

# Reliable UDP

Simone Falvo

26 gennaio 2018

## **Sommario**

Progetto e realizzazione di un'applicazione FTP distribuita di tipo client-server, utilizzando UDP come protocollo di trasporto. L'applicazione implementa i classici comandi di un'applicazione FTP: LIST, GET e PUT, garantendo la possibilità di eseguire tali operazioni in parallelo per ogni client e l'integrità di messaggi e file scambiati.

## Indice

<b>1</b>	<b>Architettura</b>	<b>2</b>
1.1	Scelta del modello . . . . .	2
1.2	Stratificazione del sistema . . . . .	2
<b>2</b>	<b>Implementazione</b>	<b>3</b>
2.1	Simulazione rete inaffidabile . . . . .	3
2.2	Connessione . . . . .	4
2.3	Protocollo di comunicazione . . . . .	7
2.3.1	Comando LIST . . . . .	9
2.3.2	Comando GET . . . . .	11
2.3.3	Comando PUT . . . . .	11
2.4	Trasferimento affidabile: struttura . . . . .	12
2.4.1	Interfaccia . . . . .	12
2.4.2	Segmenti . . . . .	12
2.4.3	Servizi . . . . .	13
2.4.4	Buffer . . . . .	18
2.4.5	Finestra . . . . .	19
2.4.6	Timeout . . . . .	19
2.5	Trasferimento affidabile: selective repeat . . . . .	20
2.5.1	Mittente . . . . .	20
2.5.2	Ricevente . . . . .	27
2.6	Gestione dei processi . . . . .	29
<b>3</b>	<b>Analisi delle prestazioni</b>	<b>31</b>
3.1	Ambiente di sviluppo . . . . .	31
3.2	Prestazioni . . . . .	31
3.2.1	Analisi al variare di N . . . . .	33
3.2.2	Analisi al variare di T . . . . .	33
3.2.3	Analisi al variare di P . . . . .	35
<b>4</b>	<b>Installazione e configurazione</b>	<b>36</b>
<b>5</b>	<b>Esempi di funzionamento</b>	<b>36</b>

## 1 Architettura

Il sistema è composto da un server e molteplici client che scambiano dati in parallelo con il server, pertanto è necessario un server che sia in grado di gestire tutti i client contemporaneamente. Per prima cosa quindi, verrà descritto il modello di server scelto, poi verranno descritti i dettagli architetturali dettati dai requisiti funzionali.

### 1.1 Scelta del modello

La gestione contemporanea di più client viene realizzata da un server di tipo multi-processo.

La scelta di tale modello è stata effettuata tenendo conto dei seguenti criteri:

- Semplicità del codice
- Tolleranza ai guasti
- Efficienza
- Utilizzo delle risorse di sistema

Un'applicazione di questo tipo coinvolge file di grosse dimensioni, che vanno dalle centinaia di megabyte fino all'ordine dei gigabyte. Il trasferimento di tali file richiede tempi considerabili dell'ordine dei minuti, per questo motivo è di fondamentale importanza che il trasferimento subisca meno intoppi possibili, in particolare è necessario che un fallimento riguardante la connessione con un client non coinvolga le altre connessioni. Si immagini, ad esempio, lo sconforto di un utente che dopo decine di minuti di download, si vede cadere la connessione a seguito di un problema sconosciuto e che non dipende da lui.

Questo fatto rende la gestione dei guasti il criterio dominante, pertanto si è scelto il modello di server a processi in cui le connessioni vengono gestite da singoli processi "isolati", nel senso che il fallimento di un processo non inficia in nessun modo l'esecuzione degli altri processi.

Se, con i processi, da un lato si ottiene tolleranza ai guasti, dall'altro si perde in efficienza, poiché si introduce un overhead per la creazione dei processi ed il cambio di contesto.

Nonostante si sarebbe potuto ridurre l'overhead dovuto alla creazione dei processi tramite lo sviluppo di un modello a preforking, si è scelto di ignorare questa possibilità perché ciò avrebbe reso il codice più complesso a fronte di un miglioramento dei tempi di risposta trascurabile, infatti tali tempi sono dominati dal tempo di trasferimento del file che è di vari ordini di grandezza superiore a quello di generazione del processo.

### 1.2 Stratificazione del sistema

Per realizzare un'applicazione basata su UDP che garantisca una comunicazione affidabile, è stato necessario introdurre a livello applicativo uno strato che si ponesse logicamente tra applicazione e livello di trasporto, e che astrasse un protocollo di trasporto affidabile.

