# WEB SERVER

CON ADATTAMENTO DINAMICO DI CONTENUTI STATICI

A.A. 2019/2020


**Professore**:

Francesco Lo Presti

**Studenti:**

Emanuele Alfano

Filippo Badalamenti

# Sommario

# Scelte di sviluppo

Il nostro gruppo di lavoro ha optato per la creazione di un Web Server in **C++ 17** (con le funzioni relative alla parte di rete scritte in C), che potesse sfruttare due caratteristiche utili alla scalabilità del progetto:

- Impiego della funzione *poll()* (al posto di *select()*), per consentire operazioni non bloccanti sulla socket d'ascolto e la gestione asincrona dell'I/O.
- L'utilizzo di classi, per astrarre le funzionalità dei moduli e permettere un maggior incapsulamento delle funzionalità.
- La possibilità di creare un *Log* delle attività del server su file, facilmente attivabile a tempo di compilazione e con impatto ridotto sulle performance del sistema, utile in fase di debug e manutenzione del sistema.

## Tool di progettazione

Nella modellazione del sistema, è risultato cruciale l'utilizzo di **UML** (Unified Modeling Language), in modo da ridurre allo stretto necessario l'interdipendenza del codice, la sovrapposizione di funzionalità - possibile dovendo lavorare da remoto in regioni diverse d'Italia -, e la gestione della sincronia. Pertanto, nel mostrare le caratteristiche del sistema, verranno utilizzati solamente diagrammi UML all'interno della relazione, lasciando l'implementazione completa delle funzioni nel luogo ad essa opportuno, nel codice sorgente.

## Tool di sviluppo

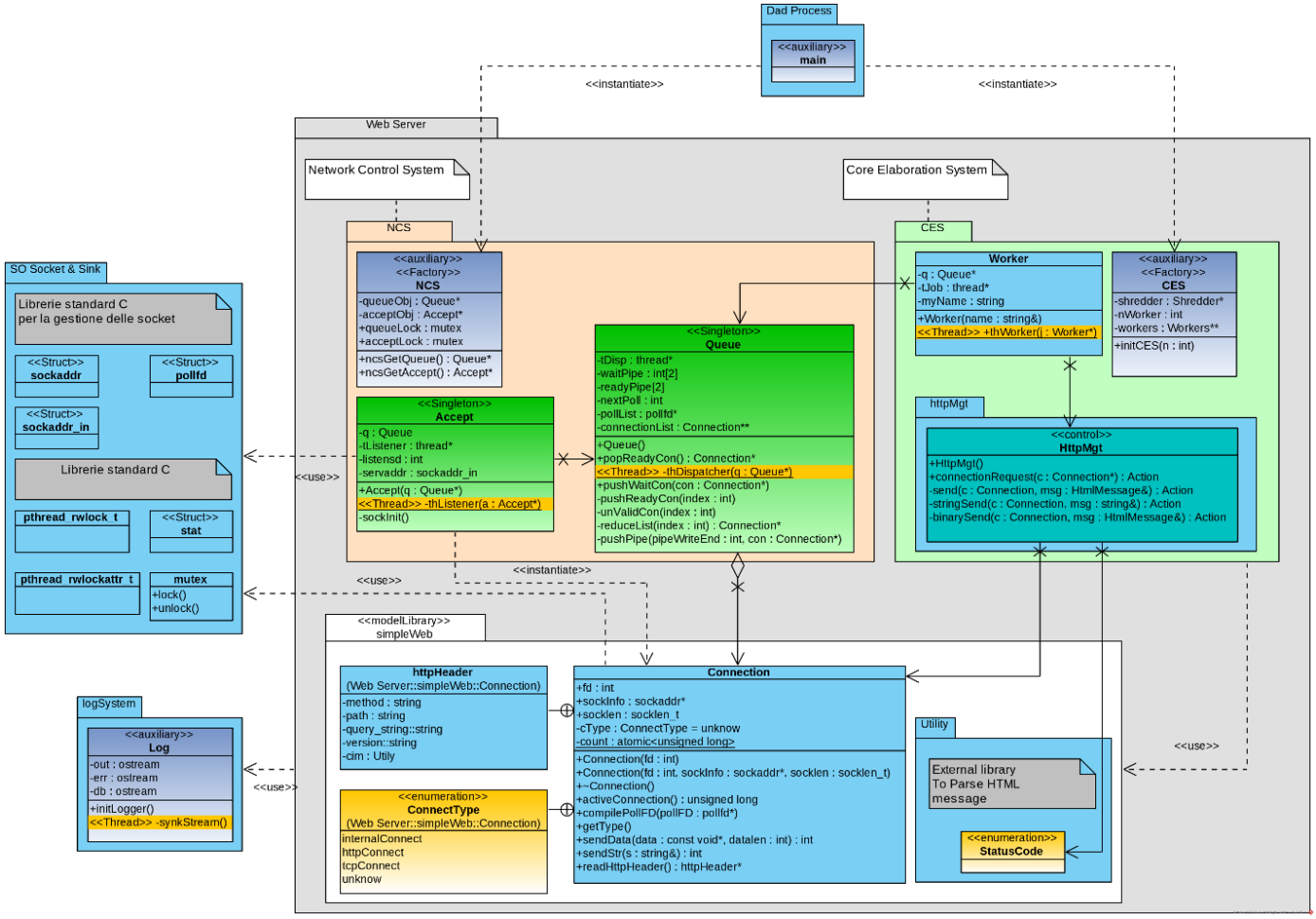
Tra i tool di sviluppo ed analisi possiamo annoverare:

- **CMake**, per la creazione dei Makefile che, chiamati tramite *make*, forniscono gli eseguibili del progetto.
- Tool di debug dinamico quali **GDB** e **Address Sanitizer** per lo sviluppo del codice.
- L'uso di **GoHttpBench** per l'esecuzione dei test di benchmark sul server.
- Script in **Python** e **Matlab** per la raccolta dei dati di benchmark e la loro visualizzazione su grafici.

Il progetto si trova al seguente indirizzo: https://github.com/Alfystar/IIW2020. Si consiglia la lettura dei Readme e le varie guide presenti direttamente su GitHub, poiché scritte in linguaggio *markdown* e quindi visualizzate in modo corretto nel visualizzatore integrato del sito.

# Struttura Sistema

## Generale




Il Server Web "**BadAlpha"** (crasi e fusione dei nostri cognomi) è formato da una serie di moduli, ognuno dei quali soddisfa una specifica necessità del sistema; essi sono a loro volta composti dalle classi necessarie al loro funzionamento. In particolare, abbiamo:

- **SimpleWeb**, container di classi, utili a livello di connettività sulla rete e comuni a più parti del sistema.
- **NCS (Network Control System)**, deputato all'accettazione delle connessioni TCP ed al tracciamento di quelle già generate; inoltre, si preoccupa di consegnare ai singoli Thread di elaborazione (da qui in avanti definiti ***"Worker"***) le connessioni che hanno ricevuto nuove richieste.
- **CES (Core Elaboration System)**, deputato alla gestione delle richieste dei client, quali:
    - Creazione messaggi HTTP opportuni.
    - Recupero e invio delle pagine HTML salvate nel file system
    - Elaborazione dell'immagine (attraverso un opportuno sottosistema)

In aggiunta, come forma di resilienza, il server non è direttamente il processo principale, bensì è ottenuto tramite ***fork()***, in modo da permettere, in caso eventuali segnali non gestiti nel programma, la sua ripartenza automatizzata, in base al codice di errore di ritorno alla terminazione del figlio (Dad Process).

Infine, è possibile attivare o disattivare, tramite delle macro di compilazione, varie funzionalità del programma, così da generare diverse versioni del server, o disattivare i moduli di debug in fase di Release del codice. Per i dettagli, vedere la guida alla compilazione.

## Interazione Tra i Componenti

Prima di entrare nel dettaglio dei singoli sottosistemi, risulta utile descrivere come essi cooperino per permettere di offrire le funzionalità base di un Web Server. Nel nostro progetto abbiamo cercato di coniugare i punti di forza presenti nelle varie architetture possibili, scegliendo per:

1. Struttura del codice: server multi-threaded con pre-threading statico.
2. Gestione delle richieste: schema Leader-Follower.
3. Assegnazione delle richieste: ad Eventi.

Addentrandoci in una descrizione più discorsiva, il server:

- È multi-Threaded con Pre-threading statico, poiché il processo esposto in rete è unico e contiene al proprio interno più Thread, dei quali tre fissi (**Accept, Queue, Logger**) ed **N** parametrici (**Worker**).
  Il Pre-threading statico è calibrato sulle caratteristiche della macchina sottostante, trovando un compromesso tra grado di parallelismo e sovra utilizzo di risorse.
- Segue lo schema Leader-Follower, dato che l'**Accept** è l'unica entità che entra in contatto con le connessioni dei client ed esse vengono inviate alla **Queue**, la quale assegna dinamicamente ai **Worker** una richiesta da gestire.
- Assegna le richieste tramite Eventi, in quanto la **Queue** è in attesa su delle *pending connections*¸ e cede il controllo ai **Worker** solo su quelle che hanno del lavoro da essere svolto. I **Worker**, terminata la richiesta, se non chiudono loro stessi la comunicazione, riaffidano la gestione della connessione alla **Queue**, e chiedono a quest'ultima una nuova richiesta da evadere.

## Vantaggi Architetturali

Grazie a questo mix di caratteristiche, il server risulta **scalabile**, in quanto riassegna dinamicamente le risorse su un numero di worker fisso ed ottimale anziché istanziare all'occorrenza nuovi thread per la gestione delle richieste. Infatti, in un confronto d'esempio con 3000 connessioni parallele da gestire:

**Server Multi-Thread**

L'unico Thread presente è l'Accept, e il sistema dovrà quindi:

1. Restare in ascolto sulla Socket.
2. Per ogni connessione, generare un thread che possa evaderla completamente (e in quanto thread, dovrà essere schedulato dal sistema operativo)
3. Portare avanti le 3000 connessioni, con il SO che dovrà garantire la *fairness* tra tutti i thread in stato ***ready***.
4. De-allocare 3000 Thread e 3000 Connessioni

**Server BadAlpha**

Poiché sono già state allocate staticamente tutte le strutture necessarie del sistema:

1. L'Accept è in ascolto sulla Socket
2. Vengono generate 3000 istanze di Connection (la risorsa che mappa le connessioni del server)
3. Le richieste vengono assegnate e quindi evase dai Worker, ed al termine di ognuna di esse viene riassegnata alla Queue (se la connessione è ancora aperta), passando quindi a gestire un'altra richiesta pendente.
4. Vengono distrutte le 3000 Connection.

