d)$ puis reçoit l'opération $add(c)$. Comme indiqué précédemment, nous considérons que la livraison causale des opérations *add* n'est pas obligatoire dans cet exemple, cette opération est alors intégrée sans attendre. Le noeud B obtient alors l'état $\{a, c, d, e\}$.

7. La relation de causalité étant transitive, les opérations et leurs relations de causalité forment un DAG. [19] propose d'ajouter en dépendances causales d'une opération seulement les opérations correspondant aux extremités du DAG au moment de sa génération. Ce mécanisme plus complexe permet de réduire la consommation réseau, mais induit un surcoût en calculs et en mémoire utilisée.

Ensuite, le mécanisme d'anti-entropie du noeud B se déclenche. Le noeud B envoie alors à A une demande de synchronisation contenant un résumé de son état, e.g. son vecteur de version. À partir de cette donnée, le noeud A détermine que B n'a pas reçu l'opération $add(a)$. Il génère alors une réponse contenant cette opération et lui envoie. À la réception de l'opération, le noeud B l'intègre. Il obtient l'état $\{a, b, c, d, e\}$ et converge ainsi avec A.

Avant de conclure, nous noterons qu'il est nécessaire pour les noeuds de maintenir leur journal des opérations. En effet, les noeuds l'utilisent pour renvoyer les opérations manquées lors de l'exécution du mécanisme d'anti-entropie évoqué ci-dessus. Ceci se traduit par une augmentation perpétuelle des métadonnées des CRDTs synchronisés par opérations. Pour y pallier, des travaux [13, 25] proposent de tronquer le journal des opérations pour en supprimer les opérations connues de tous. Les noeuds reposent alors sur la notion de stabilité causale [26] pour déterminer les opérations supprimables de manière sûre.

Définition 12 (Stabilité causale)**.** Une opération est stable causalement lorsqu'elle a été intégrée par l'ensemble des noeuds du système. Ainsi, toute opération future dépend causalement des opérations causalement stables, c.-à-d. les noeuds ne peuvent plus générer d'opérations concurrentes aux opérations causalement stables.

Un mécanisme d'instantané doit néanmoins être associé au mécanisme de troncature du journal pour générer un état équivalent à la partie tronquée. Ce mécanisme est en effet nécessaire pour permettre un nouveau noeud de rejoindre le système et d'obtenir l'état courant à partir de l'instantané et du journal tronqué.

Pour résumer, cette approche permet de mettre en place un système en composant un CRDT synchronisé par opérations avec une couche de livraison des messages. Mais comme illustré ci-dessus, chaque CRDT synchronisé par opérations établit les propriétés de ses différentes opérations et délègue potentiellement des responsabilités à la couche de livraison. Une partie de la complexité de cette approche réside ainsi dans l'ajustement du couple $\langle CRDT, \textit{couche livraison} \rangle$ pour régler finement et optimiser leur fonctionnement en tandem. Des travaux [13, 25] ont proposé un patron de conception pour modéliser ces deux composants et leurs interactions. Cependant, ce patron repose sur l'hypothèse d'une livraison causale des opérations et n'est donc pas optimal.

Synchronisation par différences d'états

Almeida et al. [14] introduisent un nouveau modèle de synchronisation pour CRDTs. La proposition de ce modèle est nourrie par les observations suivantes :

(i) Les CRDTs synchronisés par opérations sont sujets aux défaillances du réseau et nécessitent généralement pour pallier ce problème une couche de livraison des messages garantissant la livraison en exactement un exemplaire des opérations et réordonnant les opérations pour satisfaire le modèle de livraison causal.

(ii) Les CRDTs synchronisés par états pâtissent du surcoût induit par la diffusion de leurs états complets, généralement croissant de manière monotone.

Pour pallier les faiblesses de chaque approche et allier le meilleur des deux mondes, les auteurs proposent les CRDTs synchronisés par différences d'états [14, 15, 20]. Il s'agit

en fait d'une sous-famille des CRDTs synchronisés par états. Ainsi, comme ces derniers, ils disposent d'une fonction `merge` associative, commutative et idempotente qui permet de produire la LUB de deux états, c.-à-d. l'état correspond à la borne supérieure de ces deux états.

La spécificité des CRDTs synchronisés par différences d'états est qu'une modification locale produit en retour un delta. Un delta encode la modification effectuée sous la forme d'un état du lattice. Les deltas étant des états, ils peuvent être diffusés puis intégrés par les autres noeuds à l'aide de la fonction `merge`. Ceci permet de bénéficier des propriétés d'associativité, de commutativité et d'idempotence offertes par cette fonction. Les CRDTs synchronisés par différences d'états offrent ainsi :

(i) Une diffusion des modifications avec un surcoût pour le réseau proche de celui des CRDTs synchronisés par opérations.

(ii) Une résistance aux défaillances réseaux similaire celle des CRDTs synchronisés par états.

Cette définition des CRDTs synchronisés par différences d'états, introduite dans [14, 15], fut ensuite précisée dans [20]. Dans cet article, les auteurs précisent qu'utiliser des éléments irréductibles (cf. Définition 10, page 14) comme deltas est optimal du point de vue de la taille des deltas produits.

Concernant la diffusion des modifications, les CRDTs synchronisés par différences d'états autorisent un large éventail de possibilités. Par exemple, les deltas peuvent être diffusés et intégrés de manière indépendante. Une autre approche possible consiste à tirer avantage du fait que les deltas sont des états : il est possible d'agréger plusieurs deltas à l'aide de la fonction `merge`, éliminant leurs éventuelles redondances. Ainsi, la fusion de deltas permet ensuite de diffuser un ensemble de modifications par le biais d'un seul et unique delta, minimal. Et en dernier recours, les CRDTs synchronisés par différences d'états peuvent adopter le même schéma de diffusion que les CRDTs synchronisés par états, c.-à-d. diffuser leur état complet de manière périodique. Chacune de ces approches propose un compromis entre délai d'intégration des modifications, surcoût en métadonnées, calculs et bande-passante [20]. Ainsi, il est possible pour un système utilisant des CRDTs synchronisés par différences d'états de sélectionner la technique de diffusion des modifications la plus adaptée à ses besoins, ou même d'alterner entre plusieurs en fonction de son état courant.

Nous illustrons cette approche avec la Figure 1.10. Dans cet exemple, nous considérons que les noeuds adoptent la seconde approche évoquée, c.-à-d. que périodiquement les noeuds aggrégent les deltas issus de leurs modifications et diffusent le delta résultant.

Le noeud A effectue les modifications $add(b)$ et $add(c)$, qui retournent respectivement les deltas $\{b\}$ et $\{c\}$. Le noeud A aggrége ces deltas et diffuse donc le delta suivant $\{b, c\}$. Quant au noeud B, il effectue la modification $add(d)$ qui produit le delta $\{d\}$. S'agissant de son unique modification, il diffuse ce delta inchangé.

Quand A (resp. B) reçoit le delta $\{d\}$ (resp. $\{b, c\}$), il l'intègre à sa copie en utilisant la fonction `merge`. Les deux noeuds convergent alors à l'état $\{a, b, c, d, e\}$.

La synchronisation par différences d'états permet donc de réduire la taille des messages diffusés sur le réseau par rapport à la synchronisation par états. Cependant, il est important de noter que la décomposition en deltas entraîne la perte d'une des propriétés

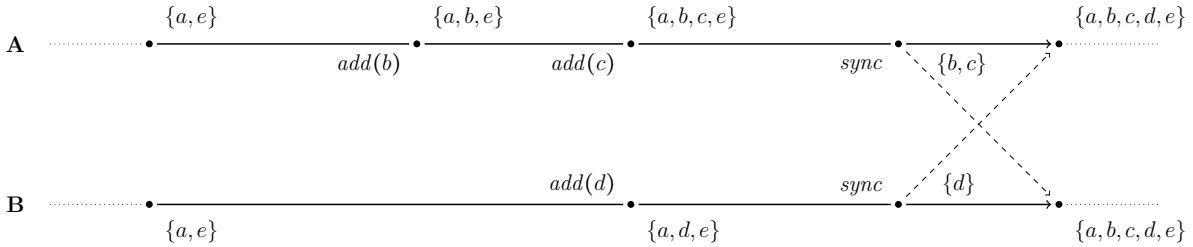


FIGURE 1.10 – Synchronisation des noeuds A et B en adoptant le modèle de synchronisation par différences d'états

intrinsèques des CRDTs synchronisés par états : le respect du modèle de cohérence causale. En effet, sans mécanisme supplémentaire, la perte ou le ré-ordonnement de deltas par le réseau peut mener à une intégration dans le désordre des modifications par l'un des noeuds. S'ils souhaitent toujours satisfaire le modèle de cohérence causal, les CRDTs synchronisés par différences d'états doivent donc définir et ajouter à leur spécification un mécanisme similaire à la couche de livraison des CRDTs synchronisés par opérations.

Ainsi, les CRDTs synchronisés par différences d'états sont une évolution prometteuse des CRDTs synchronisés par états. Ce modèle de synchronisation rend ces CRDTs utilisables dans les systèmes temps réels sans introduire de contraintes sur la fiabilité du réseau. Mais pour cela, il ajoute une couche supplémentaire de complexité à la spécification des CRDTs synchronisés par états, c.-à-d. le mécanisme dédié à la livraison des deltas.

Synthèse

Ainsi, plusieurs modèles de synchronisation ont été proposés pour permettre aux noeuds utilisant un CRDT pour répliquer une donnée de diffuser leurs modifications et d'intégrer celles des autres. Nous récapitulons dans cette section les principales propriétés et différences entre ces modèles.

Tout d'abord, rappelons que chaque approche repose sur l'utilisation d'un sup-demi-treillis pour assurer la convergence forte. Dans le cadre des CRDTs synchronisés par états et des CRDTs synchronisés par différences d'états, ce sont les états du CRDTs même qui forment un sup-demi-treillis.

Ce n'est pas exactement le cas dans le cadre des CRDTs synchronisés par opérations. Comme indiqué précédemment, les CRDTs synchronisés par opérations demandent à la couche de livraison des messages qui leur est associée qu'elle satisfasse un ensemble de contraintes. Si la couche de livraison ne garantit pas ces contraintes, e.g. les opérations sont livrées dans le désordre, l'état des noeuds peut diverger définitivement. Ainsi, pour être précis, c'est le couple $\langle \textit{etats du CRDT}, \textit{couche livraison} \rangle$ qui forme un sup-demi-treillis dans le cadre de ce modèle de synchronisation.

La principale différence entre les modèles de synchronisation proposés réside dans l'unité utilisée lors d'une synchronisation. Le modèle de synchronisation par états, de manière équivoque, utilise les états complets. L'intégration des modifications effectuées par un noeud dans la copie locale d'un second se fait alors en diffusant l'état du premier

au second et en fusionnant cet état avec l'état du second.

Le modèle de synchronisation par opérations repose sur des opérations pour diffuser les modifications. Les opérations encodent les modifications sous la forme d'un ou plusieurs états spécifiques du sup-demi-trellis : les éléments irréductibles (cf. Définition 10, page 14). L'intégration des modifications d'un noeud par un second se fait alors en diffusant les opérations correspondant aux modifications et en intégrant chacune d'entre elle à la copie locale du second.

Le modèle de synchronisation par différences d'états permet quant à lui d'intégrer les modifications soit par le biais d'éléments irréductibles, soit par le biais d'états complets. Dans les deux cas, les CRDTs synchronisés par différences d'états reposent sur la fonction de fusion du sup-demi-treillis pour intégrer les modifications.

De cette différence d'unité de synchronisation découle l'ensemble des différences entre ces modèles. La capacité d'intégrer les modifications par le biais d'une fusion d'états permet aux CRDTs synchronisés par états et différences d'états de résister aux défaillances du réseau. En effet, la perte, le ré-ordonnement ou la duplication de messages, c.-à-d. d'états ou de différences d'états, n'empêche pas la convergence des noeuds. Tant que deux noeuds peuvent à terme échanger leur états respectifs et les fusionner, la fonction de fusion garantit qu'ils obtiendront à terme des états équivalents.

À l'inverse, la perte, le ré-ordonnement ou la duplication de messages, c.-à-d. d'opérations, peut entraîner une divergence des noeuds dans le cadre du modèle de synchronisation par opérations. Pour éviter ce problème, la couche de livraison de messages associée au CRDT doit satisfaire le modèle de livraison requis par ce dernier.

Un autre aspect impacté par l'unité de synchronisation est la fréquence de synchronisation. La synchronisation par états nécessite de diffuser son état complet pour diffuser ses modifications. En fonction du type de données, le coût réseau pour diffuser chaque modification dès qu'elle est effectuée peut s'avérer prohibitif. Ce modèle de synchronisation repose donc généralement sur une synchronisation périodique, c.-à-d. chaque noeud diffuse son état périodiquement.

À l'inverse, la synchronisation par éléments irréductibles, que ça soit sous la forme d'opérations ou leur forme primaire, induit un coût réseau raisonnable : les éléments sont généralement petits et de taille fixe. Les modèles de synchronisation par opérations et par différences d'états permettent donc de diffuser des modifications dès leur génération. Ceci permet aux noeuds du système d'intégrer les modifications effectuées par les autres noeuds de manière plus fréquente, voire en temps réel.

Finalement, la dernière différence entre ces modèles concerne le modèle de cohérence causale (cf. Définition 9, page 13). Par nature, le modèle de synchronisation par états garantit le respect du modèle de cohérence causale. En effet, un état correspond à l'intégration d'un ensemble de modifications. De manière similaire, le résultat de la fusion de deux états correspond à l'intégration de l'union de leur ensemble respectif de modifications. Ce modèle de synchronisation empêche donc l'intégration d'une modification sans avoir intégré aussi les modifications l'ayant précédé d'après la relation *happens-before*.

À l'inverse, par défaut, les modèles de synchronisation par opérations ou différences d'états permettent l'intégration d'un élément irréductible sans avoir intégré au préalable les éléments irréductibles l'ayant précédé d'après la relation *happens-before*. Pour satisfaire le modèle de cohérence causale, les CRDTs adoptant ces modèles de synchronisation

doivent être associés à une couche de livraison de messages garantissant leur livraison causale (cf. Définition 11, page 14).

Nous récapitulons le contenu de cette discussion sous la forme du Tableau 1.1.

TABLE 1.1 – Récapitulatif comparatif des différents modèles de synchronisation pour CRDTs

	Sync. par états	Sync. par opérations	Sync. par diff. d'états
Forme un sup-demi-treillis	✓	✓	✓
Intègre modifications par fusion d'états	✓	✗	✓
Intègre modifications par élts irréductibles	✗	✓	✓
Résiste nativ. aux défaillances réseau	✓	✗	✓
Adapté pour systèmes temps réel	✗	✓	✓
Offre nativ. modèle de cohérence causale	✓	✗	✗

1.3 Séquences répliquées sans conflits

Dans le cadre des travaux de cette thèse, nous nous sommes focalisés sur les CRDTs pour un type de donnée précis : la *Séquence*.

La Séquence, aussi appelée *Liste*, est un type abstrait de données représentant une collection ordonnée et de taille dynamique d'éléments. Dans une séquence, un même élément peut apparaître à de multiples reprises. Chacune des occurrences de cet élément est alors considérée comme distincte.

Dans le cadre de ce manuscrit, nous représentons des séquences de caractères. Cette restriction du domaine se fait sans perte de généralité. Nous illustrons par la Figure 1.11 notre représentation des séquences que nous utiliserons dans nos exemples.

H	E	L	L	O
0	1	2	3	4

FIGURE 1.11 – Représentation de la séquence "HELLO"

Dans la Figure 1.12, nous présentons la spécification algébrique du type Séquence que nous utilisons.

Celle-ci définit deux modifications :

(i) $insert(s, i, e)$, abrégée en *ins* dans nos figures, qui permet d'insérer un élément donné e à un index donné i dans une séquence s de taille m. Cette modification renvoie une nouvelle séquence construite de la manière suivante :

$$\forall s \in S, e \in E, i \in [0, m] \mid m = length(s), s = \langle e_0, \cdots, e_{i-1}, e_i, \cdots, e_{m-1} \rangle \cdot \\ insert(s, i, e) = \langle e_0, \cdots, e_{i-1}, e, e_i, \cdots, e_{m-1} \rangle$$

(ii) $remove(s, i)$, abrégée en *rmv* dans nos figures, qui permet de retirer l'élément situé à l'index i dans une séquence s de taille m. Cette modification renvoie une nouvelle

payload
$S \in Seq\langle E \rangle$

constructor

empty	:		$\longrightarrow S$

mutators

insert	:	$S \times \mathbb{N} \times E$	$\longrightarrow S$
remove	:	$S \times \mathbb{N}$	$\longrightarrow S$

queries

length	:	S	$\longrightarrow \mathbb{N}$
read	:	S	$\longrightarrow Array\langle E \rangle$

FIGURE 1.12 – Spécification algébrique du type abstrait usuel Séquence

séquence construite de la manière suivante :

$$\forall s \in S, e \in E, i \in [0, m[\mid m = length(s), s = \langle e_0, \cdots, e_{i-1}, e_i, ei+1, \cdots, e_{m-1} \rangle \cdot \\ remove(s, i) = \langle e_0, \cdots, e_{i-1}, e_{i+1}, \cdots, e_{m-1} \rangle$$

Les modifications définies dans la Figure 1.12, *insert* et *remove*, ne permettent respectivement que l'insertion ou la suppression d'un élément à la fois. Cette simplification du type se fait cependant sans perte de généralité, la spécification pouvant être étendue pour insérer successivement plusieurs éléments à partir d'un index donné ou retirer plusieurs éléments consécutifs.

La spécification définit aussi deux observateurs :

(i) $length(s)$, qui permet de récupérer le nombre d'éléments présents dans une séquence s.

(ii) $read(s)$, qui permet de consulter l'état d'une séquence s. L'état de la séquence est retournée sous la forme d'un Tableau, c.-à-d. une collection ordonnée de taille fixe d'éléments. Comme pour le type Ensemble, nous considérons que *read* est utilisé de manière implicite après chaque modification dans nos exemples.

Cette spécification du type Séquence est une spécification séquentielle. Les modifications sont définies pour être effectuées l'une après l'autre. Si plusieurs noeuds répliquent une même séquence et la modifient en concurrence, l'intégration de leurs opérations respectives dans des ordres différents résulte en des états différents. Nous illustrons ce point avec la Figure 1.13.

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une même séquence. Celle-ci correspond initialement à la chaîne de caractères "WRD". Le noeud A insère le caractère "O" à l'index 1, obtenant ainsi la séquence "WORD". En concurrence, le noeud B insère lui le caractère "L" à l'index 2 pour obtenir "WRLD".

Les deux noeuds diffusent ensuite leur opération respective puis intègre celle de leur pair. Nous constatons alors une divergence. En effet, l'intégration de la modification

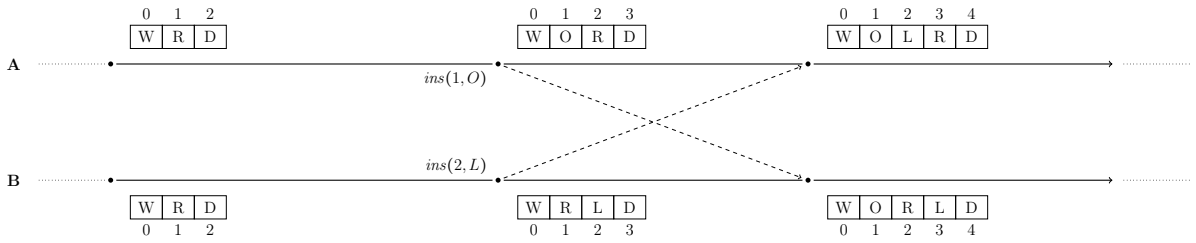


FIGURE 1.13 – Modifications concurrentes d'une séquence

$insert(2, L)$ par le noeud A ne produit pas l'effet escompté, c.-à-d. produire la chaîne "WORLD", mais la chaîne "WOLRD".

Cette divergence est dûe au fait que la modification *insert* ne commute pas avec elle-même. En effet, celle-ci se base sur un index pour déterminer où placer le nouvel élément. Cependant, les index sont eux-mêmes modifiés par *insert*. Ainsi, l'intégration dans des ordres différents de modifications *insert* sur un même état initial résulte en des états différents. Plus généralement, nous observons que chaque paire possible de modifications du type Séquence, c.-à-d. $\langle insert, insert\rangle$, $\langle insert, remove\rangle$ et $\langle remove, remove\rangle$, ne commute pas.

La non-commutativité des modifications du type Séquence fut l'objet de nombreux travaux de recherche dans le domaine de l'édition collaborative. Pour résoudre ce problème, l'approche Operational Transformation (OT) [27, 28] fut initialement proposée. Cette approche propose de transformer une modification par rapport aux modifications concurrentes intégrées pour tenir compte de leur effet. Elle se décompose en deux parties :

(i) Un algorithme de contrôle [29, 30, 31], qui définit par rapport à quelles modifications une nouvelle modification distante doit être transformée avant d'être intégrée à la copie.

(ii) Des fonctions de transformations [27, 29, 32, 33], qui définissent comment une modification doit être transformée par rapport à une autre modification pour tenir compte de son effet.

Cependant, bien que de nombreuses fonctions de transformations pour le type Séquence ont été proposées, seule la correction des Tombstone Transformation Functions (TTF) [33] a été éprouvée pour les systèmes P2P à notre connaissance. De plus, les algorithmes de contrôle compatibles reposent sur une livraison causale des modifications, et donc l'utilisation de vecteurs d'horloges. Cette approche est donc inadaptée aux systèmes P2P dynamiques.

Néanmoins, une contribution importante de l'approche OT fut la définition d'un modèle de cohérence que doivent respecter les systèmes d'édition collaboratif : le modèle Convergence, Causality preservation, Intention preservation (CCI) [34].

Définition 13 (Modèle Convergence, Causality preservation, Intention preservation)**.** Le modèle de cohérence Convergence, Causality preservation, Intention preservation définit qu'un système d'édition collaboratif doit respecter les critères suivants :

Définition 13.1 (Convergence)**.** Le critère de *Convergence* indique que des noeuds ayant intégrés le même ensemble de modifications convergent à un état équivalent.

Définition 13.2 (Préservation de la causalité)**.** Le critère de *Préservation de la causalité* indique que si une modification m_1 précède une autre modification m_2 d'après la relation *happens-before*, c.-à-d. $m_1 \rightarrow m_2$, m_1 doit être intégrée avant m_2 par les noeuds du système.

Définition 13.3 (Préservation de l'intention)**.** Le critère de *Préservation de l'intention* indique que l'intégration d'une modification par un noeud distant doit reproduire l'effet de la modification sur la copie du noeud d'origine, indépendamment des modifications concurrentes intégrées.

De manière similaire à [35], nous considérons qu'un système collaboratif doit, en plus du modèle CCI, assurer sa *capacité de passage à l'échelle* (cf. **??**, page **??**). Nous précisons notre définition de cette propriété ci-dessous :

Définition 14 (Capacité de passage à l'échelle)**.** Le capacité d'un passage à l'échelle d'un système indique que son nombre de noeuds n'a qu'un impact limité, c.-à-d. idéalement constant ou logarithmique, sur sa complexité en temps, en espace et sur le nombre et la taille des messages.

Nous constatons cependant que le critère 13.2 et la propriété 14 peuvent être contradictoires. En effet, pour respecter le modèle de cohérence causale, un système peut nécessiter une livraison causale des modifications, e.g. un CRDT synchronisé par opérations dont seules les opérations concurrentes sont commutatives. La livraison causale implique un surcoût computationnel, en métadonnées et en taille des messages qui est fonction du nombre de participants du système [36]. Ainsi, dans le cadre de nos travaux sur la conception de systèmes collaboratifs P2P à large échelle, nous cherchons à nous affranchir du modèle de livraison causale des modifications, ce qui peut nécessiter de relaxer le modèle de cohérence causale.

C'est dans une optique similaire que fut proposé WOOT [37], un modèle de séquence répliquée qui pose les fondations des CRDTs. Depuis, plusieurs CRDTs pour le type Séquence furent définies [38, 39, 35]. Ces CRDTs peuvent être répartis en deux approches : l'approche à pierres tombales [37, 38] et l'approche à identifiants densément ordonnés [39, 35]. L'état d'une séquence pouvant croître de manière infinie, ces CRDTs sont synchronisés par opérations pour limiter la taille des messages diffusés. À notre connaissance, seul [40] propose un CRDT pour le type Séquence synchronisé par différence d'états.

Dans la suite de cette section, nous présentons les différents CRDTs pour le type Séquence de la littérature.

1.3.1 Approche à pierres tombales

WOOT

WOOT [37] est considéré a posteriori comme le premier CRDT synchronisé par opérations pour le type Séquence [8]. Conçu pour l'édition collaborative P2P, son but est de surpasser les limites de l'approche OT évoquées précédemment, c.-à-d. le coût du mécanisme de livraison causale.

8. [41] n'ayant formalisé les CRDTs qu'en 2007.

L'intuition de WOOT est la suivante : WOOT modifie la sémantique de la modification *insert* pour qu'elle corresponde à l'insertion d'un nouvel élément entre deux autres, et non plus à l'insertion d'un nouvel élément à une position donnée. Par exemple, l'insertion de l'élément "K" dans la séquence "SY" pour obtenir l'état "SKY", c.-à-d. $insert(1, K)$, devient $insert(S \prec K \prec Y)$, où $\prec$ représente l'ordre créé entre ces éléments.

Afin de préciser quels éléments correspondent aux prédécesseur et successeur de l'élément inséré, WOOT repose sur un système d'identifiants. WOOT associe ainsi un identifiant unique à chaque élément de la séquence.

Définition 15 (Identifiant WOOT)**.** Un identifiant WOOT est un couple $\langle nodeId, nodeSeq \rangle$ avec

(i) *nodeId*, l'identifiant du noeud qui génère cet identifiant WOOT. Il est supposé unique.

(ii) *nodeSeq*, un entier propre au noeud, servant d'horloge logique. Il est incrémenté à chaque génération d'identifiant WOOT.

Dans le cadre de ce manuscrit, nous utiliserons pour former les identifiants WOOT le nom du noeud (e.g. A) comme *nodeId* et un entier naturel, en démarrant à 1, comme *nodeSeq*. Nous les représenterons de la manière suivante *nodeId nodeSeq*, e.g. $A1$ [9].

Les modifications *insert* et *remove* génèrent dès lors des opérations tirant profit des identifiants. Par exemple, considérons une séquence WOOT représentant "SY" et qui associe respectivement les identifiants $A1$ et $A2$ aux éléments "S" et "Y". L'insertion de l'élément "E" dans cette séquence pour obtenir l'état "SKY", c.-à-d. $insert(S \prec K \prec Y)$, produit par exemple l'opération $insert(A1 \prec \langle B1, K \rangle \prec A2)$. De manière similaire, la suppression de l'élément "K" dans cette séquence pour obtenir l'état "SA", c.-à-d. $remove(1)$, produit $remove(B1)$.

WOOT utilise des pierres tombales pour que les opérations *insert*, qui nécessite la présence des deux éléments entre lesquels nous insérons un nouvel élément, et *remove* commutent. Ainsi, lorsqu'un élément est retiré, une pierre tombale est conservée dans la séquence pour indiquer sa présence passée. Les données de l'élément sont elles supprimées.

Finalement, WOOT définit $<_{id}$, un ordre strict total sur les identifiants associés aux éléments. En effet, la relation $\prec$ n'est pas définie pour deux éléments insérés en concurrence et qui possèdent les mêmes prédecesseur et successeur, e.g. $insert(S \prec K \prec Y)$ et $insert(S \prec L \prec Y)$. Pour que tous les noeuds convergent, ils doivent choisir comment ordonner ces éléments de manière déterministe et indépendante de l'ordre de réception des modifications. Ils utilisent pour cela $<_{id}$.

Définition 16 (Relation $<_{id}$)**.** La relation $<_{id}$ définit que, étant donné deux identifiants $id_1 = \langle nodeId_1, nodeSeq_1 \rangle$ et $id_2 = \langle nodeId_2, nodeSeq_2 \rangle$, nous avons :

$$id_1 <_{id} id_2 \quad \textit{iff} \quad (nodeId_1 < nodeId_2) \quad \vee \quad (nodeId_1 = nodeId_2 \wedge nodeSeq_1 < nodeSeq_2)$$

9. Notons qu'un identifiant WOOT est bel et bien unique, deux noeuds ne pouvant utiliser le même *nodeId* et un noeud n'utilisant jamais deux fois le même *nodeSeq*.

Notons que l'ordre définit par $<_{id}$ correspond à l'ordre lexicographique sur les composants des identifiants.

De cette manière, WOOT offre une spécification de la Séquence dont les opérations commutent. Nous récapitulons son fonctionnement à l'aide de la Figure 1.14.

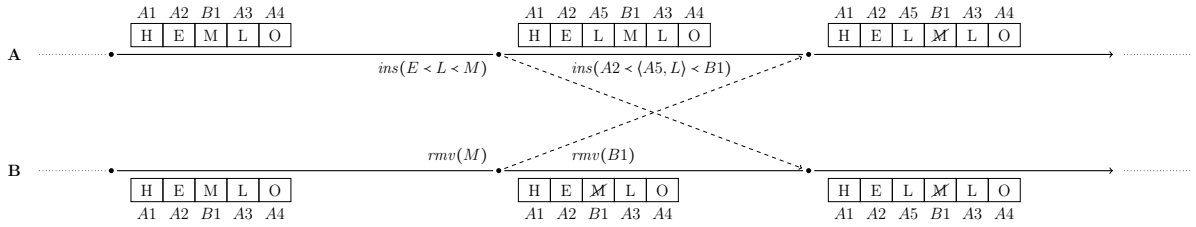


FIGURE 1.14 – Modifications concurrentes d'une séquence répliquée WOOT

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une séquence répliquée WOOT. Initialement, ils possèdent le même état : la séquence contient les éléments "HEMLO", et à chaque élément est associé un identifiant, e.g. $A1$, $B1$, $A2$...

Le noeud A insère l'élément "L" entre les éléments "E" et "M", c.-à-d. $insert(E \prec L \prec M)$. WOOT convertit cette modification en opération $insert(A2 \prec \langle A5, L\rangle \prec B1)$. L'opération est intégrée à la copie locale, ce qui produit l'état "HELMLO", puis diffusée sur le réseau.

En concurrence, le noeud B supprime l'élément "M" de la séquence, c.-à-d. $remove(M)$. De la même manière, WOOT génère l'opération correspondante $remove(B1)$. Comme expliqué précédemment, l'intégration de cette opération ne supprime pas l'élément "M" de l'état mais se contente de le masquer. L'état produit est donc "HE~~M~~LO". L'opération est ensuite diffusée.

