

Douglas Pereira Luiz

## **Repart-KV: uma biblioteca para repartitionamento de armazenamento chave valor**

1 de fevereiro de 2026

Douglas Pereira Luiz

**Repart-KV: uma biblioteca para repartitionamento de  
armazenamento chave valor**

1 de fevereiro de 2026

## 1 Introdução

Sistemas com estado local particionado estaticamente tendem a enfrentar desequilíbrios de carga e restrições de desempenho quando submetidos a padrões de acesso variáveis ou cargas de trabalho dinâmicas. Para enfrentar variabilidade intensa em padrões de acesso que degradam o desempenho em uma determinada configuração do esquema de partições, é possível rebalancear a carga de trabalho durante a execução por meio de particionamentos dinâmicos, o que pode permitir aproveitar melhor a capacidade de processamento do sistema.

Entretanto, o reparticionamento pode representar um custo computacional significativo, e pode ser difícil de implementar de forma eficiente e correta. Com o objetivo de encontrar uma forma de particionar e rebalancear o estado local, utilizando o contexto de bancos de dados chave-valor, desenvolvemos e exploramos de diferentes formas uma abordagem de reparticionamento dinâmico que permite reconfigurar o esquema de partições durante a execução do sistema, sem interromper o processamento de operações em [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025]. Como uma forma de consolidar a aplicabilidade dessa abordagem, desenvolvemos a biblioteca Repart-KV<sup>1</sup>, que busca explorar um rebalanceamento de baixo impacto, mantendo processamento eficiente e respeitando critérios de consistência preestabelecidos.

A biblioteca foi construída sobre o arcabouço das técnicas discutidas em [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025], e este documento descreve a arquitetura, reconfiguração dinâmica e as ferramentas de testes e experimentos que podem servir para validar a abordagem.

Repart-KV foi projetada com extensibilidade em mente: além de suportar alguns backends de armazenamento já implementados, a biblioteca permite adicionar rapidamente novos adaptadores para soluções comerciais de bancos de dados chave-valor, bastando implementar a interface pública e registrar o backend na CLI. Também fornecemos uma ferramenta de testes que automatiza a execução de workloads padronizados contra qualquer combinação de storage e configurações, facilitando a avaliação experimental em diferentes cenários.

Em termos de estratégia, a biblioteca implementa múltiplas estratégias de reparticionamento, e cada uma pode ser aplicada a qualquer backend que implemente as interfaces disponíveis. Os diferentes componentes da biblioteca contam com testes automatizados que validam o comportamento esperado e conferem maior confiabilidade quanto a corretude da implementação.

O restante do documento está organizado da seguinte forma. A Seção 2 explica a abordagem de implementação da biblioteca e as ferramentas utilizadas; a Seção 3 descreve a arquitetura modular e os principais componentes, incluindo as estratégias de reparticionamento; a Seção 4 apresenta os testes automatizados e a ferramenta de execução de experimentos que permitem avaliar diferentes configurações; por fim, a Seção 5 aborda reflexões e aprendizados decorrentes do desenvolvimento.

## 2 Metodologia

A implementação da biblioteca Repart-KV foi concebida como uma materialização das técnicas de reparticionamento dinâmico de estado apresentadas nos trabalhos publicados [Luiz e Mendizabal 2024,

<sup>1</sup> Código fonte disponível em: <https://github.com/douglaspereira04/repart-kv>

Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025]. Nesses estudos, foram propostas estratégias de balanceamento de carga baseadas em particionamento de grafos que permitem reconfigurar o esquema de partições durante a execução do sistema, sem interromper o processamento de requisições. A biblioteca foi projetada para encapsular essas técnicas em componentes modulares e extensíveis, possibilitando a sua aplicação em diferentes contextos e com diversos *backends* de armazenamento.

## 2.1 Linguagem e ferramentas

O desenvolvimento da biblioteca foi realizado na linguagem C++ utilizando o padrão C++20, que oferece recursos modernos de programação, como *concepts* para validação de tipos em tempo de compilação, e *templates* variádicos para a construção de componentes genéricos.

O sistema de compilação adotado foi o CMake (versão 3.20 ou superior), que permite a configuração multiplataforma e a integração com diversas bibliotecas externas. A biblioteca depende de componentes externos para funcionalidades específicas:

- **METIS** [Karypis e Kumar 1998]: biblioteca de particionamento de grafos utilizada para computar o esquema de partições a partir do grafo de carga de trabalho. METIS implementa heurísticas de corte mínimo em grafos multiníveis;
- **Tkrzw**: biblioteca de armazenamento chave-valor persistente de alto desempenho, utilizada como um dos *backends* de armazenamento. Oferece implementações baseadas em árvore B+ e tabelas de dispersão;
- **LMDB**: banco de dados embarcado baseado em árvore B+ com suporte a transações ACID, utilizado como alternativa de *backend* persistente;
- **TBB** (*Thread Building Blocks*): biblioteca da Intel para programação paralela, utilizada para estruturas de dados concorrentes como filas e mapas *thread-safe*;
- **unordered\_dense**: biblioteca *header-only* que fornece implementações eficientes de mapas e conjuntos baseados em dispersão, utilizada para o armazenamento do grafo de carga de trabalho.