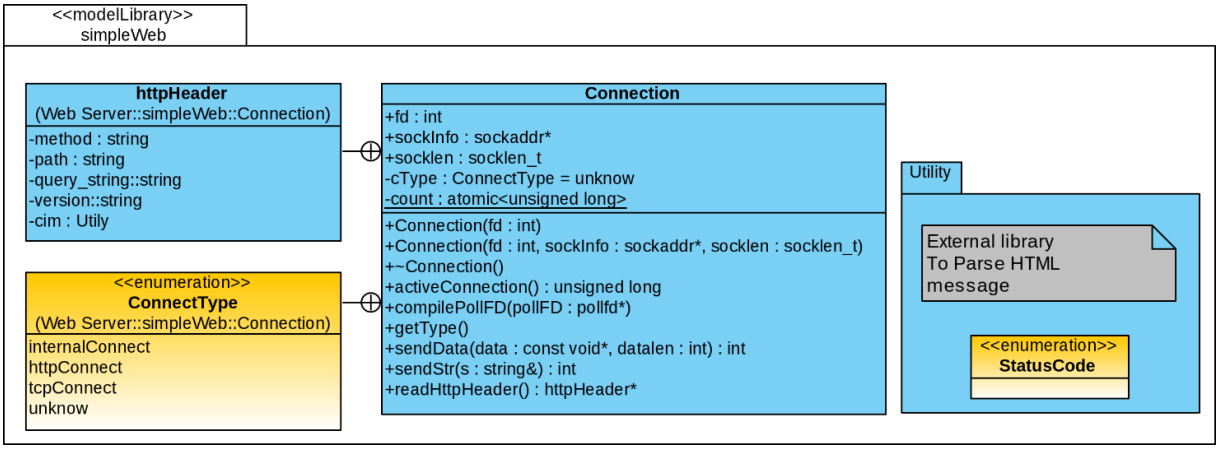
Confrontando le due scelte, risulta evidente come la soluzione da noi scelta riduca fortemente l'overhead causato dalla creazione di strutture nel kernel, lasciandone solo in *Userspace* durante l'allocazione e de-allocazione dinamica delle connessioni tra server e client.

# Dad process

Il server è stato progettato tenendo in considerazione che la *fork()*, pur avendo una maggiore intuitività nell'utilizzo, ha di contro un overhead di due ordini di grandezza superiore alla creazione di un thread. Pertanto, l'unico suo impiego nel nostro progetto si ha per consentire la ripartenza del server nel caso di errori di quest'ultimo, analizzando i codici di uscita per risalire alla causa.

Inoltre, il *main()* del processo padre si occupa di effettuare, prima della *fork()*, il setup del sistema, come il cambio della directory corrente di lavoro e l'impostazione di alcune variabili necessarie al programma e alla raccolta di risultati per i test.

# SimpleWeb




Questo package è pensato per contenere le funzionalità utili e comuni alla parte di rete del sistema.
È diviso in due blocchi principali:

- Il **sub-package Utility**, una libreria open-source per il *parsing* dell'Header di richiesta HTTP.
- La **classe Connection**, una **Entity** del sistema che ha il compito di interagire con le Socket del sistema operativo per lo scambio dei messaggi.

Entrambi accorpano al proprio interno tutte le logiche a "basso livello" del server, permettendo di interfacciarvisi tramite chiamate a metodi più astratti ed intuitivi.

## Connection

La classe, oltre a rappresentare una connessione aperta, è l'unica a poter usare direttamente la Socket sottostante, mentre espone metodi per le altre classi che vi volessero interagire quali:

- *SendData*
- *SendStr*
- *readHttpHeader*

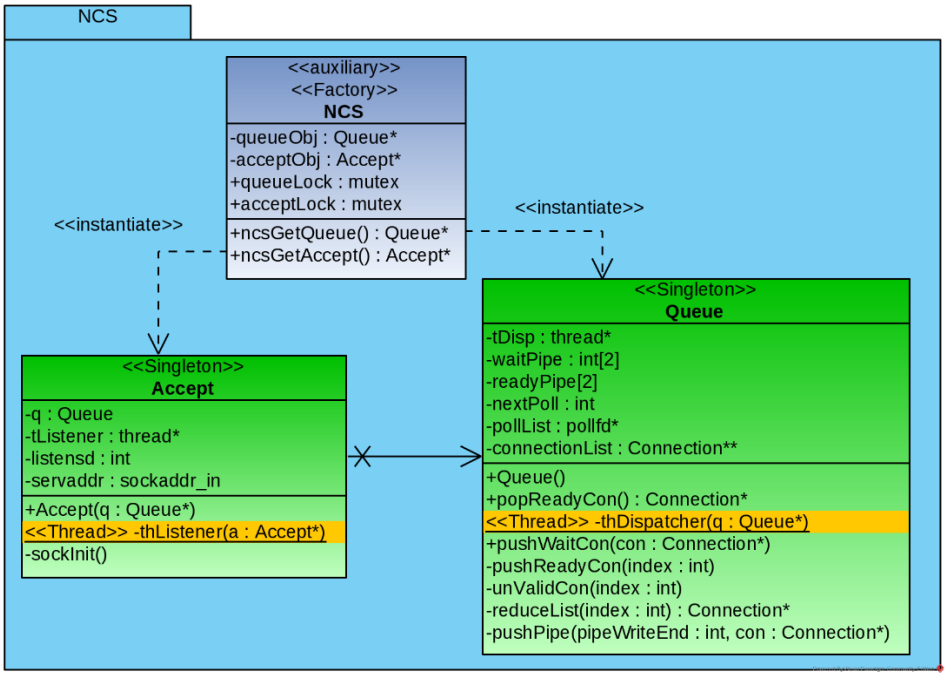
Il distruttore di Connection si occupa anche di chiudere la connessione TCP che contiene, e libera tutte le risorse in precedenza allocate per svolgere la richiesta del client.

L'unica classe che ha l'autorizzazione a creare nuove istanze di **Connection** è l'**Accept**, presente all'interno del sottosistema NCS (Network Core System). Inoltre, per semplificare il lavoro della **Queue** con la *poll()*, la Connection può rappresentare anche un semplice file descriptor (vedi *ppoll()* nella **Queue** per approfondire).

## HttpHeader

Classe accessoria utilizzata dal sottosistema **CES** (Core Elaboration System), i cui campi vengono compilati in base alla richiesta del client usando metodi presenti nella libreria open-source contenuta in Utility.

# NCS (Network Control System)




Il **Network Control System** è il sottosistema delegato alla gestione e mantenimento delle connessioni all'interno del programma. Esso segue il pattern *Factory Method*, dove la classe **NCS** si occupa, oltre a contenere le opportune variabili di sincronia, di istanziare e conservare i riferimenti delle due componenti principali:

- ***Accept***
- ***Queue***

Entrambe le classi, inoltre, possiedono al loro interno un thread che permette loro di svolgere in concorrenza gli incarichi ad esse assegnati.

## Accept

La classe **Accept** è la prima con la quale una richiesta esterna viene in contatto col sistema. Ad essa è delegato il compito di:

1. Avviare la Socket di comunicazione che espone il server.
2. Restare in ascolto della Socket per nuove connessioni.
3. Istanziare una Connection per tenere traccia della connessione.
4. Impostare correttamente i parametri della connessione.

Al ricevimento di una connessione valida, quest'ultima viene trasmessa alla **Queue** per farla gestire successivamente dai **Worker**.

### *Socket Option*

Nell'Accept la Socket è stata configurata utilizzando i seguenti parametri:

**A livello di processo**

- RLIMIT_NOFILE := il limite di FD del processo.

Impostato pari a **due** volte il numero di connessioni massime ammissibili, in quanto oltre alle socket, è necessario interagire tramite FD con il filesystem.

**Socket di Ascolto**

- SO_REUSEADDR := permette il riutilizzo della porta utile in caso di crash del server.

**Socket delle Connessioni:**

- SO_KEEPALIVE := Keep alive nel server.
- TCP_KEEPINTVL := tempo di attesa dall'attivazione del KeepAlive, impostato a 1 secondo.
- TCP_KEEPCNT := Numero Probe del KeepAlive, 10.
- TCP_NODELAY := On/Off Nagle Algorithm, Attivato per aumentare l'efficienza complessiva.

## Queue

La classe **Queue** ha il compito di osservare un vettore di Connection valide ma senza trasmissioni in atto, e in caso una di esse avesse un nuovo messaggio da leggere, modificarne lo stato in **READY** e assegnarla ad un worker non appena disponibile. Prima di proseguire, è opportuno definire i possibili stati di una connessione:

1. **WAIT** state: Connessione VALIDA ma senza alcun pacchetto in arrivo
2. **READY** state: Connessione VALIDA e con dei dati leggibili dalla socket

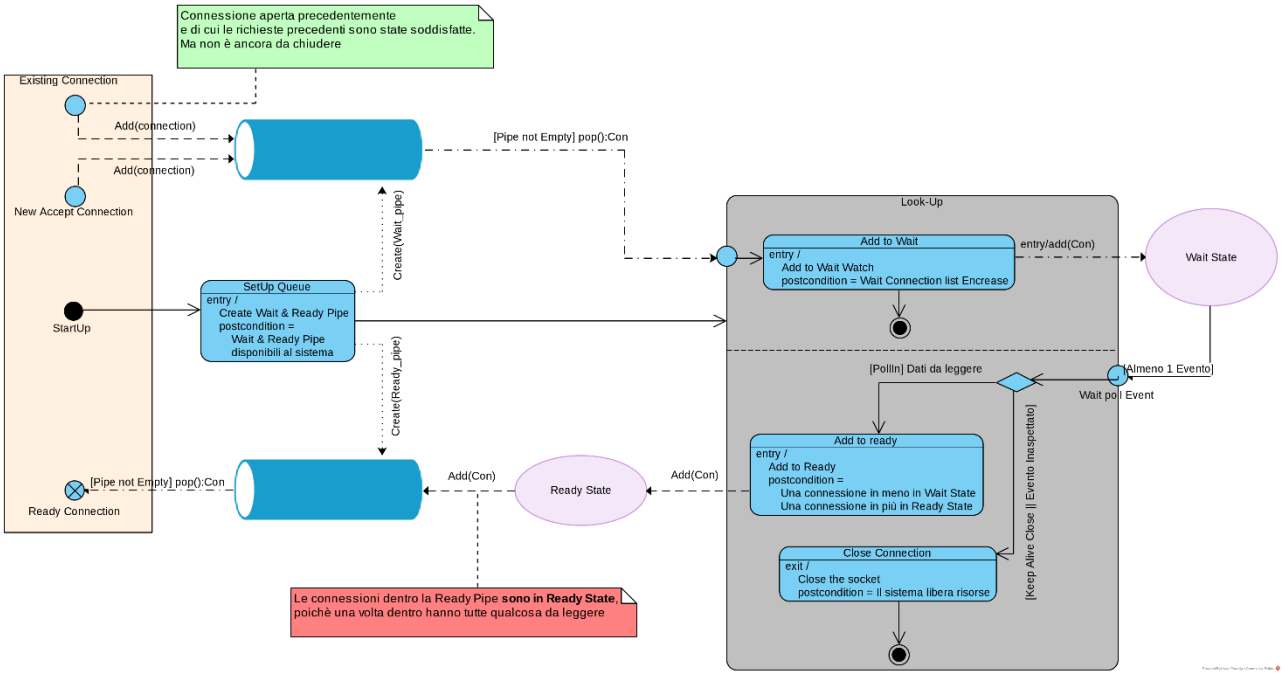
Tutte le connessioni in stato **WAIT** sono poste in un'opportuna lista da fornire alla ***ppoll()***, e quest'ultima, presente nella classe Queue, metterà il thread della classe stessa in attesa, mentre l'esecuzione verrà ripresa non appena una di queste connessioni sarà disponibile, o verrà chiusa forzatamente dal client. Si è optato per questa system call per le seguenti ragioni:

1. La *poll()* è una system-call più moderna della *select()*, che permette di osservare una lista di FD specificata dal programmatore, e scegliere (essendo una funzione bloccante) il tipo di evento per il quale si debba riprendere l'esecuzione.
2. La variante *ppoll()* permette l'attivazione di una maschera di segnali del sistema operativo da ignorare, consentendo quindi di gestire l'errore tramite *errno*.