A (resp. B) reçoit ensuite l'opération de B, $remove(B1)$ (resp. A, $insert(A2 \prec \langle A5, L\rangle \prec B1)$), et l'intègre à sa copie. Les opérations de WOOT étant commutatives, les noeuds obtiennent le même état final : "HEL~~M~~LO".

Grâce à la commutativité de ses opérations, WOOT s'affranchit du modèle de livraison causale nécessitant l'utilisation coûteuse de vecteurs d'horloges. WOOT met en place un modèle de livraison sur-mesure basé sur les pré-conditions des opérations :

Définition 17 (Modèle de livraison WOOT)**.** Le modèle de livraison WOOT définit que :

(i) Une opération doit être livrée exactement une fois à chaque noeud [10].

(ii) Une opération $insert(predId \prec \langle id, elt\rangle \prec succId)$ ne peut être livrée à un noeud qu'après la livraison des opérations d'insertion des éléments associés à $predId$ et $succId$.

(iii) L'opération $remove(id)$ ne peut être livrée à un noeud qu'après la livraison de l'opération d'insertion de l'élément associé à id.

10. Néanmoins, les algorithmes d'intégration des opérations, notamment celui pour l'opération *insert*, pourraient être aisément modifiés pour être idempotents. Ainsi, la livraison répétée d'une même opération deviendrait possible, ce qui permettrait de relaxer cette contrainte en *une livraison au moins une fois*.

Ce modèle de livraison ne requiert qu'une quantité fixe de métadonnées associées à chaque opération pour être respecté. WOOT est donc adapté aux systèmes P2P dynamiques.

WOOT souffre néanmoins de plusieurs limites. La première d'entre elles correspond à l'utilisation de pierres tombales dans la séquence répliquée. En effet, comme indiqué précédemment, la modification *remove* ne supprime que les données de l'élément concerné. L'identifiant qui lui a été associé reste lui présent dans la séquence à son emplacement. Une séquence WOOT ne peut donc que croître, ce qui impacte négativement sa complexité en espace ainsi qu'en temps.

Oster et al. [37] font cependant le choix de ne pas proposer de mécanisme pour purger les pierres tombales. En effet, leur motivation est d'utiliser ces pierres tombales pour proposer un mécanisme d'annulation, une fonctionnalité importante dans le domaine de l'édition collaborative. Cette piste de recherche est développée dans [42].

Une seconde limite de WOOT concerne la complexité en temps de l'algorithme d'intégration des opérations d'insertion. En effet, celle-ci est en $\mathcal{O}(H^3)$ avec H le nombre de modifications ayant été effectuées sur le document [43]. Plusieurs évolutions de WOOT sont proposées pour mitiger cette limite : WOOTO [44] et WOOTH [43].

Weiss et al. [44] remanient la structure des identifiants associés aux éléments. Cette modification permet un algorithme d'intégration des opérations *insert* avec une meilleure complexité en temps, $\mathcal{O}(H^2)$. Ahmed-Nacer et al. [43] se basent sur WOOTO et proposent l'utilisation de structures de données améliorant la complexité des algorithmes d'intégration des opérations, au détriment des métadonnées stockées localement par chaque noeud. Cependant, cette évolution ne permet ici pas de réduire l'ordre de grandeur des opérations *insert*.

Néanmoins, l'évaluation expérimentale des différentes approches pour l'édition collaborative P2P en temps réel menée dans [43] a montré que les CRDTs de la famille WOOT n'étaient pas assez efficaces. Dans le cadre de cette expérience, des utilisateur-rices effectuaient des tâches d'édition collaborative données. Les traces de ces sessions d'édition collaboratives furent ensuite rejouées en utilisant divers mécanismes de résolution de conflits, dont WOOT, WOOTO et WOOTH. Le but était de mesurer les performances de ces mécanismes, notamment leurs temps d'intégration des modifications et opérations. Dans le cas de la famille WOOT, Ahmed-Nacer et al. ont constaté que ces temps dépassaient parfois 50ms. Il s'agit là de la limite des délais acceptables par les utilisateur-rices d'après [45, 46]. Ces performances disqualifient donc les CRDTs de la famille WOOT comme approches viables pour l'édition collaborative P2P temps réel.

Replicated Growable Array

Replicated Growable Array (RGA) [38] est le second CRDT pour le type Séquence appartenant à l'approche à pierres tombales. Il a été spécifié dans le cadre d'un effort pour établir les principes nécessaires à la conception de Replicated Abstract Data Types (RADTs).

Dans cet article, les auteurs définissent et se basent sur 2 principes pour concevoir des RADTs. Le premier d'entre eux est la Commutativité des Opérations (OC).

Définition 18 (Commutativité des Opérations)**.** La Commutativité des Opérations (OC) définit que toute paire possible d'opérations concurrentes du RADT doit être commutative.

Ce principe permet de garantir que l'intégration par différents noeuds d'une même séquence d'opérations concurrentes, mais dans des ordres différents, résultera en un état équivalent.

Le second principe sur lequel reposent les RADTs est la Transitivité de la Précédence (PT).

Définition 19 (Transitivité de la Précédence)**.** La Transitivité de la Précédence (PT) définit qu'étant donné une relation de précédence, $\dashrightarrow$, et trois opérations, o_1, o_2 et o_3, si $o_1 \dashrightarrow o_2$ et $o_2 \dashrightarrow o_3$, alors nous avons $o_1 \dashrightarrow o_3$.

avec la relation de précédence $\dashrightarrow$ définie de la manière suivante :

Définition 20 (Relation de précédence)**.** La relation de précédence, notée $\dashrightarrow$, définit qu'étant donné deux opérations, o_1 et o_2, l'intention de o_2 doit être préservée par rapport à celle de o_1, noté $o_1 \dashrightarrow o_2$, si et seulement si :

(i) $o_1 \rightarrow o_2$ ou

(ii) $o_1 \parallel o_2$ et o_2 prend la précédence sur o_1.

Ce second principe offre une méthode pour concevoir un ensemble d'opérations commutatives. Il permet aussi d'exprimer la précédence des opérations par rapport aux opérations dont elles dépendent causalement.

À partir de ces principes, les auteurs proposent plusieurs RADTs : Replicated Fixed-Size Array (RFA), Replicated Hash Table (RFT) et Replicated Growable Array (RGA), qui nous intéresse ici.

Dans RGA, l'intention de l'insertion est définit comme l'insertion d'un nouvel élément directement après un élément existant. Ainsi, RGA se base sur le prédecesseur d'un élément pour déterminer où l'insérer. De fait, tout comme WOOT, RGA repose sur un système d'identifiants qu'il associe aux éléments pour pouvoir s'y référer par la suite.

Les auteurs proposent le modèle de données suivant comme identifiants :

Définition 21 (Identifiant S4Vector)**.** Un identifiant S4Vector est de la forme $\langle ssid, sum, ssn, seq \rangle$ avec :

(i) *ssid*, l'identifiant de la session de collaboration.

(ii) *sum*, la somme du vecteur d'horloges courant du noeud auteur de l'élément.

(iii) *ssn*, l'identifiant du noeud auteur de l'élément.

(iv) *seq*, le numéro de séquence de l'auteur de l'élément à son insertion.

Cependant, dans les présentations suivantes de RGA [5, 47], les auteurs utilisent des horloges de Lamport [4] en lieu et place des identifiants S4Vector. Nous procédons donc ici à la même simplification, et abstrayons la structure des identifiants utilisée avec le symbole t.

À l'aide des identifiants, RGA redéfinit les modifications de la séquence de la manière suivante :

(i) *insert* devient $insert(predId \prec \langle t, elt \rangle)$.

(ii) *remove* devient $remove(t)$.

Puisque plusieurs éléments peuvent être insérés en concurrence à la même position, c.-à-d. avec le même prédecesseur, il est nécessaire de définir une relation d'ordre strict total pour ordonner les éléments de manière déterministe et indépendante de l'ordre de réception des modifications. Pour cela, RGA définit $<_{id}$:

Définition 22 (Relation $<_{id}$)**.** La relation $<_{id}$ définit un ordre strict total sur les identifiants en se basant sur l'ordre lexicographique leurs composants. Par exemple, étant donné deux identifiants $t_1 = \langle ssid_1, sum_1, ssn_1, seq_1 \rangle$ et $t_2 = \langle ssid_2, sum_2, ssn_2, seq_2 \rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} t_1 <_{id} t_2 \quad \textit{iff} \quad & (ssid_1 < ssid_2) \quad \vee \\ & (ssid_1 = ssid_2 \wedge sum_1 < sum_2) \quad \vee \\ & (ssid_1 = ssid_2 \wedge sum_1 = sum_2 \wedge ssn_1 < ssn_2) \quad \vee \\ & (ssid_1 = ssid_2 \wedge sum_1 = sum_2 \wedge ssn_1 = ssn_2 \wedge seq_1 < seq_2) \end{aligned}$$

L'utilisation de $<_{id}$ comme stratégie de résolution de conflits permet de rendre commutative les modifications *insert* concurrentes.

Concernant les suppressions, RGA se comporte de manière similaire à WOOT : la séquence conserve une pierre tombale pour chaque élément supprimé, de façon à pouvoir insérer à la bonne position un élément dont le prédecesseur a été supprimé en concurrence. Cette stratégie rend commutative les modifications *insert* et *remove*.

Nous récapitulons le fonctionnement de RGA à l'aide de la Figure 1.15.

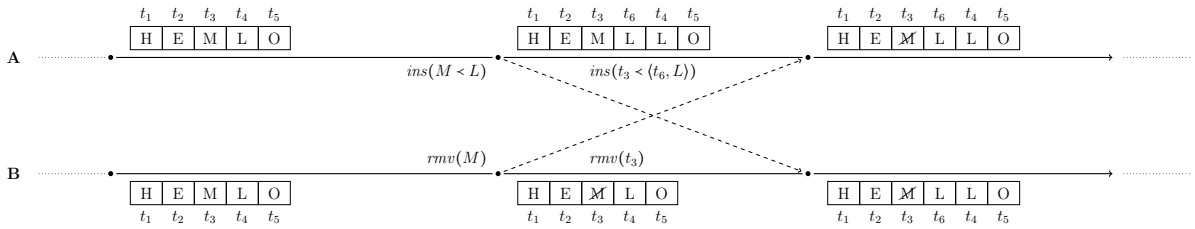


FIGURE 1.15 – Modifications concurrentes d'une séquence répliquée RGA

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une séquence répliquée RGA. Initialement, ils possèdent le même état : la séquence contient les éléments "HEMLO", et à chaque élément est associé un identifiant, e.g. t_1, t_2, t_3...

Le noeud A insère l'élément "L" après l'élément et "M", c.-à-d. $insert(M \prec L)$. RGA convertit cette modification en opération $insert(t_3 \prec \langle t_6, L \rangle)$. L'opération est intégrée à la copie locale, ce qui produit l'état "HEMLLO", puis diffusée sur le réseau.

En concurrence, le noeud B supprime l'élément "M" de la séquence, c.-à-d. $remove(M)$. De la même manière, RGA génère l'opération correspondante $remove(t_3)$. Comme expliqué précédemment, l'intégration de cette opération ne supprime pas l'élément "M" de l'état mais se contente de le masquer. L'état produit est donc "HE~~M~~LO". L'opération est ensuite diffusée.

A (resp. B) reçoit ensuite l'opération de B, $remove(t_3)$ (resp. A, $insert(t_3 \prec \langle t_6, L \rangle)$), et l'intègre à sa copie. Les opérations de RGA étant commutatives, les noeuds obtiennent le même état final : "HE$\not{M}$LLO".

À la différence des auteurs de WOOT, Roh et al. [38] jugent le coût des pierres tombales trop élévé. Ils proposent alors un mécanisme de Garbage Collection (GC) des pierres tombales. Ce mécanisme repose sur deux conditions :

(i) La stabilité causale de l'opération *remove*, c.-à-d. l'ensemble des noeuds a intégré la suppression de l'élément et ne peut émettre d'opérations utilisant l'élément supprimé comme prédecesseur.

(ii) L'impossibilité pour l'ensemble des noeuds de générer un identifiant inférieur à celui de l'élément suivant la pierre tombale d'après $<_{id}$.

L'intuition de la condition (i) est de s'assurer qu'aucune opération *insert* concurrente à l'exécution du mécanisme ne peut utiliser la pierre tombale comme prédecesseur, les opérations *insert* ne pouvant reposer que sur les éléments. L'intuition de la condition (ii) est de s'assurer que l'intégration d'une opération *insert*, concurrente à l'exécution du mécanisme et devant résulter en l'insertion de l'élément avant la pierre tombale, ne sera altérée par la suppression de cette dernière.

Concernant le modèle de livraison adopté, RGA repose sur une livraison causale des opérations. Cependant, [38] indique que ce modèle de livraison pourrait être relaxé, de façon à ne plus dépendre de vecteurs d'horloges. Ce point est néanmoins laissé comme piste de recherche future. À notre connaissance, cette dernière n'a pas été explorée dans la littérature. Néanmoins Elvinger [40] indique que RGA pourrait adopter un modèle de livraison similaire à celui de WOOT. Ce modèle consisterait :

Définition 23 (Modèle de livraison RGA)**.** Le modèle de livraison RGA définit que :

(i) Une opération doit être livrée exactement une fois à chaque noeud.

(ii) Une opération $insert(predId \prec \langle id, elt \rangle)$ ne peut être livrée à un noeud qu'après la livraison de l'opération d'insertion de l'élément associé à $predId$.

(iii) Une opération $remove(id)$ ne peut être livrée à un noeud qu'après la livraison de l'opération d'insertion de l'élément associé à id.

Nous secondons cette observation.

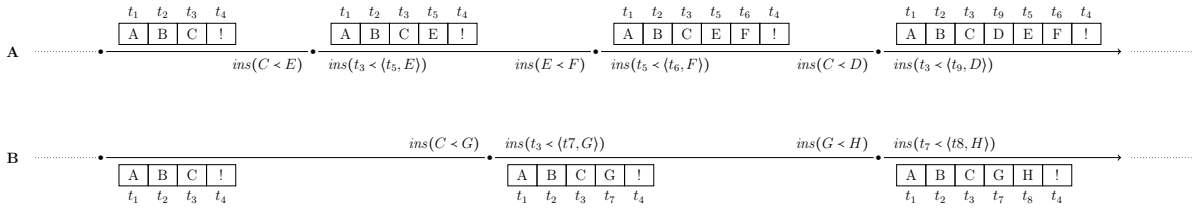
Un des avantages de RGA est son efficacité. En effet, son algorithme d'intégration des insertions offre une meilleure complexité en temps que celui de WOOT : $\mathcal{O}(H)$, avec H le nombre de modifications ayant été effectuées sur le document [43]. De plus, [47, 48] montrent que le modèle de données de RGA est optimal d'un point de vue complexité en espace comme CRDT pour le type Séquence par élément sans mécanisme de GC.

Plusieurs extensions de RGA ont par la suite été proposées. Briot et al. [49] indiquent que les pauvres performances des modifications locales [11] des CRDTs pour le type Séquence constituent une de leurs limites. Il s'agit en effet des performances impactant le plus l'expérience utilisateur, les utilisateur-rices s'attendant à un retour immédiat de la part de l'application. Les auteurs souhaitent donc réduire la complexité en temps des modifications locales à une complexité logarithmique.

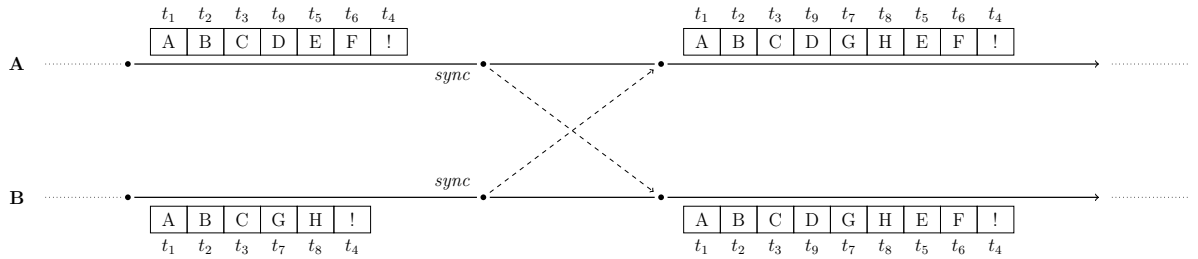
11. Relativement par rapport aux algorithmes de l'approche OT.

Pour cela, ils proposent l'*identifier structure*, une structure de données auxiliaire utilisable par les CRDTs pour le type Séquence. Cette structure permet de retrouver plus efficacement l'identifiant d'un élément à partir de son index, au pris d'un surcoût en métadonnées. Les auteurs combinent cette structure de données à un mécanisme d'aggrégation des éléments en blocs [12] tels que proposés par [50, 51], qui permet de réduire la quantité de métadonnées stockées par la séquence répliquée. Cette combinaison aboutit à la définition d'un nouveau CRDT pour le type Séquence, *RGATreeSplit*, qui offre une meilleure complexité en temps et en espace.

Dans [52], les auteurs mettent en lumière un problème récurrent des CRDTs pour le type Séquence : lorsque des séquences de modifications sont effectuées en concurrence par des noeuds, les CRDTs assurent la convergence des répliques mais pas la correction du résultat. Notamment, il est possible que les éléments insérés en concurrence se retrouvent entrelacés. La Figure 1.16 présente un tel cas de figure :



(a) Modifications concurrentes d'une séquence répliquée RGA



(b) Synchronisation résultant en un entrelacement des modifications concurrentes

FIGURE 1.16 – Entrelacement d'éléments insérés de manière concurrente

Dans la Figure 1.16a, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une séquence répliquée RGA. Initialement, ils possèdent le même état : la séquence contient les éléments "ABC!", et à chaque élément est associé un identifiant, e.g. t_1, t_2, t_3 et t_4.

Le noeud A insère après l'élément "C" les éléments "E" et F. RGA génère les opérations $insert(t_3 \prec \langle t_5, E \rangle)$ et $insert(t_5 \prec \langle t_6, F \rangle)$. En concurrence, le noeud B insère les éléments "G" et "H" de manière similaire, produisant les opérations $insert(t_3 \prec \langle t_7, G \rangle)$ et $insert(t_7 \prec \langle t_8, H \rangle)$. Finalement, toujours en concurrence, le noeud A insère un nouvel élément après l'élément "C", l'élément "D", ce qui résulte en l'opération $insert(t_9 \prec \langle t_3, D \rangle)$. Pour la suite de notre exemple, nous supposons que $t_5 <_{id} t_6 <_{id} t_7 <_{id} t_8 <_{id} t_9$.

Nous poursuivons notre exemple dans la Figure 1.16b. Dans cette figure, les noeuds A et B se synchronisent et échangent leurs opérations respectives. À la réception de l'opération de B $insert(t_3 \prec \langle t_7, G \rangle)$, le noeud A compare t_7 avec les identifiants des

12. Nous détaillerons ce mécanisme par la suite.

éléments se trouvant après t_3. Il place l'élément "G" qu'après les éléments ayant des identifiants supérieurs à t_7. Ainsi, il insère "G" après "D" (t_9), mais avant "E" (t_5). L'élément "H" (t_7) est inséré de manière similaire avant "E" (t_5).

Le noeud B procède de manière similaire. Les noeuds A et B convergent alors à un état équivalent : "ABCDGHEF !". Nous remarquons ainsi que les modifications de B, la chaîne "GH", s'est intercalée dans la chaîne insérée par A en concurrence, "DHEF".

Pour remédier à ce problème, les auteurs définissent une nouvelle spécification que doivent respecter les approches pour la mise en place de séquences répliquées : *la spécification forte sans entrelacement des séquences répliquées*. Basée sur la spécification forte des séquences répliquées spécifiée dans [47, 48], cette nouvelle spécification précise que les éléments insérés en concurrence ne doivent pas s'entrelacer dans l'état final. Kleppmann et al. [52] proposent ensuite une évolution de RGA respectant cette spécification.

Pour cela, les auteurs ajoutent à l'opération *insert* un paramètre, *samePredIds*, un ensemble correspondant à l'ensemble des identifiants connus utilisant le même *predId* que l'élément inséré. En maintenant en plus un exemplaire de cet ensemble pour chaque élément de la séquence, il est possible de déterminer si deux opérations *insert* sont concurrentes ou causalement liées et ainsi déterminer comment ordonner leurs éléments. Cependant, les auteurs ne prouvent pas dans [52] que cette extension empêche tout entrelacement [13].

1.3.2 Approche à identifiants densément ordonnés

Treedoc

[41, 39] proposent une nouvelle approche pour CRDTs pour le type Séquence. La particularité de cette approche est de se baser sur des identifiants de position, respectant un ensemble de propriétés :

Définition 24 (Propriétés des identifiants de position)**.** Les propriétés que les identifiants de position doivent respecter sont les suivantes :

(i) Chaque identifiant est attribué à un élément de la séquence.

(ii) Aucune paire d'éléments ne partage le même identifiant.

(iii) L'identifiant d'un élément est immuable.

(iv) Il existe un ordre total strict sur les identifiants, $<_{id}$, cohérent avec l'ordre des éléments dans la séquence.

(v) Les identifiants sont tirés d'un ensemble dense, que nous notons $\mathbb{I}$.

Intéressons-nous un instant à la propriété (v). Cette propriété signifie que :

$$\forall predId, succId \in \mathbb{I}, \exists id \in \mathbb{I} \mid predId <_{id} id <_{id} succId$$

Cette propriété garantit donc qu'il sera toujours possible de générer un nouvel identifiant de position entre deux autres, c.-à-d. qu'il sera toujours possible d'insérer un nouvel élément entre deux autres (d'après la propriété (iv)).

13. Un travail en cours [53] indique en effet qu'une séquence répliquée empêchant tout entrelacement est impossible.

L'utilisation d'identifiants de position permet de redéfinir les modifications de la séquence :

(i) $insert(pred \prec elt \prec succ)$ devient alors $insert(id, elt)$, avec $predId <_{id} id <_{id} succId$.

(ii) $remove(elt)$ devient $remove(id)$.

Ces redéfinitions permettent de proposer une spécification de la séquence avec des modifications concurrentes qui commutent.

À partir de cette spécification, PREGUICA et al. propose un CRDT pour le type Séquence : *Treedoc* Ce dernier tire son nom de l'approche utilisée pour émuler un ensemble dense pour générer les identifiants de position : Treedoc utilise pour cela les chemins d'un arbre binaire.

La Figure 1.17 illustre le fonctionnement de cette approche. La racine de l'arbre binaire,

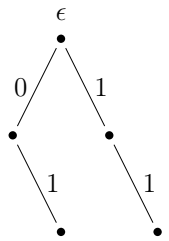


FIGURE 1.17 – Arbre pour générer des identifiants de positions

notée ϵ, correspond à l'identifiant de position du premier élément inséré dans la séquence répliquée. Pour générer les identifiants des éléments suivants, Treedoc utilise l'identifiant de leur prédecesseur ou successeur : Treedoc concatène (noté $\oplus$) à ce dernier le chiffre 0 (resp. 1) en fonction de si l'élément doit être placé à gauche (resp. à droite) de l'identifiant utilisé comme base. Par exemple, pour insérer un nouvel élément à la fin de la séquence dont les identifiants de position sont représentés par la Figure 1.17, Treedoc lui associerait l'identifiant $id = \epsilon \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1$. Ainsi, Treedoc suit l'ordre du parcours infixe de l'arbre binaire pour ordonner les identifiants de position.

Ce mécanisme souffre néanmoins d'un écueil : en l'état, plusieurs noeuds du système peuvent associer un même identifiant à des éléments insérés en concurrence, contrevenant alors à la propriété (ii). Pour corriger cela, Treedoc ajoute à chaque noeud de l'arbre un désambiguateur par élément : une paire $\langle nodeId, nodeSeq \rangle$. Nous représentons ces derniers avec la notation d_i.

Ainsi, un noeud de l'arbre des identifiants peut correspondre à plusieurs éléments, ayant tous le même identifiant à l'exception de leur désambiguateur. Ces éléments sont alors ordonnés les uns par rapport aux autres en respectant l'ordre défini sur leur désambiguateur.

Afin de réduire le surcoût en métadonnée des désambiguateurs, ces derniers ne sont ajoutés au chemin formant un identifiant qu'uniquement lorsqu'ils sont nécessaires, c.-à-d. :

(i) Le noeud courant est le noeud final de l'identifiant.

(ii) Le noeud courant nécessite désambiguation, c.-à-d. plusieurs éléments utilisent l'identifiant correspondant à ce noeud.

La Figure 1.18 présente un exemple de cette situation. Dans cet exemple, deux identifiants

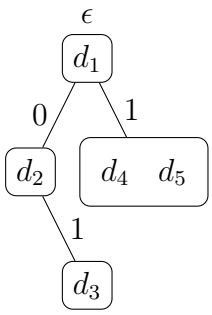


FIGURE 1.18 – Identifiants de position avec désambiguateurs

furent insérés en concurrence en fin de séquence : $id_4 = \epsilon \oplus \langle 1, d_4 \rangle$ et $id_5 = \epsilon \oplus \langle 1, d_5 \rangle$. Pour développer cet exemple, Treedoc générerait les identifiants :

(i) $id_6 = \epsilon \oplus 1 \oplus \langle 1, d_6 \rangle$ à l'insertion d'un nouvel élément en fin de liste.

(ii) $id_7 = \epsilon \oplus \langle 1, d_4 \rangle \oplus \langle 1, d_7 \rangle$ à l'insertion d'un nouvel élément entre les éléments ayant pour identifiants id_4 et id_5.

Nous récapitulons le fonctionnement complet de Treedoc dans la Figure 1.19. Par souci de cohésion, nous utilisons ici à la fois l'arbre binaire pour représenter les identifiants de position des éléments et les éléments eux-mêmes. Nous omettons aussi le chemin vide ϵ dans la représentation des identifiants lorsque non-nécessaire.

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une séquence répliquée Treedoc. Initialement, ils possèdent le même état : la séquence contient les éléments "HEM".

Le noeud A insère l'élément "L" en fin de séquence, c.-à-d. $insert(M \prec L)$. Treedoc génère l'opération correspondante, $insert(\langle 1, d_4 \rangle, L)$, et l'intègre à sa copie locale. Puis A insère l'élément "O", toujours en fin de séquence. La modification $insert(L \prec O)$ est convertie en opération $insert(1 \oplus \langle 1, d_6 \rangle, O)$ et intégrée.

En concurrence, le noeud B insère aussi un élément "L" en fin de séquence. Cette modification résulte en l'opération $insert(\langle 1, d_5 \rangle, L)$, qui est intégrée. Le noeud B supprime ensuite l'élément "M" de la séquence, ce qui produit l'opération $remove(\langle \epsilon, d_1 \rangle)$. Cette dernière est intégrée à sa copie locale. Notons ici que le noeud de l'arbre des identifiants n'est pas supprimé suite à cette opération : l'élément associé est supprimé mais le noeud est conservé et devient une pierre tombale. Nous détaillons ci-après le fonctionnement des pierres tombales dans Treedoc.

Les deux noeuds procèdent ensuite à une synchronisation, échangeant leurs opérations respectives. Lorsque A (resp. B) intègre $insert(\langle 1, d_5 \rangle, L)$ (resp. $insert(\langle 1, d_4 \rangle, L)$), il ajoute cet élément avec son désambiguateur dans son noeud de chemin 1, après (resp. avant) l'élément existant (on considère que $d_4 < d_5$).

B intègre ensuite $insert(1 \oplus \langle 1, d_6 \rangle, O)$. Il existe cependant une ambiguité sur la position de "O" : cet élément doit-il être placé après l'élément "L" ayant pour identifiant $\langle 1, d_4 \rangle$, ou l'élément "L" ayant pour identifiant $\langle 1, d_5 \rangle$? Treedoc résout de manière déterministe cette ambiguité en insérant l'élément en tant qu'enfant droit du noeud 1 et de ses éléments. Ainsi, les noeuds A et B convergent à l'état "HELLO".

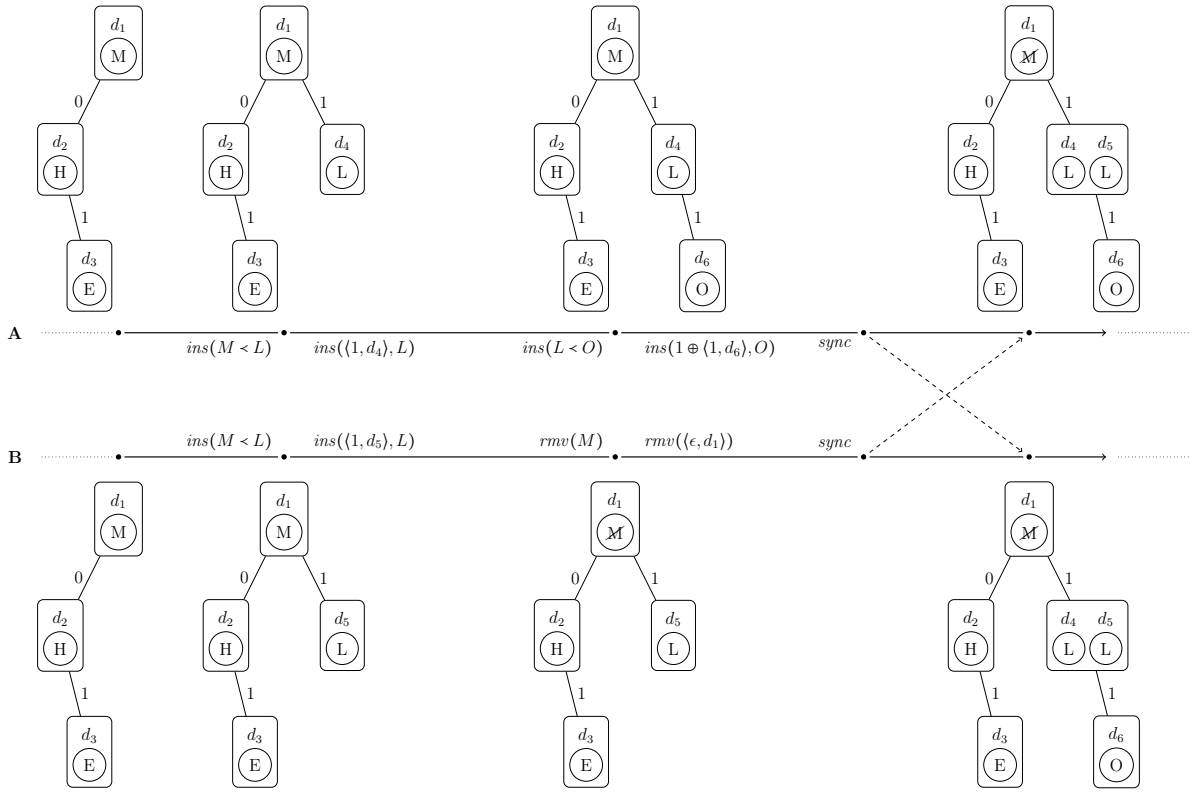


FIGURE 1.19 – Modifications concurrentes d'une séquence répliquée Treedoc

Intéressons-nous dorénavant au modèle de livraison requis par Treedoc. Dans [39], les auteurs indiquent reposer sur le modèle de livraison causal. En pratique, nous pouvons néanmoins relaxer le modèle de livraison comme expliqué dans [40] :

Définition 25 (Modèle de livraison Treedoc)**.** Le modèle de livraison Treedoc définit que :

(i) Une opération doit être livrée exactement une fois à chaque noeud.