A arquitetura da biblioteca foi projetada utilizando *templates* C++ que permitem a composição de diferentes componentes. Isso possibilita, por exemplo, a combinação de diferentes bancos de dados chave valor com diferentes implementações de mapeamento de chaves, sem necessidade de modificar o código das estratégias de reparticionamento.

## 2.2 Testes automatizados

Para aumentar a confiabilidade na corretude da implementação, os principais componentes da biblioteca contam com testes automatizados. Os testes foram desenvolvidos seguindo uma abordagem de verificação unitária, onde cada componente é testado isoladamente. O sistema de compilação CMake configura automaticamente os executáveis de teste, que podem ser executados individualmente ou em conjunto através do script `run_tests.sh`.

## 2.3 Ferramenta de execução de experimentos

Além dos componentes da biblioteca, foi desenvolvida uma ferramenta de linha de comando (`repart-kv-runner`) que permite a execução de experimentos com diferentes configurações de armazenamento e estratégias de reparticionamento. A ferramenta lê arquivos de carga de trabalho em formato padronizado, executa as operações e coleta métricas de desempenho durante a execução. O funcionamento dessa ferramenta é descrito em detalhes na Seção 4.3.

## 3 Arquitetura e principais componentes

A biblioteca Repart-KV foi projetada de forma modular, com componentes que podem ser combinados de diferentes maneiras para atender a diferentes requisitos de armazenamento e reparticionamento. A arquitetura segue um fluxo onde operações são recebidas, executadas ou despachadas para o componente de armazenamento particionado, que por sua vez utiliza um ou mais motores de armazenamento subjacentes e, opcionalmente, rastreia os padrões de acesso para reconfiguração dinâmica das partições.

Uma importante diferença entre a biblioteca desenvolvidas e os protótipos apresentados nos trabalhos [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025] e qua a bilbioteca Repart-KV considera uma API semelhante a *embedded databases* convencionais. Atualmente conta com as operações `read`, `write` e `scan`, que quando invocadas retornam o valor ao invocador da operação.

A seguir são descritos os principais componentes da biblioteca, e as estratégias de reparticionamento implementadas.

### 3.1 Storage

O componente *Storage* fornece a interface de armazenamento chave-valor utilizada pelas estratégias de reparticionamento. A implementação segue o padrão CRTP (*Curiously Recurring Template Pattern*), que permite polimorfismo em tempo de compilação sem o custo de funções virtuais. A classe base `StorageEngine` define os métodos `read`, `write` e `scan`, que são implementados pelas classes derivadas de acordo com o *backend* de armazenamento escolhido.

A operação `read` recebe uma chave e retorna o valor associado. A operação `write` recebe uma chave e um valor, armazenando o par no *backend*. A operação `scan` realiza uma varredura a partir de uma chave inicial, retornando até um número limite de pares chave-valor em ordem lexicográfica (para *backends* que suportam ordenação).

A classe base também fornece primitivas de travamento (`lock`, `unlock`, `lock_shared`, `unlock_shared`) que permitem controle manual de concorrência. As operações de leitura, escrita e varredura não adquirem travas automaticamente, delegando essa responsabilidade às camadas superiores da biblioteca.

As seguintes implementações de `StorageEngine` estão disponíveis:

- **MapStorageEngine**: armazenamento em memória utilizando `std::map`, com chaves ordenadas;

- **TkrzwHashStorageEngine**: armazenamento persistente baseado em tabela de dispersão, utilizando a biblioteca Tkrzw (HashDBM);
- **TkrzwTreeStorageEngine**: armazenamento persistente baseado em árvore B+, utilizando a biblioteca Tkrzw (TreeDBM), com chaves ordenadas;
- **LmdbStorageEngine**: armazenamento persistente utilizando LMDB, com suporte a transações ACID e chaves ordenadas;
- **TbbStorageEngine**: armazenamento em memória utilizando `tbb::concurrent_hash_map`, com suporte nativo a concorrência.

### 3.2 Grafo

O componente *Grafo* é responsável por representar o padrão de acesso à carga de trabalho e realizar o particionamento utilizando a biblioteca METIS. A representação do grafo de carga de trabalho segue a modelagem apresentada nos trabalhos publicados [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025]: os vértices representam chaves acessadas, com pesos que acumulam a frequência de acesso, e as arestas representam co-acessos entre chaves, com pesos que acumulam a frequência de co-ocorrência em operações de varredura.

O grafo é implementado utilizando listas de adjacência baseadas em tabelas de dispersão. Essa estrutura garante complexidade  $O(1)$  amortizada para operações de incremento de peso de vértices e arestas, que são as operações mais frequentes durante o rastreamento da carga de trabalho. Ao incrementar o peso de um vértice ou aresta, o elemento é criado caso não exista, ou tem seu peso incrementado caso já exista.

Para realizar o particionamento, o grafo é convertido para o formato CSR (*Compressed Sparse Row*) exigido pelo METIS, construindo os vetores de adjacência, os pesos dos vértices e os pesos das arestas. Também são mantidos mapeamentos bidirecionais entre os nomes das chaves e os índices inteiros utilizados pelo METIS.