La poll() richiede sia un puntatore ad un array di struct, che la lunghezza dello stesso; per evitare che la chiusura delle connessioni possa lasciare degli elementi non validi all'interno dell'array e ridurre il tempo di elaborazione della system call (che cresce in maniera lineare alla dimensione del vettore), sì è deciso di adottare la seguente politica sull'aggiunta e rimozione delle struct:

- Ogni nuovo elemento viene aggiunto in coda all'array, il puntatore all'ultimo elemento viene spostato di conseguenza e viene effettuato +1 al numero di FD.
- Alla chiusura di una connessione, si chiude il relativo file descriptor, l'elemento viene eliminato e il suo posto è preso dall'ultimo elemento in coda nell'array; alla fine, viene fatto -1 al numero dei file descriptor.

Il funzionamento della classe e le azioni che essa può compiere sono sintetizzati nel seguente "pseudo" State Diagram:



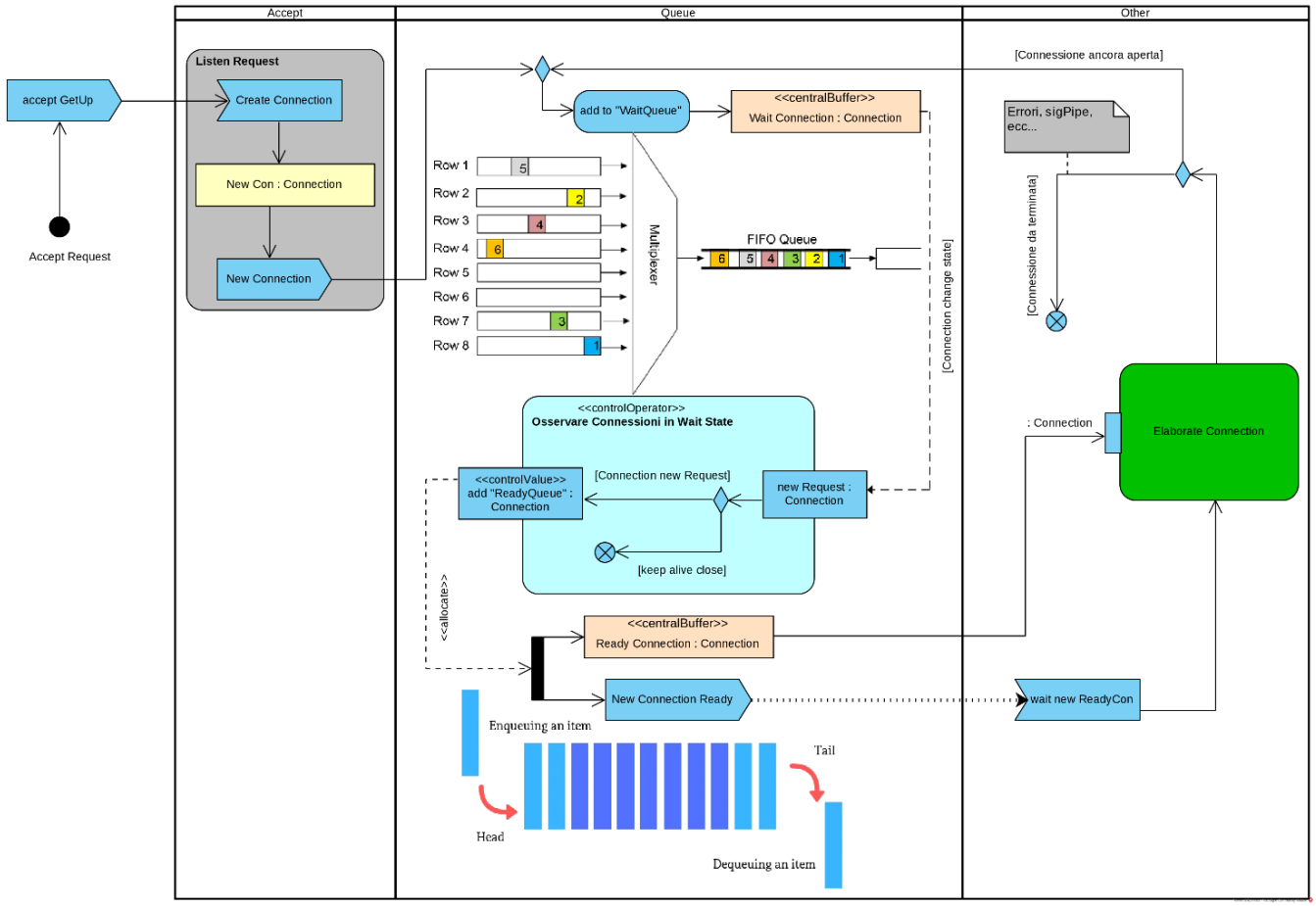

Come è possibile osservare, le connessioni che passano allo stato READY vengono poste in una **coda FIFO**, in modo che i Worker si possano porre sull'estremo di uscita ed ottenere la prima Connection disponibile in tale stato.

Le code sono state implementate usando le *pipe* del sistema operativo (mostrate nel diagramma come due tubi), che semplificano la gestione della concorrenza in quanto *thread-safe* purché ogni *write* effettuata sopra di esse non superi le dimensioni del buffer interno al sistema operativo (e spostando solo puntatori di Connection, siamo ampiamente sotto tale limite).

Segue che l'utilizzo del processore è rilevante soltanto se presente dell'effettivo lavoro da svolgere, mentre nel rimanente tempo il sistema rimane totalmente in idle (0.0% su *htop* per la CPU).

## NCS workflow

Il seguente Activity Diagram mostra lo svolgimento delle attività di **NCS** (il ruolo di **CES** in questo caso è schematizzato da *Other*, poiché NCS è agnostico sul come vengano usate le connessioni):




È possibile notare come il sottosistema NCS, dall'esterno, sia accessibile solo da:

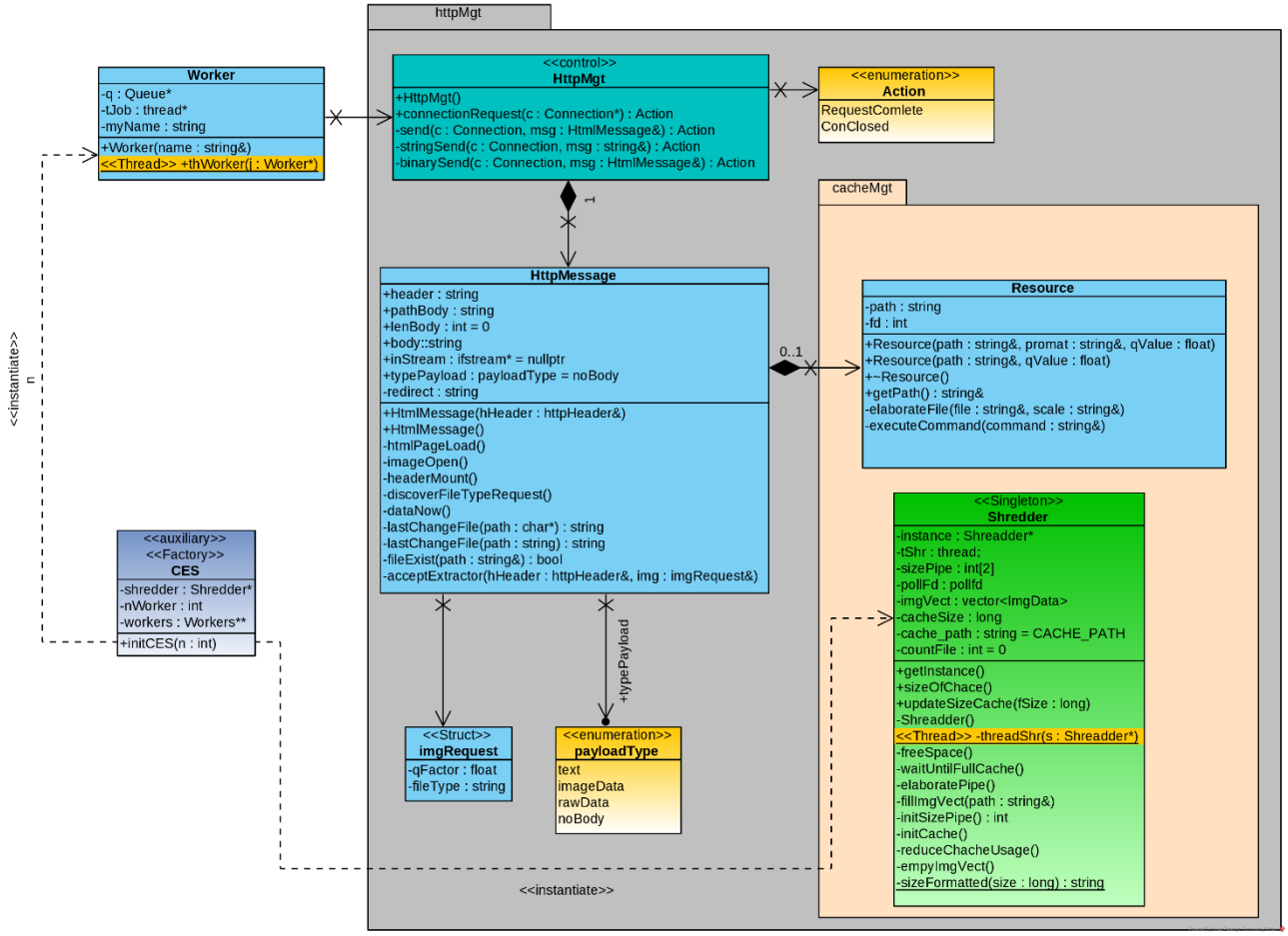
1. **Accept**, che ascoltando la Socket avvia una nuova connessione;
2. **Queue**, per restituire una connessione ancora valida ma in WAIT.

Di contro, l'unica uscita del sottosistema sono le Connection **READY** ritornate dalla **Queue**.

Risulta evidente come il cuore del sistema sia a tutti gli effetti la **Queue**, la quale gestisce connessioni in **WAIT** e le rilascia quando quest'ultime passano allo stato **READY**. I punti di ingresso ed uscita alla Queue sono delle code FIFO (come visibile nella parte bassa dell'Activity Diagram), in modo da bufferizzare le richieste.