(ii) Les opérations *insert* peuvent être livrées dans un ordre quelconque.

(iii) L'opération *remove*(*id*) ne peut être livrée qu'après la livraison de l'opération d'insertion de l'élément associé à *id*.

Treedoc souffre néanmoins de plusieurs limites. Tout d'abord, le mécanisme d'identifiants de positions proposé est couplé à la structure d'arbre binaire. Cependant, les utilisateur-rices ont tendance à écrire de manière séquentielle, c.-à-d. dans le sens d'écriture de la langue utilisée. Les nouveaux identifiants forment donc généralement une liste chaînée, qui déséquilibre l'arbre.

Ensuite, comme illustré dans la Figure 1.19, Treedoc ne peut supprimer un noeud de l'arbre des identifiants lorsque ce dernier a des enfants. Ce noeud de l'arbre devient alors une pierre tombale. Comparé à l'approche à pierres tombales, Treedoc a pour avantage que son mécanisme de GC ne repose pas sur la stabilité causale d'opérations. En effet, Treedoc peut supprimer définitivement un noeud de l'arbre binaire des identifiants dès

lors que celui-ci est une pierre tombale et une feuille de l'arbre. Ainsi, Treedoc ne nécessite pas de coordination asynchrone avec l'ensemble des noeuds du système pour purger les pierres tombales. Néanmoins, l'évaluation de [39] a montré que les pierres tombales pouvait représenter jusqu'à 95% des noeuds de l'arbre.

Finalement, Treedoc souffre du problème de l'entrelacement d'éléments insérés de manière concurrente, contrairement à ce qui est conjecturé dans [52]. En effet, nous présentons un contre-exemple correspondant dans l'**??**.

Logoot

En parallèle à Treedoc [39], Weiss et al. [35] proposent Logoot. Ce CRDT pour le type Séquence repose sur idée similaire à celle de Treedoc : il associe un identifiant de position, provenant d'un espace dense, à chaque élément de la séquence. Ainsi, ces identifiants ont les mêmes propriétés que celles décrites dans la Définition 24.

Les identifiants de position utilisés par Logoot sont spécifiés de manière différente dans [35] et [54]. Dans ce manuscrit, nous nous basons sur la spécification de [54] :

Définition 26 (Identifiant Logoot)**.** Un identifiant Logoot est une liste de tuples Logoot. Les tuples Logoot sont définis de la manière suivante :

Définition 26.1 (Tuple Logoot)**.** Un tuple Logoot est un triplet $\langle pos, nodeId, nodeSeq\rangle$ avec

(i) *pos*, un entier représentant la position relative du tuple dans l'espace dense.

(ii) *nodeId*, l'identifiant du noeud auteur de l'élément.

(iii) *nodeSeq*, le numéro de séquence courant du noeud auteur de l'élément.

Dans le cadre de cette section, nous nous basons sur cette dernière spécification. Nous utiliserons la notation suivante $pos^{nodeId\ \ seq}$ pour représenter un tuple Logoot. Sans perdre en généralité, nous utiliserons des lettres minuscules comme valeurs pour *pos*, des lettres majuscules pour *nodeId* et des entiers naturels pour *nodeSeq*. Par exemple, l'identifiant $\langle\langle i, A, 1\rangle\langle f, B, 1\rangle\rangle$ est représenté par $i^{A1}f^{B1}$.

Logoot définit un ordre strict total $<_{id}$ sur les identifiants de position. Cet ordre lui permet de les ordonner les uns par rapport aux autres, et ainsi d'ordonner les éléments associés. Pour définir $<_{id}$, Logoot se base sur l'ordre lexicographique.

Définition 27 (Relation $<_{id}$)**.** Étant donné deux identifiants $id = t_1 \oplus t_2 \oplus \cdots \oplus t_n$ et $id' = t'_1 \oplus t'_2 \oplus \cdots \oplus t'_m$, nous avons :

$$\begin{aligned} id <_{id} id' \quad \textit{iff} \quad & (n < m \wedge \forall i \in [1, n] \cdot t_i = t'_i) \quad \vee \\ & (\exists j \leq m \cdot \forall i < j \cdot t_i = t'_i \wedge t_j <_t t'_j) \end{aligned}$$

avec $<_t$ défini de la manière suivante :

Définition 27.1 (Relation $<_t$)**.** Étant donné deux tuples $t = \langle pos, nodeId, nodeSeq\rangle$ et $t' = \langle pos', nodeId', nodeSeq'\rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} t <_t t' \quad \textit{iff} \quad & (pos < pos') \quad \vee \\ & (pos = pos' \wedge nodeId < nodeId') \quad \vee \\ & (pos = pos' \wedge nodeId = nodeId' \wedge nodeSeq < nodeSeq') \end{aligned}$$

Logoot spécifie une fonction `generateId`. Cette fonction permet de générer un nouvel identifiant de position, *id*, entre deux identifiants donnés, *predId* et *succId*, tel que $predId <_{id} id <_{id} succId$. Plusieurs algorithmes peuvent être utilisés pour cela. Notamment, [35] présente un algorithme permettant de générer N identifiants de manière aléatoire entre des identifiants *predId* et *succId*, mais reposant sur une représentation efficace des tuples en mémoire. Par souci de simplicité, nous présentons dans Algorithme 1 un algorithme naïf pour `generateId`.

Algorithme 1 Algorithme de génération d'un nouvel identifiant

1: **function** GENERATEID(predId $\in \mathbb{I}$, succId $\in \mathbb{I}$, nodeId $\in \mathbb{N}$, nodeSeq $\in \mathbb{N}^*$) : $\mathbb{I}$
▷ **precondition :** predId $<_{id}$ succId
2: **if** succId = predId $\oplus \langle \text{pos}_j, \text{nodeId}_j, \text{nodeSeq}_j \rangle \oplus \cdots$ **then**
▷ predId is a prefix of succId
3: pos $\leftarrow$ random $\in]\bot_{\mathbb{N}}, \text{pos}_j[$
4: id $\leftarrow$ predId $\oplus \langle \text{pos}, \text{nodeId}, \text{nodeSeq} \rangle$
5: **else if** predId = common $\oplus \langle \text{pos}_i, \text{nodeId}_i, \text{nodeSeq}_i \rangle \oplus \cdots \wedge$
succId = common $\oplus \langle \text{pos}_j, \text{nodeId}_j, \text{nodeSeq}_j \rangle \oplus \cdots \wedge$
$\text{pos}_j - \text{pos}_i \leq 1$ **then**
▷ Not enough space between predId and succId
▷ to insert new id with same length
▷ common may be empty
6: pos $\leftarrow$ random $\in]\text{pos}_{i+1}, \top_{\mathbb{N}}]$
7: id $\leftarrow$ common $\oplus \langle \text{pos}_i, \text{nodeId}_i, \text{nodeSeq}_i \rangle \oplus \langle \text{pos}, \text{nodeId}, \text{nodeSeq} \rangle$
8: **else**
▷ predId = common $\oplus \langle \text{pos}_i, \text{nodeId}_i, \text{nodeSeq}_i \rangle \oplus \cdots \wedge$
▷ succId = common $\oplus \langle \text{pos}_j, \text{nodeId}_j, \text{nodeSeq}_j \rangle \oplus \cdots \wedge$
▷ $\text{pos}_j - \text{pos}_i > 1$
▷ common may be empty
9: pos $\leftarrow$ random $\in]\text{pos}_i, \text{pos}_j[$
10: id $\leftarrow$ common $\oplus \langle \text{pos}, \text{nodeId}, \text{nodeSeq} \rangle$
11: **end if**
12: **return** id ▷ **postcondition :** predId $<_{id}$ id $<_{id}$ succId
13: **end function**

Pour illustrer cet algorithme, considérons son exécution avec :

(i) *predId* = e^{A1}, *nextId* = m^{B1}, *nodeId* = C et *nodeSeq* = 1. `generateId` commence par déterminer où fini le préfixe commun entre les deux identifiants. Dans cet exemple, *predId* et *succId* n'ont aucun préfixe commun, c.-à-d. *common* = $\varnothing$. `generateId` compare donc les valeurs de *pos* de leur premier tuple respectifs, c.-à-d. e et m, pour déterminer si un nouvel identifiant de taille 1 peut être inséré dans cet intervalle. S'agissant du cas ici, `generateId` choisit une valeur aléatoire dans $]e, m[$, e.g. l, et renvoie un identifiant composé de cette valeur pour *pos* et des valeurs de *nodeId* et *nodeSeq*, c.-à-d. *id* = l^{C1} (lignes 8-10).

(ii) *predId* = $i^{A1}f^{A2}$, *succId* = $i^{A1}g^{B1}$, *nodeId* = C et *nodeSeq* = 1. De manière similaire à précédemment, `generateId` détermine le préfixe commun entre *predId* et *succId*. Ici, *common* = i^{A1}. `generateId` compare ensuite les valeurs de *pos* de leur second tuple respectifs, c.-à-d. f et g, pour déterminer si un nouvel identifiant de taille 2 peut être inséré dans cet intervalle. Ce n'est point le cas ici, `generateId` doit donc

recopier le second tuple de *predId* pour former *id* et y concaténer un nouveau tuple. Pour générer ce nouveau tuple, `generateId` choisit une valeur aléatoire entre la valeur de *pos* du troisième tuple de *predId* et la valeur maximale notée $\top_{\mathbb{N}}$. *predId* n'ayant pas de troisième tuple, `generateId` utilise la valeur minimale pour *pos*, $\bot_{\mathbb{N}}$. `generateId` choisit donc une valeur aléatoire dans $]\bot_{\mathbb{N}}, \top_{\mathbb{N}}]$ [14], e.g. m, et renvoie un identifiant composé du préfixe commun, du tuple suivant de *predId* et d'un tuple formé à partir de cette valeur pour *pos* et des valeurs de *nodeId* et *nodeSeq*, c.-à-d. $id = i^{A1} f^{A2} m^{C1}$ (lignes 5-7).

Comme pour Treedoc, l'utilisation d'identifiants de position permet de redéfinir les modifications :

(i) $insert(pred \prec elt \prec succ)$ devient alors $insert(id, elt)$, avec $predId <_{id} id <_{id} succId$.

(ii) $remove(elt)$ devient $remove(id)$.

Les auteurs proposent ainsi une séquence répliquée avec des opérations concurrentes qui commutent.

Nous illustrons cela à l'aide de la Figure 1.20.

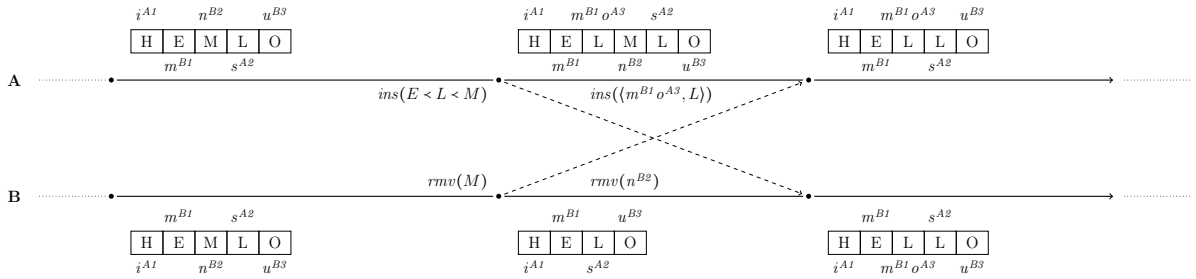


FIGURE 1.20 – Modifications concurrentes d'une séquence répliquée Logoot

Dans cet exemple, deux noeuds A et B partagent et éditent collaborativement une séquence répliquée Logoot. Les deux noeuds possèdent le même état initial : une séquence contenant les éléments "HEMLO", avec leur identifiants respectifs.

Le noeud A insère l'élément "L" entre les éléments "E" et "M", c.-à-d. $insert(E \prec L \prec M)$. Logoot doit alors associer à cet élément un identifiant *id* tel que $m^{B1} \prec id \prec n^{B2}$. Dans cet exemple, Logoot choisit l'identifiant $m^{B1}\, o^{A3}$. L'opération correspondante à l'insertion, $insert(m^{B1}\, o^{A3}, L)$, est générée, intégrée à la copie locale et diffusée.

En concurrence, le noeud B supprime l'élément "M" de la séquence. Logoot retrouve l'identifiant de cet élément, n^{B2} et produit l'opération $remove(n^{B2})$. Cette dernière est intégrée à sa copie locale et diffusée.

À la réception de l'opération $remove(n^{B2})$, le noeud A parcourt sa copie locale. Il identifie l'élément possèdant cet identifiant, "M", et le supprime de sa séquence. De son côté, le noeud B reçoit l'opération $insert(m^{B1}\, o^{A3}, L)$. Il parcourt sa copie locale jusqu'à trouver un identifiant supérieur à celui de l'opération : s^{B2}. Il insère alors l'élément reçu avant ce dernier. Les noeuds convergent alors à l'état "HELLO".

14. Il est important d'exclure $\bot_{\mathbb{N}}$ des valeurs possibles pour *pos* du dernier tuple d'un identifiant *id* afin de garantir que l'espace reste dense, notamment pour garantir qu'un noeud sera toujours en mesure de générer un nouvel identifiant id' tel que $id' <_{id} id$.

Concernant le modèle de livraison de Logoot, [35] indique se reposer sur le modèle de livraison causal. Nous constatons cependant que nous pouvons proposer un modèle de livraison moins contraint :

Définition 28 (Modèle de livraison Logoot)**.** Le modèle de livraison Logoot définit que :

(i) Une opération doit être livrée exactement une fois à chaque noeud.

(ii) Les opérations *insert* peuvent être livrées dans un ordre quelconque.

(iii) L'opération *remove*(*id*) ne peut être livrée qu'après la livraison de l'opération d'insertion de l'élément associé à *id*.

Ainsi, Logoot peut adopter le même modèle de livraison que Treedoc, comme indiqué dans [40].

En contrepartie, Logoot souffre d'un problème de croissance de la taille des identifiants. Comme mis en lumière dans la Figure 1.20, Logoot génère des identifiants composés de plus en plus de tuples au fur et à mesure que l'espace des identifiants pour une taille donnée se sature. La croissance des identifiants a cependant plusieurs impacts négatifs :

(i) Les identifiants sont stockés au sein de la séquence répliquée. Leur croissance augmente donc le surcoût en métadonnées du CRDT.

(ii) Les identifiants sont diffusés sur le réseau par le biais des opérations. Leur croissance augmente donc le surcoût en bande-passante du CRDT.

(iii) Les identifiants sont comparés entre eux lors de l'intégration des opérations. Leur croissance augmente donc le surcoût en calculs du CRDT.

Un objectif de l'algorithme `generateId` est donc de limiter le plus possible la vitesse de croissance des identifiants.

Plusieurs extensions furent proposées pour Logoot. Weiss et al. [54] proposent une nouvelle stratégie d'allocation des identifiants pour `generateId`. Cette stratégie consiste à limiter la distance entre deux identifiants insérés au cours de la même modification *insert*, au lieu des les répartir de manière aléatoire entre *predId* et *succId*. Ceci permet de regrouper les identifiants des éléments insérés par une même modification et de laisser plus d'espace pour les insertions suivantes. Les expérimentations présentées montrent que cette stratégie permet de ralentir la croissance des identifiants en fonction du nombre d'insertions. Ce résultat est confirmé par la suite dans [43]. Ainsi, en réduisant la vitesse de croissance des identifiants, ce nouvel algorithme permet de réduire le surcoût en métadonnées, calculs et bande-passante du CRDT.

Toujours dans [54], les auteurs introduisent *Logoot-Undo*, une version de Logoot dotée d'un mécanisme d'annulation des modifications. Ce mécanisme prend la forme d'une nouvelle modification, *undo*, qui permet d'annuler l'effet d'une ou plusieurs modifications passées. Cette modification, et l'opération en résultant, est spécifiée de manière à être commutative avec toutes autres opérations concurrentes, c.-à-d. *insert*, *remove* et *undo* elle-même.

Pour définir *undo*, une notion de *degrée de visibilité* d'un élément est introduite. Elle permet à Logoot-Undo de déterminer si l'élément doit être affiché ou non. Pour cela, Logoot-Undo maintient une structure auxiliaire, le *Cimetière*, qui référence les identifiants

des éléments dont le degrée est inférieur à 0 [15]. Ainsi, Logoot-Undo ne référence qu'un nombre réduit de pierres tombales. Qui plus est, ces pierres tombales sont stockées en dehors de la structure représentant la séquence et n'impactent donc pas les performances des modifications ultérieures.

De plus, il convient de noter que l'ajout du degrée de visibilité des éléments permet de rendre commutatives l'opération *insert* avec l'opération *remove* d'un même élément. Ainsi, Logoot-Undo ne nécessite pour son modèle de livraison qu'une *livraison en exactement un exemplaire à chaque noeud.*

Finalement, André et al. [51] introduisent *LogootSplit.* Reprenant les idées introduites par [50], ce travail présente un mécanisme d'aggrégation dynamiques des éléments en blocs. Ceci permet de réduire la granularité des éléments stockés dans la séquence, et ainsi de réduire le surcoût en métadonnées, calculs et bande-passante du CRDT. Nous utilisons ce CRDT pour le type Séquence comme base pour les travaux présentés dans ce manuscrit. Nous dédions donc la section 1.4 à sa présentation en détails.

1.3.3 Synthèse

Depuis l'introduction des CRDTs, deux approches différentes pour la résolution de conflits ont été proposées pour le type Séquence : l'*approche basée sur des pierres tombales* et l'*approche basée à identifiants densément ordonnés.* Chacune de ces approches visent à permettre l'édition concurrente tout en minimisant le surcoût du type de données répliquées, que ce soit d'un point de vue métadonnées, calculs et bande-passante. Au fil des années, chacune de ces approches a été raffinée avec de nouveaux CRDTs de plus en plus en efficaces.

Cependant, une faiblesse de la littérature est à notre sens le couplage entre mécanismes de résolution de conflits et choix d'implémentations : plusieurs travaux [39, 35, 51, 49] ne séparent pas l'approche proposée pour rendre les modifications concurrentes commutatives des structures de données et algorithmes choisis pour représenter et manipuler la séquence et les identifiants, e.g. tableau dynamique, liste chaînée, liste chaînée + table de hachage + arbre binaire de recherche... Il en découle que les évaluations proposées par la communautée comparent au final des efforts d'implémentations plutôt que les approches elles-mêmes. En conséquence, la littérature ne permet pas d'établir la supériorité d'une approche sur l'autre.

Nous conjecturons que le surcoût des pierres tombales et le surcoût des identifiants densément ordonnés ne sont que les facettes d'une même pièce, c.-à-d. le surcoût inhérent à un mécanisme de résolution de conflits pour le type Séquence répliquée. Ce surcoût s'exprime sous la forme de compromis différents selon l'approche choisie. Nous proposons donc une comparaison de ces approches se focalisant sur leurs différences pour indiquer plus clairement le compromis que chacune d'entre elle propose.

La principale différence entre les deux approches porte sur les identifiants. Chaque approche repose sur des identifiants attachés aux éléments, mais leurs rôles et utilisations diffèrent :

15. Nous pouvons dès lors inférer le degré des identifiants restants en fonction de s'ils se trouvent dans la séquence (1) ou s'ils sont absents à la fois de la séquence et du cimetière (0).

(i) Dans l'approche à pierres tombales, les identifiants servent à référencer de manière unique et immuable les éléments, c.-à-d. de manière indépendante de leur index courant. Ils sont aussi utilisés pour ordonner les éléments insérés de manière concurrente à une même position.

(ii) Dans l'approche à identifiants densément ordonnés, les identifiants incarnent les positions uniques et immuables des éléments dans un espace dense, avec l'ordre entre les positions des éléments dans cet espace qui correspond avec l'intention des insertions effectuées.

Ainsi, les contraintes qui pèsent sur les identifiants sont différentes. Nous les présentons ci-dessous.

Définition 29 (Propriétés des identifiants dans approche à pierres tombales)**.** Les propriétés que doivent respecter les identifiants dans l'approche à pierres tombales sont les suivantes :

(i) Chaque identifiant est attribué à un élément de la séquence.

(ii) Aucune paire d'éléments ne partage le même identifiant.

(iii) L'identifiant d'un élément est immuable.

(iv) Il existe un ordre total strict sur les identifiants, $<_{id}$, qui permet d'ordonner les éléments insérés en concurrence à une même position.

Définition 30 (Propriétés des identifiants dans approche à identifiants densément ordonnés)**.** Les propriétés que doivent respecter les identifiants dans l'approche à identifiants densément ordonnés sont les suivantes :

(i) Chaque identifiant est attribué à un élément de la séquence.

(ii) Aucune paire d'éléments ne partage le même identifiant.

(iii) L'identifiant d'un élément est immuable.

(iv) Il existe un ordre total strict sur les identifiants, $<_{id}$, qui permet d'ordonner les éléments insérés dans la séquence de manière cohérente avec l'ordre souhaité.

(v) Les identifiants sont tirés d'un ensemble dense.

Les identifiants des deux approches partagent donc les propriétés (i), (ii) et (iii).

Pour respecter les propriétés (i) et (ii), les CRDTs reposent généralement sur des paires $\langle nodeId, nodeSeq \rangle$ avec :

(i) *nodeId*, l'identifiant du noeud qui génère le dot. Il est supposé unique.

(ii) *nodeSeq*, un entier propre au noeud, servant d'horloge logique. Il est incrémenté à chaque génération de dot.

Ainsi, un couple de taille fixe, $\langle nodeId, nodeSeq \rangle$, permet de respecter la contrainte d'unicité des identifiants.

Le rôle des identifiants diffère entre les approches au niveau des propriétés (iv) et (v) : les identifiants dans l'approche à pierres tombales doivent permettre d'ordonner un élément par rapport aux éléments insérés en concurrence uniquement, tandis que ceux de la seconde approche doivent permettre d'ordonner un élément par rapport à l'ensemble

des éléments insérés. Cette nuance se traduit dans la structure des identifiants, notamment leur taille.

Pour ordonner un identifiant par rapport à ceux générés en concurrence, l'approche à pierres tombales peut définir une relation d'ordre total strict sur leur dot respectif, e.g. en se basant sur l'ordre lexicographique. Un élément tiers peut y être ajouté si nécessaire, e.g. RGA et son horloge de Lamport [4]. Ainsi, les identifiants de cette approche peuvent être définis tout en ayant une taille fixe, c.-à-d. un nombre de composants fixe.

D'après (iv), l'approche à identifiants densément ordonnés doit elle définir une relation d'ordre total strict sur l'ensemble de ses identifiants. Il en découle qu'elle doit aussi permettre de générer un nouvel identifiant de position entre deux autres, c.-à-d. la propriété (v). Ainsi, cette propriété requiert de l'ensemble des identifiants d'émuler l'ensemble des réels. La précision étant finie en informatique, la seule approche proposée à notre connaissance pour répondre à ce besoin consiste à permettre à la taille des identifiants de varier et de baser la relation d'ordre $<_{id}$ sur l'ordre lexicographique.

L'augmentation non-bornée de la taille des identifiants se répercute sur plusieurs aspects du surcoût de l'approche à identifiants densément ordonnés :

(i) Les métadonnées attachées par élément, c.-à-d. le surcoût mémoire.

(ii) Les métadonnées transmises par message, les identifiants étant intégrés dans les opérations, c.-à-d. le surcoût en bande-passante.

(iii) Le nombre de comparaisons effectuées lors d'une recherche ou manipulation de la séquence, les identifiants étant comparés pour déterminer où trouver ou placer un élément, c.-à-d. le surcoût en calculs.

En contrepartie, les identifiants densément ordonnés permettent l'intégration chaque élément de manière indépendante des autres. Les identifiants de l'approche à pierres tombales, eux, n'offrent pas cette possibilité puisque la relation d'ordre associée, $<_{id}$, ne correspond pas à l'ordre souhaité des éléments. Pour respecter cet ordre souhaité, l'approche à pierres tombales repose sur l'utilisation du prédecesseur et/ou successeur du nouvel élément inséré. Ce mécanisme implique la nécessité de conserver des pierres tombales dans la séquence, tant qu'elles peuvent être utilisées par une opération encore inconnue, c.-à-d. tant que l'opération de suppression correspondante n'est pas causalement stable.

La présence de pierres tombales dans la séquence impacte aussi plusieurs aspects du surcoût de l'approche à pierres tombales :

(i) Les métadonnées de la séquence ne dépendent pas de son nombre courant d'éléments, mais du nombre d'insertions effectuées, c.-à-d. le surcoût mémoire.

(ii) Le nombre de comparaisons effectuées lors d'une recherche ou manipulation de la séquence, les identifiants des pierres tombales étant aussi comparés lors de la recherche ou insertion d'un élément, c.-à-d. le surcoût en calculs.

Pour compléter notre étude de ces approches, intéressons nous au modèle de livraison requis par ces dernières. Contrairement à ce qui peut être conjecturé après une lecture de la littérature, nous notons qu'aucune de ces approches ne requiert de manière intrinsèque une livraison causale de ses opérations. Ces deux approches peuvent donc utiliser des modèles de livraison plus faible que la livraison causale et ne nécessitant pas de vecteurs

de version pour chaque message. Elles sont donc adaptées aux systèmes collaboratifs P2P à large échelle.

Finalement, nous notons que l'ensemble des CRDTs pour le type Séquence proposés souffrent du problème de l'entrelacement présenté dans [52]. Nous conjecturons cependant que les CRDTs pour le type Séquence à pierres tombales sont moins sujets à ce problème. En effet, dans cette approche, l'algorithme d'intégration des nouveaux éléments repose généralement sur l'élément précédent. Ainsi, une séquence d'insertions séquentielles produit une sous-chaîne d'éléments. L'algorithme d'intégration permet ensuite d'intégrer sans entrelacement de telles sous-chaînes générées en concurrence, e.g. dans le cadre de sessions de travail asynchrones. Cependant, il s'agit d'une garantie offerte par l'approche à pierres tombales dont nous ne retrouvons pas d'équivalent dans l'approche à identifiants densément ordonnés. Pour confirmer notre conjecture et évaluer son impact sur l'expérience utilisateur, il conviendrait de mener un ensemble d'expériences utilisateurs dans la lignée de [43, 55, 56].

Nous récapitulons cette discussion dans le Tableau 1.2.

TABLE 1.2 – Récapitulatif comparatif des différents approches pour CRDTs pour le type Séquence

	Pierres tombales	Identifiants densément ordonnés
Performances en fct. de la taille de la séq.	✗	✗
Identifiants de taille fixe	✓	✗
Taille des messages fixe	✓	✗
Eléments réellement supprimés de la séq.	✗	✓
Livraison causale non-nécessaire	✓	✓
Sujet à l'entrelacement	✓	✓

Pour la suite de ce manuscrit, nous prenons LogootSplit comme base de travail. Nous détaillons donc son fonctionnement dans la section suivante.

1.4 LogootSplit

LogootSplit [51] est à notre connaissance le dernier CRDT pour le type Séquence appartenant à l'approche à identifiants densément ordonnés proposé. Ce CRDT propose un mécanisme permettant d'aggréger de manière dynamique des éléments en blocs d'éléments.

L'aggrégation des éléments en blocs offre plusieurs bénéfices. Tout d'abord, elle permet de factoriser les métadonnées des éléments aggrégés en un même bloc, ce qui réduit le surcoût en métadonnées du CRDT. Ensuite, la séquence stocke directement les blocs, en place et lieu des éléments, ce qui réduit sa taille et rend sa manipulation plus efficace. Finalement, les blocs permettent de représenter des modifications à l'échelle de plusieurs éléments, ce qui réduit la taille des messages diffusés sur le réseau.

Nous détaillons ci-dessous le fonctionnement de LogootSplit.

1.4.1 Identifiants

LogootSplit associe aux éléments des identifiants définis de la manière suivante :

Définition 31 (Identifiant LogootSplit)**.** Un identifiant LogootSplit est une liste de tuples LogootSplit.

avec les tuples LogootSplit définis de la manière suivante :

Définition 32 (Tuple LogootSplit)**.** Un tuple LogootSplit est un quadruplet $\langle pos, nodeId, nodeSeq, offset\rangle$ avec :

(i) *pos*, un entier représentant la position relative du tuple dans l'espace dense,

(ii) *nodeId*, l'identifiant du noeud auteur de l'élément,

(iii) *nodeSeq*, le numéro de séquence courant du noeud auteur de l'élément.

(iv) *offset*, la position de l'élément au sein d'un bloc. Nous reviendrons plus en détails sur ce composant dans la sous-section 1.4.2.

Dans ce manuscrit, nous représentons les tuples LogootSplit par le biais de la notation suivante : $position_{offset}^{nodeId\ nodeSeq}$. Sans perdre en généralité, nous utiliserons des lettres minuscules comme valeurs pour *pos*, des lettres majuscules pour *nodeId*, des entiers naturels pour *nodeSeq* et des entiers relatifs pour *offset*. Par exemple, nous représentons l'identifiant $\langle\langle i, A, 1, 0\rangle\langle f, B, 1, 0\rangle\rangle$ par $i_0^{A1} f_0^{B1}$.

LogootSplit utilise les identifiants de position pour ordonner relativement les éléments les uns par rapport aux autres. LogootSplit définit une relation d'ordre strict total sur les identifiants : $<_{id}$. Cette relation repose sur l'ordre lexicographique.