O particionamento do grafo é realizado em um número especificado de partições. O resultado do particionamento é um vetor que associa cada vértice (chave) a uma partição, utilizado pelos componentes de KV-Store da biblioteca para atualizar seus esquemas de partição.

### 3.3 KeyStorage

O componente *KeyStorage* fornece estruturas de mapeamento utilizadas internamente pela biblioteca para associar chaves a valores de tipos inteiros ou ponteiros. Diferentemente do *Storage*, que armazena pares chave-valor onde ambos são strings, o *KeyStorage* é utilizado para mapear chaves a índices de partições, ponteiros para instâncias de armazenamento, e outras informações de controle interno.

A interface segue o mesmo padrão CRTP utilizado pelo componente *Storage*, oferecendo polimorfismo em tempo de compilação. As operações disponíveis são: obter o valor associado a uma chave, inserir ou atualizar um par chave-valor, e buscar o primeiro elemento com chave não menor que uma chave especificada (operação de limite inferior). Esta última operação é essencial para a implementação de varreduras ordenadas nas estratégias de reparticionamento.

As seguintes implementações estão disponíveis:

- **MapKeyStorage**: implementação em memória utilizando `std::map`, com chaves ordenadas e suporte eficiente à operação de limite inferior;
- **TkrzwHashKeyStorage**: implementação persistente baseada em tabela de dispersão, utilizando a biblioteca Tkrzw;
- **TkrzwTreeKeyStorage**: implementação persistente baseada em árvore B+, utilizando a biblioteca Tkrzw, com chaves ordenadas;
- **LmdbKeyStorage**: implementação persistente utilizando LMDB, com chaves ordenadas;
- **UnorderedDenseKeyStorage**: implementação em memória baseada em tabela de dispersão, que constrói iteração ordenada coletando e ordenando as chaves sob demanda.

### 3.4 KVStorage

O componente *KVStorage* representa o núcleo da biblioteca Repart-KV, implementando as estratégias de armazenamento particionado com suporte a reparticionamento dinâmico. Este componente orquestra os demais módulos descritos anteriormente: utiliza instâncias de *Storage* como motores de armazenamento subjacentes, estruturas de *KeyStorage* para manter mapas de partições, e o componente de *Grafo* para rastrear padrões de acesso e computar novos esquemas de particionamento via METIS.

A arquitetura segue o mesmo padrão CRTP utilizado nos demais componentes. A classe base define as operações de leitura, escrita e varredura, que são delegadas às implementações concretas. As estratégias de reparticionamento estendem essa interface adicionando funcionalidades de rastreamento de padrões de acesso, verificação de estado de reparticionamento em progresso, e acesso ao grafo de carga de trabalho.

A seguir são descritas as estratégias de reparticionamento implementadas, que diferem na forma como gerenciam a concorrência, a quantidade de instâncias de armazenamento, e o modelo de execução das operações.

#### 3.4.1 SoftThreadedRepartitioningKeyValueStorage

Esta estratégia é a mais similar às propostas apresentadas nos trabalhos publicados [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025]. Utiliza uma única instância de motor de armazenamento compartilhada entre múltiplas *threads* trabalhadoras, cada uma responsável por gerenciar uma partição lógica do armazenamento.

A estrutura principal é composta por: uma instância de motor de armazenamento, um mapa de partições que associa chaves a índices de partição, um conjunto de *threads* trabalhadoras (uma para cada partição), e uma *thread* de rastreamento que consome as chaves acessadas e constrói o grafo de carga de trabalho.

Quando uma operação é invocada, o mapa de partições é consultado para determinar qual trabalhador é responsável pela chave. Se a chave ainda não possui partição associada, uma partição é atribuída utilizando uma função de dispersão. A operação é então submetida à fila do

trabalhador correspondente. A *thread* chamadora bloqueia até que a operação seja concluída, garantindo semântica síncrona para o cliente.

Cada trabalhador possui uma fila *lock-free* do tipo SPSC (*Single-Producer Single-Consumer*) implementada com a biblioteca Boost.Lockfree, e utiliza semáforos contadores para controlar a capacidade da fila e sinalizar disponibilidade de operações. Essa arquitetura objetiva baixa contenção entre produtores e consumidores, permitindo alto *throughput* de operações.

### 3.4.2 SoftRepartitioningKeyValueStorage

Esta estratégia é similar à anterior, porém sem utilizar *threads* trabalhadoras dedicadas. As operações são executadas diretamente pela *thread* chamadora, evitando a necessidade de instanciar objetos de operação e sincronizar a execução entre chamador e trabalhador.

A execução das operações ocorre em duas fases. Na primeira fase, o mapa de partições é bloqueado em modo de leitura (ou escrita, no caso de inserção de nova chave) e o índice da partição associada à chave é obtido. O bloqueio da partição correspondente é adquirido e o mapa de partições é liberado. Na segunda fase, a operação é executada sobre o motor de armazenamento e o bloqueio da partição é liberado.

Embora esta estratégia garanta que operações sobre a mesma chave não sejam executadas concorrentemente, como há uma única instância de motor de armazenamento, a execução ainda está sujeita a sincronizações inerentes ao motor de armazenamento que podem ocorrer mesmo ao acessar chaves diferentes.