Per un ulteriore approfondimento sull'implementazione dell'Accept e della Queue, è possibile trovare il codice sorgente nella directory "2_src/ncs".

# CES (Core Elaboration System)




Questo sottosistema racchiude le unità funzionali che permettono la gestione delle richieste dei client.
La sua struttura segue il pattern UML della *Factory Method*, per cui, una volta chiamata la classe dal main() del programma, tramite la funzione *initCES()* vengono istanziate le sottoclassi necessarie al sistema, ovvero i **Worker** e lo **Shredder**. Essendo l'unico punto di inizializzazione di queste istanze, è garantito il controllo sul livello di *concurrency* delle elaborazioni e sull'accesso al *caching* su disco.

## Worker

I Worker si presentano come classi con al proprio interno un *Thread* (*"named"* per facilitare la tracciabilità degli stessi durante l'esecuzione) che ha il compito di elaborare le richieste dei client. La presa in carico avviene non appena una delle connessioni **READY** bufferizzate dalla Queue è disponibile; queste *pending connections*, infatti, devono ancora svolgere la propria attività, ed una volta completata la richiesta, si potranno verificare i seguenti casi:

- La Connection è ancora **valida** e potrebbe essere usata per ricevere nuove HttpRequest da parte del client. In tal caso, il Worker cede la connessione alla Queue che la possederà finché rimarrà in stato di **WAIT**.
- La Connection è **terminata** per un segnale d'errore o era di tipo *close*. Segue pertanto la chiusura della Socket corrispondente e vengono liberate le risorse di memoria usate per tenere traccia della connessione (responsabilità di Connection nel distruttore).

## HttpMgt

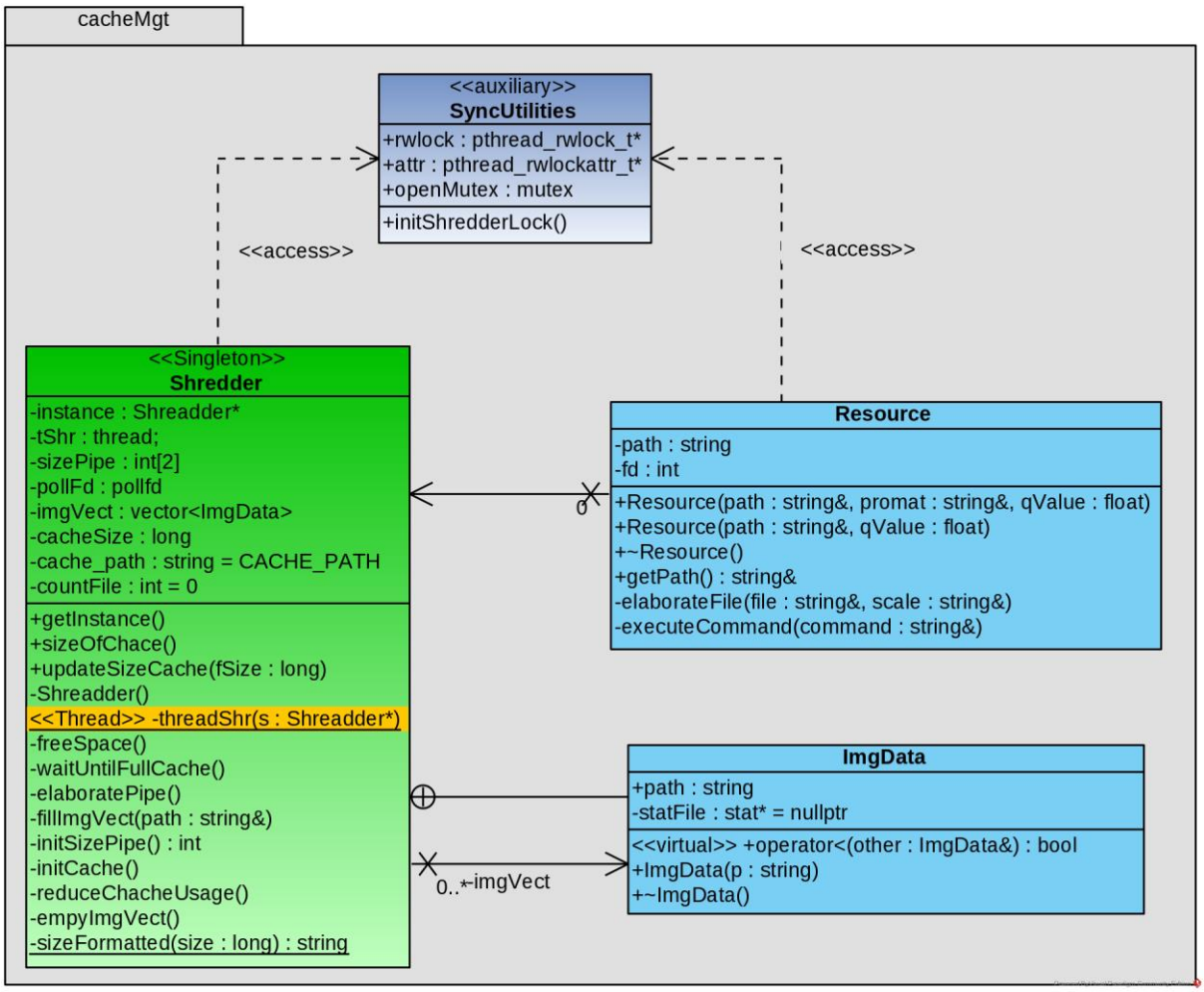
Tale classe ha la responsabilità di gestire la Connection ad essa passata, e al termine della stessa ritornare al chiamante lo stato della connessione (ancora valida, quindi da conservare, o con errore, quindi da terminare). Inoltre, possiede la responsabilità dell'invio della risposta HTTP, mentre la compilazione opportuna di quest'ultima avviene tramite i metodi messi a disposizione dalla classe *HttpMessage*.

## HttpMessage

Questa classe ha la responsabilità di compilare l'Header del messaggio HTTP di risposta e di accodare ad esso il body opportuno leggendolo da file system; in caso di errore, viene creata una pagina HTML dinamica per comunicare al client lo specifico errore avvenuto.

Nella versione statica del Web Server, le risorse richieste dal client vengono direttamente accedute su file system, mentre la variante con ridimensionamento delle immagini interpella il Cache Management, il quale fornirà l'opportuno *path* al quale accedere per ottenere l'immagine nel formato desiderato.

# Cache Management




Il sottosistema Cache Management si occupa della creazione e gestione di immagini temporanee al fine di ridurre i tempi medi di elaborazione della risorsa richiesta in uno specifico formato o dimensione.

Il programma utilizzato per l'elaborazione dei file è **ImageMagick**[1], che esiste in ambiente UNIX come eseguibile stand-alone e quindi riduce la dipendenza del server dai pacchetti presenti nel sistema. Nel caso di conversione di immagini in formato *webp*[2], è necessaria prima la decodifica in PNG tramite il pacchetto dwebp (menzionato nei manuali), e successivamente l'utilizzo di ImageMagick, poiché nella sua release pubblica il programma non include tale estensione. (sarebbe necessaria la ricompilazione del codice sorgente, ma risulterebbe un lavoro più tedioso dell'installazione di un pacchetto extra).

Il Cache Management è composto da:

- *SyncUtilites()*, classe accessoria che contiene tutte le variabili necessarie alla sincronia.

[1] https://imagemagick.org/index.php

[2] https://it.wikipedia.org/wiki/WebP

- *Resource()*, ***Entity*** che fornisce un'interfaccia al Worker per interagire con l'opportuno file elaborato sul file system tramite il suo path.
- *Shredder()*, classe ***Singleton*** che si occupa della riduzione del numero delle immagini salvate, in modo da non consumare più spazio sul disco di quanto consentito.

È infine definita una classe interna allo **Shredder**, *ImgData*, sfruttata proprio da esso per incapsulare meglio la logica necessaria e fornire un'interfaccia d'utilizzo intuitiva.

### *SyncUtilities*

La classe funge da appoggio per le variabili di sincronia utilizzate dal Cache Management; a seconda della funzionalità richiesta, vi troviamo:

- ***rwLock***, istanza di tipo *pthread_rwlock_t*. Questo tipo di lock garantisce una politica *fair* che impedisce la *starvation* di thread reader e writer della stessa priorità; in particolare, nuovi lettori che provano ad entrare in una regione critica del codice verranno bloccati se nella stessa vi è già presente uno scrittore di pari o superiore priorità.
  Con la definizione del parametro del lock THREAD_RWLOCK_PREFER_WRITER_NONRECURSIVE_NP, inoltre, si impedisce la starvation del writer in generale, purché l'applicazione non abbia dei lock in lettura ricorsivi (non presenti nel nostro caso).
  Viene utilizzata dalla classe Resource (che avrà il ruolo di "reader") e dalla classe Shredder (che invece sarà il "writer").
- ***openMutex***, di tipo *std::mutex* (C++), utilizzato in fase di creazione del file dalla classe Resource; per garantire che la generazione della copia elaborata del file sia atomica e gestire l'eventualità che essa sia già presente all'interno del filesystem, è presente una sezione critica che impedisce di fatto la open() concorrente di più file (dato che per la logica del codice è necessario verificare il risultato della chiamata a sistema ed eventualmente effettuarne un'altra in sola lettura).
  Ad eccezione di questo unico punto del codice, e grazie al *rwLock* definito sopra, ogni Worker può operare su una diversa *Resource* in parallelo, di fatto garantendo lo sfruttamento massimo delle unità di elaborazione presenti.