Tale strato di "pseudo-trasporto", o livello di trasporto virtuale, fornisce un'interfaccia all'applicazione per mezzo delle funzioni `rdt_send` e `rdt_recv` simile a

quella offerta dalle chiamate di sistema *write* e *read* utilizzate per TCP, quindi tutto ciò che riguarda l'implementazione necessaria a garantire affidabilità è trasparente al livello applicativo puro.

Tuttavia la trasparenza non è del tutto completa, perché, affinché questo strato di trasporto virtuale funzioni, è necessario inizializzare le strutture che ne fanno parte, sia da un lato che dall'altro della comunicazione con gli stessi parametri. Questo implica che prima di poter comunicare in modo affidabile, client e server devono accordarsi sulla scelta dei parametri, in particolare, vengono impostati all'avvio del server, per poi essere inviati ai client che vogliono essere serviti.

Un'altra caratteristica utile, è che utilizzare la *rdt\_recv* è funzionalmente identico ad effettuare una *read* da una socket in TCP, infatti è possibile effettuare letture successive dello stesso messaggio, senza che i dati non ancora letti vadano persi.

## 2 Implementazione

### 2.1 Simulazione rete inaffidabile

Il progetto è stato testato ed eseguito all'interno di una rete locale, pertanto è stato necessario simulare la perdita dei pacchetti.

Ciò è stato fatto introducendo delle opportune funzioni per l'invio dei dati, le quali inviano se e soltanto se viene estratto un numero casuale maggiore di una data probabilità di perdita.

simul\_udt.c

```

ssize_t udt_sendto(int sockfd, const void *buf, size_t len,
                  const struct sockaddr *addr, socklen_t addrlen,
                  double loss)
{
    ssize_t retval = len;

    // necessary flow control into a local network
    if (loss < 0.1)
        usleep(50);

    if (randgen() > loss)
        retval = sendto(sockfd, buf, len, 0, addr, addrlen);

    return retval;
}

ssize_t udt_send(int sockfd, void *buf, size_t size, double loss)
{
    return udt_sendto(sockfd, buf, size, NULL, 0, loss);
}

double randgen(void)
{
    static bool seed = false;
    if (!seed) {
        srand48(time(NULL));
        seed = true;
    }
    return drand48();
}

```

```
}

```

La funzione `udt_sendto` invia dati all'host passato come argomento, mentre la `udt_send` invia dati all'host fissato come endpoint a seguito di una `connect`.

## 2.2 Connessione

La comunicazione tra client e server avviene a seguito dell'instaurazione di una connessione senza autenticazione.

Il client quando vuole connettersi al server invia un messaggio di SYN, dopodiché si mette in attesa di un messaggio di risposta (SYNACK) contenente i parametri necessari al funzionamento del protocollo di comunicazione affidabile. Questa attesa è limitata dalla presenza di un timer di 5 secondi, allo scadere del quale, avviene un nuovo tentativo di connessione reinviando il messaggio di SYN.

Ricevuto il messaggio di risposta, vengono create ed inizializzate le strutture di comunicazione e la connessione risulta instaurata, da questo istante è possibile inviare comandi al server in modo affidabile.

Poiché, al momento della richiesta di connessione, non si dispone nemmeno del parametro relativo alla probabilità di perdita di un pacchetto, il messaggio di SYN viene inviato con probabilità di perdita pari al 20%.

client.c

```
...

/* set receiving timeout on the socket */
timeout.tv_sec = 5;
timeout.tv_usec = 0;
if (setsockopt
    (sockfd, SOL_SOCKET, SO_RCVTIMEO, &timeout, sizeof(timeout))
    == -1)
    handle_error("setting_socket_timeout");

while (!connected) {

    /* send SYN */
    if (udt_sendto(sockfd, NULL, 0, (struct sockaddr *) addr,
        addrlen, 0.2) == -1)
        handle_error("udt_sendto() _sending SYN");
    fputs("SYN_sent, _waiting_for SYN_ACK\n", stderr);

    /* get SYN_ACK and server connection address */
    errno = 0;
    if (recvfrom
        (sockfd, &params, sizeof(params), 0,
         (struct sockaddr *) addr, &addrlen) == -1) {
        if (errno == EAGAIN || errno == EWOULDBLOCK)
            // timeout expired
            continue;
        handle_error("recvfrom()");
    }
    connected = true;
}

/* turn timeout off */
timeout.tv_sec = 0;
timeout.tv_usec = 0;
if (setsockopt
    (sockfd, SOL_SOCKET, SO_RCVTIMEO, &timeout, sizeof(timeout))

```

```

    == -1)
    handle_error("setting_socket_timeout");

/* set the endpoint */
if (connect(sockfd, (struct sockaddr *) addr, addrlen) == -1)
    handle_error("connect()");

/* initialize transport layer */
init_transport(sockfd, &params);

...