A seguir são apresentados os algoritmos das operações de leitura e escrita. Seja  $M_p$  o mapa de partições,  $\mu_m$  o *mutex* compartilhado do mapa,  $P = \{\mu_0, \mu_1, \dots, \mu_{n-1}\}$  o conjunto de *mutexes* das partições,  $S$  o motor de armazenamento, e  $h : \mathcal{K} \rightarrow \mathbb{N}$  uma função de dispersão.

---

#### Algorithm 1 Operação de Leitura – *SoftRepartitioningKeyValueStorage*

---

```

1: function READ( $k \in \mathcal{K}$ )
2:   LOCKSHARED( $\mu_m$ )
3:    $p \leftarrow M_p[k]$ 
4:   if  $p = \text{null}$  then
5:     UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
6:     return NOT_FOUND
7:   end if
8:   LOCKSHARED( $\mu_p$ )
9:   UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
10:   $v \leftarrow S.\text{READ}(k)$ 
11:  UNLOCKSHARED( $\mu_p$ )
12:  return  $v$ 
13: end function

```

---

---

**Algorithm 2** Operação de Escrita – *SoftRepartitioningKeyValueStorage*

---

```
1: function WRITE( $k \in \mathcal{K}, v \in \mathcal{V}$ )
2:   LOCK( $\mu_m$ )
3:    $p \leftarrow M_p[k]$ 
4:   if  $p = \text{null}$  then
5:      $p \leftarrow h(k) \bmod n$ 
6:      $M_p[k] \leftarrow p$ 
7:   end if
8:   LOCK( $\mu_p$ )
9:   UNLOCK( $\mu_m$ )
10:  S.WRITE( $k, v$ )
11:  UNLOCK( $\mu_p$ )
12: end function
```

---

A operação de varredura (*scan*) apresenta maior complexidade por potencialmente acessar chaves em múltiplas partições. O algoritmo coleta as partições envolvidas e as bloqueia em ordem crescente de índice para evitar *deadlocks*. Seja  $L$  o limite de pares chave-valor a retornar.

---

**Algorithm 3** Operação de Varredura – *SoftRepartitioningKeyValueStorage*

---

```
1: function SCAN( $k_0 \in \mathcal{K}, L \in \mathbb{N}$ )
2:   LOCKSHARED( $\mu_m$ )
3:    $it \leftarrow M_p.\text{LOWERBOUND}(k_0)$ 
4:    $P_{set} \leftarrow \emptyset; K_{arr} \leftarrow []$ 
5:    $c \leftarrow 0$ 
6:   while  $c < L \wedge \neg it.\text{ISEND}()$  do
7:      $P_{set} \leftarrow P_{set} \cup \{it.\text{VALUE}()\}$ 
8:      $K_{arr}.\text{APPEND}(it.\text{KEY}())$ 
9:      $it \leftarrow it.\text{NEXT}(); c \leftarrow c + 1$ 
10:  end while
11:   $P_{sorted} \leftarrow \text{SORT}(P_{set})$ 
12:  for all  $p \in P_{sorted}$  do
13:    LOCKSHARED( $\mu_p$ )
14:  end for
15:  UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
16:   $R \leftarrow S.\text{SCAN}(k_0, L)$ 
17:  for all  $p \in P_{sorted}$  do
18:    UNLOCKSHARED( $\mu_p$ )
19:  end for
20:  return  $R$ 
21: end function
```

---

### 3.4.3 HardRepartitioningKeyValueStorage

Esta estratégia é similar à anterior no que diz respeito à execução das operações diretamente pela *thread* chamadora. Porém, diferentemente da estratégia *soft*, esta implementação utiliza uma instância de motor de armazenamento dedicada para cada partição, possibilitando um particionamento físico dos dados. O particionamento físico é realizado utilizando bloqueios leitor/escritor para controlar o acesso às partições, permitindo concorrência de leituras.

A cada reparticionamento, um novo conjunto de motores de armazenamento é criado, e os motores antigos tornam-se somente leitura. Quando uma chave é escrita, o valor é armazenado no motor mais recente correspondente à partição atual da chave. Para leituras, se a chave ainda não foi escrita após o reparticionamento mais recente, o valor será lido do motor antigo onde foi originalmente armazenado.

Para viabilizar esse comportamento, além do mapa de partições  $M_p$ , a implementação mantém um mapa de armazenamento  $M_s$  que associa cada chave à instância de motor onde seu valor está armazenado. Cada motor de armazenamento possui um atributo de nível  $\ell$  que indica em qual geração de reparticionamento foi criado. Uma variável global  $\ell_{curr}$  indica o nível atual do sistema.

Considere as chaves  $k_1$  e  $k_2$  atribuídas às partições  $p_1$  e  $p_2$ , com valores armazenados em  $S_1$  e  $S_2$ . Após um reparticionamento onde  $k_1$  é reassociada à partição  $p_2$ , os novos motores são  $S'_1$  e  $S'_2$ . Até a próxima escrita, leituras de  $k_1$  acessarão  $S_1$ . Quando uma escrita de  $k_1$  ocorrer, seu mapeamento em  $M_s$  será atualizado para  $S'_2$ , e leituras subsequentes lerão de  $S'_2$ .