### *Resource*

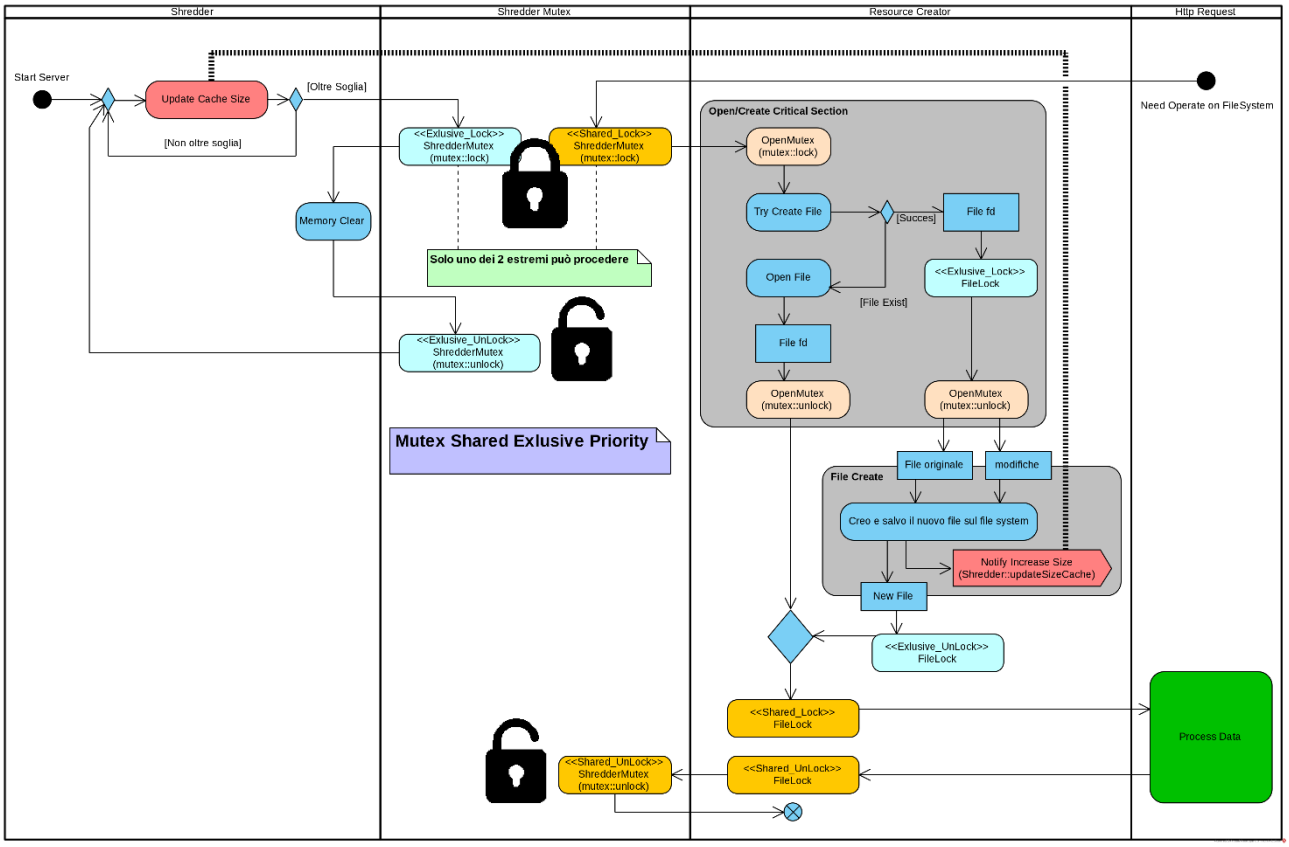
Questa classe Entity permette l'opportuna manipolazione di immagini modificate usando ImageMagick e/o dwebp; al suo interno non sono previsti altri metodi pubblici se non quello che faccia ottenere il path alla risorsa richiesta, incapsulando la sua creazione nel costruttore. Al termine della negoziazione del file, la Resource viene deallocata per ridurre l'uso della RAM nel tempo.

Nel costruttore di default (ve ne è un altro che sfrutta la *Delegation* per evitare duplicazione di codice) viene innanzitutto fatta una verifica sulle caratteristiche del file richiesto e, se sono uguali a quelle dell'originale su disco, si salva nell'attributo *path* della Resource proprio quest'ultimo, dato che il campo verrà acceduto all'infuori della classe solo in lettura. Successivamente viene effettuato un *readLock* sul ***rwlock***, e se avviene, impedirà la partenza dello Shredder per tutto il tempo di esistenza della risorsa; in caso contrario, non si interagirà con il file system per tutta la durata della pulizia della cache.

Segue la sezione critica delimitata dall'***openMutex***, che coinvolge due *open()* in sequenza, con la prima che prova a fare una *"create exclusive"*, e la seconda - di sola lettura - che può essere chiamata solo se la prima è fallita, segnalando come il file fosse già presente. Nel caso non lo fosse, prima del rilascio dell'*openMutex*, è effettuato un ***flock(EX**clusive)* che permette di rendere indipendente l'elaborazione del file dalla sezione critica e di aumentare sensibilmente il numero di richieste di Risorse al secondo (specie sfruttando file già elaborati in precedenza, visto che per essi il programma segue un percorso del codice differente).

Una volta elaborato, il *flock* diventa ***Shared***, consentendo così ai vari costruttori in parallelo che dovevano leggere il file di terminare la creazione della Resource, e la dimensione definitiva dell'immagine è passata tramite una pipe allo Shredder, che quindi ottiene solo l'informazione necessaria al suo funzionamento.

Il flusso di esecuzione e le sue possibili ramificazioni sono descritti nel seguente **Activity Diagram**, riguardante la creazione della risorsa ed il suo ruolo in relazione alla classe Shredder, che verrà trattata immediatamente dopo.




## *Shredder*

Classe Singleton inizializzata in initCes; si presenta come un thread che, in base alla dimensione attuale della cache, prova un *writelock* sui file già esistenti e ne riduce opportunamente il numero. Lo Shredder include al proprio interno un vettore di oggetti di tipo ***ImgData***, che differiscono dalle *Resource* in quanto la loro esistenza è legata all'ordinare in ordine decrescente di ultimo accesso i file nella cache, tramite la sovrascrittura dell'operatore "<" (minore) limitatamente all'oggetto stesso.

Il *thread_Shredder* rimane in attesa della dimensione di un nuovo file elaborato grazie ad una ***ppoll()*** sull'estremo di lettura della pipe, e se la dimensione totale della cache supera quella definita in una macro, allora cerca di ottenere il *rwlock* in scrittura per poterla liberare.

Non appena la creazione di Resource è quindi fermata, il thread effettua la lettura di tutto il file system a partire dal percorso *CACHE_PATH*, comprese le sottocartelle relative alle singole risorse conservate fino a quel momento; leggendo tramite *fstat()* il dato di ultimo accesso, si crea un vettore di *ImgData* che viene successivamente ordinato tramite la funzione *std::sort* (con complessità computazionale pari a $O(n \cdot \log(n))$ ).

Poiché la dimensione della cache è salvata in memoria, il vettore viene svuotato fino al raggiungimento di metà del valore massimo ammissibile per lo spazio occupato, o se rimane un solo elemento nella cache; questo perché il singolo file potrebbe essere più grande della dimensione massima consentita (con cache molto piccole), ma proprio per questa ragione, eccessivamente lento da dover essere ricreato ogni volta.

Una volta terminata la propria attività, lo Shredder rilascia il *rwLock*, consentendo così l'ottenimento di nuove *Resource*.

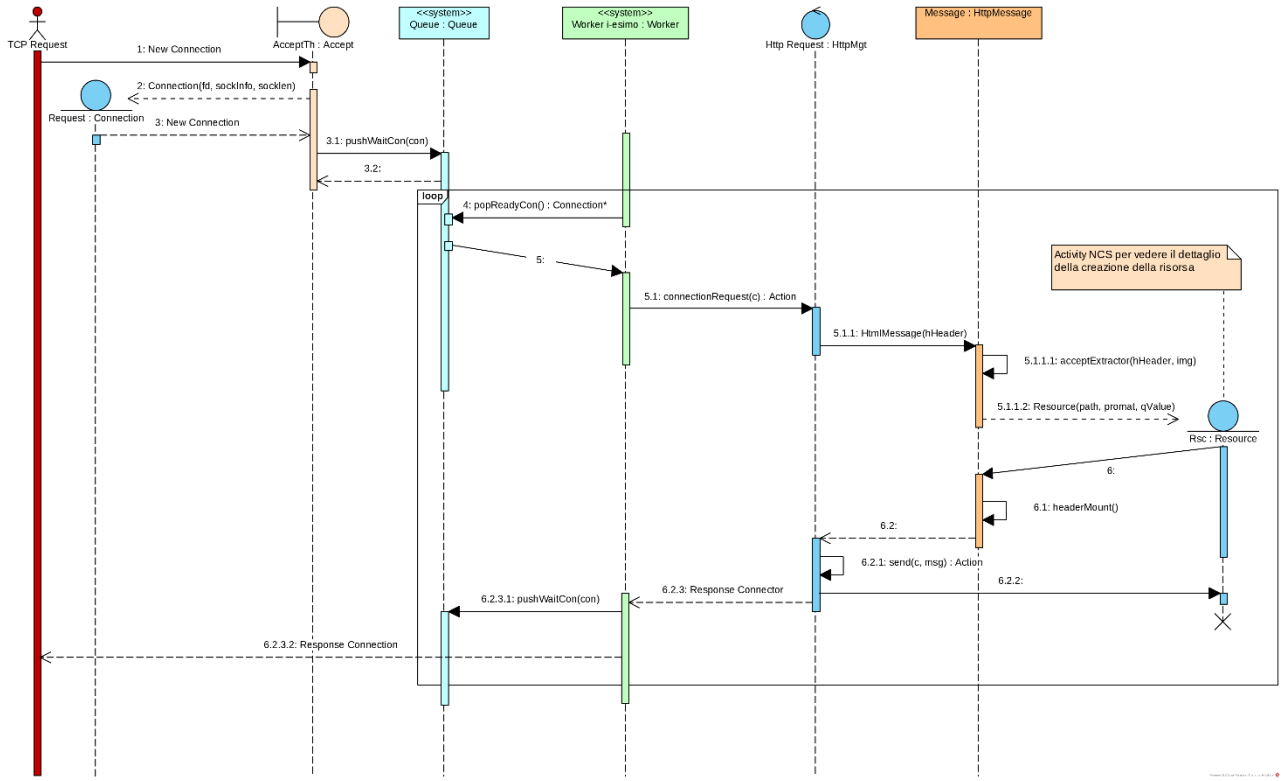
# Esempi di esecuzione

## Flusso interno

Data la natura modulare del codice, risulta comodo seguire il flusso di esecuzione utilizzando un Sequence Diagram, che mostra le interazioni che avvengono tra le classi a partire da un attore esterno che interagisce col sistema.

La sezione ***loop*** interessa prettamente classi di **Control** ed **Entity**, mentre la **Boundary** del sistema è l'Accept in quanto mediatrice delle singole richieste TCP.

Infine, questo tipo di diagramma permette di mostrare efficacemente soltanto delle interazioni mono-thread; a causa di questa limitazione, possiamo far sovrapporre in questo caso la sezione di esecuzione parallela del sistema con il *loop* sopra citato.