Définition 33 (Relation $<_{id}$)**.** Étant donné deux identifiants $id = t_1 \oplus t_2 \oplus \cdots \oplus t_n$ et $id' = t'_1 \oplus t'_2 \oplus \cdots \oplus t'_m$, nous avons :

$$\begin{aligned} id <_{id} id' \quad iff \quad & (n < m \wedge \forall i \in [1, n] \cdot t_i = t'_i) \quad \vee \\ & (\exists j \leq m \cdot \forall i < j \cdot t_i = t'_i \wedge t_j <_t t'_j) \end{aligned}$$

avec la relation d'ordre strict total les tuples $<_t$ définie de la manière suivante :

Définition 34 (Relation $<_t$)**.** Étant donné deux tuples $t = \langle pos, nodeId, nodeSeq, offset\rangle$ et $t' = \langle pos', nodeId', nodeSeq', offset'\rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} t <_t t' \quad iff \quad & (pos < pos') \quad \vee \\ & (pos = pos' \wedge nodeId < nodeId') \quad \vee \\ & (pos = pos' \wedge nodeId = nodeId' \wedge nodeSeq < nodeSeq') \\ & (pos = pos' \wedge nodeId = nodeId' \wedge nodeSeq = nodeSeq' \wedge offset < offset') \end{aligned}$$

Par exemple, nous avons :

(i) $i_0^{A1} <_{id} i_0^{B1}$ car le tuple composant le premier identifiant est inférieur au tuple composant le second identifiant, c.-à-d. $i_0^{A1} <_t i_0^{B1}$.

(ii) $i_0^{B1} <_{id} i_0^{B1} f_0^{A1}$ car le premier identifiant est un préfixe du second identifiant.

Il est intéressant de noter que le triplet $\langle nodeId, nodeSeq, offset\rangle$ du dernier tuple d'un identifiant permet de l'identifier de manière unique.

1.4.2 Aggrégation dynamique d'éléments en blocs

Afin de réduire le surcoût de la séquence, LogootSplit propose d'aggréger de façon dynamique les éléments et leur identifiants dans des blocs. Pour cela, LogootSplit introduit la notion d'intervalle d'identifiants :

Définition 35 (Intervalle d'identifiants)**.** Un intervalle d'identifiants est un couple $\langle idBegin, offsetEnd \rangle$ avec :

(i) *idBegin*, l'identifiant du premier élément de l'intervalle.

(ii) *offsetEnd*, l'offset du dernier tuple du dernier identifiant de l'intervalle.

Les intervalles d'identifiants permettent à LogootSplit d'assigner logiquement un identifiant à un ensemble d'éléments, tout en ne stockant de manière effective que l'identifiant de son premier élément et l'offset du dernier tuple de l'identifiant de son dernier élément.

LogootSplit regroupe les éléments avec des identifiants *contigus* dans un intervalle.

Définition 36 (Identifiants contigus)**.** Deux identifiants sont contigus si et seulement si les deux identifiants sont identiques à l'exception de leur dernier offset et que leur derniers offsets sont consécutifs.

De manière plus formelle, étant donné deux identifiants $id = t_1 \oplus t_2 \oplus \cdots \oplus t_{n-1} \oplus \langle pos, nodeId, nodeSeq, offset \rangle$ et $id' = t'_1 \oplus t'_2 \oplus \cdots \oplus t'_{n-1} \oplus \langle pos', nodeId', nodeSeq', offset' \rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} contigus(id, id') \quad = \quad & (\forall i \in [1, n[\cdot t_i = t'_i) \quad \wedge \\ & (pos = pos' \wedge nodeId = nodeId' \wedge nodeSeq = nodeSeq') \quad \wedge \\ & (offset + 1 = offset' \vee offset - 1 = offset') \end{aligned}$$

Nous représentons un intervalle d'identifiants à l'aide du formalisme suivant : $position^{nodeId\ nodeSeq}_{begin..end}$ où *begin* est l'offset du premier identifiant de l'intervalle et *end* du dernier.

LogootSplit utilise une structure de données pour associer un intervalle d'identifiants aux éléments correspondants : les blocs.

Définition 37 (Bloc)**.** Un bloc est un triplet $\langle idInterval, elts, isAppendable \rangle$ avec :

(i) *idInterval*, l'intervalle d'identifiants associés au bloc.

(ii) *elts*, les éléments contenus dans le bloc.

(iii) *isAppendable*, un booléen indiquant si l'auteur du bloc peut ajouter de nouveaux éléments en fin de bloc [16].

Nous représentons un exemple de séquence LogootSplit dans la Figure 1.21. Dans la Figure 1.21a, les identifiants i_0^{B1}, i_1^{B1} et i_2^{B1} forment une chaîne d'identifiants contigus. LogootSplit est donc capable de regrouper ces éléments en un bloc représentant l'intervalle d'identifiants $i_{0..2}^{B1}$ pour minimiser les métadonnées stockées, comme illustré dans la Figure 1.21b.

16. De manière similaire, il est possible de permettre à l'auteur du bloc d'ajouter de nouveaux éléments en début de bloc à l'aide d'un booléen *isPrependable*. Cette fonctionnalité est cependant incompatible avec le mécanisme que nous proposons dans le **??**. Nous faisons donc le choix de la retirer.

(a) Éléments avec leur identifiant correspondant (b) Éléments regroupés en un bloc

FIGURE 1.21 – Représentation d'une séquence LogootSplit contenant les éléments "HLO"

Au lieu de stocker les éléments directement, une séquence LogootSplit stocke les blocs les contenant [17]. Ce changement de granularité permet d'améliorer les performances de la structure de données sur plusieurs aspects :

(i) Elle réduit le nombre d'identifiants stockés au sein de la structure de données. En effet, les identifiants sont désormais conservés à l'échelle des blocs plutôt qu'à l'échelle de chaque élément. Ceci permet de réduire le surcoût en métadonnées du CRDT.

(ii) L'utilisation de blocs comme niveau de granularité, en lieu et place des éléments, permet de réduire la complexité en temps des manipulations de la structure de données.

(iii) L'utilisation de blocs permet aussi d'effectuer des modifications à l'échelle de plusieurs éléments, et non plus un par un seulement. Ceci permet de réduire la taille des messages diffusés sur le réseau.

Il est intéressant de noter que la paire $\langle nodeId, nodeSeq \rangle$ du dernier tuple d'un identifiant permet d'identifier de manière unique la partie commune des identifiants de l'intervalle d'identifiants auquel il appartient. Ainsi, nous pouvons identifier de manière unique un intervalle d'identifiants avec le quadruplet $\langle nodeId, nodeSeq, offsetBegin, offsetEnd \rangle$. Par exemple, l'intervalle d'identifiants $i_1^{B1} f_{2..4}^{A1}$ peut être référencé à l'aide du quadruplet $\langle A, 1, 2, 4 \rangle$.

1.4.3 Modèle de données

En nous basant sur ANDRÉ et al. [51], nous proposons une définition du modèle de données de LogootSplit dans la Figure 1.22 :

Une séquence LogootSplit est une séquence de blocs. Concernant les modifications définies sur le type, nous nous inspirons de [13] et les séparons en deux étapes :

(i) **prepare**, l'étape qui consiste à générer l'opération correspondant à la modification à partir de l'état courant et de ses éventuels paramètres. Cette étape ne modifie pas l'état.

(ii) **effect**, l'étape qui consiste à intégrer l'effet d'une opération générée précédemment, par le noeud lui-même ou un autre. Cette étape met à jour l'état à partir des données fournies par l'opération.

La séquence LogootSplit autorise deux types de modifications :

17. Par abus de notation, nous représenterons les blocs de taille 1, c.-à-d. ne contenant qu'un seul élément, par des éléments dans nos schémas.

payload
$S \in Seq\langle IdInterval, Array\langle E\rangle, Bool\rangle$

constructor			
empty	:		$\longrightarrow S$
prepare			
insert	:	$S \times \mathbb{N} \times Array\langle E\rangle \times \mathbb{I} \times \mathbb{N}^*$	$\longrightarrow Id \times Array\langle E\rangle$
remove	:	$S \times \mathbb{N} \times \mathbb{N}$	$\longrightarrow Array\langle IdInterval\rangle$
effect			
insert	:	$S \times Id \times Array\langle E\rangle$	$\longrightarrow S$
remove	:	$S \times Array\langle IdInterval\rangle$	$\longrightarrow S$
queries			
length	:	S	$\longrightarrow \mathbb{N}$
read	:	S	$\longrightarrow Array\langle E\rangle$

FIGURE 1.22 – Spécification algébrique du type abstrait LogootSplit

(i) $insert(s, i, elts, nodeId, nodeSeq)$, abrégée en *ins* dans nos figures, qui génère l'opération permettant d'insérer les éléments *elts* dans la séquence s à l'index i. Cette fonction génère et associe un intervalle d'identifiants aux éléments à insérer en utilisant les valeurs pour *nodeId* et *nodeSeq* fournies. Elle retourne les données nécessaires pour l'opération *insert*, c.-à-d. le premier identifiant de l'intervalle d'identifiants alloué et les éléments. Par souci de simplicité, nous noterons cette modification $insert(pred \prec elts \prec succ)$ et utiliserons l'état courant de la séquence comme valeur pour s, l'identifiant du noeud auteur de la modification comme valeur pour *nodeId* et le nombre de blocs que le noeud a créé comme valeur pour *nodeSeq* dans nos exemples.

(ii) $rmv(s, i, nbElts)$, abrégée en *rmv* dans nos figures, qui génère l'opération permettant de supprimer *nbElts* dans la séquence s à partir de l'index i. Elle retourne les données nécessaires pour l'opération *remove*, c.-à-d. les intervalles d'identifiants supprimés. Par souci de simplicité, nous noterons cette modifications $remove(elts)$ dans nos exemples.

Nous présentons dans la Figure 1.23 un exemple d'utilisation de cette séquence répliquée.

Dans cet exemple, deux noeuds A et B répliquent et éditent collaborativement un document texte en utilisant LogootSplit. Ils partagent initialement le même état : une séquence composée d'un seul bloc associant les identifiants $i^{B1}_{0..3}$ aux éléments "HRLO". Les noeuds se mettent ensuite à éditer le document.

Le noeud A commence par supprimer l'élément "R" de la séquence. LogootSplit génère l'opération *remove* correspondante en utilisant l'identifiant de l'élément supprimé : i^{B1}_1. Cette opération est intégrée à sa copie locale et envoyée au noeud B pour qu'il intègre

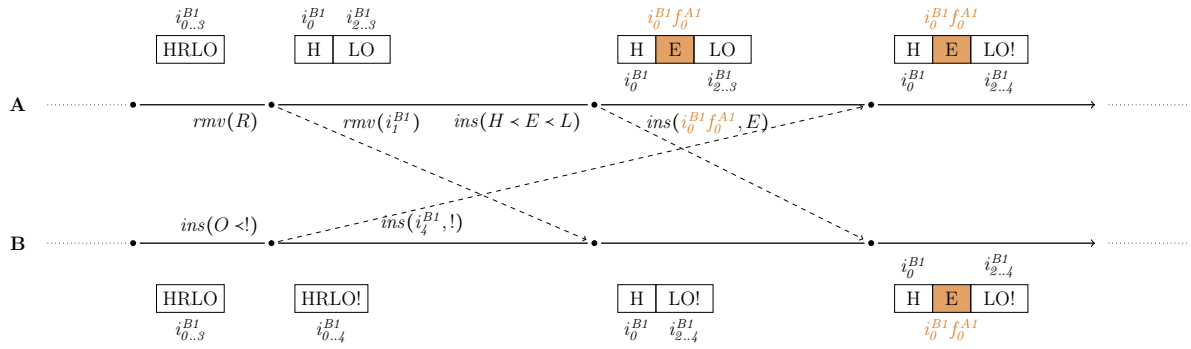


FIGURE 1.23 – Modifications concurrentes d'une séquence répliquée LogootSplit

cette modification à son tour.

Le noeud A insère ensuite l'élément "E" dans la séquence entre les éléments "H" et "L". Le noeud A doit alors générer un identifiant *id* à associer à ce nouvel élément respectant la contrainte suivante :

$$i_0^{B1} <_{id} id <_{id} i_2^{B1}$$

L'espace des identifiants de taille 1 étant saturé entre ces deux identifiants, A génère *id* en reprenant le premier tuple de l'identifiant du prédecesseur et en y concaténant un nouveau tuple : $id = i_0^{B1} \oplus f_0^{A1}$. LogootSplit génère l'opération *insert* correspondante, indiquant l'élément à insérer et sa position grâce à son identifiant. Il intègre cette opération et la diffuse sur le réseau.

En parallèle, le noeud B insère l'élément " !" en fin de la séquence. Comme le noeud B est l'auteur du bloc $i_{0..3}^{B1}$, il peut y ajouter de nouveaux éléments. B associe donc l'identifiant i_4^{B1} à l'élément " !" pour l'ajouter au bloc existant. Il génère l'opération *insert* correspondante, l'intègre puis la diffuse.

Les noeuds se synchronisent ensuite. Le noeud A reçoit l'opération $insert(i_4^{B1}, L)$. Le noeud A détermine que cet élément doit être inséré à la fin de la séquence, puisque $i_3^{B1} <_{id} i_4^{B1}$. Ces deux identifiants étant contigus, il ajoute cet élément au bloc existant.

De son côté, le noeud B reçoit tout d'abord l'opération $remove(i_1^{B1})$. Le noeud B supprime donc l'élément correspondant de son état, "R".

Il reçoit ensuite l'opération $insert(i_0^{B1}f_0^{A1}, E)$. Le noeud B insère cet élément entre les éléments "H" et "L", puisqu'on a :

$$i_1^{B1} <_{id} i_0^{B1}f_0^{A1} <_{id} i_2^{B1}$$

L'intention de chaque noeud est donc préservée et les copies convergent.

1.4.4 Modèle de livraison

Afin de garantir son bon fonctionnement, LogootSplit doit être associé à une couche de livraison de messages. Cette couche de livraison doit respecter un modèle de livraison adapté, c.-à-d. offrir des garanties sur l'ordre de livraison des opérations. Dans cette section, nous présentons des exemples d'exécutions en l'absence de modèle de livraison pour illustrer la nécessité de ces différentes garanties.

Livraison des opérations en exactement un exemplaire

Ce premier exemple, représenté par la Figure 1.24, a pour but d'illustrer la nécessité de la propriété de livraison en *exactement un exemplaire* des opérations.

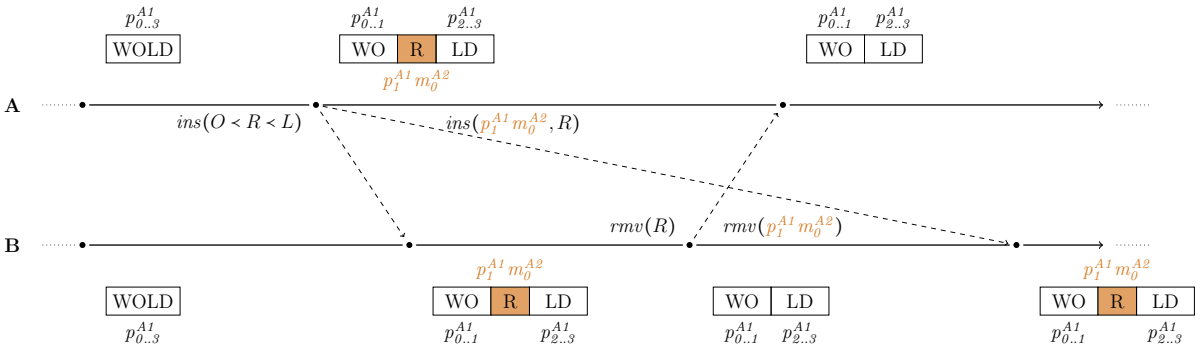


FIGURE 1.24 – Résurgence d'un élément supprimé suite à la relivraison de son opération *insert*

Dans cet exemple, deux noeuds A et B répliquent et éditent collaborativement une séquence. La séquence répliquée contient initialement les éléments "WOLD", qui sont associés à l'intervalle d'identifiants $p^{A1}_{0..3}$.

Le noeud A commence par insérer l'élément "R" dans la séquence entre les éléments "O" et "L". A intègre l'opération résultante, $insert(p^{A1}_1 m^{A2}_0, R)$ puis la diffuse au noeud B.

À la réception de l'opération *insert*, le noeud B l'intègre à son état. Puis il supprime dans la foulée l'élément "R" nouvellement inséré. B intègre l'opération $remove(p^{A1}_1 m^{A2}_0)$ puis l'envoie au noeud A.

Le noeud A intègre l'opération *remove*, ce qui a pour effet de supprimer l'élément "R" associé à l'identifiant $p^{A1}_1 m^{A2}_0$. Il obtient alors un état équivalent à celui du noeud B.

Cependant, l'opération *insert* insérant l'élément "R" à la position $p^{A1}_1 m^{A2}_0$ est de nouveau envoyée au noeud B. De multiples raisons peuvent être à l'origine de ce nouvel envoi : perte du message d'*acknowledgment*, utilisation d'un protocole de diffusion épidémique des messages, déclenchement du mécanisme d'anti-entropie en concurrence... Le noeud B ré-intègre alors l'opération *insert*, ce qui fait revenir l'élément "R" et l'identifiant associé. L'état du noeud B diverge désormais de celui-ci du noeud A.

Pour se prémunir de ce type de scénarios, LogootSplit requiert que la couche de livraison des messages assure une livraison en exactement un exemplaire des opérations. Cette contrainte permet d'éviter que d'anciens éléments et identifiants ressurgissent après leur suppression chez certains noeuds uniquement à cause d'une livraison multiple de l'opération *insert* correspondante.

Livraison de l'opération *remove* après les opérations *insert* correspondantes

La Figure 1.25 présente un second exemple illustrant la nécessité de la contrainte de livraison d'une opération *remove* qu'après la livraison des opérations *insert* correspondantes.

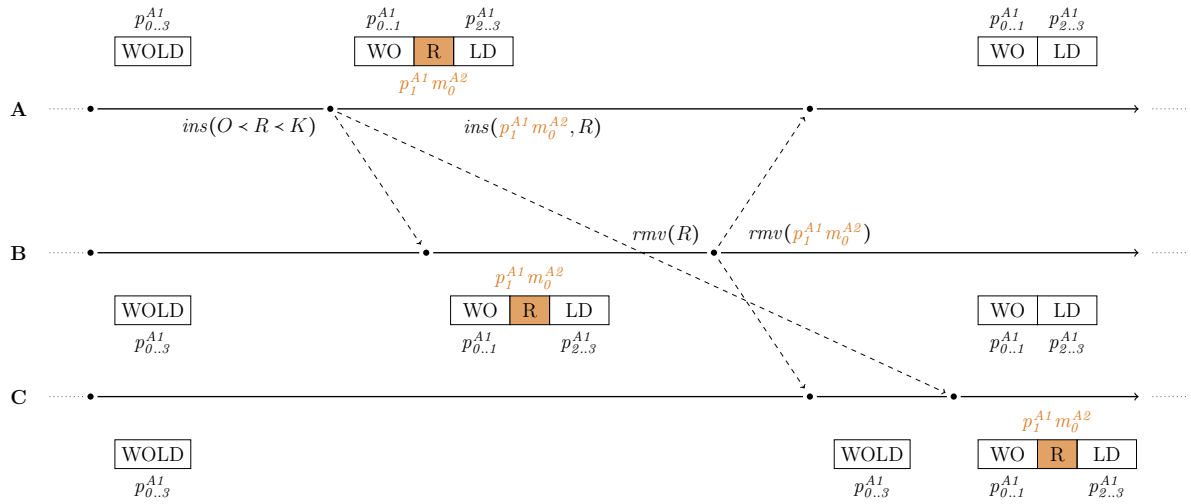


FIGURE 1.25 – Non-effet de l'opération *remove* car reçue avant l'opération *insert* correspondante

Dans cet exemple, trois noeuds A, B et C répliquent et éditent collaborativement une séquence. La séquence répliquée contient initialement les éléments "WOLD", qui sont associés à l'intervalle d'identifiants $p_{0..3}^{A1}$.

Le noeud A commence par insérer l'élément "R" dans la séquence entre les éléments "O" et "L". A intègre l'opération résultante, $insert(p_1^{A1}\, m_0^{A2}, R)$ puis la diffuse.

À la réception de l'opération *insert*, le noeud B l'intègre à son état. Puis il supprime dans la foulée l'élément "R" nouvellement inséré. B intègre l'opération $remove(p_1^{A1}\, m_0^{A2})$ puis la diffuse.

Toutefois, suite à un aléa du réseau, l'opération *remove* supprimant l'élément "R" est reçue par le noeud C en première. Ainsi, le noeud C intègre cette opération : il parcourt son état à la recherche de l'élément "R" pour le supprimer. Celui-ci n'est pas présent dans son état courant, l'intégration de l'opération s'achève sans effectuer de modification.

Le noeud C reçoit ensuite l'opération *insert*. Le noeud C intègre ce nouvel élément dans la séquence en utilisant son identifiant.

Nous constatons alors que l'état à terme du noeud C diverge de celui des noeuds A et B, et cela malgré que les noeuds A, B et C aient intégré le même ensemble d'opérations. Ce résultat transgresse la propriété Cohérence forte à terme (SEC) [5] que doivent assurer les CRDTs. Afin d'empêcher ce scénario de se produire, LogootSplit impose donc la livraison causale des opérations *remove* par rapport aux opérations *insert* correspondantes.

Définition du modèle de livraison

Pour résumer, la couche de livraison des opérations associée à LogootSplit doit respecter le modèle de livraison suivant :

Définition 38 (Modèle de livraison LogootSplit)**.** Le modèle de livraison LogootSplit définit que :

(i) Une opération doit être livrée exactement une fois à chaque noeud.

(ii) Les opérations *insert* peuvent être livrées dans un ordre quelconque.

(iii) L'opération *remove*(*idIntervals*) ne peut être livrée qu'après la livraison des opération d'insertions des éléments formant les *idIntervals*.

Il est à noter que Elvinger [40] a récemment proposé dans ses travaux de thèse Dotted LogootSplit, un nouveau CRDT pour le type Séquence dont la synchronisation est basée sur les différences d'états. Inspiré de Logoot et LogootSplit, ce nouveau CRDT associe une séquence à identifiants densément ordonnés à un contexte causal. Le contexte causal est une structure de données permettant à Dotted LogootSplit de représenter et de maintenir efficacement les informations des modifications déjà intégrées à l'état courant. Cette association permet à Dotted LogootSplit de fonctionner de manière autonome, sans imposer de contraintes particulières à la couche livraison autres que la livraison à terme.

1.4.5 Limites de LogootSplit

Intéressons-nous désormais aux limites de LogootSplit. Nous en identifions deux que nous détaillons ci-dessous : la croissance non-bornée de la taille des identifiants, et la fragmentation de la séquence en blocs courts.

Croissance non-bornée de la taille des identifiants

La première limite de ce CRDT, héritée de l'approche auquel il appartient, est la taille non-bornée de ses identifiants de position. Comme indiqué précédemment, LogootSplit génère des identifiants composés de plus en plus de tuples au fur et à mesure que l'espace dense des identifiants se sature.

Cependant, LogootSplit introduit un mécanisme favorisant la croissance des identifiants : les intervalles d'identifiants. Considérons l'exemple présenté dans la Figure 1.26.

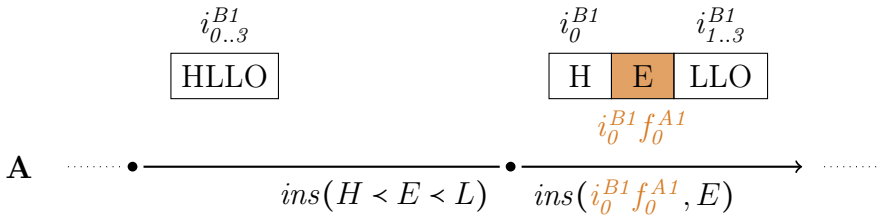


Figure 1.26 – Insertion menant à une augmentation de la taille des identifiants

Dans cet exemple, le noeud A insère un nouvel élément dans un intervalle d'identifiants existant, c.-à-d. entre deux identifiants contigus : i^{B1}_0 et i^{B1}_1. Ces deux identifiants étant contigus, il n'est pas possible de générer id, un identifiant de même taille tel que $i^{B1}_0 <_{id} id <_{id} i^{B1}_1$. Pour respecter l'ordre souhaité, LogootSplit génère donc un identifiant à partir de l'identifiant du prédecesseur et en y ajoutant un nouveau tuple, e.g. $i^{B1}_0 f^{A1}_0$.

Par conséquent, la taille des identifiants croît à chaque fois qu'un intervalle d'identifiants est scindé. Comme présenté précédemment (cf. sous-section 1.3.3, page 39), cette croissance augmente le surcoût en métadonnées, en calculs et en bande-passante du CRDT.

Fragmentation de la séquence en blocs courts

La seconde limite de LogootSplit est la fragmentation de l'état en une multitude de blocs courts. En effet, plusieurs contraintes sur la génération d'identifiants empêchent les noeuds d'ajouter des nouveaux éléments aux blocs existants :

Définition 39 (Contraintes sur l'ajout d'éléments à un bloc existant)**.** L'ajout d'éléments à un bloc existant doit respecter les règles suivantes :

(i) Seul le noeud qui a généré l'intervalle d'identifiants du bloc, c.-à-d. qui est l'auteur du bloc, peut ajouter des éléments à ce dernier.

(ii) L'ajout d'éléments à un bloc ne peut se faire qu'à la fin de ce dernier.

(iii) La suppression du dernier élément d'un bloc interdit tout ajout futur à ce bloc.

La Figure 1.27 illustre ces règles.

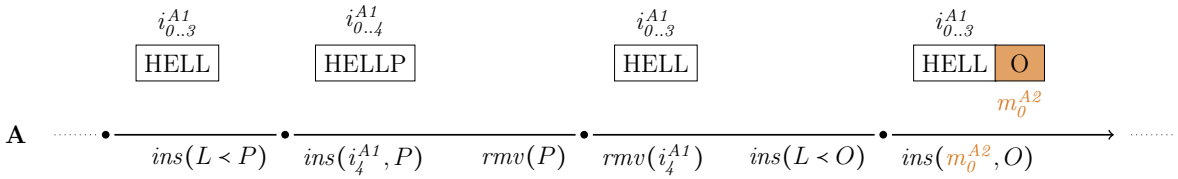


FIGURE 1.27 – Insertion menant à une augmentation de la taille des identifiants

Ainsi, ces limitations conduisent à la génération de nouveau blocs au fur et à mesure de la manipulation de la séquence. Nous conjecturons que, dans un cadre d'utilisation standard, la séquence est à terme fragmentée en de nombreux blocs de seulement quelques caractères chacun. Les blocs étant le niveau de granularité de la séquence, chaque nouveau bloc entraîne un surcoût en métadonnées et en calculs. Cependant, aucun mécanisme pour fusionner les blocs *a posteriori* n'est proposé. L'efficacité de la structure décroît donc au fur et à mesure que l'état se fragmente.

Synthèse

Les performances d'une séquence LogootSplit diminuent au fur et à mesure que celle-ci est manipulée et que des modifications sont effectuées dessus. Cette perte d'efficacité est dûe à la taille des identifiants de position qui croît de manière non-bornée, ainsi qu'au nombre généralement croissant de blocs.

Initialement, nous nous sommes focalisés sur un aspect du problème : la croissance du surcoût en métadonnées de la structure. Afin de quantifier ce problème, nous avons évalué par le biais de simulations [18] l'évolution de la taille de la séquence. La Figure 1.28 présente le résultat obtenu.

Sur cette figure, nous représentons l'évolution au fur et à mesure que des modifications sont effectuées sur une séquence LogootSplit de la taille de son contenu, sous la forme d'une ligne pointillée bleu, et de la taille de la séquence LogootSplit complète, sous la forme d'une ligne continue rouge. Nous constatons que le contenu représente à terme

18. Nous détaillons le protocole expérimental que nous avons défini pour ces simulations dans le **??**.

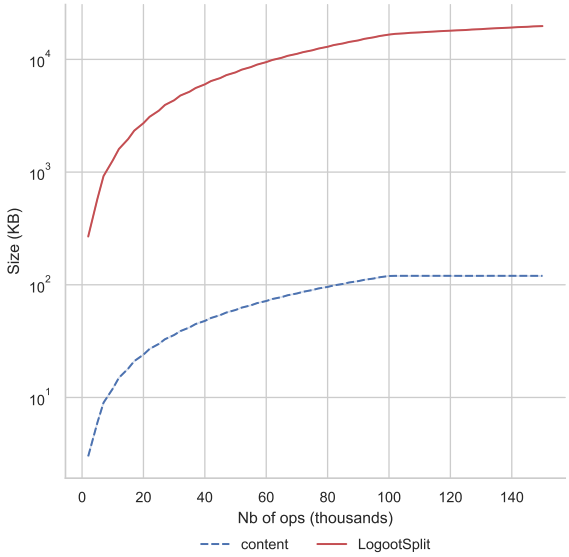


FIGURE 1.28 – Taille du contenu comparé à la taille de la séquence LogootSplit

moins de 1% de taille de la structure de données. Les 99% restants correspondent aux métadonnées utilisées par la séquence répliquée, c.-à-d. la taille des identifiants, les blocs composant la séquence LogootSplit, mais aussi la structure de données utilisée en interne pour représenter la séquence de manière efficace.

Nous jugeons donc nécessaire de proposer des mécanismes et techniques afin de mitiger le surcoût des CRDTs pour le type Séquence et sa croissance.

1.5 Mitigation du surcoût des séquences répliquées sans conflits

L'augmentation du surcoût des CRDTs pour le type Séquence, qu'il soit dû à des pierres tombales ou à des identifiants de taille non-bornée, est un problème bien identifié dans la littérature [38, 39, 57, 58, 59, 60]. Plusieurs approches ont donc été proposées pour réduire sa croissance.

1.5.1 Mécanisme de Garbage Collection des pierres tombales

Pour réduire l'impact des pierres tombales sur les performances de RGA, [38] propose un mécanisme de Garbage Collection (GC) des pierres tombales. Pour rappel, ce mécanisme nécessite qu'une pierre tombale ne puisse plus être utilisée comme prédecesseur par une opération *insert* reçue dans le futur pour pouvoir être supprimée définitivement. En d'autres termes, ce mécanisme repose sur la stabilité causale de l'opération de suppression pour supprimer la pierre tombale correspondante.

La stabilité causale est une contrainte forte, peu adaptée aux systèmes P2P dynamiques à large échelle. Notamment, la stabilité causale nécessite que chaque noeud du

système fournisse régulièrement des informations sur son avancée, c.-à-d. quelles opérations il a intégré, pour progresser. Ainsi, il suffit qu'un noeud du système se déconnecte pour bloquer la stabilité causale, ce qui apparaît extrêmement fréquent dans le cadre d'un système P2P dynamique dans lequel nous n'avons pas de contrôle sur les noeuds.

À notre connaissance, il s'agit du seul mécanisme proposé pour l'approche à pierres tombales.