Esta estratégia permite reassociar chaves no mapa de partições sem migrar dados entre motores. O projeto evita concorrência entre escritas ou entre escrita e leitura na mesma instância de armazenamento, enquanto permite leituras concorrentes (pois partições diferentes podem ter chaves em motores antigos compartilhados). Isso possibilita o uso de estruturas que não implementam sincronização interna, uma vez que leitura concorrente normalmente é naturalmente *thread-safe*. Além disso, essa estratégia permite distribuir os dados em dispositivos físicos diferentes facilmente, já que é possível criar instâncias de motores em diretórios distintos que podem residir em dispositivos separados, beneficiando-se de E/S paralela.

A seguir são apresentados os algoritmos das operações. Seja  $M_s : \mathcal{K} \rightarrow \mathcal{S}$  o mapa de armazenamento,  $M_p : \mathcal{K} \rightarrow \mathbb{N}$  o mapa de partições,  $\mu_m$  o *mutex* compartilhado dos mapas,  $P = \{\mu_0, \mu_1, \dots, \mu_{n-1}\}$  o conjunto de *mutexes* das partições,  $\mathcal{S} = \{S_0, S_1, \dots, S_{n-1}\}$  o conjunto atual de motores de armazenamento,  $\ell_{curr}$  o nível atual, e  $h : \mathcal{K} \rightarrow \mathbb{N}$  uma função de dispersão.

---

**Algorithm 4** Operação de Leitura – *HardRepartitioningKeyValueStorage*


---

```

1: function READ( $k \in \mathcal{K}$ )
2:   LOCKSHARED( $\mu_m$ )
3:    $S \leftarrow M_s[k]$ 
4:   if  $S = \text{null}$  then
5:     UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
6:     return NOT_FOUND
7:   end if
8:    $p \leftarrow M_p[k]$ 
9:   if  $p = \text{null}$  then
10:     $p \leftarrow h(k) \bmod n$ 
11:   end if
12:   LOCKSHARED( $\mu_p$ )
13:   UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
14:    $v \leftarrow S.\text{READ}(k)$ 
15:   UNLOCKSHARED( $\mu_p$ )
16:   return  $v$ 
17: end function

```

---

---

**Algorithm 5** Operação de Escrita – *HardRepartitioningKeyValueStorage*

---

```
1: function WRITE( $k \in \mathcal{K}, v \in \mathcal{V}$ )
2:   LOCK( $\mu_m$ )
3:    $S \leftarrow M_s[k]$ 
4:   if  $S \neq \text{null}$  then
5:      $p \leftarrow M_p[k]$ 
6:     if  $p = \text{null}$  then
7:        $p \leftarrow h(k) \bmod n$ 
8:        $M_p[k] \leftarrow p$ 
9:     end if
10:    if  $S.\ell \neq \ell_{curr}$  then
11:       $S \leftarrow \mathcal{S}[p]$ 
12:       $M_s[k] \leftarrow S$ 
13:    end if
14:   else
15:      $p \leftarrow h(k) \bmod n$ 
16:      $M_p[k] \leftarrow p$ 
17:      $S \leftarrow \mathcal{S}[p]$ 
18:      $M_s[k] \leftarrow S$ 
19:   end if
20:   LOCK( $\mu_p$ )
21:   UNLOCK( $\mu_m$ )
22:    $S.\text{WRITE}(k, v)$ 
23:   UNLOCK( $\mu_p$ )
24: end function
```

---

A operação de varredura coleta as partições envolvidas a partir do mapa  $M_p$  e as bloqueia em ordem crescente de índice para evitar *deadlocks*. Note que múltiplas chaves podem estar em um mesmo motor antigo, porém o bloqueio é feito no nível de partição conforme o esquema atual.

---

**Algorithm 6** Operação de Varredura – *HardRepartitioningKeyValueStorage*

---

```
1: function SCAN( $k_0 \in \mathcal{K}, L \in \mathbb{N}$ )
2:   LOCKSHARED( $\mu_m$ )
3:    $it \leftarrow M_s.\text{LOWERBOUND}(k_0)$ 
4:    $P_{set} \leftarrow \emptyset; S_{arr} \leftarrow []; K_{arr} \leftarrow []$ 
5:    $c \leftarrow 0$ 
6:   while  $c < L \wedge \neg it.\text{ISEND}()$  do
7:      $k \leftarrow it.\text{KEY}()$ 
8:      $p \leftarrow M_p[k]$ 
9:     if  $p = \text{null}$  then
10:       $p \leftarrow h(k) \bmod n$ 
11:    end if
12:     $P_{set} \leftarrow P_{set} \cup \{p\}$ 
13:     $S_{arr}.\text{APPEND}(it.\text{VALUE}())$ 
14:     $K_{arr}.\text{APPEND}(k)$ 
15:     $it \leftarrow it.\text{NEXT}(); c \leftarrow c + 1$ 
16:  end while
17:   $P_{sorted} \leftarrow \text{SORT}(P_{set})$ 
18:  for all  $p \in P_{sorted}$  do
19:    LOCKSHARED( $\mu_p$ )
20:  end for
21:  UNLOCKSHARED( $\mu_m$ )
22:   $R \leftarrow []$ 
23:  for  $i \leftarrow 0$  to  $|K_{arr}| - 1$  do
24:     $R.\text{APPEND}((K_{arr}[i], S_{arr}[i].\text{READ}(K_{arr}[i])))$ 
25:  end for
26:  for all  $p \in P_{sorted}$  do
27:    UNLOCKSHARED( $\mu_p$ )
28:  end for
29:  return  $R$ 
30: end function
```