## Interazioni Esterne

Sono state effettuate catture del traffico scambiato tra un client e il server su Wireshark, sulle quali è possibile osservare come il nostro server e quello di prova su Apache 2 interagiscano all'esterno in maniera perfettamente sovrapponibile (eccetto per il keep Alive, più stringente sul nostro server).

| No. | Time | Source | Destination | Protocol | Length | Info |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 6 | 2.431554359 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 74 | 40504 → 80 [SYN] Seq=0 Win=65495 Len=0 MSS=65495 SACK_PERM=1 TSval=3608993031 TSecr=0 WS=128 |
| 7 | 2.431564736 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 74 | 80 → 40504 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65483 Len=0 MSS=65495 SACK_PERM=1 TSval=3608993031 TSecr=3608993031 WS=128 |
| 8 | 2.431572052 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 40504 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65536 Len=0 TSval=3608993031 TSecr=3608993031 |
| 9 | 2.442980262 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 506 | GET / HTTP/1.1 |
| 10 | 2.443013861 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 80 → 40504 [ACK] Seq=1 Ack=441 Win=65152 Len=0 TSval=3608993043 TSecr=3608993043 |
| 11 | 2.447494446 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 1020 | HTTP/1.1 200 OK (text/html) |
| 12 | 2.447503978 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 40504 → 80 [ACK] Seq=441 Ack=955 Win=64640 Len=0 TSval=3608993047 TSecr=3608993047 |
| 17 | 3.132661766 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 364 | GET /favicon.ico HTTP/1.1 |
| 18 | 3.132676243 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 80 → 40504 [ACK] Seq=955 Ack=739 Win=65280 Len=0 TSval=3608993732 TSecr=3608993732 |
| 19 | 3.132871044 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 1401 | HTTP/1.1 200 OK (PNG) |
| 20 | 3.132878043 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 40504 → 80 [ACK] Seq=739 Ack=2290 Win=64256 Len=0 TSval=3608993732 TSecr=3608993732 |
| 25 | 7.437750660 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 40504 → 80 [FIN, ACK] Seq=739 Ack=2290 Win=65536 Len=0 TSval=3608998037 TSecr=3608993732 |
| 26 | 7.437827276 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 80 → 40504 [FIN, ACK] Seq=2290 Ack=740 Win=65536 Len=0 TSval=3608998037 TSecr=3608998037 |
| 27 | 7.437838078 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 40504 → 80 [ACK] Seq=740 Ack=2291 Win=65536 Len=0 TSval=3608998037 TSecr=3608998037 |

*Figura 1: apache2*

| No. | Time | Source | Destination | Protocol | Length | Info |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 1 | 0.000000000 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 74 | 44876 → 8080 [SYN] Seq=0 Win=65495 Len=0 MSS=65495 SACK_PERM=1 TSval=3608901160 TSecr=0 WS=128 |
| 2 | 0.000016181 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 74 | 8080 → 44876 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65483 Len=0 MSS=65495 SACK_PERM=1 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 WS=128 |
| 3 | 0.000026203 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 44876 → 8080 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=65536 Len=0 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 |
| 4 | 0.000151368 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 500 | GET /index.html HTTP/1.1 |
| 5 | 0.000158220 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 8080 → 44876 [ACK] Seq=1 Ack=435 Win=65152 Len=0 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 |
| 6 | 0.000439666 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 316 | 8080 → 44876 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=435 Win=65536 Len=250 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 [TCP segment of a reassembled PDU] |
| 7 | 0.000449348 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 44876 → 8080 [ACK] Seq=435 Ack=251 Win=65408 Len=0 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 |
| 8 | 0.000457801 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | HTTP | 1262 | HTTP/1.1 200 OK (text/html) |
| 9 | 0.000460925 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 44876 → 8080 [ACK] Seq=435 Ack=1447 Win=64256 Len=0 TSval=3608901160 TSecr=3608901160 |
| 12 | 1.016742433 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | [TCP Keep-Alive] 8080 → 44876 [ACK] Seq=1446 Ack=435 Win=65536 Len=0 TSval=3608902176 TSecr=3608901160 |
| 13 | 1.016791130 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | [TCP Window Update] 44876 → 8080 [ACK] Seq=435 Ack=1447 Win=65536 Len=0 TSval=3608902176 TSecr=3608901160 |
| 14 | 4.886348011 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 44876 → 8080 [FIN, ACK] Seq=435 Ack=1447 Win=65536 Len=0 TSval=3608906046 TSecr=3608901160 |
| 15 | 4.928702149 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | 8080 → 44876 [ACK] Seq=1447 Ack=436 Win=65536 Len=0 TSval=3608906088 TSecr=3608906046 |
| 16 | 6.040721599 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | [TCP Keep-Alive] 8080 → 44876 [ACK] Seq=1446 Ack=436 Win=65536 Len=0 TSval=3608907200 TSecr=3608906046 |
| 17 | 6.040734692 | 127.0.0.1 | 127.0.0.1 | TCP | 66 | [TCP Keep-Alive ACK] 44876 → 8080 [ACK] Seq=436 Ack=1447 Win=65536 Len=0 TSval=3608907200 TSecr=3608906088 |

*Figura 2: badAlpha*

# Sviluppo e testing

## Strumenti di sviluppo

- Lo sviluppo del progetto è avvenuto sulla distro **KDE Neon 20.04** (Debian-based).
- L'IDE scelto è stato **CLion** di JetBrains (licenza studenti), preferito grazie alla sua forte integrazione con:
  - GDB
  - Cmake
  - Address-sanitizer
  - Etc.

  Inoltre, sempre della stessa compagnia, è stato impiegato **PyCharm** per la scrittura dello script di raccolta dati, e **Matlab** per la visualizzazione degli stessi.
- Per la creazione dei diagrammi è stato usato il programma **Visual Paradigm Community Edition**[3], grazie al quale si è potuto progettare in UML la struttura del Server, riducendo il tempo di scrittura del codice alla mera codifica delle classi in questo modo già definite. Tra le funzionalità del programma, inoltre, vi è la possibilità di esportare i diagrammi come PNG, con watermark non invasivi (usati poi nella relazione per la descrizione della struttura).
- **Wireshark** è stato adoperato in fase di debug per analizzare le interazioni esterne del server e scovare eventuali anomalie attraverso il traffico scambiato in rete.

## Linguaggi usati

Nel progetto sono stati utilizzati più linguaggi di programmazione, per rendere il più semplice e rapido possibile il raggiungimento degli obiettivi preposti:

### *Internamente al progetto*

- È stata scelta la revisione più recente del linguaggio **C++ (versione 17)**, in modo da poter sfruttare le librerie per l'interazione con il filesystem, che sono state (finalmente) integrate all'interno delle librerie Standard.
- Alcune funzioni avanzate richieste e non presenti nativamente nel linguaggio (gestione di stringhe e altre variabili di sistema) sono incluse nelle librerie esterne "**Boost**[4]", che estendono le potenzialità di C++. Necessitano di essere installate dal gestore di pacchetti (vedere manuale di compilazione).
- **Cmake** è stato utilizzato per creare il **Makefile** richiesto per la compilazione del sistema.
  Per sfruttare al meglio le sue potenzialità, ogni sottosistema rappresenta una libreria *non-Shared*, e questa caratteristica è codificata nei ***CMakeLists*** di ognuno di essi. Il *CMakeLists* generale include i file prima definiti e si occupa dell'attivazione o meno di determinate direttive di compilazione, che controllano ad esempio la verbosità del debug o il luogo di output dello *stdout* (vedi guida alla compilazione).

Infine, come da richiesta del progetto, è stato configurato e messo in opera su risorsa statica il server Apache 2.4.46, che gestisce la stessa struttura di risorse del nostro server. La sua configurazione verrà in seguito approfondita nella sezione **Manuali**.

### *All'esterno del progetto*

Per meglio mostrare le caratteristiche del server al variare di parametri fondamentali quali numero di Worker o connessioni parallele, si è reso necessario l'utilizzo di altri linguaggi e programmi per la raccolta e il processamento dei dati:

- Per eseguire i test sul server è stato utilizzato il tool **GoHttpBench**[5]. È stato preferito ad *httpPerf* in quanto permette di impostare un numero fissato di connessioni, timeout, ed altre caratteristiche utili per portare al

[3] https://www.visual-paradigm.com/editions/community/

[4] https://www.boost.org/

[5] https://github.com/parkghost/gohttpbench

limite un server HTTP, fornendo allo stesso tempo un output ricco di informazioni facilmente raccoglibili in maniera automatizzata.

- Per eseguire il tool di benchmark in tutte le configurazioni di interesse si è creato uno script **Python** che, sfruttando il tool appena descritto, avvia i server (nostro e successivamente Apache 2) variando il numero di worker e le connessioni parallele, ed eseguendo i test su tutte le risorse presenti. Infine, raccoglie tutti i dati in dei file *.dat* pronti per essere analizzati.
- Per l'analisi di questi dati e la creazione dei grafici si è adoperato uno script **Matlab**, che prendendo in ingresso un file contenente i path di tutti i file *.dat*, li analizza singolarmente salvando in formato *.png* i plot dei risultati ottenuti.

Grazie a questi script, è stato possibile raccogliere e selezionare una grande mole di dati in maniera totalmente automatizzata. Il loro codice sorgente è contenuto nella cartella "*4_Bench*", nel caso si volessero adoperare per replicare i test svolti (si rimanda, a tal proposito, alla guida per l'esecuzione dei test).

## Analisi dei risultati ottenuti

In seguito alla mole di dati prodotta (l'esecuzione dell'intera procedura di raccolta e visualizzazione dati dura all'incirca due ore), e per non inserire nella relazione troppi grafici simili tra loro, verranno mostrati solo i risultati ottenuti dal tool di benchmark in Go per due casi specifici:

1. **Index.html** := testo ASCII da 1.196 byte.
2. **car.jpg** := immagine 4K da 1,05MB (richiede numerosi pacchetti TCP)

Ogni test (sia per Apache che per il nostro server) è stato eseguito sulla stessa macchina dalle seguenti caratteristiche hardware:

- 16GB RAM
- 4-Core/ 8-Thread Intel I7 di 4ª Generazione, frequenza boost multicore 3GHz (i7-4710HQ), 64bit
- SSD Crucial sul quale sono effettuate le operazioni R/W su filesystem del web server.

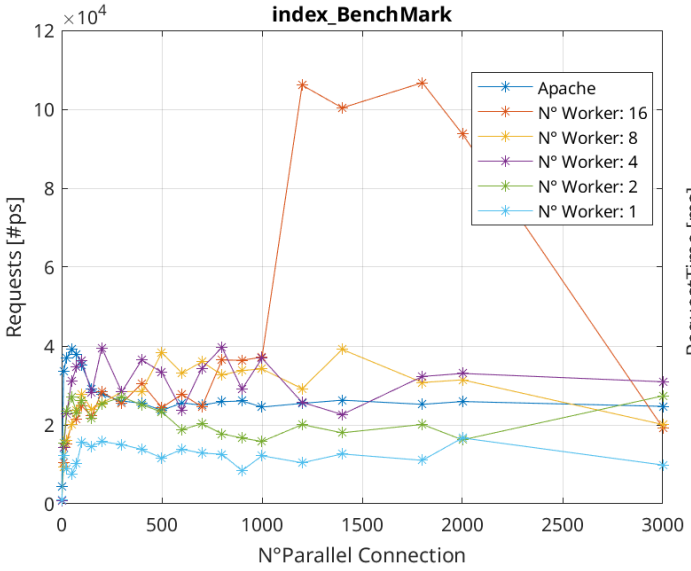
Per quanto riguarda la configurazione software, invece:

