

Rapport de projet de Systèmes Concurrents

Damien Hostettler et Vicky Dincher

25 Janvier 2016

Table des matières

1	Architecture, et fonctionnement de l'application pour la première étape	2
1.1	Architecture	2
1.2	Blocage en lecture	3
1.3	Blocage en écriture	4
1.4	Libération des objets	5
1.5	Test effectués	6

Introduction

Ce projet consiste à gérer la concurrence entre plusieurs processus dans le cadre d'objets partagés sur un serveur. Il s'agit de synchroniser la lecture et l'écriture de ces objets afin que chaque client ayant effectué une action ait la dernière version de l'objet.

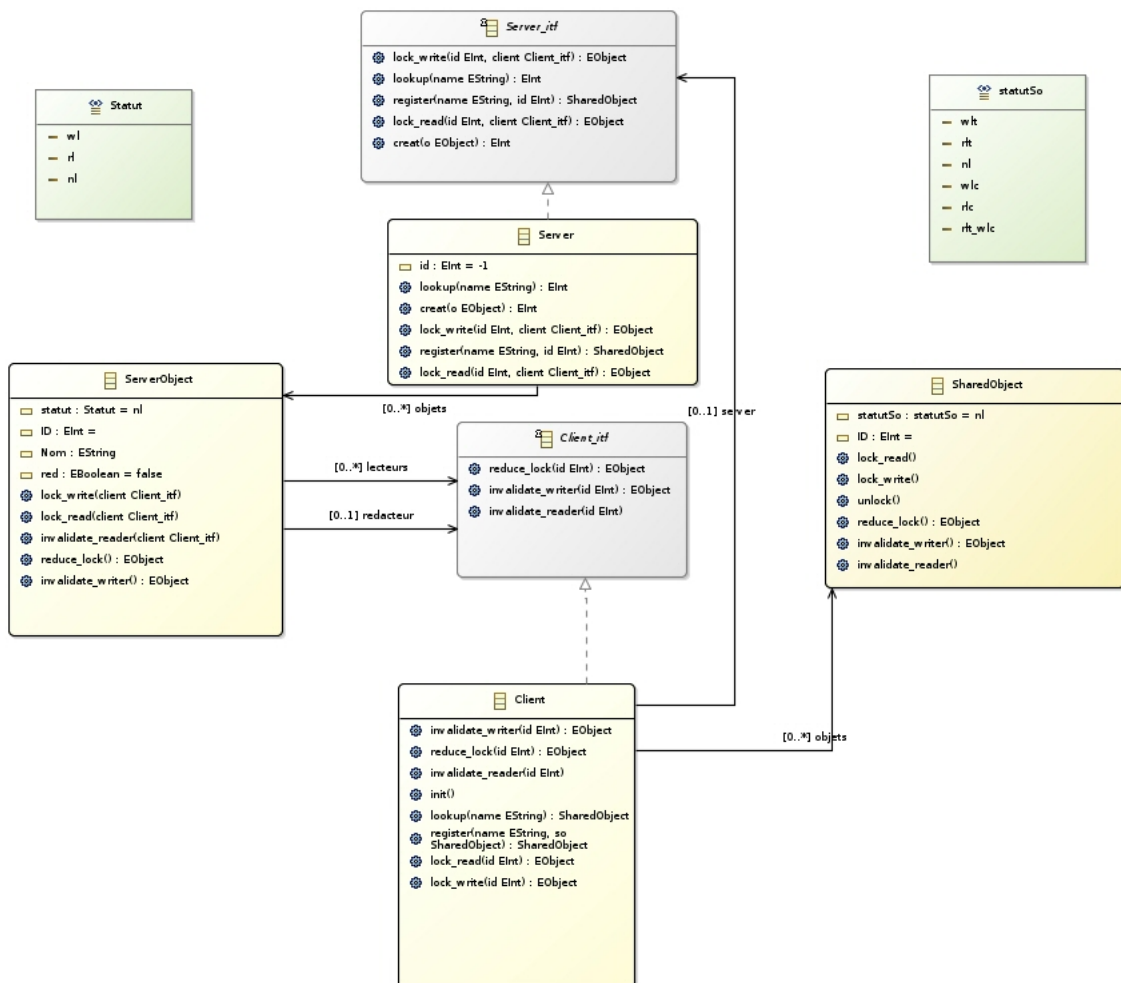
1 Architecture, et fonctionnement de l'application pour la première étape