1.5.2 Ré-équilibrage de l'arbre des identifiants de position

Concernant l'approche à identifiants densément ordonnés, Letia et al. [57] puis Zawirski et al. [58] proposent un mécanisme de ré-équilibrage de l'arbre des identifiants de position pour Treedoc [39]. Pour rappel, Treedoc souffre des problèmes suivants :

(i) Le déséquilibrage de son arbre des identifiants de position si les insertions sont effectuées de manière séquentielle à une position.

(ii) La présence de pierres tombales dans son arbre des identifiants de position lorsque des identifiants correspondants à des noeuds intermédiaires de l'arbre sont supprimés.

Pour répondre à ces problèmes, les auteurs présentent un mécanisme de ré-équilibrage de l'arbre supprimant par la même occasion les pierres tombales existantes, c.-à-d. un mécanisme réattribuant de nouveaux identifiants de position aux éléments encore présents. Ce mécanisme prend la forme d'une nouvelle opération, que nous notons *rebalance*.

Notons que l'opération *rebalance* contrevient à une des propriétés des identifiants de position densément ordonnés : leur *immutabilité* (cf. Définition 30, page 40). L'opération *rebalance* est donc intrinséquement non-commutative avec les opérations *insert* et *remove* concurrentes. Pour assurer la convergence à terme des copies, les auteurs mettent en place un mécanisme de *catch-up*. Ce mécanisme consiste à transformer les opérations concurrentes aux opérations *rebalance* avant de les intégrer, de façon à prendre en compte les effets des ré-équilibrages.

Toutefois, l'opération *rebalance* n'est pas non plus commutative avec elle-même. Cette approche nécessite d'empêcher la génération d'opérations *rebalance* concurrentes. Pour cela, les auteurs proposent de reposer sur un protocole de consensus entre les noeuds pour la génération d'opérations *rebalance*.

De nouveau, l'utilisation d'un protocole de consensus est une contrainte forte, peu adaptée aux systèmes P2P dynamique à large échelle. Pour pallier ce point, les auteurs proposent de répartir les noeuds dans deux groupes : le *core* et la *nebula*.

Le *core* est un ensemble, de taille réduite, de noeuds stables et hautement connectés tandis que la *nebula* est un ensemble, de taille non-bornée, de noeuds. Seuls les noeuds du *core* participent à l'exécution du protocole de consensus. Les noeuds de la *nebula* contribuent toujours au document par le biais des opérations *insert* et *remove*.

Ainsi, cette solution permet d'adapter l'utilisation d'un protocole de consensus à un système P2P dynamique. Cependant, elle requiert de disposer de noeuds stables et bien connectés dans le système pour former le *core*. Cette condition est un obstacle pour le déploiement et la pérennité de cette solution.

1.5.3 Ralentissement de la croissance des identifiants de position

L'approche LSEQ [59, 60] est une approche visant à ralentir la croissance des identifiants dans les Séquences CRDTs à identifiants densément ordonnés. Au lieu de réduire périodiquement la taille des métadonnées liées aux identifiants à l'aide d'un mécanisme coûteux de ré-équilibrage de l'arbre des identifiants de position [58], les auteurs définissent de nouvelles stratégies d'allocation des identifiants pour réduire leur vitesse de croissance.

Dans ces travaux, les auteurs notent que les stratégies d'allocation des identifiants proposées pour Logoot dans [35] et [54] ne sont adaptées qu'à un seul comportement d'édition : l'édition séquentielle. Si les insertions sont effectuées en suivant d'autres comportements, les identifiants générés saturent rapidement l'espace des identifiants pour une taille donnée. Les insertions suivantes déclenchent alors une augmentation de la taille des identifiants. En conséquent, la taille des identifiants dans Logoot augmente de façon linéaire au nombre d'insertions, au lieu de suivre la progression logarithmique attendue.

LSEQ définit donc plusieurs stratégies d'allocation d'identifiants adaptées à différents comportements d'édition. Les noeuds choisissent de manière aléatoire mais déterministe une de ces stratégies pour chaque taille d'identifiants. De plus, LSEQ adopte une structure d'arbre exponentiel pour allouer les identifiants : l'espace des identifiants possibles double à chaque fois que la taille des identifiants augmente. Cela permet à LSEQ de choisir avec soin la taille des identifiants et la stratégie d'allocation en fonction des besoins. En combinant les différentes stratégies d'allocation avec la structure d'arbre exponentiel, LSEQ offre une croissance polylogarithmique de la taille des identifiants en fonction du nombre d'insertions.

Cette solution ne repose sur aucune coordination synchrone entre les noeuds. Sa complexité ne dépend pas non plus du nombre de noeuds du système. Elle nous apparaît donc adaptée aux systèmes P2P dynamique à large échelle.

Nous conjecturons cependant que cette approche perd ses bienfaits lorsqu'elle est couplée avec un CRDT pour le type Séquence à granularité variable. En effet, comme évoqué précédemment, toute insertion au sein d'un bloc provoque une augmentation de la taille de l'identifiant résultant (cf. section 1.4.5, page 50).

1.5.4 Synthèse

Ainsi, plusieurs approches ont été proposées dans la littérature pour réduire le surcoût des CRDTs pour le type Séquence. Cependant, aucune de ces approches ne nous apparaît adaptée pour les CRDTs pour le type Séquence à granularité variable dans le contexte de systèmes P2P dynamiques :

(i) Les approches présentées dans [38, 57, 58] reposent chacune sur des contraintes fortes dans les systèmes P2P dynamiques, c.-à-d. respectivement la stabilité causale des opérations et l'utilisation d'un protocole de consensus. Dans un système dans lequel nous n'avons aucun contrôle sur les noeuds et notamment leur disponibilité, ces contraintes nous apparaissent rédhibitoires.

(ii) L'approche présentée dans [59, 60] est conçue pour les CRDTs pour le type Séquence à identifiants densément ordonnés à granularité fixe. L'introduction de mécanismes d'aggrégation dynamique des éléments en blocs comme ceux présentés dans [51, 49],

avec les contraintes qu'ils introduisent, nous semble contrarier les efforts effectués pour réduire la croissance des identifiants de position.

Nous considérons donc la problématique du surcoût des CRDTs pour le type Séquence à granularité variable toujours ouverte.

1.6 Synthèse

Les systèmes distribués adoptent le modèle de la réplication optimiste [2] pour offrir de meilleures garanties à leurs utilisateur-rices, en termes de disponibilité, latence et capacité de tolérance aux pannes [61].

Dans ce modèle, chaque noeud du système possède une copie de la donnée et peut la modifier sans coordination avec les autres noeuds. Il en résulte des divergences temporaires entre les copies respectives des noeuds. Pour résoudre les potentiels conflits provoqués par des modifications concurrentes et assurer la convergence à terme des copies, les systèmes ont tendance à utiliser les CRDTs [5] en place et lieu des types de données séquentiels.

Plusieurs CRDTs pour le type Séquence ont été proposés, notamment pour permettre la conception d'éditeurs collaboratifs pair-à-pair. Ces CRDTs peuvent être regroupés en deux catégories en fonction de leur mécanisme de résolution de conflits : l'approche à pierres tombales [37, 44, 43, 38, 49, 52] et l'approche à identifiants densément ordonnées [39, 35, 54, 51, 40].

Chacune de ces approches introduit néanmoins un surcoût croissant, au moins en termes de métadonnées et de calculs, pénalisant leurs performances à terme. Pour résoudre ce problème, plusieurs travaux ont été proposés, notamment [57, 58]. Cette approche présente un mécanisme de ré-équilibrage de l'arbre des identifiants de position pour les CRDTs pour le type Séquence à identifiants densément ordonnés.

Cette approche requiert cependant un protocole de consensus, des renommages concurrents provoquant un nouveau conflit. Cette contrainte empêche son utilisation dans les systèmes P2P ne disposant pas de noeuds suffisamment stables et bien connectés pour participer au protocole de consensus.

1.7 Proposition

Dans le cadre de cette thèse, nous proposons et présentons un nouveau mécanisme de réduction du surcoût pour les CRDTs pour le type Séquence à identifiants densément ordonnés et à granularité variable.

Ce mécanisme se distingue des travaux existants, notamment de [57, 58], par les aspects suivants :

(i) Il ne nécessite pas de coordination synchrone entre les noeuds.

(ii) Il ré-aggrége les éléments de la séquence en de nouveaux blocs pour réduire leur nombre.

Nous concevons ce mécanisme pour le CRDT LogootSplit. Toutefois, le principe de notre approche est générique. Ainsi, ce mécanisme peut être adapté pour proposer un équivalent pour d'autres CRDTs pour le type Séquence, e.g. RGASplit [49].

Nous présentons et détaillons ce mécanisme dans le chapitre suivant.

Chapitre 2

MUTE, un éditeur de texte web collaboratif P2P temps réel chiffré de bout en bout

Sommaire

Les systèmes collaboratifs temps réels permettent à plusieurs utilisateur-rices de réaliser une tâche de manière coopérative. Ils permettent aux utilisateur-rices de consulter le contenu actuel, de le modifier et d'observer en direct les modifications effectuées par

les autres collaborateur-rices. L'observation en temps réel des modifications des autres favorise une réflexion de groupe et permet une répartition efficace des tâches. L'utilisation des systèmes collaboratifs se traduit alors par une augmentation de la qualité du résultat produit [62, 63].

Plusieurs outils d'édition collaborative centralisés basés sur l'approche Operational Transformation (OT) [27] ont permis de populariser l'édition collaborative temps réel de texte [64, 65]. Ces approches souffrent néanmoins de leur architecture centralisée. Notamment, ces solutions rencontrent des difficultés à passer à l'échelle [56, 66] et posent des problèmes de confidentialité [67, 68].

L'approche CRDT offre une meilleure capacité de passage à l'échelle et est compatible avec une architecture P2P [43]. Ainsi, de nombreux travaux [69, 70, 71] ont été entrepris pour proposer une alternative distribuée répondant aux limites des éditeurs collaboratifs centralisés. De manière plus globale, ces travaux s'inscrivent dans le nouveau paradigme d'application des Local-First Softwares (LFSs) [72, 73]. Ce paradigme vise le développement d'applications collaboratives, P2P, pérennes et rendant la souveraineté de leurs données aux utilisateurs.

De manière semblable, l'équipe Coast conçoit depuis plusieurs années des applications avec ces mêmes objectifs et étudient les problématiques de recherche liées. Elle développe Multi User Text Editor (MUTE) [74] [19] [20], un éditeur collaboratif P2P temps réel chiffré de bout en bout. MUTE sert de plateforme d'expérimentation et de démonstration pour les travaux de l'équipe.

Ainsi, nous avons contribué à son développement dans le cadre de cette thèse. Notamment, nous avons participé à :

(i) L'implémentation des CRDTs LogootSplit [51] et RenamableLogootSplit [75] pour représenter le document texte.

(ii) L'implémentation de leur modèle de livraison de livraison respectifs.

(iii) L'implémentation d'un protocole d'appartenance au réseau, SWIM [76].

Dans ce chapitre, nous commençons par présenter le projet MUTE : ses objectifs, ses fonctionnalités et son architecture système et logicielle. Puis nous détaillons ses différentes couches logicielles : leur rôle, l'approche choisie pour leur implémentation et finalement leurs limites actuelles. Au cours de cette description, nous mettons l'emphase sur les composants auxquelles nous avons contribué, c.-à-d. les sections 2.3, et 2.4.

2.1 Présentation

2.1.1 Objectifs

Comme indiqué dans l'introduction (cf. **??**, page **??**), le but de ce projet est de proposer un éditeur de texte collaboratif Local-First Software (LFS), c.-à-d. un éditeur de texte collaboratif qui satisfait les propriétés suivantes :

19. Disponible à l'adresse : `https://mutehost.loria.fr`
20. Code source disponible à l'adresse suivante : `https://github.com/coast-team/mute`

(i) Toujours disponible, c.-à-d. qui permet à tout moment à un-e utilisateur-rice de consulter, créer ou éditer un document, même par exemple en l'absence de connexion internet.

(ii) Collaboratif, c.-à-d. qui permet à un-e utilisateur-rice de partager un document avec d'autres utilisateur-rices pour éditer à plusieurs le document, de manière synchrone et asynchrone. Nous considérons la capacité d'un-e utilisateur-rice à partager le document avec ses propres autres appareils comme un cas particulier de collaboration.

(iii) Performant, c.-à-d. qui garantit que le délai entre la génération d'une modification par un pair et l'intégration de cette dernière par un autre pair connecté soit assimilable à du temps réel et que ce délai ne soit pas impacté par le nombre de pairs dans la collaboration.

(iv) Pérenne, c.-à-d. qui garantit à ses utilisateur-rices qu'iels pourront continuer à utiliser l'application sur une longue période. Notamment, nous considérons la capacité des utilisateur-rices à configurer et déployer aisément leur propre instance du système comme un gage de pérennité du système.

(v) Garantissant la confidentialité des données, c.-à-d. qui permet à un-e utilisateur-rice de contrôler avec quelles personnes une version d'un document est partagée. Aussi, le système doit garantir qu'un adversaire ne doit pas être en mesure d'espionner les utilisateur-rices, e.g. en usurpant l'identité d'un-e utilisateur-rice ou en interceptant les messages diffusés sur le réseau.

(vi) Garantissant la souveraineté des données, c.-à-d. qui permet à un-e utilisateur-rice de maîtriser l'usage de ses données, e.g. pouvoir les consulter, modifier, partager ou encore exporter vers d'autres formats ou applications.

Ainsi, ces différentes propriétés nous conduisent à concevoir un éditeur de texte collaboratif P2P temps réel chiffré de bout en bout et qui est dépourvu d'autorités centrales.

2.1.2 Fonctionnalités

MUTE prend la forme d'une application web qui permet de créer et de gérer des documents textes. Chaque document se voit attribuer un identifiant, supposé unique. L'utilisateur-rice peut alors ouvrir et partager un document à partir de son URL.

L'application permet à l'utilisateur-rice d'être mis-e en relation avec les autres pairs actuellement connectés qui travaillent sur ce même document. Pour cela, l'application utilise le protocole WebRTC afin d'établir des connexions P2P avec ces derniers. Une fois les connexions P2P établies, le service fourni par le système pour mettre en relation les pairs n'est plus nécessaire.

Une fois connecté à un autre pair, l'utilisateur-rice récupère automatiquement les modifications effectuées par ses pairs de façon à obtenir la version courante du document. Iel peut alors modifier le document, c.-à-d. ajouter, supprimer du contenu ou encore modifier son titre. Ses modifications sont partagées en temps réel aux autres pairs connectés. À la réception de modifications, celles-ci sont intégrées à la copie locale du document. Figure 2.1 illustre l'interface utilisateur de l'éditeur de document de MUTE.

Pour garantir la confidentialité des échanges, MUTE utilise un protocole de génération de clés de groupe. Ce protocole permet d'établir une clé de chiffrement connue seulement

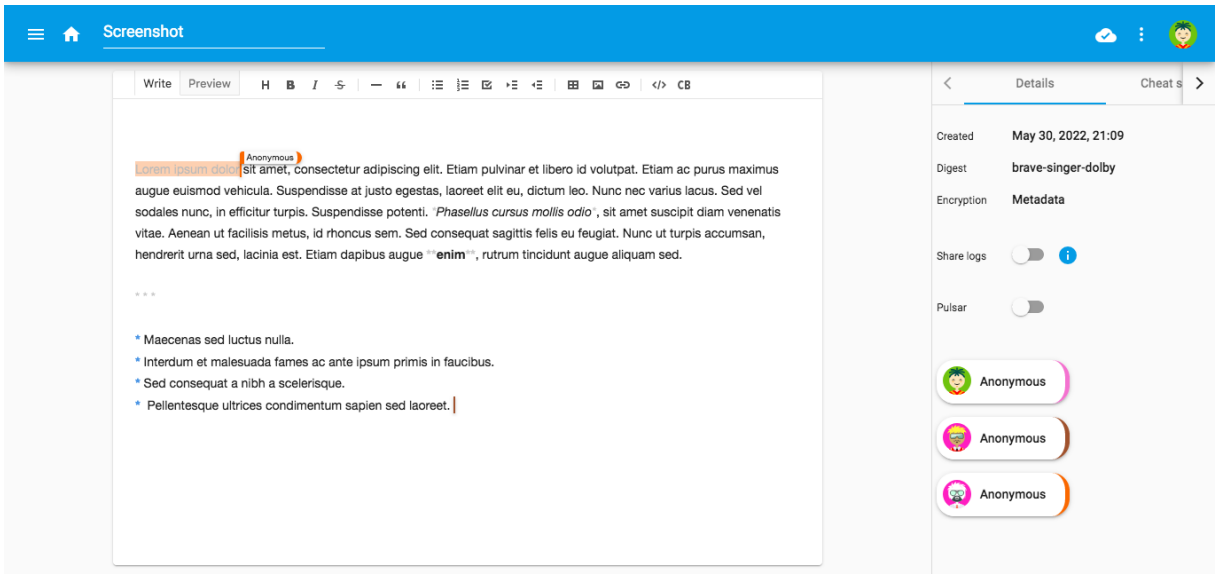


FIGURE 2.1 – Capture d'écran d'une session d'édition collaborative avec MUTE

des pairs actuellement connectés, qui est ensuite utilisée pour chiffrer les messages entre pairs. Ce protocole permet de garantir les propriétés de *backward secrecy* et de *forward secrecy*.

Définition 40 (Backward Secrecy)**.** La *Backward Secrecy* est une propriété de sécurité garantissant qu'un nouveau noeud ne pourra pas déchiffrer avec la nouvelle clé de chiffrement les anciens messages chiffrés avec une clé de chiffrement précédente.

Définition 41 (Forward Secrecy)**.** La *Forward Secrecy* est une propriété de sécurité garantissant qu'un nouveau noeud ne pourra pas déchiffrer avec la nouvelle clé de chiffrement les futurs messages chiffrés avec une prochaine clé de chiffrement.

Une copie locale du document est sauvegardée dans le navigateur, avec l'ensemble des modifications. L'utilisateur-rice peut ainsi accéder à ses documents même sans connexion internet, pour les consulter ou modifier. Les modifications effectuées dans ce mode hors-ligne seront partagées aux collaborateur-rices à la prochaine connexion de l'utilisateur-rice.

Finalement, la page d'accueil de l'application permet aussi de lister ses documents. L'utilisateur-rice peut ainsi facilement parcourir ses documents, récupérer leur url pour les partager ou encore supprimer leur copie locale. Figure 2.2 illustre cette page de l'application.

2.1.3 Architecture système

Nous représentons l'architecture système d'une collaboration utilisant MUTE par la Figure 2.3.

Plusieurs types de noeuds composent cette architecture. Nous décrivons ci-dessous le type de chacun de ces noeuds ainsi que leurs rôles.

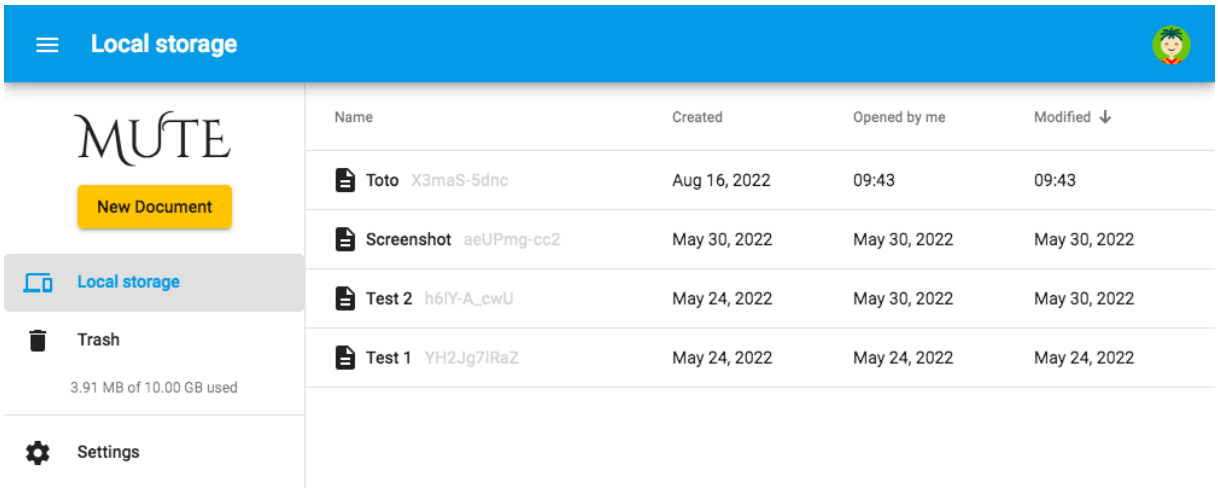


FIGURE 2.2 – Capture d'écran de la liste des documents.

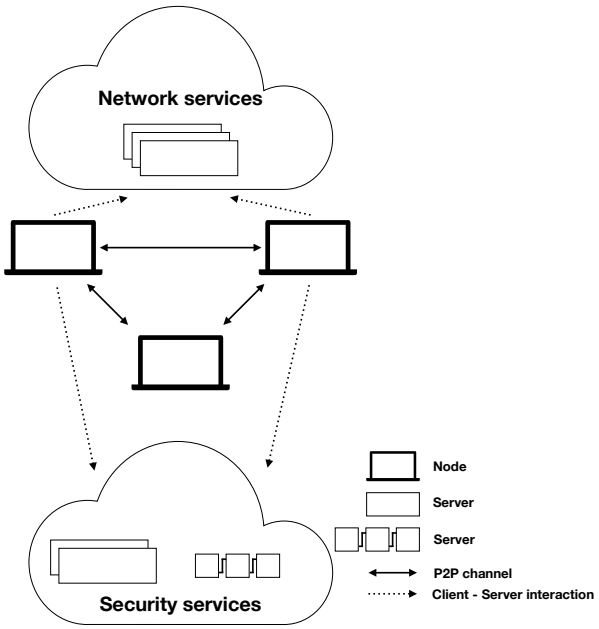


FIGURE 2.3 – Architecture système de l'application MUTE

Pairs

Au centre de la collaboration se trouvent les noeuds qui correspondent aux utilisateurrices de l'application et à leurs appareils. Chaque noeud correspond à une instance de l'application MUTE, c.-à-d. l'éditeur collaboratif de texte. Chacun de ces noeuds peut donc consulter des documents et les modifier.

Ces noeuds forment un réseau P2P, qui leur permet d'échanger directement notamment pour diffuser les modifications effectuées sur le document. Les pairs interagissent aussi avec les autres types de noeuds, que nous décrivons dans les parties suivantes.

Notons qu'un noeud peut toutefois être déconnecté du système, c.-à-d. dans l'incapa-

cité de se connecter aux autres pairs et d'interagir avec les autres types de noeuds. Cela ne l'empêche toutefois pas l'utilisateur-rice d'utiliser MUTE.

Services réseau

Nous décrivons par cette appelation l'ensemble des composants nécessaires à l'établissement et le bon fonctionnement du réseau P2P entre les appareils des utilisateur-rices.

Il s'agit de serveurs ayant pour buts de :

(i) Permettre à un pair d'obtenir les informations sur son propre état nécessaires pour l'établissement de connexions P2P.

(ii) Permettre à un pair de découvrir les autres pairs travaillant sur le même document et d'établir une connexion avec eux.

(iii) Permettre à des pairs de communiquer même si leur configurations réseaux respectives empêchent l'établissement d'une connection P2P directe.

Nous détaillons plus précisément chacun de ces services et les interactions entre les pairs et ces derniers dans la section 2.5.

Services sécurité

Nous décrivons par cette appelation l'ensemble des composants nécessaires à l'authentification des utilisateur-rices et à l'établissement de clés de groupe de chiffrement.

Il s'agit de serveurs ayant pour buts de :

(i) Permettre à un pair de s'authentifier.

(ii) Permettre à un pair de faire connaître sa clé publique de chiffrement.

(iii) Vérifier l'identité d'un pair.

(iv) Permetttre à un pair de vérifier le comportement honnête du ou des serveurs servant les clés publiques de chiffrement.

Nous dédions la section 2.6 à la description de ces différents services et les interactions des pairs avec ces derniers.

2.1.4 Architecture logicielle

Nous décrivons l'architecture logicielle d'un pair, c.-à-d. d'une instance de l'application MUTE dans un navigateur, dans la Figure 2.4.

Cette architecture logicielle se compose de plusieurs composants, que nous regroupons par couche. Chacune de ces couches possède un rôle, que nous présentons brièvement ci-dessous avant de les décrire de manière plus détaillée dans leur section respective.

(i) La couche *interface utilisateur*, qui regroupe l'ensemble des composants permettant de communiquer des informations aux pairs et avec lesquelles ils peuvent interagir, c.-à-d. le document lui-même, son titre mais aussi la liste des collaborateur-rices actuellement connectés. Cette couche se charge de transmettre les actions de l'utilisateur-rice aux couches inférieures, et inversement de présenter à l'utilisateur-rice les modifications effectuées par ses pairs.

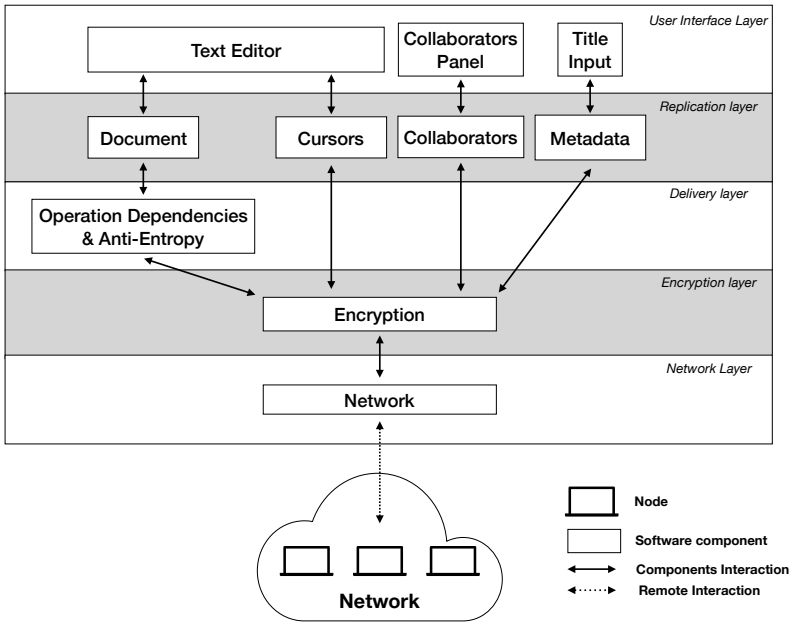


FIGURE 2.4 – Architecture logicielle de l'application MUTE

(ii) La couche *réplication*, qui regroupe l'ensemble des composants permettant de représenter les données répliquées entre pairs, c.-à-d. les CRDTs utilisés pour représenter le document, ses métadonnées (titre, date de création...), l'ensemble des collaborateurs et leur curseur. Cette couche se charge d'intégrer les modifications effectuées par l'utilisateur-rice et de transmettre les opérations correspondantes aux couches inférieures, et inversement d'intégrer les opérations effectuées par ses pairs et d'indiquer à la couche *interface utilisateur* les modifications correspondantes.

(iii) La couche *livraison*, qui est constitué d'un unique composant permettant de garantir les modèles de livraison requis par les différents CRDTs implémentés pour représenter le document. Cette couche se charge d'adjoindre aux opérations de l'utilisateur-rice leur(s) dépendance(s) avant de les transmettre aux couches inférieures, et de livrer les opérations de ses pairs une fois leur(s) dépendance(s) livrées au préalable, ou de les mettre en attente le cas échéant.

(iv) La couche *sécurité*, qui est constitué d'un unique composant gérant le chiffrement des messages. Cette couche se charge d'établir la clé de chiffrement de groupe, puis de chiffrer les messages de l'utilisateur-rice avec cette dernière avant de les transmettre à la couche inférieure, et inversement de déchiffrer les messages chiffrés de ses pairs avant de les transmettre aux couches supérieures.

(v) La couche *réseau*, qui est constitué d'un unique composant permettant d'interagir avec le réseau P2P. Cette couche se charge d'établir les connexions P2P, puis permet de diffuser les messages chiffrés de l'utilisateur-rice à un ou plusieurs de ses pairs, et inversement de transmettre les messages chiffrés de ses pairs à la couche supérieure.

2.2 Couche interface utilisateur

Comme illustré par la Figure 2.1, l'interface de la page d'un document se compose principalement d'un éditeur de texte. Ce dernier supporte le langage de balisage Markdown [77]. Ainsi, l'éditeur permet d'inclure plusieurs éléments légers de style. Les balises du langage Markdown étant du texte, elles sont répliquées nativement par le CRDT utilisé en interne par MUTE pour représenter la séquence.

L'interface de la page de l'éditeur de document est agrémentée de plusieurs mécanismes permettant d'établir une conscience de groupe entre les collaborateur-rices. L'indicateur en haut à droite de la page représente le statut de connexion de l'utilisateur-rice. Celui-ci permet d'indiquer à l'utilisateur-rice s'iel est actuellement connecté-e au réseau P2P, en cours de connexion, ou si un incident réseau a lieu.

De plus, MUTE affiche sur la droite de l'éditeur la liste des collaborateur-rices actuellement connecté-es. Un curseur ou une sélection distante est associée pour chaque membre de la liste. Ces informations permettent d'indiquer à l'utilisateur-rice dans quelles sections du document ses collaborateur-rices sont en train de travailler. Ainsi, iels peuvent se répartir la rédaction du document de manière implicite ou suivre facilement les modifications d'un-e collaborateur-rice.

Bien que fonctionnelle, cette interface souffre néanmoins de plusieurs limites. Notamment, nous n'avons pas encore pu étudier la littérature concernant les mécanismes de conscience pour supporter la collaboration, au-delà du système de curseurs distants.

Nous identifions ainsi plusieurs axes de travail pour ces mécanismes. Tout d'abord, l'axe des *mécanismes de conscience des changements*. Le but serait de proposer des mécanismes pour :

(i) Mettre en lumière de manière intelligible les modifications effectuées par les collabateur-rices dans le cadre de collaborations temps réel à large échelle. Un tel mécanisme représente un défi de part le débit important de changements, potentiellement à plusieurs endroits du document de manière quasi-simultanée, à présenter à l'utilisateur-rice.

(ii) Mettre en lumière de manière intelligible les modifications effectuées par les collaborateur-rices dans le cadre de collaborations asynchrones. De nouveau, ce mécanisme représente un défi de part la quantité massive de changements, une fois encore potentiellement à plusieurs endroits du document, à présenter à l'utilisateur-rice.