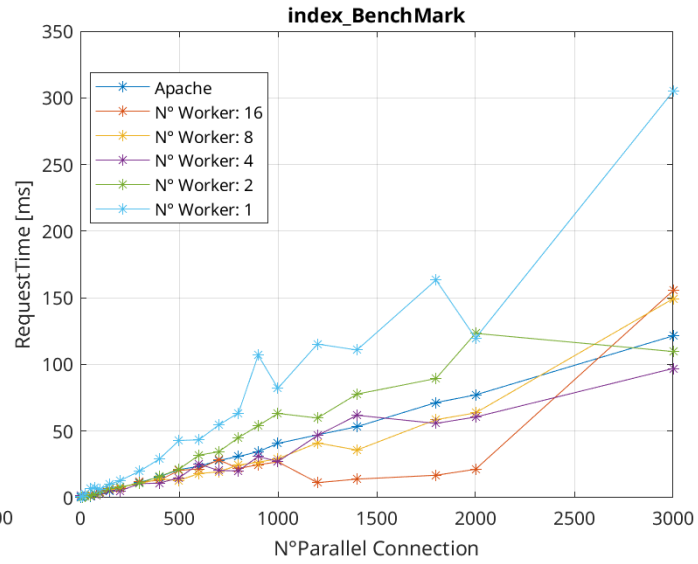
- Linux Kernel 5.4
- Distro KDE Neon basata su Ubuntu 20.04
- Apache Versione 2.4.46

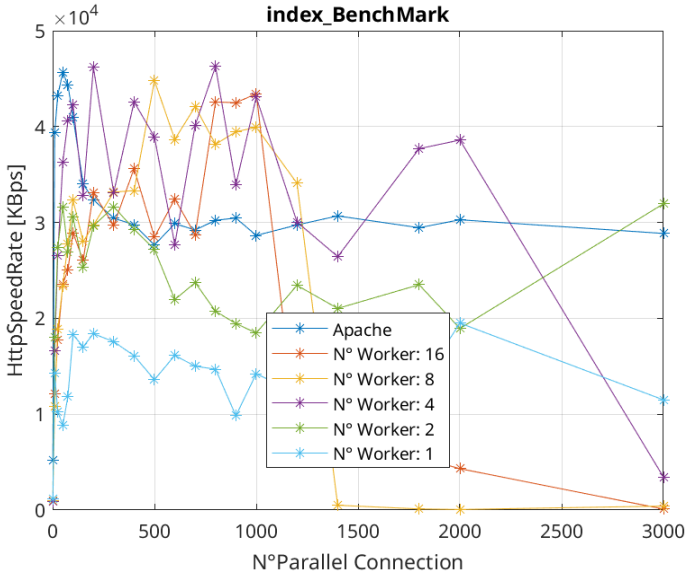
Tutti i risultati elaborati sono reperibili al presente link sul repository, mentre nelle successive pagine saranno analizzati i casi elencati precedentemente citati, per una visione di insieme delle prestazioni del progetto e il suo confronto con Apache.

## *Index.html benchmark*

Il primo caso considera un trasferimento ridotto di dati (inferiore ad una pagina di sistema operativo), nel quale prevale l'utilizzo di cicli macchina per le strutture del server rispetto all'elaborazione del file da trasferire.



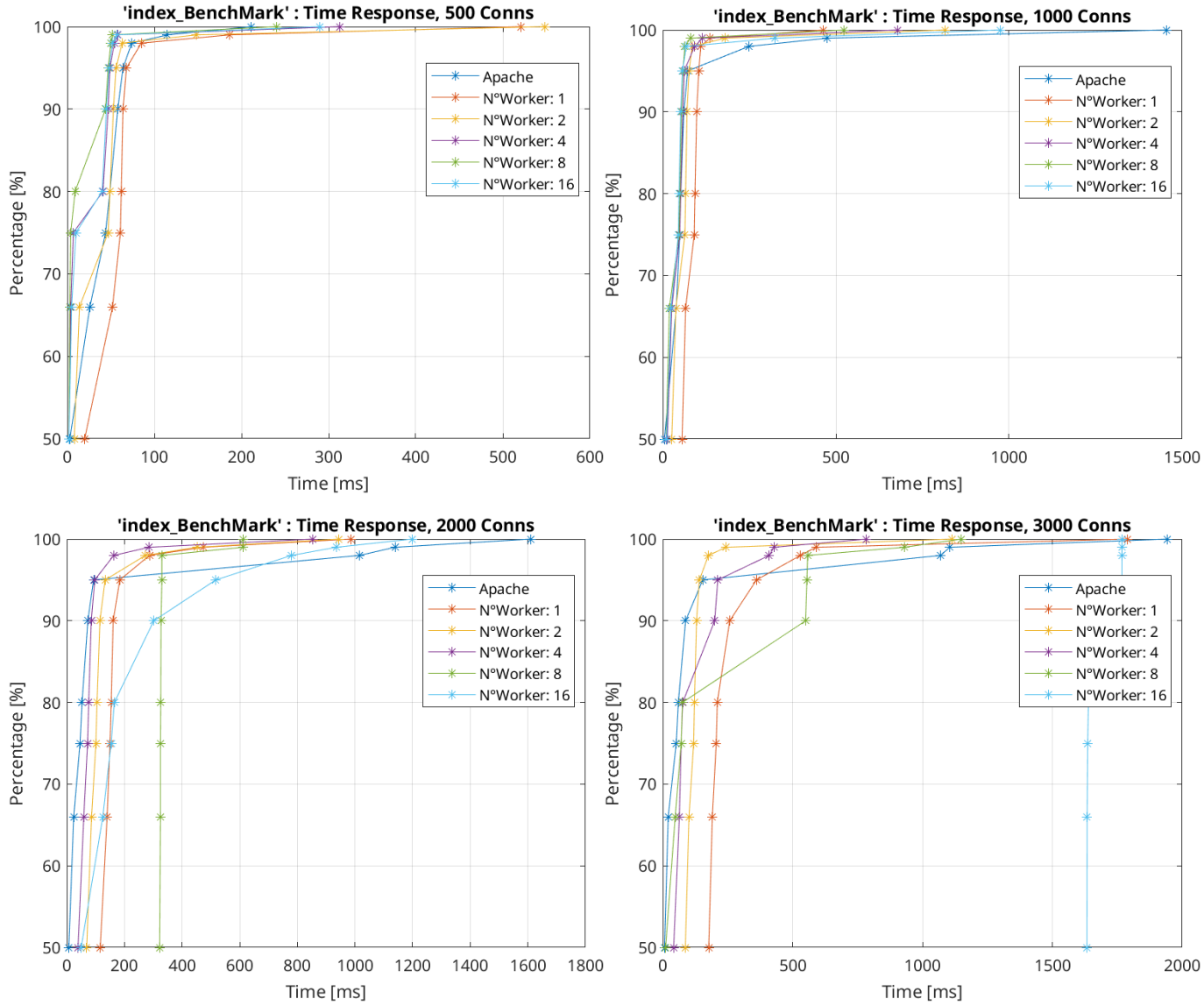

Come evidenziato da ogni grafico qui presente (e lo stesso comportamento si riproporrà anche nelle successive analisi), il server Apache ottiene sempre un comportamento più regolare rispetto al nostro server che, a causa dell'alto numero di *system call* adoperate singolarmente (quali pipe, read/write, poll…) subisce numerosi context switch, che portano ad un costo superiore in termini di performance e ritardi rispetto ad un'implementazione più centrata nello spazio utente (come approfondito nel corso di Sistemi Operativi Avanzati).

Non è un caso che il server con 4 Worker sia il miglior compromesso tra prestazioni (anche superiori ad Apache) ed uniformità di comportamento, in quanto tale configurazione è composta da 3 Thread fissi e 4 Worker, inferiori al numero di thread fisici disponibili nel processore (otto), e pertanto ogni Thread software si ritrova ad ogni istante almeno un'unità di elaborazione disponibile, operando in pieno parallelismo.

È inoltre evidente un comportamento marcatamente non uniforme per il caso a 16 Worker, nel quale, pur incrementando notevolmente il numero di richieste, la velocità di trasmissione si mantiene molto bassa. Questa improvvisa diminuzione potrebbe essere facilmente imputabile ad una scelta del sistema operativo, il quale ha preferito inviare immediatamente le risposte non appena disponibili, aumentando di contro l'overhead del trasferimento e diminuendo di conseguenza il numero effettivo di byte trasferiti.

Nonostante queste anomalie, è possibile osservare come a livello asintotico - a meno di "rumore" nelle misurazioni effettuate e costanti moltiplicative - il "costo" del trasferimento della pagina risulti comparabile nei due server Apache e BadAlpha, indicando come la struttura di quest'ultimo risulti egualmente valida a meno di ottimizzazioni più spinte e frutto di un progetto professionale quale Apache.

## Tempo di risposta



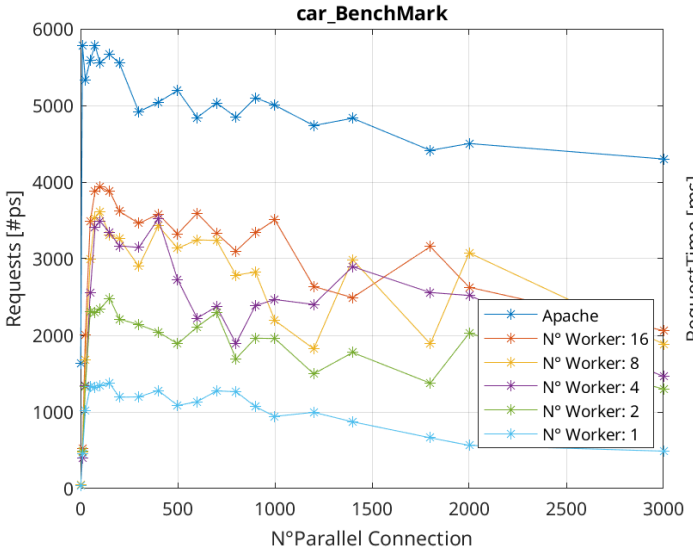

**NOTA**: il tempo minimo non è stato incluso nei grafici poiché pressocchè identico in ogni caso analizzato, essendo, molto probabilemente, il tempo di risposta delle prime connessioni quando il sistema risulta ancora scarico.

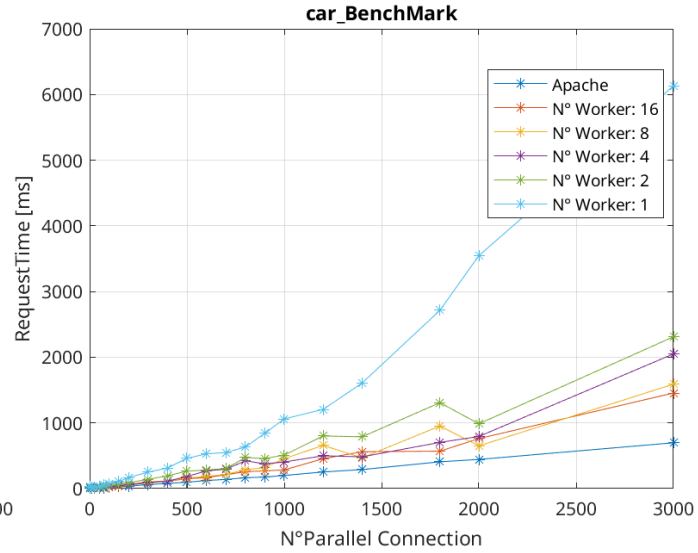
Il primo aspetto che risalta è il tempo di risposta di Apache, inferiore nella totalità dei casi analizzati fino al 95% delle richieste del benchmarker; il nostro progetto guadagna invece nel tempo massimo di risposta, garantendo un comportamento limite sempre più rapido. Anche in questa situazione, inoltre, la configurazione a 4 Worker risulta la migliore possibile, dove per 2000 connessioni mantiene pressocchè gli stessi tempi di Apache e, per i tempi di risposta più lenti, risulta dalle 2 alle 5 volte più rapido.