---

### 3.4.4 Tracker

O componente *Tracker* é responsável por rastrear os padrões de acesso às chaves e construir o grafo de carga de trabalho utilizado pelo METIS para computar o particionamento. A arquitetura segue um modelo produtor-consumidor: as operações de leitura, escrita e varredura submetem as chaves acessadas a uma fila concorrente, e uma *thread* de rastreamento consome essa fila em segundo plano, atualizando o grafo.

O grafo de carga de trabalho  $G = (V, E, w)$  é um grafo ponderado onde:

- $V \subseteq \mathcal{K}$  é o conjunto de vértices, cada vértice representando uma chave acessada;
- $w_v : V \rightarrow \mathbb{N}$  é a função de peso dos vértices, onde  $w_v(k)$  acumula a frequência de acesso à chave  $k$ ;
- $E \subseteq V \times V$  é o conjunto de arestas não direcionadas representando co-acessos entre chaves;
- $w_e : E \rightarrow \mathbb{N}$  é a função de peso das arestas, onde  $w_e(k_i, k_j)$  acumula a frequência de co-ocorrência das chaves  $k_i$  e  $k_j$  em operações de varredura.

Quando uma operação de leitura ou escrita é executada, a chave acessada é submetida à fila do *Tracker*. A *thread* de rastreamento consome a chave e incrementa o peso do vértice correspondente no grafo. Para operações de varredura, todas as chaves acessadas são submetidas em conjunto. A *thread* de rastreamento incrementa o peso de cada vértice e também incrementa o peso das arestas entre todos os pares de chaves, refletindo a correlação de acesso entre elas.

A implementação do grafo utiliza listas de adjacência baseadas em tabelas de dispersão (`unordered_dense`), garantindo complexidade  $O(1)$  amortizada para operações de incremento de peso de vértices e arestas. Essa estrutura é otimizada para o padrão de acesso do rastreamento, onde as operações predominantes são inserções e atualizações incrementais.

Para realizar o particionamento, o METIS requer o grafo no formato CSR (*Compressed Sparse Row*). O *Tracker* utiliza um componente auxiliar (`MetisGraph`) que converte o grafo de listas de adjacência para o formato CSR, construindo:

- Vetor `xadj`: índices de início de cada lista de adjacência;
- Vetor `adjncy`: lista concatenada de vizinhos;
- Vetor `vwgt`: pesos dos vértices;
- Vetor `adjwgt`: pesos das arestas.

Adicionalmente, são mantidos mapeamentos bidirecionais entre os nomes das chaves (strings) e os índices inteiros utilizados pelo METIS. Após o particionamento, o resultado é um vetor que associa cada índice de vértice a um índice de partição, que é então utilizado para atualizar o mapa de partições  $M_p$  do armazenamento.

### 3.5 Reparticionamento

O reparticionamento dinâmico é executado periodicamente por uma *thread* dedicada que opera em ciclos contínuos. Cada ciclo alterna entre duas fases: uma fase de rastreamento, durante a qual os padrões de acesso são coletados, e uma fase de intervalo, durante a qual o sistema opera sem rastreamento. Ambas as durações são configuráveis na inicialização do armazenamento.

O ciclo de reparticionamento segue os seguintes passos:

1. **Período de rastreamento:** O rastreamento é habilitado e as operações executadas passam a submeter suas chaves à fila do *Tracker*. A *thread* de rastreamento consome a fila e constrói o grafo de carga de trabalho. Esse período tem duração configurável (`tracking_duration`).
2. **Execução do reparticionamento:** Ao final do período de rastreamento, o reparticionamento é executado:
  - a) O rastreamento é desabilitado e a *flag* de reparticionamento é ativada;
  - b) A fila do *Tracker* é esvaziada para garantir que todas as chaves submetidas sejam processadas;
  - c) O grafo é convertido para o formato CSR e o METIS é invocado para computar o reparticionamento;