Une piste de travail potentiellement liée serait l'ajout d'une fonctionnalité d'historique du document, permettant aux utilisateur-rices de parcourir ses différentes versions obtenues au fur et à mesure des modifications. L'intégration d'une telle fonctionnalité dans un éditeur P2P pose cependant plusieurs questions : quel historique présenter aux utilisateur-rices, sachant que chacun-e a potentiellement observé un ordre différent des modifications ? Doit-on convenir d'une seule version de l'historique ? Dans ce cas, comment choisir et construire cet historique ?

Le second axe de travail sur les mécanismes de conscience concerne les *mécanismes*

de conscience de groupe. Actuellement, nous affichons l'ensemble des collaborateur-rices actuellement connecté-es. Cette approche s'avère lourde voire entravante dans le cadre de collaborations à large échelle où le nombre de collaborateur-rices dépasse plusieurs centaines. Il convient donc de déterminer quelles informations présenter à l'utilisateur-rice dans cette situation, e.g. une liste compacte de pairs et leur curseur respectif, ainsi que le nombre de pairs total.

2.3 Couche réplication

2.3.1 Modèle de données du document texte

MUTE propose plusieurs alternatives pour représenter le document texte. MUTE permet de soit utiliser une implémentation de LogootSplit [21] (cf. section 1.4, page 42), soit de RenamableLogootSplit[21] (cf. **??**, page **??**) ou soit de Dotted LogootSplit [22] [40]. Ce choix est effectué via une valeur de configuration de l'application choisie au moment de son déploiement.

Le modèle de données utilisé interagit avec l'éditeur de texte par l'intermédiaire d'opérations texte, c.-à-d. de messages au format $\langle insert, index, elts \rangle$ ou $\langle remove, index, length \rangle$. Lorsque l'utilisateur effectue des modifications locales, celles-ci sont détectées par l'éditeur et mises sous la forme d'opérations texte. Elles sont transmises au modèle de données, qui les intègre alors à la structure de données répliquées. Le CRDT retourne en résultat l'opération distante à propager aux autres noeuds.

De manière complémentaire, lorsqu'une opération distante est livrée au modèle de données, elle est intégrée par le CRDT pour actualiser son état. Le CRDT génère les opérations texte correspondantes et les transmet à l'éditeur de texte pour mettre à jour la vue.

En plus du texte, MUTE maintient un ensemble de métadonnées par document. Par exemple, les utilisateurs peuvent donner un titre au document. Pour représenter cette donnée additionnelle, nous associons un Last-Writer-Wins Register CRDT synchronisé par états [5] au document. De façon similaire, nous utilisons un First-Writer-Wins Register CRDT synchronisé par états pour représenter la date de création du document.

L'utilisation de ces structures de données nous permet donc de représenter le document texte ainsi que ses métadonnées. Nous identifions cependant plusieurs axes d'évolution pour cette couche. La première d'entre elles concerne l'ajout de styles au document. Comme indiqué dans la section 2.2, nous utilisons le langage de balisage Markdown pour inclure plusieurs éléments de style. Cette solution a pour principal intérêt de reposer sur du texte qui s'intègre directement dans le contenu du document. Ainsi, les balises de style sont répliquées nativement avec le contenu du document par le CRDT représentant

21. Les deux implémentations proviennent de la librairie `mute-structs` : `https://github.com/coast-team/mute-structs`

22. Implémentation fournie par la librairie suivante : `https://github.com/coast-team/dotted-logootsplit`

FIGURE 2.5 – Entrelacement de balises Markdown produisant une anomalie de style

ce dernier. Cette solution montre cependant ses limites lorsque plusieurs éléments styles sont ajoutés sur des zones de texte se superposant, notamment en concurrence. Les balises Markdown produites sont alors entrelacées. La figure Figure 2.5 illustre un tel exemple.

Dans cet exemple, le texte "diam venenatis" a été mis en gras tandis que le texte "venenatis vitae" a été mis en italique. Le résultat attendu est donc "**diam *venenatis* *vitae*". Il ne s'agit toutefois pas du résultat affiché par notre éditeur de texte, la syntaxe du langage Markdown n'étant pas respectée. Les utilisateur-rices doivent donc manuellement corriger l'anomalie de style engendrée.

Afin de prévenir ce type d'anomalie, il conviendrait d'intégrer un CRDT pour représenter le style du document, tel que Peritext [78]. Un type de donnée dédié nous permettrait de plus d'inclure des effets de style non-disponibles dans le langage Markdown, e.g. la mise en page ou encore l'utilisation de couleurs.

Une second piste d'évolution consiste à rendre possible l'intégration et l'édition collaborative d'autres types de contenu que du texte au sein d'un document MUTE, e.g. des listes de tâches, des feuilles de calcul ou encore des schémas. L'évolution d'éditeur collaboratif de documents texte à éditeur collaboratif de documents multimédia élargirait ainsi les contextes d'utilisation de MUTE.

Cette piste de recherche nécessite de concevoir et d'intégrer des CRDTs pour chaque type de document supplémentaire. Elle nécessite aussi la conception d'un mécanisme assurant la composition de ces CRDTs, c.-à-d. la conception d'un méta-CRDT. Ce méta-CRDT devrait assurer plusieurs responsabilités. Tout d'abord, il devrait permettre l'ajout et la suppression de CRDTs au sein du document multimédia, ainsi que leur ré-ordonnement. Ensuite, le méta-CRDT devrait définir les sémantiques de résolution de conflits employées en cas de modifications concurrentes sur le document, e.g. la modification du contenu d'un des CRDTs du document en concurrence de la suppression dudit CRDT. Finalement, le méta-CRDT devrait proposer différents modèles de cohérence à l'application. Il devrait par exemple proposer de garantir le modèle de cohérence causal, c.-à-d. d'ordonner les modifications sur le méta-CRDT et les CRDTs qui composent le document en utilisant la relation *happens-before* (cf. Définition 3, page 4).

2.3.2 Collaborateur-rices

Pour assurer la qualité de la collaboration même à distance, il est important d'offrir des fonctionnalités de conscience de groupe aux utilisateurs. Une de ces fonctionnalités est de fournir la liste des collaborateur-rices actuellement connectés. Les protocoles d'appartenance au réseau sont une catégorie de protocoles spécifiquement dédiée à cet effet.

MUTE présente plusieurs contraintes liées à notre modèle du système que le protocole sélectionné doit respecter. Tout d'abord, le protocole doit être compatible avec un environnement P2P, où les noeuds partagent les mêmes droits et responsabilités. De plus, le

protocole doit présenter une capacité de passage à l'échelle pour être adapté aux collaborations à large échelle.

En raison de ces contraintes, notre choix s'est porté sur le protocole SWIM [76]. Ce protocole d'appartenance au réseau offre les propriétés intéressantes suivantes. Tout d'abord, le nombre de messages diffusés sur le réseau est proportionnel linéairement au nombre de pairs. Pour être plus précis, le nombre de messages envoyés par un pair par période du protocole est constant. De plus, il fournit à chaque noeud une vue de la liste des collaborateur-rices cohérente à terme, même en cas de réception désordonnée des messages du protocole. Finalement, il intègre un mécanisme permettant de réduire le taux de faux positifs, c.-à-d. le taux de pairs déclarés injustement comme défaillants.

Pour cela, SWIM découple les deux composants d'un protocole d'appartenance au réseau : le mécanisme de *détection des défaillances des pairs* et le mécanisme de *dissémination des mises à jour du groupe*.

Mécanisme de détection des défaillances des pairs

Le mécanisme de détection des défaillances des pairs est executé de manière périodique, toutes les T unités de temps, par chacun des noeuds du système de manière non-coordonnée. Son fonctionnement est illustré par la Figure 2.6.

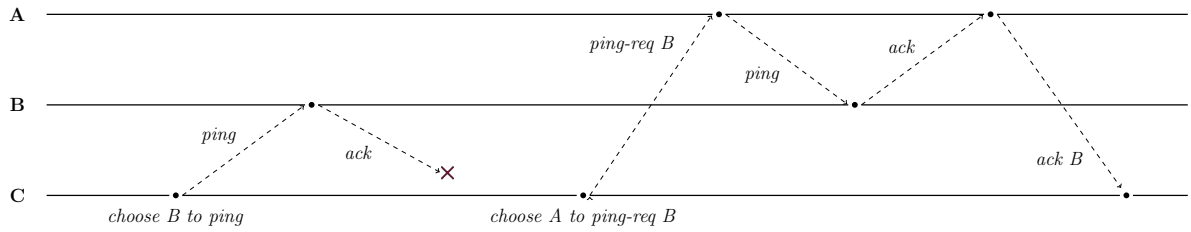


FIGURE 2.6 – Exécution du mécanisme de détection des défaillances par le noeud C pour tester le noeud B

Dans cet exemple, le réseau est composé des trois noeuds A, B et C. Le noeud C démarre l'exécution du mécanisme de détection des défaillances.

Tout d'abord, le noeud C sélectionne un noeud cible de manière aléatoire, ici B, et lui envoie un message *ping*. À la réception de ce message, le noeud B lui signifie qu'il est toujours opérationnel en lui répondant avec un message *ack*. À la réception de ce message par C, cette exécution du mécanisme de détection des défaillances devrait prendre fin. Mais dans l'exemple présenté ici, ce message est perdu par le réseau.

En l'absence de réponse de la part de B au bout d'un temps spécifié au préalable, le noeud C passe à l'étape suivante du mécanisme. Le noeud C sélectionne un autre noeud, ici A, et lui demande de vérifier via le message *ping-req B* si B a eu une défaillance. À la réception de la requête de ping, le noeud A envoie un message *ping* à B. Comme précédemment, B répond au *ping* par le biais d'un *ack* à A. A informe alors C du bon fonctionnement de B via le message *ack B*. Le mécanisme prend alors fin, jusqu'à sa prochaine exécution.

Si C n'avait pas reçu de réponse suite à sa *ping-req B* envoyée à A, C aurait supposé que B a eu une défaillance. Afin de réduire le taux de faux positifs, SWIM ne considère pas directement les noeuds n'ayant pas répondu comme en panne : ils sont tout d'abord *suspectés* d'être en panne. Après un certain temps sans signe de vie d'un noeud suspecté d'être en panne, le noeud est *confirmé* comme défaillant.

L'information qu'un noeud est suspecté d'être en panne est propagé dans le réseau via le mécanisme de dissémination des mises à jour du groupe décrit ci-dessous. Si un noeud apprend qu'il est suspecté d'une panne, il dissémine à son tour l'information qu'il est toujours opérationnel pour éviter d'être confirmé comme défaillant.

Pour éviter qu'un message antérieur n'invalide une suspicion d'une défaillance et retarde ainsi sa détection, SWIM introduit un numéro d'*incarnation*. Chaque noeud maintient un numéro d'incarnation. Lorsqu'un noeud apprend qu'il est suspecté d'une panne, il incrémente son numéro d'incarnation avant de propager l'information contradictoire.

Afin de représenter la liste des collaborateur-rices, le protocole SWIM utilise la structure de données présentée par la Définition 42 :

Définition 42 (Liste des collaborateur-rices)**.** La *liste des collaborateur-rices* est un ensemble de triplets $\langle nodeId, nodeStatus, nodeIncarn \rangle$ avec :

(i) *nodeId*, l'identifiant du noeud correspondant à ce tuple.

(ii) *nodeStatus*, le statut courant du noeud correspondant à ce tuple, c.-à-d. *Alive* s'il est considéré comme opérationnel, *Suspect* s'il est suspecté d'une défaillance, *Confirm* s'il est considéré comme défaillant.

(iii) *nodeIncarn*, le numéro d'incarnation maximal, c.-à-d. le plus récent, connu pour le noeud correspondant à ce tuple.

Chaque noeud réplique cette liste et la fait évoluer au cours de l'exécution du mécanisme présenté jusqu'ici. Lorsqu'une mise à jour est effectuée, celle-ci est diffusée de la manière présentée ci-dessous.

Mécanisme de dissémination des mises à jour du groupe

Quand l'exécution du mécanisme de détection des défaillances par un noeud met en lumière une évolution de la liste des collaborateur-rices, cette mise à jour doit être propagée au reste des noeuds.

Or, diffuser cette mise à jour à l'ensemble du réseau serait coûteux pour un seul noeud. Afin de propager cette information de manière efficace, SWIM propose d'utiliser un protocole de diffusion épidémique : le noeud transmet la mise à jour qu'à un nombre réduit λ [23] de pairs, qui se chargeront de la transmettre à leur tour. Le mécanisme de dissémination des mises à jour de SWIM fonctionne donc de la manière suivante.

23. [76] montre que choisir une valeur constante faible comme λ suffit néanmoins à garantir la dissémination des mises à jour à l'ensemble du réseau.

Chaque mise à jour du groupe est stockée dans une liste et se voit attribuer un compteur entier, initialisé avec $\lambda \log n$ où n est le nombre de noeuds. À chaque génération d'un message pour le mécanisme de détection des défaillances, un nombre arbitraire de mises à jour sont sélectionnées dans la liste et attachées au message. Leur compteurs respectifs sont décrémentés. Une fois que le compteur d'une mise à jour atteint 0, celle-ci est retirée de la liste.

À la réception d'un message, le noeud le traite comme définit précédemment en section 2.3.2. De manière additionnelle, il intègre dans sa liste des collaborateur-rices les mises à jour attachées au message en utilisant les règles suivantes :

Définition 43 (Relation $<_s$)**.** La relation $<_s$ est la relation d'ordre total strict sur les valeurs de *nodeStatus* suivante :

$$Alive <_s Suspect <_s Confirm$$

Définition 44 (Relation $<_t$)**.** Étant donné deux tuples $t = \langle nodeStatus, nodeIncarn \rangle$ et $t' = \langle nodeStatus', nodeIncarn' \rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} t <_t t' \quad iff \quad & (nodeStatus <_s nodeStatus') \quad \vee \\ & (nodeStatus = nodeStatus' \wedge nodeIncarn < nodeIncarn') \end{aligned}$$

Ainsi, le mécanisme de dissémination des mises à jour du groupe réutilise les messages du mécanisme de détection des défaillances pour diffuser les modifications. Cela permet de propager les évolutions de la liste des collaborateur-rices sans ajouter de message supplémentaire. De plus, les règles de précédence sur l'état d'un collaborateur permettent aux noeuds de converger même si les mises à jour sont reçues dans un ordre distinct.

Modifications apportées

Nous avons ensuite apporté plusieurs modifications à la version du protocole SWIM présentée dans [76]. Notre première modification porte sur l'ordre de priorité entre les états d'un pair.

Modification de l'ordre de précédence. Dans la version originale, un pair désigné comme défaillant l'est de manière irrévocable. Ce comportement est dû au fait que la relation d'ordre $<_t$ utilise d'abord les valeurs de *nodeStatus* pour ordonner deux états pour un noeud donné. Ce n'est seulement qu'en cas d'égalité que $<_t$ considère les valeurs de *nodeIncarn*. Ainsi, un noeud déclaré comme défaillant par un autre noeud doit changer d'identité pour rejoindre de nouveau le groupe.

Ce choix n'est cependant pas anodin : il implique que la taille de la liste des collaborateur-rices croît de manière linéaire avec le nombre de connexions. S'agissant du paramètre avec le plus grand ordre de grandeur de l'application, nous avons cherché à le diminuer.

Nous avons donc modifié la relation d'ordre $<_t$ de la manière suivante :

Définition 45 (Relation $<_{t'}$)**.** Étant donné deux tuples $t = \langle nodeStatus, nodeIncarn \rangle$ et $t' = \langle nodeStatus', nodeIncarn' \rangle$, nous avons :

$$\begin{aligned} t <_{t'} t' \quad iff \quad & (nodeIncarn < nodeIncarn') \quad \vee \\ & (nodeIncarn = nodeIncarn' \wedge nodeStatus' <_s nodeStatus') \end{aligned}$$

Ces modifications permettent de donner la précédence au numéro d'incarnation, et d'utiliser le statut du collaborateur pour trancher seulement en cas d'égalité par rapport au numéro d'incarnation actuel. Ceci permet à un noeud auparavant déclaré comme défaillant de revenir dans le groupe en incrémentant son numéro d'incarnation. La taille de la liste des collaborateur-rices devient dès lors linéaire par rapport au nombre de noeuds.

Ces modifications n'ont pas d'impact sur la convergence des listes des collaborateur-rices des différents noeuds. Une étude approfondie reste néanmoins à effectuer pour déterminer si ces modifications ont un impact sur la vitesse à laquelle un noeud défaillant est déterminé comme tel par l'ensemble des noeuds.

Ajout d'un mécanisme de synchronisation. La seconde modification que nous avons effectué concerne l'ajout d'un mécanisme de synchronisation entre pairs. En effet, le papier ne précise pas de procédure particulière lorsqu'un nouveau pair rejoint le réseau. Pour obtenir la liste des collaborateur-rices, ce dernier doit donc la demander à un autre pair.

Nous avons donc implémenté pour la liste des collaborateur-rices un mécanisme d'anti-entropie : à sa connexion, puis de manière périodique, un noeud envoie une requête de synchronisation à un noeud cible choisi de manière aléatoire. Ce message sert aussi à transmettre l'état courant du noeud source au noeud cible. En réponse, le noeud cible lui envoie l'état courant de sa liste. À la réception de cette dernière, le noeud source fusionne la liste reçue avec sa propre liste. Cette fusion conserve l'entrée la plus récente pour chaque noeud.

Pour récapituler, les mises à jour du groupe sont diffusées de manière atomique de façon épidémique, en utilisant les messages du mécanisme de détection des défaillances des noeuds. De manière additionnelle, un mécanisme d'anti-entropie permet à deux noeuds de synchroniser leur état. Ce mécanisme nous permet de pallier les défaillances éventuelles du réseau. Ainsi, dans les faits, nous avons mis en place un CRDT synchronisé par différences d'états (cf. section 1.2.2, page 16) pour la liste des collaborateur-rices.

Synthèse

Pour générer et maintenir la liste des collaborateur-rices, nous avons implémenté le protocole distribué d'appartenance au réseau SWIM [76]. Par rapport à la version originale, nous avons procédé à plusieurs modifications, notamment pour gérer plus efficacement les reconnexions successives d'un même noeud.

Ainsi, nous avons implémenté un mécanisme dont la complexité spatiale dépend linéairement du nombre de noeuds. Sa complexité en temps et sa complexité en communication, elles, sont indépendantes de ce paramètre. Elles dépendent en effet de paramètres dont nous choisissons les valeurs : la fréquence de déclenchement du mécanisme de détection de défaillance et le nombre de mises à jour du groupe propagées par message.

Des améliorations au protocole SWIM ont été proposées dans [79]. Ces modifications visent notamment à réduire le délai de détection d'un noeud défaillant, ainsi que réduire le taux de faux positifs. Ainsi, une perspective est d'implémenter ces améliorations dans

MUTE.

2.3.3 Curseurs

Toujours dans le but d'offrir des fonctionnalités de conscience de groupe aux utilisateurs pour leur permettre de se coordonner aisément, nous avons implémenté dans MUTE l'affichage des curseurs distants.

Pour représenter fidèlement la position des curseurs des collaborateur-rices distants, nous nous reposons sur les identifiants du CRDT choisi pour représenter la séquence. Le fonctionnement est similaire à la gestion des modifications du document : lorsque l'éditeur indique que l'utilisateur a déplacé son curseur, nous récupérons son nouvel index. Nous recherchons ensuite l'identifiant correspondant à cet index dans la séquence répliquée et le diffusons aux collaborateur-rices.

À la réception de la position d'un curseur distant, nous récupérons l'index correspondant à cet identifiant dans la séquence répliquée et représentons un curseur à cet index. Il est intéressant de noter que si l'identifiant a été supprimé en concurrence, nous pouvons à la place récupérer l'index de l'élément précédent et ainsi indiquer à l'utilisateur où son collaborateur est actuellement en train de travailler.

De façon similaire, nous gérons les sélections de texte à l'aide de deux curseurs : un curseur de début et un curseur de fin de sélection.

2.4 Couche livraison

Comme indiqué précédemment, la couche livraison est formée d'un unique composant, que nous nommons module de livraison. Ce module est associé aux CRDTs synchronisés par opérations représentant le document texte, c.-à-d. LogootSplit ou RenamableLogootSplit.

Le rôle de ce module est de garantir que le modèle de livraison des opérations requis par le CRDT pour assurer la convergence à terme (cf. Définition 1, page 2) soit satisfait, c.-à-d. que l'ensemble des opérations soient livrées dans un ordre correct à l'ensemble des noeuds.

Pour cela, le module de livraison doit implémenter les contraintes imposées par ces CRDTs sur l'ordre de livraison des opérations (cf. Définition 38, page 49 et **??**, page 49). Pour rappel, le modèle de livraison de RenamableLogootSplit est le suivant :

(i) Une opération doit être livrée à l'ensemble des noeuds à terme.

(ii) Une opération doit être livrée qu'une seule et unique fois aux noeuds.

(iii) Une opération *remove* doit être livrée à un noeud une fois que les opérations *insert* des éléments concernés par la suppression ont été livrées à ce dernier.

(iv) Une opération peut être délivrée à un noeud qu'à partir du moment où l'opération *rename* qui a introduit son époque de génération a été délivrée à ce même noeud.

Nous décrivons ci-dessous comment nous assurons chacune de ces contraintes.

2.4.1 Livraison des opérations en exactement un exemplaire

Afin de respecter la contrainte de livraison en exactement un exemplaire, il est nécessaire d'identifier de manière unique chaque opération. Pour cela, le module de livraison ajoute un *Dot* [80] à chaque opération :

Définition 46 (Dot)**.** Un *Dot* est une paire $\langle nodeId, nodeSyncSeq \rangle$ où

(i) *nodeId*, l'identifiant unique du noeud qui a généré l'opération.

(ii) *nodeSyncSeq*, le numéro de séquence courant du noeud à la génération de l'opération.

Il est à noter que *nodeSyncSeq* est différent du *nodeSeq* utilisé dans LogootSplit et RenamableLogootSplit (cf. section 1.4, page 42). En effet, *nodeSyncSeq* se doit d'augmenter à chaque opération tandis que *nodeSeq* n'augmente qu'à la création d'un nouveau bloc, c.-à-d. lors d'une insertion ou d'un renommage. Les contraintes étant différentes, il est nécessaire de distinguer ces deux données.

Chaque noeud maintient une structure de données représentant l'ensemble des opérations reçues par le pair. Elle permet de vérifier à la réception d'une opération si le dot de cette dernière est déjà connu. S'il s'agit d'un nouveau dot, le module de livraison peut livrer l'opération au CRDT et ajouter son dot à la structure. Le cas échéant, cela indique que l'opération a déjà été livrée précédemment et doit être ignorée cette fois-ci.

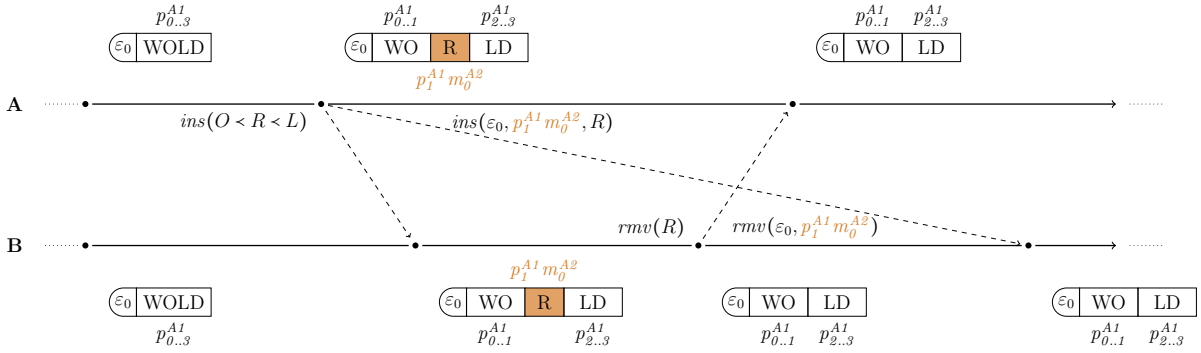
Plusieurs structures de données sont adaptées pour maintenir l'ensemble des opérations reçues. Dans le cadre de MUTE, nous avons choisi d'utiliser un vecteur de version. Cette structure nous permet de réduire à un dot par noeud le surcoût en métadonnées du module de livraison, puisqu'il ne nécessite que de stocker le dot le plus récent par noeud. Cette structure permet aussi de vérifier en temps constant si une opération est déjà connue. La Figure 2.7 illustre son fonctionnement.

Dans cet exemple, deux noeuds A et B répliquent une séquence. Initialement, celle-ci contient les éléments "WOLD". Ces éléments ont été insérés un par un par le noeud A, donc par le biais des opérations a_1 à a_4. Le module de livraison de chaque noeud maintient donc initialement le vecteur de version $\langle A : 4 \rangle$.

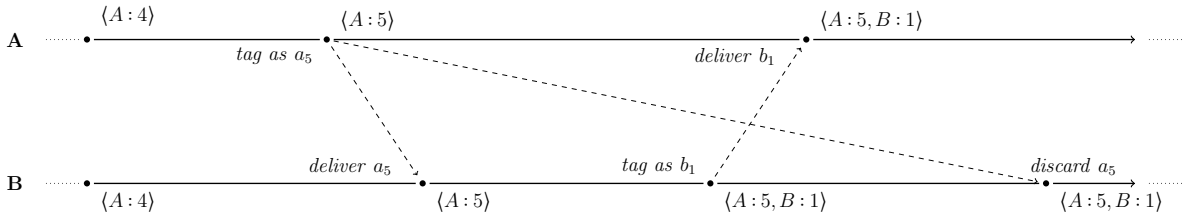
Le noeud A insère l'élément "R" entre les éléments "O" et "L". Cette modification est alors labellisée a_5 par son module de livraison et est envoyée au noeud B. À la réception de cette opération, le module de B compare son dot avec son vecteur de version local. L'opération a_5 étant la prochaine opération attendue de A, celle-ci est acceptée : elle est alors livrée au CRDT et le vecteur de version est mis à jour.

Le noeud B supprime ensuite l'élément nouvellement inséré. S'agissant de la première modification de B, cette modification b_1 ajoute l'entrée correspondante dans le vecteur de version $\langle A : 5, B : 1 \rangle$. L'opération est envoyée au noeud A. Cette opération étant la prochaine opération attendue de B, elle est acceptée et livrée.

Finalement, le noeud B reçoit de nouveau l'opération a_5. Son module de livraison détermine alors qu'il s'agit d'un doublon : l'opération apparaît déjà dans le vecteur de version $\langle A : 5, B : 1 \rangle$. L'opération est donc ignorée, et la résurgence de l'élément "I" empêchée.



(a) Exécution avec livraison multiple d'une opération *insert*



(b) État et comportement du module de livraison au cours de l'exécution décrite en Figure 2.7a

FIGURE 2.7 – Gestion de la livraison en exactement un exemplaire des opérations

Il est à noter que dans le cas où un noeud recevrait une opération avec un dot plus élevé que celui attendu (e.g. le noeud A recevrait une opération b_3 à la fin de l'exemple), cette opération serait mise en attente. En effet, livrer cette opération nécessiterait de mettre à jour le vecteur de version à $\langle A : 5, B : 3\rangle$ et masquerait le fait que l'opération b_2 n'a jamais été reçue. L'opération b_3 est donc mise en attente jusqu'à la livraison de l'opération b_2.

Ainsi, l'implémentation de livraison en exactement un exemplaire d'une opération avec un vecteur de version comme structure de données force une livraison First In, First Out (FIFO) des opérations par noeuds. Il s'agit d'une contrainte non-nécessaire et qui peut introduire des délais dans la collaboration, notamment si une opération d'un noeud est perdue par le réseau. Nous jugeons cependant acceptable ce compromis entre le surcoût du mécanisme de livraison en exactement un exemplaire et son impact sur l'expérience utilisateur.

Pour retirer cette contrainte superflue, il est possible de remplacer cette structure de données par un *Interval Version Vector* [81]. Au lieu d'enregistrer seulement le dernier dot intégré par noeud, cette structure de données enregistre les intervalles de dots intégrés. Ceci permet une livraison *dans le désordre* des opérations, c.-à-d. une livraison des opérations dans un ordre différent de leur ordre d'émission, tout en garantissant une livraison en exactement un exemplaire et en compactant efficacement les données stockées par le module de livraison à terme.

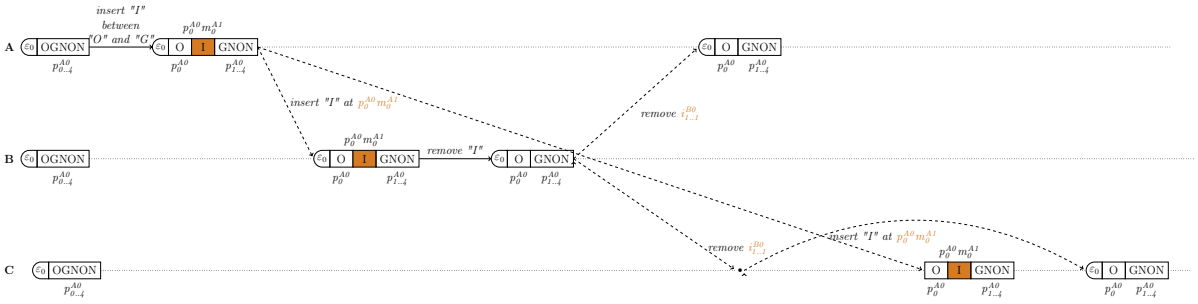
2.4.2 Livraison de l'opération *remove* après l'opération *insert*

La seconde contrainte que le modèle de livraison doit respecter spécifie qu'une opération *remove* doit être livrée après les opérations *insert* insérant les éléments concernés.

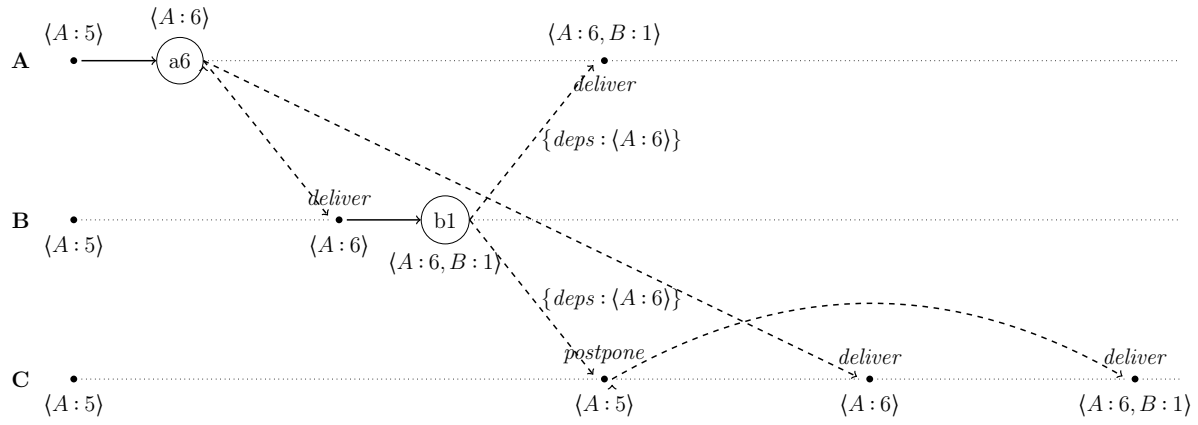
Pour cela, le module de livraison ajoute un ensemble *Deps* à chaque opération *remove* avant de la diffuser :

Définition 47 (Deps)**.** *Deps* est un ensemble d'opérations. Il représente l'ensemble des opérations dont dépend l'opération *remove* et qui doivent donc être livrées au préalable.