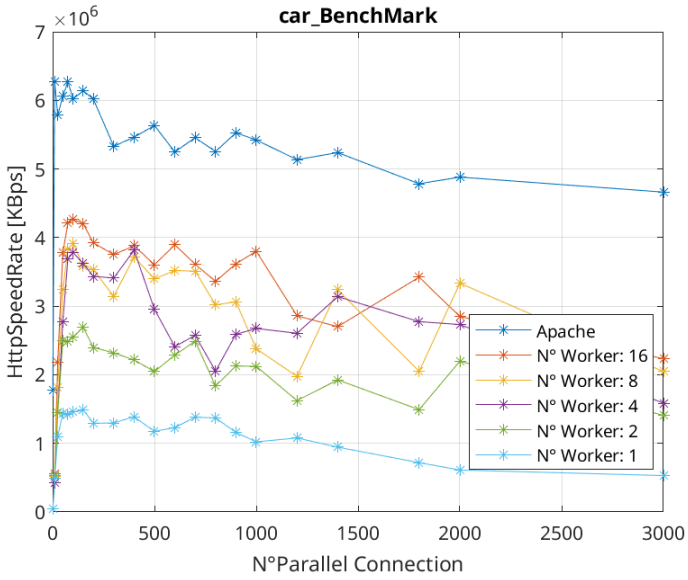
In generale (anche per analogia al nostro settore controllistico), possiamo confrontare i due sistemi in base ai tempi di risposta al 95%, in quanto nella rimanente percentuale dei casi possono essersi verificati ritardi dovuti al sistema operativo ed, essendo l'applicazione non real time e non inserita in un caso d'uso *safety critical*, è lecito e ragionevole assumere questi valori come caratterizzanti il sistema.

## *Car.jpg benchmark*

Questo caso d'analisi considerava il file più grande tra quelli trasferibili - 1,05 MB (1.110.024 byte)-, per cui il tempo dedicato alla gestione dei file non è più trascurabile.



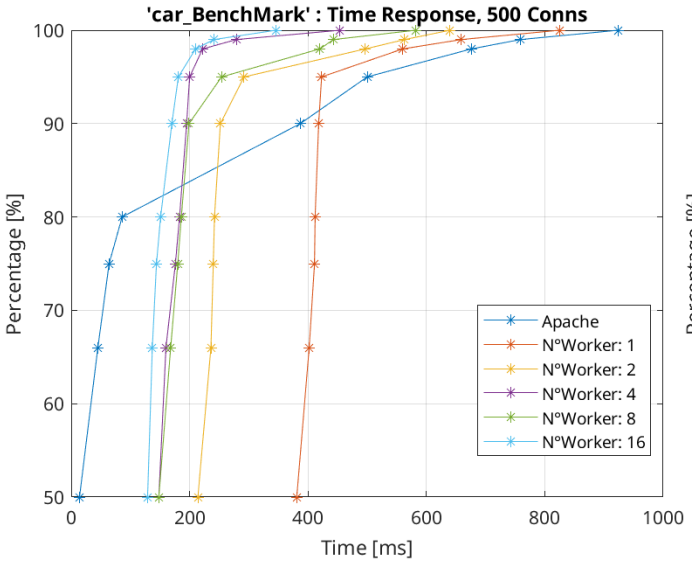



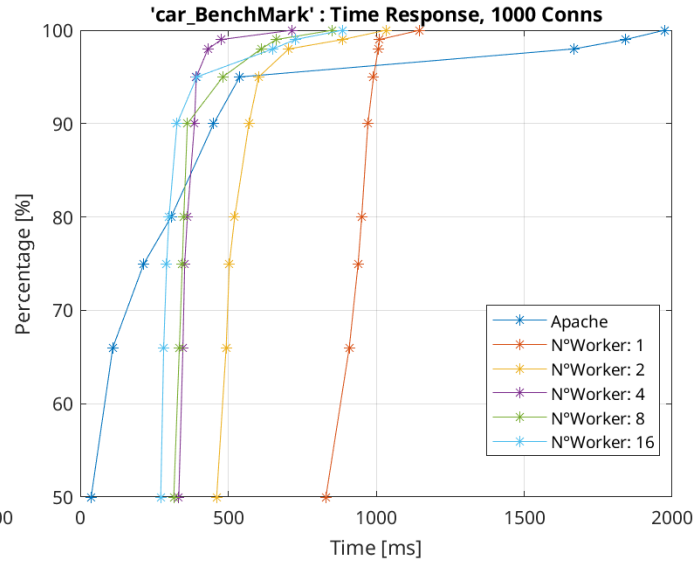



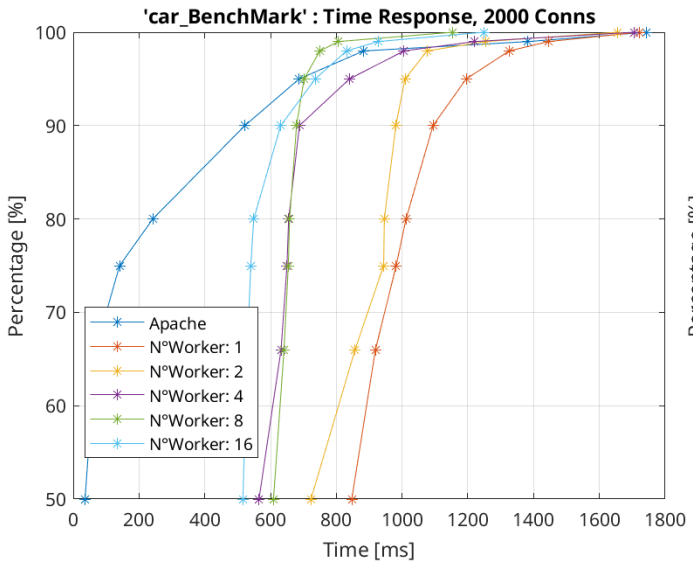

In questo scenario, Apache vince su tutta la linea rispetto alla nostra implementazione. Vale la pena notare, tuttavia, come per carichi grandi (che quindi richiedono più lavoro al sistema operativo per la socket) il numero di Worker migliore diventi 16. Ciò è dovuto al fatto che, seppur con un maggior lavoro sulla socket, un'alta parallelizzazione consente di soddisfare più request, andando ad aggiungere in coda di elaborazione quante più connessioni possibili contemporaneamente. Anche qui, sebbene con costanti moltiplicative meno favorevoli, il nostro sistema ottiene lo stesso andamento asintotico di Apache (e la spiegazione sarà evidente nel prossimo punto).

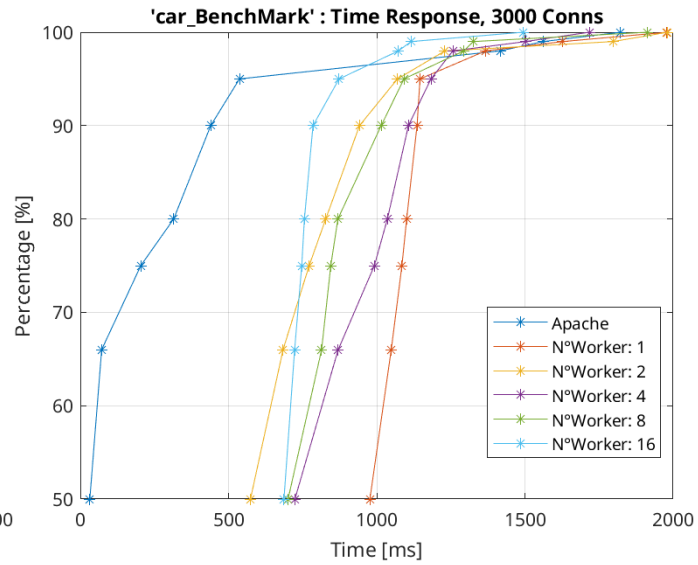
Un altro dato interessante è la minor presenza di "rumore" nelle misurazioni effettuate, sicuramente dovuto ad un maggiore tempo trascorso in spazio kernel (modalità di massima efficienza del SO) per esaudire chiamate di sistema, riducendo percentualmente il tempo trascorso in spazio utente dove il programma può essere facilmente influenzato da eventuali ritardi e politiche di scheduling del sistema operativo.

## Tempo di risposta




**NOTA**: il tempo minimo è nuovamente non esaminato per le medesime ragioni precedenti.

Come in precedenza, e con margine ancora maggiore, Apache riesce ad avere tempi di risposta molto più rapidi nella maggior parte delle connessioni – probabilmente anche grazie a sistemi di caching in ram piuttosto che su disco -; tuttavia, soprattutto per un basso numero di connessioni parallele, circa il 15-20% delle connessioni risulta anche più lento del nostro server, probabilmente a causa di ritardi dovuti all'instanzazione di risorse dinamiche.

Il nostro sistema, al contrario, si appoggia sul filesystem del sistema operativo per il caching, che ha dei tempi fissi più lunghi ma allo stesso modo più uniformi, come si può evincere dai grafici.

Un ulteriore aspetto è che all'aumentare del numero di Worker il tempo di risposta diminuisce monotonicamente, rivelando come una configurazione più spinta nel multithreading porti vantaggi considerevoli per la gestione di file di grandi dimensioni e, incrementando il numero ad almeno 50-60 Worker, il nostro server potrebbe ottenere prestazioni simili o superiori ad Apache (vedere sulla DOCUMENTAZIONE di quest'ultimo, dove il server viene avviato con due processi da 25 thread ciascuno, per un totale di 50 unità di elaborazione, fino ad un massimo di 16 processi o 150 thread in totale).

Come nota conclusiva, poiché il numero dei Worker è un parametro definibile in compilazione (facilmente integrabile come parametro del server), e dato che il contenuto fornito è statico, può essere facilmente variato il grado di parallelismo per assecondare le necessità dell'applicazione specifica e le dimensioni dei file trasferibili.

# Manuali d’installazione ed uso

Tutto il materiale utilizzato in progetto è disponibile in un repository GitHub.

Il README nella home del progetto contiene un rapido riepilogo delle peculiarità e punti di forza del codice prodotto, oltre ai link dei manuali scritti per l’utilizzo del sistema. Sono presenti, inoltre, gli errori di installazione incontrati e le relative soluzioni, in modo da fornire una guida per le più comuni anomalie di configurazione sulle distribuzioni derivate da Debian.

Le guide sono scritte in linguaggio *markdown* (.md), in modo da evidenziare i comandi da eseguire sul terminale permettendone una copia rapida. Se ne consiglia pertanto la visione tramite un apposito visualizzatore, o direttamente sul sito web di GitHub.

Per poter eseguire lo script di Matlab è richiesta la versione *r2020b* sulla propria macchina, mentre per quelli Python l’environment necessario è già incluso nel repository di GitHub.