```

I parametri necessari al protocollo di comunicazione affidabile giungono al client incapsulati in una struttura *params* che contiene:

T : intero senza segno a 16 bit che indica il timeout espresso in millisecondi;

P : intero senza segno a 8 bit che indica la probabilità di perdita di un datagramma nella rete, espresso in percentuale (da 0 a 100);

N : intero senza segno a 8 bit che indica l'ampiezza della finestre di invio e ricezione del protocollo selective repeat;

adaptive : intero senza segno a 8 bit interpretato come valore booleano che indica se il protocollo di comunicazione affidabile deve avere un timeout di tipo adattativo per ogni segmento che viene inviato.

basics.h

```

struct proto_params {
    uint16_t T;
    uint8_t P;
    uint8_t N;
    uint8_t adaptive;
};

```

Il server, costantemente in attesa di richieste di connessione, alla ricezione di un messaggio di SYN, crea un processo figlio al quale affida il compito di inviare i parametri di connessione e di gestire la connessione con il client.

server.c

```

...

for (;;) {

    clilen = sizeof(cliaddr);
    memset((void *) &cliaddr, 0, clilen);

    /* wait for connection requests */
    errno = 0;
    if (recvfrom
        (sockfd, buf, MAXLINE, 0, (struct sockaddr *) &cliaddr,
        &clilen) == -1) {

        if (errno == EINTR)
            // signal interruption
            continue;

        handle_error("waiting_for_connection_requests");
    }
}

```

```

}

/* create a new process to handle the client requests */
pid = fork();

if (pid == -1)
    handle_error("fork()");

if (!pid) {                                // child process

    /* close duplicated listen socket */
    if (close(sockfd) == -1)
        handle_error("close()");

    create_connection(&params, &cliaddr, clilen);
}
}
.....

```

Il processo figlio crea una nuova socket e tramite quest'ultima invia al client i parametri del protocollo di comunicazione affidabile. Poi imposta l'indirizzo del client come destinazione prefissata, inizializza la connessione e rimane in attesa di eventuali comandi da parte del client.

server.c

```

void create_connection(struct proto_params *params,
                      struct sockaddr_in *cliaddr, socklen_t clilen)
{
    int connsd;

    /* create a connection socket */
    if ((connsd = socket(AF_INET, SOCK_DGRAM, 0)) == -1)
        handle_error("socket()");

    /* set the end point */
    if (connect(connsd, (struct sockaddr *) cliaddr, clilen) == -1)
        handle_error("socket()");

    /* send SYN_ACK with protocol parameters */
    if (udt_send(connsd, params, sizeof(struct proto_params),
                params->P / 100.0) == -1)
        handle_error("udt_send() _ _ sending SYN_ACK");

    init_transport(connsd, params);

    server_job();
}

```

Un limite di questa implementazione consiste nel fatto che il server non sa distinguere se un messaggio di SYN proviene da un nuovo client oppure è un tentativo di riconnessione, per cui, se si verifica il secondo caso, il processo server d'ascolto crea un nuovo figlio quando ce n'era già uno in attesa di richieste di quel client.

In questo modo se si perdono molteplici SYNACK destinati ad uno specifico client, verranno creati altrettanti processi server che rimarranno in attesa di richieste che non arriveranno mai.

Una possibile soluzione a questo problema potrebbe essere quella di far mantenere al server informazioni, di durata limitata, che permettano di capire se per



il client che effettua la richiesta di connessione, esiste già un processo dedicato. In tal caso, basterebbe comunicare al processo figlio in questione di inviare di nuovo il messaggio di SYNACK.

Questa soluzione implicherebbe la gestione di una lista di associazioni client-pid, che andrebbe scandita ad ogni ricezione di messaggi SYN, e della comunicazione tra processo padre e processo figlio, quindi per motivi di efficienza e semplicità del codice, si è scelto di non implementarla.