Plusieurs structures de données sont adaptées pour représenter les dépendances de l'opération *remove*. Dans le cadre de MUTE, nous avons choisi d'utiliser un ensemble de dots : pour chaque élément supprimé par l'opération *remove*, nous identifions le noeud l'ayant inséré et nous ajoutons le dot correspondant à l'opération la plus récente de ce noeud à l'ensemble des dépendances. Cette approche nous permet de limiter à un dot par élément supprimé le surcoût en métadonnées des dépendances et de les calculer en un temps linéaire par rapport au nombre d'éléments supprimés. Nous illustrons le calcul et l'utilisation des dépendances de l'opération *remove* à l'aide de la Figure 2.8.



(a) Exécution avec livraison dans le désordre d'une insertion et de sa suppression



(b) État et comportement du module de livraison au cours de l'exécution décrite en Figure 2.8a

FIGURE 2.8 – Gestion de la livraison des opérations *remove* après les opérations *insert* correspondantes

Cet exemple reprend et complète celui de la Figure 1.25. Trois noeuds A, B et C répliquent et éditent collaborativement une séquence. Les trois noeuds partagent le même

état initial : une séquence contenant les éléments "OGNON" et un vecteur de version $\langle A:5 \rangle$.

Le noeud A insère l'élément "I" entre les éléments "O" et "G". Cet élément se voit attribué l'identifiant $p_0^{A0} m_0^{A1}$. L'opération correspondante *a6* est diffusée aux autres noeuds.

À la réception de cette dernière, le noeud B supprime l'élément "I" nouvellement inséré et génère l'opération *b1* correspondante. Comme indiqué précédemment, l'opération *b1* étant une opération *remove*, le module de livraison calcule ses dépendances avant de la diffuser. Pour chaque élément supprimé ("I"), le module de livraison récupère l'identifiant de l'élément ($p_0^{A0} m_0^{A1}$) et en extrait l'identifiant du noeud qui l'a inséré (A). Le module ajoute alors le dot de l'opération la plus récente reçue de ce noeud ($\langle A:6 \rangle$) à l'ensemble des dépendances de l'opération. L'opération est ensuite diffusée.

À la réception de l'opération *b1*, le noeud A vérifie s'il possède l'ensemble des dépendances de l'opération. Le noeud A ayant déjà intégré l'opération *a6*, le module de livraison livre l'opération *b1* au CRDT.

À l'inverse, lorsque le noeud C reçoit l'opération *b1*, il n'a pas encore reçu l'opération *a6*. L'opération *b1* est alors mise en attente. À la réception de l'opération *a6*, celle-ci est livrée. Le module de livraison ré-évalue alors le cas de l'opération *b1* et détermine qu'elle peut à présent être livrée.

Il est à noter que notre approche pour générer l'ensemble des dépendances est une approximation. En effet, nous ajoutons les dots des opérations les plus récentes des auteurs des éléments supprimés. Nous n'ajoutons pas les dots des opérations qui ont spécifiquement inséré les éléments supprimés. Pour cela, il serait nécessaire de parcourir le journal des opérations à la recherche des opérations *insert* correspondantes. Cette méthode serait plus coûteuse, sa complexité dépendant du nombre d'opérations dans le journal des opérations, et incompatible avec un mécanisme tronquant le journal des opérations en utilisant la stabilité causale. Notre approche introduit un potentiel délai dans la livraison d'une opération *remove* par rapport à une livraison utilisant ses dépendances exactes, puisqu'elle va reposer sur des opérations plus récentes et potentiellement encore inconnues par le noeud. Mais il s'agit là aussi d'un compromis que nous jugeons acceptable entre le surcoût du mécanisme de livraison et l'expérience utilisateur.

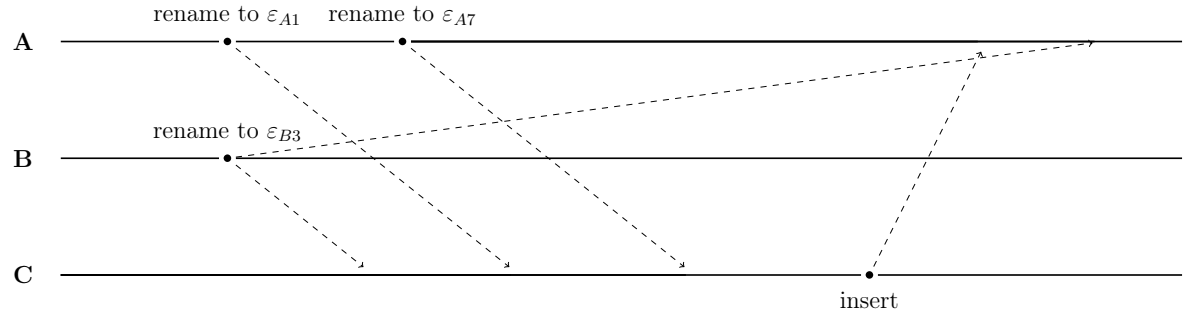
2.4.3 Livraison des opérations après l'opération *rename* introduisant leur époque

La troisième contrainte spécifiée par le modèle de livraison est qu'une opération doit être livrée après l'opération *rename* qui a introduit son époque de génération.

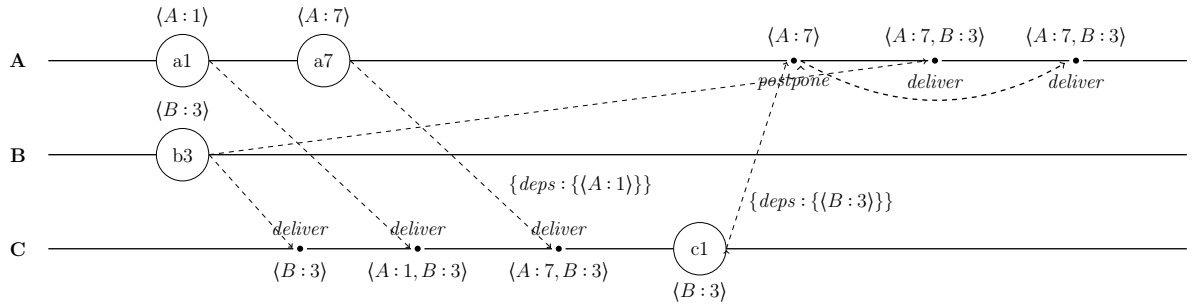
Pour cela, le module de livraison doit donc récupérer l'époque courante de la séquence répliquée, récupérer le dot de l'opération *rename* l'ayant introduite et l'ajouter en tant que dépendance de chaque opération. Cependant, dans notre implémentation, le module de livraison et le module représentant la séquence répliquée sont découplés et ne peuvent interagir directement l'un avec l'autre.

Pour remédier à ce problème, le module de livraison maintient une structure sup-

plémentaire : un vecteur des dots des opérations *rename* connues. À la réception d'une opération *rename* distante, l'entrée correspondante de son auteur est mise à jour avec le dot de la nouvelle époque introduite. À la génération d'une opération locale, l'opération est examinée pour récupérer son époque de génération. Le module conserve alors seulement l'entrée correspondante dans le vecteur des dots des opérations *rename*. À ce stade, le contenu du vecteur est ajouté en tant que dépendance de l'opération. Ensuite, si l'opération locale s'avère être une opération *rename*, le vecteur est modifié pour ne conserver que le dot de l'époque introduite par l'opération. La Figure 2.9 illustre ce fonctionnement.



(a) Exécution



(b) État et comportement du module de livraison au cours de l'exécution décrite en Figure 2.9a

FIGURE 2.9 – Gestion de la livraison des opérations après l'opération *rename* qui introduit leur époque

Dans la Figure 2.9a, nous décrivons une exécution suivante en ne faisant apparaître que les opérations importantes : les opérations *rename* et une opération *insert* finale. Dans cette exécution, trois noeuds A, B et C répliquent et éditent collaborativement une séquence. Initialement, aucune opération *rename* n'a encore eu lieu. Le noeud A effectue une première opération *rename* (*a1*) puis une seconde opération *rename* (*a7*), et les diffuse. En concurrence, le noeud B génère et propage sa propre opération *rename* (*b3*). De son côté, le noeud C reçoit les opérations *b3*, puis *a1* et *a7*. Il émet ensuite une opération *insert* (*c1*). Le noeud A reçoit cette opération avant de finalement recevoir l'opération *b3*.

Dans la Figure 2.9b, nous faisons apparaître l'état du module de livraison et les décisions prises par ce dernier au cours de l'exécution. Initialement, le vecteur des dots des opérations *rename* connues est vide. Ainsi, lorsque A génère l'opération *a1*, celle-ci ne

se voit ajouter aucune dépendance (nous ne représentons pas les dépendances des opérations qui correspondent à l'ensemble vide). A met ensuite à jour son vecteur des dots des opérations *rename* avec le dot $\langle A : 1 \rangle$. B procède de manière similaire avec l'opération *b3*.

Quand A génère l'opération *a7*, le dot $\langle A : 1 \rangle$ est ajouté en tant que dépendance. Le dot $\langle A : 7 \rangle$ remplace ensuite ce dernier dans le vecteur des dots des opérations *rename*.

À la réception de l'opération *b3*, le module de livraison de C peut la livrer au CRDT, l'ensemble de ses dépendances étant vérifié. Le noeud C ajoute alors à son vecteur des dots des opérations *rename* le dot $\langle B : 3 \rangle$. Il procède de même pour l'opération *a1* : il la livre et ajoute le dot $\langle A : 1 \rangle$. Le module de livraison ne connaissant pas l'époque courante de la séquence répliquée, il maintient les deux dots localement.

Lorsque le noeud C reçoit l'opération *a7*, l'ensemble de ses contraintes est vérifié : l'opération *a1* a été livrée précédemment. L'opération est donc livrée et le vecteur de dots des opérations *rename* mis à jour avec $\langle A : 7 \rangle$.

Quand le noeud C effectue l'opération locale *c1*, le module de livraison obtient l'information de l'époque courante de la séquence : ε_{b3}. C met à jour son vecteur de dots des opérations *rename* pour ne conserver que l'entrée du noeud B : $\langle B : 3 \rangle$. Ce dot est ajouté en tant que dépendance de l'opération *c1* avant sa diffusion.

À la réception de l'opération *c1* par le noeud A, cette opération est mise en attente par le module de livraison, l'opération *b3* n'ayant pas encore été livrée. Le noeud reçoit ensuite l'opération *b3*. Son vecteur des dots des opérations *rename* est mis à jour et l'opération livrée. Les conditions pour l'opération *c1* étant désormais remplies, l'opération est alors livrée.

Cette implémentation de la contrainte de la livraison *epoch-based* dispose de plusieurs avantages : sa complexité spatiale dépend linéairement du nombre de noeuds et les opérations de mise à jour du vecteur des dots des opérations *rename* s'effectuent en temps constant. De plus, seul un dot est ajouté en tant que dépendance des opérations, la taille du vecteur des dots étant ramené à 1 au préalable. Finalement, cette implémentation ne contraint pas une livraison causale des opérations *rename* et permet donc de les appliquer dès que possible.

2.4.4 Livraison des opérations à terme

La contrainte restante du modèle de livraison précise que toutes les opérations doivent être livrées à l'ensemble des noeuds à terme. Cependant, le réseau étant non-fiable, des messages peuvent être perdus au cours de l'exécution. Il est donc nécessaire que les noeuds rediffusent les messages perdus pour assurer leur livraison à terme.

Pour cela, nous implémentons un mécanisme d'anti-entropie basé sur [21]. Ce mécanisme permet à un noeud source de se synchroniser avec un autre noeud cible. Il est executé par l'ensemble des noeuds de manière indépendante. Nous décrivons ci-dessous son fonctionnement.

De manière périodique, le noeud choisit un autre noeud cible de manière aléatoire. Le noeud source lui envoie alors une représentation de son état courant, c.-à-d. son vecteur de version.

À la réception de ce message, le noeud cible compare le vecteur de version reçu par rapport à son propre vecteur de version. À partir de ces données, il identifie les dots des opérations de sa connaissance qui sont inconnues au noeud source. Grâce à leur dot, le noeud cible retrouve ces opérations depuis son journal des opérations. Il envoie alors une réponse composée de ces opérations au noeud source.

À la réception de la réponse, le noeud source intègre normalement les opérations reçues. La Figure 2.10 illustre ce mécanisme.

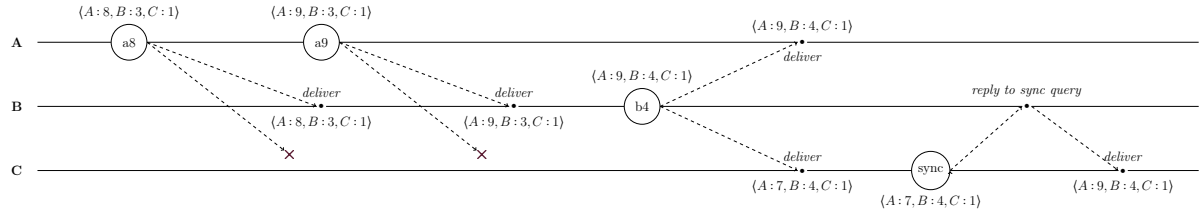


FIGURE 2.10 – Utilisation du mécanisme d'anti-entropie par le noeud C pour se synchroniser avec le noeud B

Dans cette figure, nous représentons une exécution à laquelle participent trois noeuds : A, B et C. Initialement, les trois noeuds sont synchronisés. Leur vecteurs de version sont identiques et ont pour valeur $\langle A:7, B:3, C:1\rangle$.

Le noeud A effectue les opérations *a8* puis *a9* et les diffusent sur le réseau. Le noeud B reçoit ces opérations et les livre à son CRDT. Il effectue ensuite et propage l'opération *b4*, qui est reçue et livrée par A. Ils atteignent tous deux la version représenté par le vecteur $\langle A:9, B:4, C:1\rangle$

De son côté, le noeud C ne reçoit pas les opérations *a8* et *a9* à cause d'une perte de message du réseau. Néanmoins, cela ne l'empêche pas de livrer l'opération *b4* à sa réception et d'obtenir la version $\langle A:7, B:4, C:1\rangle$.

Le noeud C déclenche ensuite son mécanisme d'anti-entropie. Il choisit aléatoirement le noeud B comme noeud cible. Il lui envoie un message de synchronisation avec pour contenu le vecteur de version $\langle A:7, B:8, C:1\rangle$.

À la réception de ce message, le noeud B compare ce vecteur avec le sien. Il détermine que le noeud C n'a pas reçu les opérations *a8* et *a9*. B les récupère depuis son journal des opérations et les envoie à C par le biais d'un nouveau message.

À la réception de la réponse de B, le noeud C livre les opérations *a8* et *a9*. Il atteint alors le même état que A et B, représenté par le vecteur de version $\langle A:9, B:4, C:1\rangle$.

Ce mécanisme d'anti-entropie nous permet ainsi de garantir la livraison à terme de toutes les opérations et de compenser les pertes de message. Il nous sert aussi de mécanisme de synchronisation : à la connexion d'un pair, celui-ci utilise ce mécanisme pour récupérer les opérations effectuées depuis sa dernière connexion. Dans le cas où il s'agit de la première connexion du pair, il lui suffit d'envoyer un vecteur de version vide pour récupérer l'intégralité des opérations.

Ce mécanisme propose plusieurs avantages. Son exécution n'implique que le noeud source et le noeud cible, ce qui limite les coûts de coordination. De plus, si une défaillance

a lieu lors de l'exécution du mécanisme (perte d'un des messages, panne du noeud cible...), cette défaillance n'est pas critique : le noeud source se synchronisera à la prochaine exécution du mécanisme. Ensuite, ce mécanisme réutilise le vecteur de version déjà nécessaire pour la livraison en exactement un exemplaire, comme présenté en sous-section 2.4.1. Il ne nécessite donc pas de stocker une nouvelle structure de données pour détecter les différences entre noeuds.

En contrepartie, la principale limite de ce mécanisme d'anti-entropie est qu'il nécessite de maintenir et de parcourir périodiquement le journal des opérations pour répondre aux requêtes de synchronisation. La complexité spatiale et en temps du mécanisme dépend donc linéairement du nombre d'opérations. Qui plus est, nous sommes dans l'incapacité de tronquer le journal des opérations en se basant sur la stabilité causale des opérations puisque nous utilisons ce mécanisme pour mettre à niveau les nouveaux pairs. À moins de mettre en place un mécanisme de compression du journal comme évoqué en **??**, ce journal des opérations croit de manière monotone. Néanmoins, une alternative possible est de mettre en place un système de chargement différé des opérations pour ne pas surcharger la mémoire.

2.5 Couche réseau

Pour permettre aux différents noeuds de communiquer, MUTE repose sur la librairie Netflux [24]. Développée au sein de l'équipe Coast, cette librairie permet de construire un réseau P2P entre des navigateurs, mais aussi des agents logiciels.

2.5.1 Établissement d'un réseau P2P entre navigateurs

Pour créer un réseau P2P entre navigateurs, Netflux utilise la technologie Web Real-Time Communication (WebRTC). WebRTC est une API [25] de navigateur spécifiée en 2011, et en cours d'implémentation dans les différents navigateurs depuis 2013. Elle permet de créer une connexion directe entre deux navigateurs pour échanger des médias audio et/ou vidéo, ou simplement des données.

Cette API utilise pour cela un ensemble de protocoles. Ces protocoles réintroduisent des serveurs dans l'architecture système de MUTE. Dans la Figure 2.11, nous représentons une collaboration réalisée avec MUTE, composé de noeuds formant un réseau P2P, de différents serveurs nécessaires à la mise en place du réseau P2P. Finalement, nous représentons les interactions entre les noeuds et ces serveurs.

Nous décrivons ci-dessous le rôle respectif de chaque type de serveur dans la collaboration.

Serveur de signalisation

Pour rejoindre un réseau P2P déjà établi, un nouveau noeud a besoin de découvrir les noeuds déjà connectés et de pouvoir communiquer avec eux. Le serveur de signalisation

24. `https://github.com/coast-team/netflux`
25. Application Programming Interface (API) : Interface de Programmation

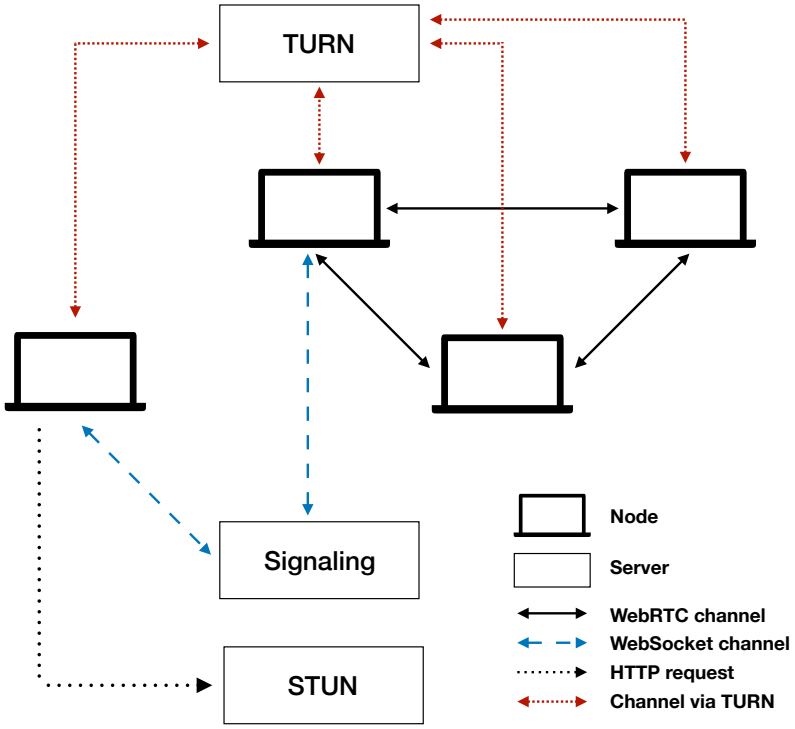


FIGURE 2.11 – Architecture système pour la couche réseau de MUTE

offre ces fonctionnalités.

Au moins un noeud du réseau P2P doit maintenir une connexion avec le serveur de signalisation. À sa connexion, un nouveau noeud contacte le serveur de signalisation. Il est mis en relation avec un noeud du réseau P2P par son intermédiaire et échange les différents messages de WebRTC nécessaires à l'établissement d'une connexion P2P entre eux.

Une fois cette première connexion P2P établie, le nouveau noeud contacte et communique avec les autres noeuds par l'intermédiaire du premier noeud. Il peut alors terminer sa connexion avec le serveur de signalisation.

Serveur STUN

Pour se connecter, les noeuds doivent s'échanger plusieurs informations logicielles et matérielles, notamment leur adresse IP publique respective. Cependant, un noeud n'a pas accès à cette donnée lorsque son routeur utilise le protocole NAT. Le noeud doit alors la récupérer.

Pour permettre aux noeuds de découvrir leur adresse IP publique, WebRTC repose sur le protocole STUN. Ce protocole consiste simplement à contacter un serveur tiers dédié à cet effet. Ce serveur retourne en réponse au noeud qui le contacte son adresse IP publique.

Serveur TURN

Il est possible que des noeuds provenant de réseaux différents ne puissent établir une connexion P2P directe entre eux, par exemple à cause de restrictions imposées par leur pare-feux respectifs. Pour contourner ce cas de figure, WebRTC utilise le protocole TURN.

Ce protocole consiste à utiliser un serveur tiers comme relais entre les noeuds. Ainsi, les noeuds peuvent communiquer par son intermédiaire tout au long de la collaboration. Les échanges sont chiffrés, afin que le serveur TURN ne représente pas une faille de sécurité.

Rôles des serveurs

Ainsi, WebRTC implique l'utilisation de plusieurs serveurs.

Les serveurs de signalisation et STUN sont nécessaires pour permettre à de nouveaux noeuds de rejoindre la collaboration. Autrement dit, leur rôle est ponctuel : une fois le réseau P2P établit, les noeuds n'ont plus besoin d'eux. Ces serveurs peuvent alors être coupés sans impacter la collaboration.

À l'inverse, les serveurs TURN jouent un rôle plus prédominant dans la collaboration. Ils sont nécessaires dès lors que des noeuds proviennent de réseaux différents et sont alors requis tout au long de la collaboration. Une panne de ces derniers entraverait la collaboration puisqu'elle résulterait en une partition des noeuds. Il est donc primordial de s'assurer de la disponibilité et fiabilité de ces serveurs.

2.5.2 Topologie réseau et protocole de diffusion des messages

Netflux établit un réseau P2P par document. Chacun de ces réseaux est un réseau entièrement maillé : chaque noeud se connecte à l'ensemble des autres noeuds. Nous illustrons cette topologie par la Figure 2.12.

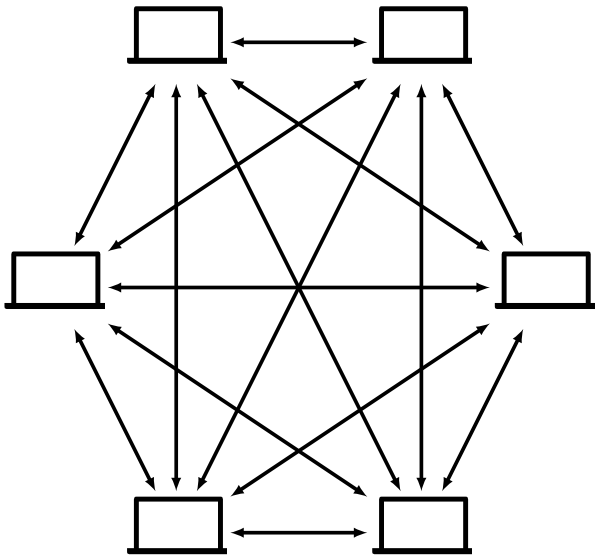


FIGURE 2.12 – Topologie réseau entièrement maillée

Cette topologie présente les avantages suivants :

(i) Sa simplicité.

(ii) Le nombre de sauts entre les noeuds, minimal, qui permet de minimiser le délai de communication.

(iii) La redondance de ses routes, qui permet aux noeuds de continuer à communiquer même en cas de défaillance d'une ou plusieurs routes.

Cependant, cette topologie est limitée par sa capacité de passage à l'échelle. En effet, elle implique un nombre de connexions qui dépend linéairement du nombre de noeuds. Chacune de ces connexions impliquant un coût, cette topologie n'est adaptée qu'à des groupes de taille réduite.

De plus, nous associons à cette topologie réseau un protocole de diffusion des messages tout aussi simple : lorsqu'un noeud effectue une modification, il diffuse le message correspondant à l'ensemble des noeuds, c.-à-d. il envoie une copie du message à chacun des noeuds. La charge de travail pour la diffusion d'un message est donc assumée uniquement par son auteur, ce qui s'avère prohibitif dans le cadre de collaborations à large échelle.

Afin de supporter des collaborations à large échelle, il est donc nécessaire de mettre en place :

(i) Une topologie limitant le nombre de connexions par noeud.

(ii) Un protocole de diffusion des messages répartissant la charge entre les noeuds.

Le protocole d'échantillonnage aléatoire de pairs adaptatif Spray [82] répond à notre première limite. Ce protocole permet d'établir un réseau P2P connecté. Toutefois, la topologie adoptée limite le voisinage de chaque noeud, c.-à-d. le nombre de connexions que chaque noeud possède, à un facteur logarithmique par rapport au nombre total de noeuds. De plus, ce protocole est adapté à un réseau P2P dynamique, c.-à-d. il ajuste le voisinage des noeuds au fur et à mesure des connexions et déconnexions des noeuds.

La topologie résultante est propice à l'emploi d'un protocole de diffusion épidémique des messages, tel que celui utilisé par SWIM (cf. section 2.3.2, page 68). Pour rappel, ce type de protocole consiste à ce qu'un noeud ne diffuse un message qu'à un sous-ensemble de ses voisins. À la réception de son message, ses voisins diffusent à leur tour le message à une partie de leur voisinage, et ainsi de suite. L'emploi de ce type de protocole permet ainsi de répartir entre les noeuds la charge de travail nécessaire à la diffusion du message à l'ensemble des noeuds.

Ces modifications rendraient donc viables les collaborations à large échelle sur MUTE. En contrepartie, le délai nécessaire pour la diffusion d'une modification augmenterait, c.-à-d. le temps nécessaire pour qu'une modification effectuée par un noeud soit intégrée par les autres noeuds. Il s'agit toutefois d'un compromis que nous jugeons nécessaire.

2.6 Couche sécurité

La couche sécurité a pour but de garantir l'authenticité et la confidentialité des messages échangés par les noeuds. Pour cela, elle implémente un mécanisme de chiffrement de bout en bout.

Pour chiffrer les messages, MUTE utilise un mécanisme de chiffrement à base de clé de groupe. Le protocole choisi est le protocole Burmester-Desmedt [83]. Il nécessite que chaque noeud possède une paire de clés de chiffrement et enregistre sa clé publique auprès d'un PKI [26].

Afin d'éviter qu'un PKI malicieux n'effectue une attaque de l'homme au milieu sur la collaboration, les noeuds doivent vérifier le bon comportement des PKI de manière non-coordonnée. À cet effet, MUTE implémente le mécanisme d'audit de PKI Trusternity [84, 85]. Son fonctionnement nécessite l'utilisation d'un registre publique sécurisé *append-only*, c.-à-d. une blockchain.

L'architecture système nécessaire pour la couche sécurité est présentée dans la Figure 2.13.

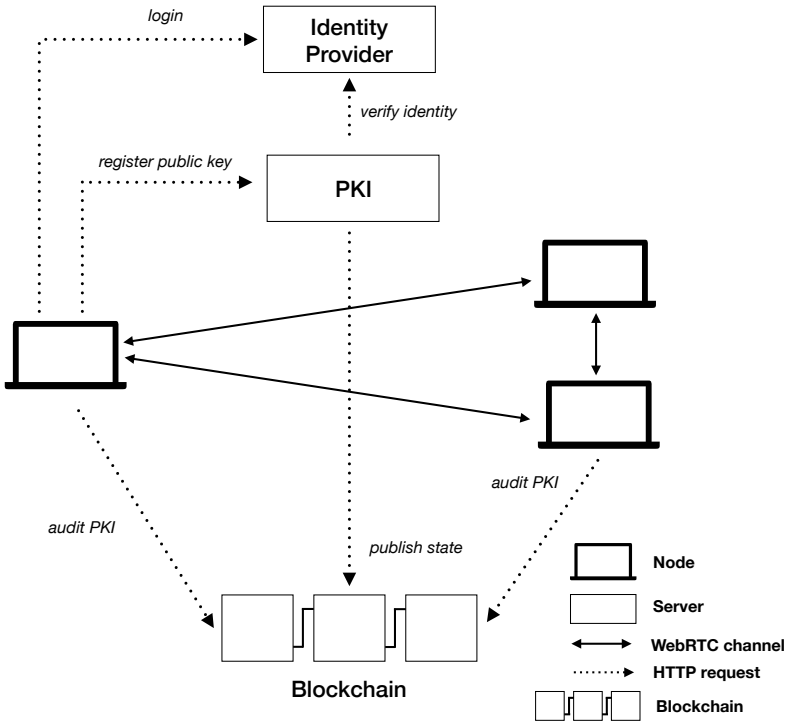


FIGURE 2.13 – Architecture système pour la couche sécurité de MUTE

Cette couche sécurité s'ajoute au mécanisme de chiffrement des messages inhérent à WebRTC. Cela nous offre de nouvelles possibilités : plutôt que de créer un réseau P2P par document, nous pouvons désormais mettre en place un réseau P2P global. Les messages étant chiffrés de bout en bout, les noeuds peuvent communiquer en toute sécurité et confidentialité par l'intermédiaire de noeuds tiers, c.-à-d. des noeuds extérieurs à la collaboration.