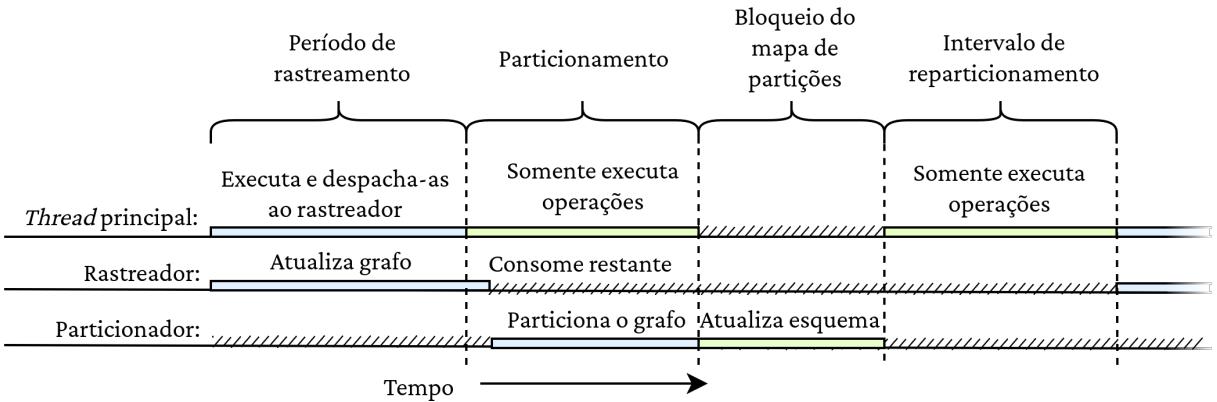
- d) Se o particionamento for bem-sucedido, o mapa de partições  $M_p$  é bloqueado juntamente com todas as partições;
- e) O mapa de partições é atualizado com as novas atribuições computadas pelo METIS;
- f) Os bloqueios são liberados e o grafo é limpo para o próximo ciclo;
- g) A *flag* de reparticionamento é desativada.

**3. Intervalo de reparticionamento:** A *thread* de reparticionamento aguarda por um período configurável (*repartition\_interval*). Durante esse período, o rastreamento está desabilitado e o sistema opera normalmente com o esquema de partições atual.

4. O ciclo retorna ao passo 1 e se repete indefinidamente até a destruição do armazenamento.

A Figura 1 ilustra o ciclo de reparticionamento. A fase de rastreamento captura uma janela representativa da carga de trabalho atual, permitindo que o METIS compute um particionamento otimizado para os padrões de acesso observados na fase seguinte. Após o particionamento do grafo, a *thread* de reparticionamento atualiza o mapa de partições  $M_p$  com as novas atribuições computadas. A fase de intervalo permite que o sistema opere com estabilidade sob o novo esquema de partições antes de iniciar uma nova coleta de padrões de acesso. O ciclo se repete indefinidamente até o fim da execução do sistema.

Figura 1 – Ciclo de reparticionamento dinâmico



Durante a atualização do mapa de partições, as operações de leitura e escrita são bloqueadas momentaneamente enquanto os bloqueios são adquiridos. Esse bloqueio é breve, pois a atualização do mapa consiste apenas em iterar sobre os resultados do METIS e atualizar as entradas correspondentes no mapa de partições. Os dados em si não são migrados durante o reparticionamento; nas estratégias *soft*, não há migração, sendo que todos os dados já estão no mesmo storage engine; enquanto na estratégia *hard*, a migração ocorre de forma preguiçosa (*lazy*) conforme as chaves são acessadas subsequentemente.

## 4 Execução de testes e experimentos

A biblioteca conta com testes automatizados que validam o comportamento esperado e conferem maior confiabilidade quanto a corretude da implementação. Enquanto isso, a ferramenta de

execução de experimentos permite a execução de experimentos com diferentes configurações de armazenamento e estratégias de reparticionamento a fim de permitir avaliações comparativas de diferentes abordagens de reparticionamento.

Os testes automatizados podem ser executados através do `script run_tests.sh` ou individualmente a partir dos executáveis gerados pelo CMake. Os testes verificam:

- Operações básicas de leitura, escrita e varredura (*scan*) nos motores de armazenamento;
- Funcionamento correto das estruturas de mapeamento de chaves (*KeyStorage*);
- Construção e manipulação do grafo de carga de trabalho;
- Integração com a biblioteca METIS para particionamento de grafos;
- Comportamento das diferentes estratégias de reparticionamento sob execução concorrente;
- Sincronização entre *threads* trabalhadoras durante a atualização do esquema de partições.

Os executáveis de teste incluem: `test_storage_engine`, `test_keystorage`, `test_graph`, `testmetis_graph`, `test_partitioned_kv_storage`, `test_repartitioning_storage`, entre outros.

A ferramenta de execução de experimentos aceita diferentes argumentos de configuração, além de uma lista de arquivos de carga de trabalho. É necessário que os arquivos de carga de trabalho sigam o formato padronizado e que o número de arquivos fornecidos corresponda exatamente ao número de *threads* trabalhadoras configuradas. A seguir é apresentado esse formato, e posteriormente são descritos os parâmetros de configuração.

#### 4.1 Formato da carga de trabalho

O formato do arquivo de carga de trabalho segue a convenção:

- 0,<chave>: operação de leitura;
- 1,<chave>: operação de escrita;
- 2,<chave>,<limite>: operação de varredura.

#### 4.2 Parâmetros de configuração

A ferramenta aceita os seguintes parâmetros de configuração:

```
repart-kv-runner [arquivos_workload] [partições] [workers]
                  [tipo_storage] [motor_storage]
                  [warmup] [caminhos_storage] [intervalo_reparticao_ms]
```

O parâmetro `arquivos_workload` deve ser uma lista separada por vírgulas de caminhos para os arquivos de carga de trabalho, sendo um arquivo para cada *thread* trabalhadora. A ferramenta valida se o número de arquivos coincide com o número de `workers`.