1.1 Architecture

L'application implémentée comporte quatre classes :

- La classe **ServerObject**, qui est la dernière version d'un objet partagé. Il peut être en *lock_read*, si plusieurs personnes lisent dans cet objet, en *lock_write*, si une personne est en train d'écrire, ou en *no_lock*, si personne ne le possède. Les deux positions *lr* et *lw* sont incompatibles. Lors de chaque changement (lorsque l'objet passe en lecture ou en écriture), l'objet doit automatiquement repasser par le serveur.
- La classe **Server** : Cette classe permet d'établir le serveur qui contient tous les objets. Il contient un tableau de **ServerObject**, qui possèdent chacun un statut propre à eux-même.
- La classe **SharedObject**, qui est la copie de l'objet, présente chez le client. Elle possède plusieurs status, qui sont ceux décrits dans le sujet. Chaque *SharedObject* est propre à un *Client*. Le statut de l'objet, indique donc l'état du client.
- La classe **Client**, qui représentera chaque client pouvant lire ou écrire.

On peut voir l'architecture de l'application sur le diagramme de classes suivant :



Un client doit donc actionner la méthode *lock_read* avant de pouvoir lire, *lock_read* avant de pouvoir écrire, et *unlock* pour débloquent l'objet lorsqu'il aura terminé. Nous allons expliquer l'implémentation de ces trois actions.

1.2 Blocage en lecture

La condition nécessaire pour pouvoir lire l'objet, est que personne n'écrive dessus ou n'ait l'objet en cache en écriture (statut *wlc*).

Lorsqu'on lance cette méthode sur un *SharedObject*, cette méthode va se propager, par le biais de la classe Client jusqu'au serveur, à qui on donnera l'id de l'objet, ainsi que le client qui veut lire dessus. Le serveur se charge de propager ce *lock_read* jusqu'au *ServerObject* associé à l'id fourni.

Le *ServerObject* associé possède les informations actuelles de l'objet, c'est à dire, son éventuel rédacteur (Client) ou ses éventuels lecteurs. On observe alors 3 situations :

- Le *ServerObject* possède un rédacteur qui est en train d'écrire. Dans ce cas, on lance un *reduce_lock* sur celui-ci. Cette méthode attendra alors que le rédacteur ait fini d'écrire (méthode synchronisée contenant *wait*), et le fera passer en *rlc* directement après, au lieu de passer en *wlc*. Ainsi, le lecteur pourra accéder à l'objet, puisque celui-ci ne sera plus occupé en écriture. L'ancien rédacteur a donc l'objet en cache pour l'écriture, puisque le nouveau lecteur n'y fera aucune modifications.
Nous mettons également le *ServerObject* concerné (on passe de *wl* à *rl*, on ajoute le lecteur, ainsi que l'ancien rédacteur dans la collection de lecteurs (vide à ce moment là) et on met le rédacteur à **null** et *red* à **false**.
- La dernière personne à avoir accédé à l'objet est un rédacteur. Il a donc encore l'objet en cache, et il faut le prévenir que quelqu'un veut accéder à la lecture. On répète donc la même manipulation que précédemment, en appliquant un *reduce_lock* sur l'ancien rédacteur, et en faisant les mises à jour nécessaires.
- Le *ServerObject* est déjà occupé par d'autres personnes en lecture. Dans ce cas, il suffit de nous ajouter à la liste des lecteurs, et nous pouvons alors accéder à l'objet en lecture.

Remarque : Le serveur ne sait pas quand un rédacteur ou un lecteur arrête de lire ou d'écrire. Par conséquent, le fait qu'un rédacteur soit en train d'écrire ou ait déjà fini d'écrire ne change rien. Le *reduce_lock* attendra uniquement si le *SharedObject* du rédacteur est encore en *wlt*. S'il est en *wlc* (respectivement en *rlt_wlc*), il passera en *nl* (respectivement en *rlt*).