Une limite de l'approche actuelle est que la clé de groupe change à chaque évolution des noeuds connectés : à chaque connexion ou déconnexion d'un noeud, une nouvelle

26. Public Key Infrastructure (PKI) : Infrastructure de gestion de clés

clé est recalculée avec les collaborateur-rices présents. Ce facteur de changement de la clé de chiffrement, nécessaire pour garantir la *backward secrecy* et *forward secrecy* (cf. Définition 40, page 60 et Définition 41, page 60), induit plusieurs problèmes.

Tout d'abord, ce facteur nous empêche de réutiliser cette même clé de chiffrement pour mettre en place un mécanisme de stockage des opérations chiffrées chez un ou des tiers, e.g. sur des noeuds du réseau P2P extérieurs à la collaboration ou sur des agents de messages.

Le stockage des opérations chiffrées chez des tiers est une fonctionnalité qui améliorerait l'utilisabilité de l'application sans sacrifier la confidentialité des données. En effet, elle permettrait à un noeud déconnecté de manière temporaire de récupérer à sa reconnexion les modifications effectuées entretemps par ses collaborateur-rices, même si celleux-ci se sont depuis déconnecté-es.

Cependant, la clé de chiffrement est modifiée à la déconnexion du noeud. Ainsi, les opérations suivantes sont chiffrées avec une nouvelle clé que le noeud déconnecté ne possède pas. À sa reconnexion, ce dernier ne sera pas en mesure de déchiffrer et d'intégrer les opérations effectuées en son absence.

L'évolution de la clé de chiffrement de groupe à chaque connexion ou déconnexion d'un noeud est donc incompatible avec l'utilisation de cette même clé pour le stockage sécurisé des opérations chez des tiers. Une autre clé de chiffrement, dédiée, devrait donc être mise en place.

Une seconde limite liée à ce facteur d'évolution est la complexité en temps du protocole de génération de la clé de groupe. En effet, nos évaluations ont montré que ce protocole met jusqu'à 6 secondes pour s'exécuter.

Dans le cadre d'un système P2P à large échelle sujet au churn, des périodes d'activités où des noeuds se connectent et déconnectent toutes les 6 secondes sont à envisager. Lors de tels pics d'activités, les noeuds seraient incapables de collaborer, faute de clé de chiffrement de groupe. Il convient donc soit d'étudier l'utilisation d'autres protocoles de génération de clés de chiffrement de groupe plus efficaces, soit de considérer relaxer les garanties de *backward secrecy* et de *forward secrecy* dans le cadre des collaborations à large échelle.

2.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté Multi User Text Editor (MUTE), l'éditeur collaboratif temps réel P2P chiffré de bout en bout développé par notre équipe de recherche.

MUTE permet d'éditer de manière collaborative des documents texte. Pour représenter les documents, MUTE propose plusieurs CRDTs pour le type Séquence [51, 40, 75] issus des travaux de l'équipe. Ces CRDTs offrent de nouvelles méthodes de collaborer, notamment en permettant de collaborer de manière synchrone ou asynchrone de manière transparente.

Pour permettre aux noeuds de communiquer, MUTE repose sur la technologie Web Real-Time Communication (WebRTC). Cette technologie permet de construire un réseau

P2P directement entre plusieurs navigateurs. Plusieurs serveurs sont néanmoins requis, notamment pour la découverte des pairs et pour la communication entre des noeuds lorsque leur pare-feux respectifs empêchent l'établissement d'une connexion directe.

Finalement, MUTE implémente un mécanisme de chiffrement de bout en bout garantissant l'authenticité et la confidentialité des échanges entre les noeuds. Ce mécanisme repose sur une clé de groupe de chiffrement qui est établie à l'aide du protocole [83].

Ce protocole nécessite que chaque noeud possède une paire de clés de chiffrement et qu'ils partagent leur clé publique. Pour partager leur clé publique, les noeuds utilisent des Public Key Infrastructures (PKIs). Cependant, afin de détecter un éventuel comportement malicieux de la part de ces derniers, MUTE intègre un mécanisme d'audit [84, 85].

Plusieurs tâches restent néanmoins à réaliser afin de répondre à notre objectif initial, c.-à-d. la conception d'un éditeur collaboratif P2P temps réel, à large échelle, sûr et sans autorités centrales. Une première d'entre elles concerne les droits d'accès aux documents. Actuellement, tout-e utilisateur-rice possédant l'URL d'un document peut découvrir les noeuds travaillant sur ce document, établir une connexion avec eux, participer à la génération d'une nouvelle clé de chiffrement de groupe puis obtenir l'état du document en se synchronisant avec un noeuds. Pour empêcher un tier ou un-e collaborateur-rice expulsé-e précédemment d'accéder au document, il est nécessaire d'intégrer un mécanisme de gestion de droits d'accès adapté aux systèmes P2P à large échelle [86, 87].

Une seconde piste de travail concerne l'amélioration de la couche réseau de MUTE. Comme mentionné précédemment (cf. sous-section 2.5.2, page 81), notre couche réseau actuelle souffre de plusieurs limites. Tout d'abord, les noeuds qui travaillent sur un même document établissent un réseau P2P entièrement maillé. Cette topologie réseau requiert un nombre de connexions par noeud qui dépend linéairement du nombre total de noeuds. Cette topologie s'avère donc coûteuse et inadaptée aux collaborations à large échelle.

Ensuite, le protocole de diffusion des messages que nous employons s'avère lui aussi inadapté aux collaborations à large échelle. En effet, c'est le noeud auteur d'un message qui a pour responsabilité d'en envoyer une copie à chacun des noeuds de la collaboration. Ainsi, ce protocole concentre toute la charge de travail pour la diffusion d'un message sur un seul noeud. Cette tâche s'avère excessive pour un unique noeud quand la collaboration est à large échelle.

Ces limites entravent donc la capacité à utiliser MUTE dans le cadre de collaborations à large échelle. Pour y répondre, nous identifions deux pistes d'amélioration :

(i) L'utilisation d'un protocole d'échantillonnage aléatoire de pairs adaptatif, tel que Spray [82], qui limite la taille du voisinage d'un noeud à un facteur logarithmique du nombre total de noeuds.

(ii) L'emploi d'un protocole de diffusion épidémique des messages [88], qui répartit sur l'ensemble des noeuds la charge de travail pour diffuser d'un message à tout le réseau.

Bibliographie

[1] Rachid Guerraoui, Matej Pavlovic et Dragos-Adrian Seredinschi. « Trade-offs in replicated systems ». In : *IEEE Data Engineering Bulletin* 39.ARTICLE (2016), p. 14–26.

[2] Yasushi Saito et Marc Shapiro. « Optimistic Replication ». In : *ACM Comput. Surv.* 37.1 (mar. 2005), p. 42–81. issn : 0360-0300. doi : 10.1145/1057977.1057980. url : https://doi.org/10.1145/1057977.1057980.

[3] Douglas B Terry, Marvin M Theimer, Karin Petersen, Alan J Demers, Mike J Spreitzer et Carl H Hauser. « Managing Update Conflicts in Bayou, a Weakly Connected Replicated Storage System ». In : *SIGOPS Oper. Syst. Rev.* 29.5 (déc. 1995), p. 172–182. issn : 0163-5980. doi : 10.1145/224057.224070. url : https://doi.org/10.1145/224057.224070.

[4] Leslie Lamport. « Time, Clocks, and the Ordering of Events in a Distributed System ». In : *Commun. ACM* 21.7 (juil. 1978), p. 558–565. issn : 0001-0782. doi : 10.1145/359545.359563. url : https://doi.org/10.1145/359545.359563.

[5] Marc Shapiro, Nuno M. Preguiça, Carlos Baquero et Marek Zawirski. « Conflict-Free Replicated Data Types ». In : *Proceedings of the 13th International Symposium on Stabilization, Safety, and Security of Distributed Systems*. SSS 2011. 2011, p. 386–400. doi : 10.1007/978-3-642-24550-3_29.

[6] Nuno M. Preguiça, Carlos Baquero et Marc Shapiro. « Conflict-free Replicated Data Types (CRDTs) ». In : *CoRR* abs/1805.06358 (2018). arXiv : 1805.06358. url : http://arxiv.org/abs/1805.06358.

[7] Nuno M. Preguiça. « Conflict-free Replicated Data Types : An Overview ». In : *CoRR* abs/1806.10254 (2018). arXiv : 1806.10254. url : http://arxiv.org/abs/1806.10254.

[8] B. A. Davey et H. A. Priestley. *Introduction to Lattices and Order*. 2e éd. Cambridge University Press, 2002. doi : 10.1017/CBO9780511809088.

[9] Paul R Johnson et Robert Thomas. *RFC0677 : Maintenance of duplicate databases*. RFC Editor, 1975.

[10] Weihai Yu et Sigbjørn Rostad. « A Low-Cost Set CRDT Based on Causal Lengths ». In : *Proceedings of the 7th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. New York, NY, USA : Association for Computing Machinery, 2020. isbn : 9781450375245. url : https://doi.org/10.1145/3380787.3393678.

[11] Marc Shapiro, Nuno Preguiça, Carlos Baquero et Marek Zawirski. *A comprehensive study of Convergent and Commutative Replicated Data Types*. Research Report RR-7506. Inria – Centre Paris-Rocquencourt ; INRIA, jan. 2011, p. 50. URL : https://hal.inria.fr/inria-00555588.

[12] Carlos Baquero, Paulo Sérgio Almeida et Ali Shoker. « Making Operation-Based CRDTs Operation-Based ». In : *Proceedings of the First Workshop on Principles and Practice of Eventual Consistency*. PaPEC '14. Amsterdam, The Netherlands : Association for Computing Machinery, 2014. ISBN : 9781450327169. DOI : 10.1145/2596631.2596632. URL : https://doi.org/10.1145/2596631.2596632.

[13] Carlos Baquero, Paulo Sergio Almeida et Ali Shoker. *Pure Operation-Based Replicated Data Types*. 2017. arXiv : 1710.04469 [cs.DC].

[14] Paulo Sérgio 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.

[15] Paulo Sérgio Almeida, Ali Shoker et Carlos Baquero. « Delta state replicated data types ». In : *Journal of Parallel and Distributed Computing* 111 (jan. 2018), p. 162–173. ISSN : 0743-7315. DOI : 10.1016/j.jpdc.2017.08.003. URL : http://dx.doi.org/10.1016/j.jpdc.2017.08.003.

[16] Prince Mahajan, Lorenzo Alvisi, Mike Dahlin et al. « Consistency, availability, and convergence ». In : *University of Texas at Austin Tech Report* 11 (2011), p. 158.

[17] Friedemann Mattern et al. *Virtual time and global states of distributed systems*. Univ., Department of Computer Science, 1988.

[18] 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.

[19] 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.

[20] Vitor Enes, Paulo Sérgio Almeida, Carlos Baquero et João Leitão. « 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.

[21] D. S. Parker, G. J. Popek, G. Rudisin, A. Stoughton, B. J. Walker, E. Walton, J. M. Chow, D. Edwards, S. Kiser et C. Kline. « Detection of Mutual Inconsistency in Distributed Systems ». In : *IEEE Trans. Softw. Eng.* 9.3 (mai 1983), p. 240–247. ISSN : 0098-5589. DOI : 10.1109/TSE.1983.236733. URL : https://doi.org/10.1109/TSE.1983.236733.

[22] Giuseppe DeCandia, Deniz Hastorun, Madan Jampani, Gunavardhan Kakulapati, Avinash Lakshman, Alex Pilchin, Swaminathan Sivasubramanian, Peter Vosshall et Werner Vogels. « Dynamo : Amazon's highly available key-value store ». In : *ACM SIGOPS operating systems review* 41.6 (2007), p. 205–220.

[23] Nico Kruber, Maik Lange et Florian Schintke. « Approximate Hash-Based Set Reconciliation for Distributed Replica Repair ». In : *2015 IEEE 34th Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS)*. 2015, p. 166–175. doi : 10.1109/SRDS.2015.30.

[24] Ricardo Jorge Tomé Gonçalves, Paulo Sérgio Almeida, Carlos Baquero et Vitor Fonte. « DottedDB : Anti-Entropy without Merkle Trees, Deletes without Tombstones ». In : *2017 IEEE 36th Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS)*. 2017, p. 194–203. doi : 10.1109/SRDS.2017.28.

[25] 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.

[26] Carlos Baquero, Paulo Sérgio Almeida et Ali Shoker. « Making Operation-Based CRDTs Operation-Based ». In : *Distributed Applications and Interoperable Systems*. Sous la dir. de Kostas Magoutis et Peter Pietzuch. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2014, p. 126–140.

[27] Clarence A. Ellis et Simon J. Gibbs. « Concurrency Control in Groupware Systems ». In : *Proceedings of the 1989 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data*. SIGMOD '89. Portland, Oregon, USA : Association for Computing Machinery, 1989, p. 399–407. isbn : 0897913175. doi : 10.1145/67544.66963. url : https://doi.org/10.1145/67544.66963.

[28] Chengzheng Sun et Clarence Ellis. « Operational transformation in real-time group editors : issues, algorithms, and achievements ». In : *Proceedings of the 1998 ACM conference on Computer supported cooperative work*. 1998, p. 59–68.

[29] Matthias Ressel, Doris Nitsche-Ruhland et Rul Gunzenhäuser. « An integrating, transformation-oriented approach to concurrency control and undo in group editors ». In : *Proceedings of the 1996 ACM conference on Computer supported cooperative work*. 1996, p. 288–297.

[30] Chengzheng Sun, Yun Yang, Yanchun Zhang et David Chen. « A consistency model and supporting schemes for real-time cooperative editing systems ». In : *Australian Computer Science Communications* 18 (1996), p. 582–591.

[31] David Sun et Chengzheng Sun. « Context-Based Operational Transformation in Distributed Collaborative Editing Systems ». In : *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on* 20 (nov. 2009), p. 1454–1470. doi : 10.1109/TPDS.2008.240.

[32] Chengzheng Sun, Xiaohua Jia, Yanchun Zhang, Yun Yang et David Chen. « Achieving convergence, causality preservation, and intention preservation in real-time cooperative editing systems ». In : *ACM Transactions on Computer-Human Interaction (TOCHI)* 5.1 (1998), p. 63–108.

[33] Gérald Oster, Pascal Molli, Pascal Urso et Abdessamad Imine. « Tombstone Transformation Functions for Ensuring Consistency in Collaborative Editing Systems ». In : *2006 International Conference on Collaborative Computing : Networking, Applications and Worksharing*. 2006, p. 1–10. doi : 10.1109/COLCOM.2006.361867.

[34] Chengzheng Sun, Xiaohua Jia, Yanchun Zhang, Yun Yang et David Chen. « Achieving Convergence, Causality Preservation, and Intention Preservation in Real-Time Cooperative Editing Systems ». In : *ACM Trans. Comput.-Hum. Interact.* 5.1 (mar. 1998), p. 63–108. issn : 1073-0516. doi : 10.1145/274444.274447. url : https://doi.org/10.1145/274444.274447.

[35] Stéphane Weiss, Pascal Urso et Pascal Molli. « Logoot : A Scalable Optimistic Replication Algorithm for Collaborative Editing on P2P Networks ». In : *Proceedings of the 29th International Conference on Distributed Computing Systems - ICDCS 2009*. Montreal, QC, Canada : IEEE Computer Society, juin 2009, p. 404–412. doi : 10.1109/ICDCS.2009.75. url : http://doi.ieeecomputersociety.org/10.1109/ICDCS.2009.75.

[36] Bernadette Charron-Bost. « Concerning the size of logical clocks in distributed systems ». In : *Information Processing Letters* 39.1 (1991), p. 11–16.

[37] Gérald Oster, Pascal Urso, Pascal Molli et Abdessamad Imine. « Data Consistency for P2P Collaborative Editing ». In : *ACM Conference on Computer-Supported Cooperative Work - CSCW 2006*. Proceedings of the 2006 20th anniversary conference on Computer supported cooperative work. Banff, Alberta, Canada : ACM Press, nov. 2006, p. 259–268. url : https://hal.inria.fr/inria-00108523.

[38] Hyun-Gul Roh, Myeongjae Jeon, Jin-Soo Kim et Joonwon Lee. « Replicated abstract data types : Building blocks for collaborative applications ». In : *Journal of Parallel and Distributed Computing* 71.3 (2011), p. 354–368. issn : 0743-7315. doi : https://doi.org/10.1016/j.jpdc.2010.12.006. url : http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0743731510002716.

[39] Nuno Preguica, Joan Manuel Marques, Marc Shapiro et Mihai Letia. « A Commutative Replicated Data Type for Cooperative Editing ». In : *2009 29th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems*. Juin 2009, p. 395–403. doi : 10.1109/ICDCS.2009.20.

[40] Victorien Elvinger. « Réplication sécurisée dans les infrastructures pair-à-pair de collaboration ». Theses. Université de Lorraine, juin 2021. url : https://hal.univ-lorraine.fr/tel-03284806.

[41] Marc Shapiro et Nuno Preguiça. *Designing a commutative replicated data type*. Research Report RR-6320. INRIA, 2007. url : https://hal.inria.fr/inria-00177693.

[42] Charbel Rahhal, Stéphane Weiss, Hala Skaf-Molli, Pascal Urso et Pascal Molli. *Undo in Peer-to-peer Semantic Wikis*. Research Report RR-6870. INRIA, 2009, p. 18. URL : https://hal.inria.fr/inria-00366317.

[43] Mehdi Ahmed-Nacer, Claudia-Lavinia Ignat, Gérald Oster, Hyun-Gul Roh et Pascal Urso. « Evaluating CRDTs for Real-time Document Editing ». In : *11th ACM Symposium on Document Engineering*. Sous la dir. d'ACM. Mountain View, California, United States, sept. 2011, p. 103–112. DOI : 10.1145/2034691.2034717. URL : https://hal.inria.fr/inria-00629503.

[44] Stéphane Weiss, Pascal Urso et Pascal Molli. « Wooki : a P2P Wiki-based Collaborative Writing Tool ». In : t. 4831. Déc. 2007. ISBN : 978-3-540-76992-7. DOI : 10.1007/978-3-540-76993-4_42.

[45] Ben Shneiderman. « Response Time and Display Rate in Human Performance with Computers ». In : *ACM Comput. Surv.* 16.3 (sept. 1984), p. 265–285. ISSN : 0360-0300. DOI : 10.1145/2514.2517. URL : https://doi.org/10.1145/2514.2517.

[46] Caroline Jay, Mashhuda Glencross et Roger Hubbold. « Modeling the Effects of Delayed Haptic and Visual Feedback in a Collaborative Virtual Environment ». In : *ACM Trans. Comput.-Hum. Interact.* 14.2 (août 2007), 8–es. ISSN : 1073-0516. DOI : 10.1145/1275511.1275514. URL : https://doi.org/10.1145/1275511.1275514.

[47] Hagit Attiya, Sebastian Burckhardt, Alexey Gotsman, Adam Morrison, Hongseok Yang et Marek Zawirski. « Specification and Complexity of Collaborative Text Editing ». In : *Proceedings of the 2016 ACM Symposium on Principles of Distributed Computing*. PODC '16. Chicago, Illinois, USA : Association for Computing Machinery, 2016, p. 259–268. ISBN : 9781450339643. DOI : 10.1145/2933057.2933090. URL : https://doi.org/10.1145/2933057.2933090.

[48] Hagit Attiya, Sebastian Burckhardt, Alexey Gotsman, Adam Morrison, Hongseok Yang et Marek Zawirski. « Specification and space complexity of collaborative text editing ». In : *Theoretical Computer Science* 855 (2021), p. 141–160. ISSN : 0304-3975. DOI : https://doi.org/10.1016/j.tcs.2020.11.046. URL : http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0304397520306952.

[49] Loïck Briot, Pascal Urso et Marc Shapiro. « High Responsiveness for Group Editing CRDTs ». In : *ACM International Conference on Supporting Group Work*. Sanibel Island, FL, United States, nov. 2016. DOI : 10.1145/2957276.2957300. URL : https://hal.inria.fr/hal-01343941.

[50] Weihai Yu. « A String-Wise CRDT for Group Editing ». In : *Proceedings of the 17th ACM International Conference on Supporting Group Work*. GROUP '12. Sanibel Island, Florida, USA : Association for Computing Machinery, 2012, p. 141–144. ISBN : 9781450314862. DOI : 10.1145/2389176.2389198. URL : https://doi.org/10.1145/2389176.2389198.

[51] Luc ANDRÉ, Stéphane MARTIN, Gérald 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.

[52] 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.

[53] Matthew WEIDNER. *There Are No Doubly Non-Interleaving List CRDTs*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://mattweidner.com/assets/pdf/List_CRDT_Non_Interleaving.pdf.

[54] Stéphane WEISS, Pascal URSO et Pascal MOLLI. « Logoot-Undo : Distributed Collaborative Editing System on P2P Networks ». In : *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* 21.8 (août 2010), p. 1162–1174. DOI : 10.1109/TPDS.2009.173. URL : https://hal.archives-ouvertes.fr/hal-00450416.

[55] 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.

[56] Claudia-Lavinia IGNAT, Gérald OSTER, Olivia FOX, François 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.

[57] 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.

[58] 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.

[59] Brice NÉDELEC, Pascal MOLLI, Achour MOSTÉFAOUI et Emmanuel DESMONTILS. « LSEQ : an adaptive structure for sequences in distributed collaborative editing ». In : *Proceedings of the 2013 ACM Symposium on Document Engineering*. DocEng 2013. Sept. 2013, p. 37–46. DOI : 10.1145/2494266.2494278.

[60] Brice NÉDELEC, Pascal MOLLI et Achour MOSTÉFAOUI. « A scalable sequence encoding for collaborative editing ». In : *Concurrency and Computation : Practice and Experience* (), e4108. DOI : 10.1002/cpe.4108. eprint : https://onlinelibrary.wiley.com/doi/pdf/10.1002/cpe.4108. URL : https://onlinelibrary.wiley.com/doi/abs/10.1002/cpe.4108.

[61] Daniel ABADI. « Consistency Tradeoffs in Modern Distributed Database System Design : CAP is Only Part of the Story ». In : *Computer* 45.2 (2012), p. 37–42. DOI : 10.1109/MC.2012.33.

[62] Sylvie NOËL et Jean-Marc ROBERT. « Empirical study on collaborative writing : What do co-authors do, use, and like ? » In : *Computer Supported Cooperative Work (CSCW)* 13.1 (2004), p. 63–89.

[63] Jim GILES. « Special Report Internet encyclopaedias go head to head ». In : *nature* 438.15 (2005), p. 900–901.

[64] GOOGLE. *Google Docs*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://docs.google.com/.

[65] ETHERPAD. *Etherpad*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://etherpad.org/.

[66] Quang-Vinh DANG et Claudia-Lavinia IGNAT. « Performance of real-time collaborative editors at large scale : User perspective ». In : *Internet of People Workshop, 2016 IFIP Networking Conference*. Proceedings of 2016 IFIP Networking Conference, Networking 2016 and Workshops. Vienna, Austria, mai 2016, p. 548–553. DOI : 10.1109/IFIPNetworking.2016.7497258. URL : https://hal.inria.fr/hal-01351229.

[67] Barton GELLMAN et Laura POITRAS. *U.S., British intelligence mining data from nine U.S. Internet companies in broad secret program*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://www.washingtonpost.com/investigations/us-intelligence-mining-data-from-nine-us-internet-companies-in-broad-secret-program/2013/06/06/3a0c0da8-cebf-11e2-8845-d970ccb04497_story.html.

[68] Glen GREENWALD et Ewen MACASKILL. *NSA Prism program taps in to user data of Apple, Google and others*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://www.theguardian.com/world/2013/jun/06/us-tech-giants-nsa-data.

[69] Brice NÉDELEC, Pascal MOLLI et Achour MOSTEFAOUI. « CRATE : Writing Stories Together with our Browsers ». In : *25th International World Wide Web Conference*. WWW 2016. ACM, avr. 2016, p. 231–234. DOI : 10.1145/2872518.2890539.

[70] Jim PICK. *PeerPad*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://peerpad.net/.

[71] Jim PICK. *Graf, Nikolaus*. Last Accessed : 2022-10-07. URL : https://www.serenity.re/en/notes.

[72] Martin KLEPPMANN, Adam WIGGINS, Peter van HARDENBERG et Mark MCGRANAGHAN. « Local-First Software : You Own Your Data, in Spite of the Cloud ». In : *Proceedings of the 2019 ACM SIGPLAN International Symposium on New Ideas, New Paradigms, and Reflections on Programming and Software*. Onward ! 2019. Athens, Greece : Association for Computing Machinery, 2019, p. 154–178. ISBN : 9781450369954. DOI : 10.1145/3359591.3359737. URL : https://doi.org/10.1145/3359591.3359737.

[73] Peter van HARDENBERG et Martin KLEPPMANN. « PushPin : Towards Production-Quality Peer-to-Peer Collaboration ». In : *7th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. PaPoC 2020. ACM, avr. 2020. DOI : 10.1145/3380787.3393683.

[74] Matthieu NICOLAS, Victorien ELVINGER, Gérald OSTER, Claudia-Lavinia IGNAT et François 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, août 2017, p. 1–4. DOI : 10.18420/ecscw2017_p5. URL : https://hal.inria.fr/hal-01655438.

[75] Matthieu NICOLAS, Gerald OSTER et Olivier PERRIN. « Efficient Renaming in Sequence CRDTs ». In : *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* 33.12 (déc. 2022), p. 3870–3885. DOI : 10.1109/TPDS.2022.3172570. URL : https://hal.inria.fr/hal-03772633.

[76] 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.

[77] John GRUBER. *Daring Fireball : Markdown*. Last Accessed : 2022-10-17. URL : https://daringfireball.net/projects/markdown/.

[78] Geoffrey LITT, Sarah LIM, Martin KLEPPMANN et Peter van HARDENBERG. « Peritext : A CRDT for Collaborative Rich Text Editing ». In : *Proceedings of the ACM on Human-Computer Interaction (PACMHCI)* 6.MHCI (nov. 2022). DOI : 10.1145/3555644. URL : https://doi.org/10.1145/3555644.

[79] 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.

[80] Paulo Sérgio Almeida, Carlos Baquero, Ricardo Gonçalves, Nuno Preguiça et Victor Fonte. « Scalable and Accurate Causality Tracking for Eventually Consistent Stores ». In : *Distributed Applications and Interoperable Systems*. Sous la dir. de Kostas Magoutis et Peter Pietzuch. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2014, p. 67–81. isbn : 978-3-662-43352-2.

[81] Madhavan Mukund, Gautham Shenoy et SP Suresh. « Optimized or-sets without ordering constraints ». In : *International Conference on Distributed Computing and Networking*. Springer. 2014, p. 227–241.

[82] 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.

[83] 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.

[84] 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.

[85] 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.

[86] Elena Yanakieva, Michael Youssef, Ahmad Hussein Rezae et Annette Bieniusa. « Access Control Conflict Resolution in Distributed File Systems Using 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 : 10.1145/3447865.3457970. url : https://doi.org/10.1145/3447865.3457970.

[87] Pierre-Antoine Rault, Claudia-Lavinia Ignat et Olivier Perrin. « Distributed Access Control for Collaborative Applications Using CRDTs ». In : *Proceedings of the 9th Workshop on Principles and Practice of Consistency for Distributed Data*. PaPoC '22. Rennes, France : Association for Computing Machinery, 2022, p. 33–38. isbn : 9781450392563. doi : 10.1145/3517209.3524826. url : https://doi.org/10.1145/3517209.3524826.

[88] Kenneth P Birman, Mark Hayden, Oznur Ozkasap, Zhen Xiao, Mihai Budiu et Yaron Minsky. « Bimodal multicast ». In : *ACM Transactions on Computer Systems (TOCS)* 17.2 (1999), p. 41–88.

Résumé

Un système collaboratif permet à plusieurs utilisateur-rices de créer ensemble un contenu. Afin de supporter des collaborations impliquant des millions d'utilisateurs, ces systèmes adoptent une architecture décentralisée pour garantir leur haute disponibilité, tolérance aux pannes et capacité de passage à l'échelle. Cependant, ces sytèmes échouent à garantir la confidentialité des données, souveraineté des données, pérennité et résistance à la censure. Pour répondre à ce problème, la littérature propose la conception d'applications Local-First Software (LFS) : des applications collaboratives pair-à-pair (P2P).

Une pierre angulaire des applications LFS sont les Conflict-free Replicated Data Types (CRDTs). Il s'agit de nouvelles spécifications des types de données, tels que l'Ensemble ou la Séquence, permettant à un ensemble de noeuds de répliquer une donnée. Les CRDTs permettent aux noeuds de consulter et de modifier la donnée sans coordination préalable, et incorporent un mécanisme de résolution de conflits pour intégrer les modifications concurrentes. Cependant, les CRDTs pour le type Séquence souffrent d'une croissance monotone du surcoût de leur mécanisme de résolution de conflits. Pouvons-nous proposer un mécanisme de réduction du surcoût des CRDTs pour le type Séquence qui soit compatible avec les applications LFS ? Dans cette thèse, nous proposons un nouveau CRDT pour le type Séquence, RenamableLogootSplit. Ce CRDT intègre un mécanisme de renommage qui minimise périodiquement le surcoût de son mécanisme de résolution de conflits ainsi qu'un mécanisme de résolution de conflits pour intégrer les modifications concurrentes à un renommage. Finalement, nous proposons un mécanisme de Garbage Collection (GC) qui supprime à terme le propre surcoût du mécanisme de renommage.

Abstract

A collaborative system enables multiple users to work together to create content. To support collaborations involving millions of users, these systems adopt a decentralised architecture to ensure high availability, fault tolerance and scalability. However, these systems fail to guarantee the data confidentiality, data sovereignty, longevity and resistance to censorship. To address this problem, the literature proposes the design of Local-First Software (LFS) applications : collaborative peer-to-peer applications.

A cornerstone of LFS applications are Conflict-free Replicated Data Types (CRDTs). CRDTs are new specifications of data types, e.g. Set or Sequence, enabling a set of nodes to replicate a data. CRDTs enable nodes to access and modify the data without prior coordination, and incorporate a conflict resolution mechanism to integrate concurrent modifications. However, Sequence CRDTs suffer from a monotonous growth in the overhead of their conflict resolution mechanism. Can we propose a mechanism for reducing the overhead of Sequence-type CRDTs that is compatible with LFS applications ? In this thesis, we propose a novel CRDT for the Sequence type, RenamableLogootSplit. This CRDT embeds a renaming mechanism that periodically minimizes the overhead of its conflict resolution mechanism as well as a conflict resolution mechanism to integrate concurrent modifications to a rename. Finally, we propose a mechanism of Garbage Collection (GC) that eventually removes the own overhead of the renaming mechanism.