Ad ogni modo, un processo di connessione, se non riceve comandi per un tempo pari a 1 minuto, termina la propria esecuzione, liberando così preziose risorse. (La gestione dei processi zombie verrà descritta più avanti).

### 2.3 Protocollo di comunicazione

In generale, il protocollo di comunicazione prevede che il client invii messaggi di comando in cui venga specificato il tipo di comando da eseguire, il server, ricevuto e letto il comando, lo esegue e invia un messaggio di risposta.

Ogni comando prevede un trasferimento file, quindi, a seconda del tipo di comando, o nel messaggio di comando o in quello di risposta viene allegato il file con le informazioni necessarie alla sua corretta ricezione.

Ogni messaggio è composto da campi di un numero fissato di byte contenenti le informazioni necessarie alla sua interpretazione. Essendo un'applicazione distribuita, i campi vengono distinti utilizzando variabili la cui ampiezza (numero di bit) è indipendente dall'architettura della macchina, a tal proposito ogni campo informativo è composto dalle variabili definite in *stdint.h*, ad esempio un campo di 8 bit è rappresentato da una variabile di tipo *uint8\_t*.

I primi 8 bit di un messaggio di comando indicano sempre il tipo di comando da eseguire e, a seconda del comando, possono avere o meno ulteriori informazioni.

basic.h

```
// command codes
#define LIST      0
#define GET       1
#define PUT       2

// response codes
#define GET_OK     0
#define GET_NOENT  1
#define PUT_SUCCESS 2
#define PUT_FAILURE 3
```

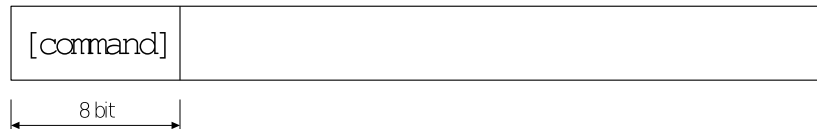


Figura 1: Generico messaggio di comando

Una volta impostati i vari campi in un buffer, se non va inviato un file, i dati vengono passati direttamente al livello di trasporto virtuale.

Se altrimenti, va inviato un file, viene chiamata la funzione *send\_file*, i campi informativi vengono considerati come header per il file ed il tutto viene frammentato (per non allocare troppa memoria) e passato al livello sottostante un pò alla volta. La costante `MAX_BUFSIZE` indica il numero di byte massimo di cui si compone un frammento di messaggio.

Lato opposto il ricevente analizza uno alla volta i campi informativi, poi legge il file tramite la funzione *recv\_file*.

Uno dei parametri necessari alla ricezione di un file è quello relativo alla sua dimensione, che corrisponde ad un campo di 8 byte. Ciò implica che esiste un limite superiore, seppur molto ampio, relativo alla dimensione dei file che si possono inviare, pari a  $2^{64} - 1$  byte.

L'alternativa sarebbe stata quella di usare una variabile a 32 bit, che avrebbe posto un limite inferiore ai 4 GiB, leggermente limitante per un'applicazione FTP.

cmd\_commons.c

```
void send_file(int fd, void *header, size_t file_size,
               size_t header_size)
{
    int8_t buffer[MAX_BUFSIZE];
    size_t buf_size, total_size;
    unsigned int i, n;

    total_size = header_size + file_size;
    n = total_size / MAX_BUFSIZE;

    memcpy(buffer, header, header_size);

    for (i = 0; i <= n; i++) {
        // calculate last bytes to send
        if (i == n) {
            buf_size = total_size % MAX_BUFSIZE;
            if (!buf_size)
                // total size is a multiple of MAX_BUFSIZE:
                // send only n-1 chunks
                break;
        } else
            buf_size = MAX_BUFSIZE;

        if (readn(fd, buffer + header_size, buf_size - header_size)
            == -1)
            handle_error("readn()_--reading_file_to_send");

        header_size = 0; // consider header only at the first pass
        rdt_send(buffer, buf_size);
    }
}

void recv_file(int fd, size_t size)
{
    unsigned int i, n = size / MAX_BUFSIZE;
    size_t buf_size;
    int8_t buffer[MAX_BUFSIZE];

    for (i = 0; i <= n; i++) {
        // calculate last bytes to store
```

```

    if (i == n) {
        buf_size = size % MAX_BUFSIZE;
        if (!buf_size)
            // size is a multiple of MAX_BUFSIZE:
            // receive only n-1 chunks
            break;
    } else
        buf_size = MAX_BUFSIZE;

    rdt_rcv(buffer, buf_size);

    if (writen(fd, buffer, buf_size) == -1)
        handle_error("writen() _ _ writing _received _file");
}

```

La funzione *recv\_file* attende dati dal livello di trasporto virtuale fintanto che non ne ha ricevuta una quantità pari esattamente alla dimensione del file.