Une fois l'objet bloqué en lecture, on réalise un *notify()*, afin de réveiller d'éventuels lecteurs bloqués dans le *lock_read*, puisqu'ils peuvent lire en même temps que nous.

1.3 Blocage en écriture

La condition nécessaire pour pouvoir écrire sur l'objet, est que personne ne soit en train d'écrire, ni de lire. Il faut donc que le *ServerObject* ne possède pas de lecteur et que son rédacteur soit **null**.

On réalise donc les mêmes manipulations que précédemment lorsqu'on a un *lock_write* sur un *SharedObject*, mais on l'applique différemment dans la méthode *lock_read* du *ServerObject* concerné :

- Si la dernière personne à avoir bloqué l'objet est un rédacteur, il faut l'invalider avec un *invalidate_writer*. Cette méthode attend que cette personne ait fini d'écrire (que son *SharedObject* soit passé en *wlc*, puis le fait passer en *nl*, puisque l'on va modifier l'objet. L'ancien rédacteur ne pourra donc plus écrire dessus ou le consulter.
- Si l'objet est en train d'être lu par plusieurs personnes, et que d'autres personnes ont l'objet dans leur cache, il faut les invalider avec un *invalidate_reader*. Cette méthode du *ServerObject* va appliquer la méthode *invalidate_reader* de la classe *Client* sur chaque lecteur présent dans la collection de lecteurs du *ServerObject*. Chaque client appliquera donc cette méthode sur son *SharedObject*. Celle-ci attendra que le lecteur ait terminé de lire (lorsque le statut passera à *rlc*), et le fera passer en *nl*.

Une fois chaque lecteur invalidé, on vide la liste des lecteurs, et on affecte le rédacteur au client qui a lancé le *lock_write*.

Une fois l'objet bloqué en écriture, personne ne pourra plus y accéder, et les personnes réalisant des lock sur les objets seront mises en attente, jusqu'à ce que le rédacteur réalise un unlock.

1.4 Libération des objets

La méthode de déblocage est la même pour les lecteurs et les rédacteurs :

- Si on est un lecteur, et qu'on a terminé de lire, on débloquent notre *SharedObject*. Celui-ci va donc passer de *rlt* à *rlc*, jusqu'à ce qu'un rédacteur ne le fasse passer à *nl* (comme vu précédemment). Le lecteur n'est pas supprimé de la liste des lecteurs dans le *ServerObject*, puisqu'il possède toujours l'objet dans son cache, et est donc encore considéré comme un potentiel lecteur. On notifie également les personnes étant dans la file d'attente, afin qu'elles puissent accéder à la lecture ou à la lecture.
- Si on est en écriture, on passe en *wlc*, mais le *ServerObject* concerné possède toujours un rédacteur, jusqu'à la prochaine demande. On notifie alors les autres personnes étant en attente. Si ces personnes sont des lecteurs, et qu'elles accèdent à l'objet, nous pouvons toujours lire, puisque nous sommes la dernière personne à avoir modifié l'objet (on passe ainsi en *rlt_wlc* si on fait un *lock_read*).

Remarques :

1. Les méthodes *lock_read* et *lock_write* du client sont synchronisées. Deux clients différents ne peuvent donc pas rentrer en même temps dans les deux. C'est cela qui permet le blocage des clients.
2. Le réveil en chaîne des lecteurs ne se fait que dans l'ordre demandé. Si on a la séquence **R1 L1 L2 R2 L3**, et que **R1** libère l'objet, **L1**, **L2** seront libérés mais pas **L3**.

1.5 Test effectués

L'application IRC fournie fonctionne correctement avec 4 IRC lancés en même temps. Chaque IRC possède toujours la dernière version de l'objet.

Nous avons également créé un IRCtest, qui permet ainsi de bloquer et débloquent les objets comme on le désire, et nous avons fait des essais pour voir comment étaient gérés les attentes. Aucun interblocage n'a été détecté.