O parâmetro `tipo_storage` pode assumir os valores:

- **soft**: reparticionamento leve com partições lógicas;
- **hard**: reparticionamento com múltiplas instâncias de armazenamento;
- **threaded**: versão com *threads* trabalhadoras;
- **hard\_threaded**: reparticionamento rígido com *threads* trabalhadoras;
- **engine**: acesso direto ao motor de armazenamento sem reparticionamento.

O parâmetro `motor_storage` permite selecionar entre os *backends* disponíveis: `tkrzw_tree`, `tkrzw_hash`, `lmdb`, `map` (em memória) ou `tbb`.

O parâmetro `interval_reparticao_ms` define o intervalo em milissegundos entre ciclos de reparticionamento e a duração do rastreamento de acessos às chaves. Este parâmetro configura simultaneamente tanto a duração do rastreamento (`TRACKING_DURATION`) quanto o intervalo entre reparticionamentos (`REPARTITION_INTERVAL`) com o mesmo valor. O valor padrão é 1000 milissegundos.

#### 4.3 Funcionamento da ferramenta de execução de experimentos

Durante a execução, a ferramenta instancia o armazenamento configurado e cria múltiplas *threads* trabalhadoras que executam operações concorrentemente. Cada *thread* processa uma porção das operações do arquivo de carga de trabalho, e os contadores de operações executadas são agregados ao final para o cálculo da vazão total do sistema.

Paralelamente, uma *thread* de métricas registra periodicamente em um arquivo CSV o tempo decorrido, número de operações executadas, uso de memória, uso de disco e estados de rastreamento e reparticionamento. Essas métricas permitem a análise detalhada do comportamento do sistema sob diferentes cargas de trabalho, facilitando a comparação entre as estratégias implementadas e a identificação de gargalos de desempenho.

## 5 Discussão

O desenvolvimento do Repart-KV foi conduzido como uma consolidação, em forma de biblioteca, das técnicas já propostas e avaliadas nos trabalhos publicados [Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2024, Luiz e Mendizabal 2025]. Apesar de preservar o conceito central de *stall-free repartitioning* sobre estado local particionado em um armazenamento chave-valor, o projeto adota variações importantes em relação aos protótipos discutidos nesses estudos. Em particular, diversas decisões de projeto foram motivadas por dois objetivos práticos: (i) oferecer uma API mais clara e reutilizável, que se assemelha a uma API de *embedded database* convencional; e (ii) reduzir sobrecargas de execução e contenções desnecessárias, buscando um melhor desempenho nas combinações mais relevantes de carga de trabalho e *backend*.

A extensibilidade é alcançada com herança via CRTP (*Curiously Recurring Template Pattern*), permitindo polimorfismo em tempo de compilação e composição de componentes sem a necessidade de *virtuals*. Essa escolha facilita incorporar novos *backends* e novas políticas de reparticionamento preservando tipos fortes, mantendo a interface consistente e reduzindo custo de abstração.

Como resultado direto da evolução para uma biblioteca, também foi incorporada uma abordagem adicional de reparticionamento que não estava presente de forma equivalente nos protótipos: o particionamento físico dos dados (estratégia *hard*). Nessa variante, o sistema pode operar com múltiplas instâncias de motores de armazenamento por partição, o que, além de separar fisicamente o estado, permite explorar de forma transparente os benefícios de E/S paralela quando os diretórios de armazenamento são distribuídos em diferentes dispositivos. Essa possibilidade abre espaço para novos estudos, por exemplo sobre sensibilidade a topologias de disco, políticas de posicionamento e impacto de cargas com *scan* intensivo.

Por fim, para dar suporte à validação sistemática das estratégias, foram desenvolvidas ferramentas de testes automatizados e uma ferramenta de execução de experimentos, permitindo variar parâmetros (número de partições, trabalhadores, estratégia e *backend*) e coletar métricas ao longo do tempo. Como trabalho futuro imediato, essas ferramentas serão usadas para aprofundar a verificação de desempenho e robustez da implementação, reproduzindo cenários dos trabalhos anteriores e ampliando a avaliação para as novas variantes de projeto introduzidas nesta biblioteca.

## Referências

- [Karypis e Kumar 1998] KARYPIS, G.; KUMAR, V. A fast and high quality multilevel scheme for partitioning irregular graphs. *SIAM Journal on Scientific Computing*, v. 20, n. 1, p. 359–392, 1998.
- [Luiz e Mendizabal 2024] LUIZ, D. P.; MENDIZABAL, O. M. Balanceamento de carga com reparticionamento contínuo em sistemas com estado particionado. In: *Proceedings of the Encontro Regional de Computação (ERAD IC) 2024*. [S.l.: s.n.], 2024. p. 31–38.
- [Luiz e Mendizabal 2024] LUIZ, D. P.; MENDIZABAL, O. M. Lightweight asynchronous repartitioning for local state partitioned systems. In: *Proceedings of the 2024 Symposium on System-Level Performance and Availability (SSCAD)*. [S.l.: s.n.], 2024. p. 1–8.
- [Luiz e Mendizabal 2025] LUIZ, D. P.; MENDIZABAL, O. M. Stall-free asynchronous state repartitioning with a proactive workload tracking window. *Computers and Concurrent Engineering*, v. 11, n. 2, p. 134–147, 2025.