### 2.3.1 Comando LIST

Nel messaggio di comando list (Figura 2) non sono previsti campi aggiuntivi oltre a quello che specifica il comando. Il server ricevuto il comando, esegue



Figura 2: Messaggio di comando LIST

il comando di sistema *ls* reindirigendone l'output sul file *file\_list.txt*, dopodiché viene impostato il messaggio di risposta (Figura 3) con la dimensione del file (campo da 64 bit) e a seguire il file contenente la lista dei file disponibili al download.

Infine il client riceve il messaggio di risposta e stampa a schermo il contenuto del file.

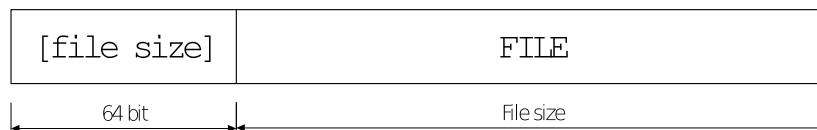


Figura 3: Messaggio di risposta LIST

clcmd.c

```

void cli_list()
{
    uint8_t cmd = LIST;
}

```

```

uint64_t file_size;
char *buffer;

/* send LIST command */
rdt_send(&cmd, sizeof(cmd));

/* read list size */
rdt_rcv(&file_size, sizeof(file_size));

/* allocate buffer */
buffer = malloc(file_size);
if (!buffer)
    handle_error("malloc()");

/* rcv file list */
rdt_rcv(buffer, file_size);

/* print file list and free memory */
printf("\n%s\n", buffer);
free(buffer);
}

```

## srvcmd.c

```

void srv_list(void)
{
    int fd;
    struct stat st;
    uint64_t file_size;
    uint8_t *header;
    char *filename = "file_list.txt";

    /* execute ls command */
    char *cmd = "ls >_file_list.txt";
    if (system(cmd) == -1)
        handle_error("system() -- executing ls_command");

    /* open the destination file of the list command */
    fd = open(filename, O_RDONLY);
    if (fd == -1)
        handle_error("open() -- opening LIST_file");

    /* calculate file size */
    if (fstat(fd, &st) == -1)
        handle_error("fstat() -- getting LIST_file_stats");
    file_size = st.st_size;

    /* allocate header buffer */
    header = malloc(sizeof(file_size));
    if (!header)
        handle_error("malloc() -- allocating LIST_header");

    /* set the header */
    memcpy(header, &file_size, sizeof(file_size));

    /* send file and free resources */
    send_file(fd, header, file_size, sizeof(file_size));
    free(header);
    if (close(fd) == -1)
        handle_error("close() -- closing file_list");
}

```

### 2.3.2 Comando GET

Nel messaggio di comando get, i primi 8 bit che specificano il comando sono seguiti dal nome del file che si vuole scaricare, questo campo è composto da un numero indefinito di byte, che il server lo interpreta come una stringa, pertanto legge carattere per carattere fintanto che non trova il terminatore. Il server

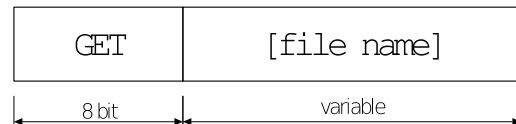


Figura 4: Messaggio di comando GET

una volta ottenuto il nome del file, controlla se è presente in memoria e, in caso affermativo, prepara il messaggio di risposta così strutturato: i primi 8 bit contengono una costante che indica che il file esiste, i successivi 64 bit la dimensione del file, infine segue l'intero file. Se il file non esiste, viene inviato

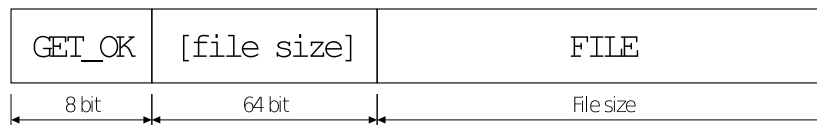


Figura 5: Messaggio di risposta GET

un messaggio di soli 8 bit contente la costante che ne indica l'assenza.



Figura 6: Messaggio di risposta GET

### 2.3.3 Comando PUT

Nel messaggio di comando put, dopo i primi 8 bit che specificano il comando, seguono: il nome del file delimitato dal terminatore di stringa, la dimensione del file in un campo di 64 bit ed infine il file stesso. Il server avvia la procedura di ricezione al termine della quale invia indietro un messaggio di 8 bit con l'esito dell'operazione.



Figura 7: Messaggio di comando PUT



Figura 8: Messaggio di risposta PUT

## 2.4 Trasferimento affidabile: struttura

L'implementazione del trasferimento affidabile è stata “isolata” all'interno di un modulo apposito (*transport.c*), creando un livello di trasporto virtuale, il quale si occupa di suddividere i messaggi in segmenti di giusta misura e di gestirne gli invii, le ritrasmissioni e la ricezione.

### 2.4.1 Interfaccia

L'interfaccia che offre questo stato di trasporto virtuale, come descritto nei primi capitoli, è simile a quella che un programmatore ha a disposizione per un protocollo TCP.

Per richiamare la funzione per l'invio dei dati (*rdt\_send*) basta specificare l'indirizzo e la dimensione del buffer contenente i dati da inviare, mentre per la ricezione (*rdt\_rcv*), l'indirizzo e la dimensione del buffer che riceverà i dati.

A differenza delle comuni *read* e *write* non va specificato il file descriptor della socket, perché il servizio di trasporto virtuale si basa su una connessione, per cui la socket è fissata al momento dell'instaurazione della connessione, che avviene quando viene chiamata la funzione *init\_transport*.

Inoltre la funzione *rdt\_read\_string* permette di leggere una stringa di una certa lunghezza massima dal messaggio arrivato, cosa necessaria per poter leggere il nome del file che si vuole scaricare.

transport.h

```
void init_transport(int sockfd, struct proto_params *params);
void rdt_send(const void *buf, size_t len);
void rdt_rcv(void *buf, size_t len);
ssize_t rdt_read_string(char *buf, size_t size);
```

### 2.4.2 Segmenti

Lo strato di trasporto virtuale è visto dall'esterno come una “scatola nera” che prende in ingresso messaggi dal livello applicativo, e restituisce i messaggi di

risposta dell'host interlocutore.

Nello specifico un messaggio viene frammentato in segmenti di una misura massima prefissata (MSS), i quali poi vengono inviati e gestiti tramite l'algoritmo di trasferimento affidabile. Questa ulteriore frammentazione è necessaria per evitare che un segmento venga ulteriormente suddiviso a livello di collegamento, cosa che potrebbe causare la perdita parziale dei segmenti.

La dimensione massima del segmento è stata calcolata considerando un MTU relativo ad un collegamento Ethernet standard di 1500 byte, un header UDP/IP di 28 byte ed un header contenente i parametri necessari all'esecuzione dell'algoritmo: il numero di sequenza del segmento pari ad 1 byte e la quantità di byte significativi nel payload pari a 2 byte. Il numero di sequenza è contenuto in una variabile da 8 bit, pertanto può variare da 0 a 255 (MAXSEQNUM - 1).

transport.h

```
#define MAXSEQNUM      (1 << 8)
#define MTU            1500
#define UDPIP_HEADER   28
#define SR_HEADER      (sizeof(uint8_t) + sizeof(uint16_t))

#define MSS            (MTU - UDPIP_HEADER - SR_HEADER)

struct segment {
    uint8_t  seqnum;
    uint16_t size;
    uint8_t  payload[MSS];
};
```

### 2.4.3 Servizi

Il livello di trasporto virtuale è composto principalmente da due servizi indipendenti:

- **send\_service**: servizio che si occupa dell'invio dei segmenti e della gestione di gran parte del protocollo lato mittente.
- **recv\_service**: servizio che si occupa principalmente della ricezione di ack e segmenti, pertanto interpreta il lato destinatario del protocollo e collabora con il lato mittente.

Entrambi vengono implementati tramite thread per renderli indipendenti dal thread principale “applicativo” e affinché sia possibile che un host invii segmenti e riceva ACK contemporaneamente.

L'operazione di creazione di questi thread, sia lato mittente che destinatario (con gli stessi parametri), equivale all'instaurazione della connessione, e viene eseguita dalla funzione *init\_transport*.

transport.c

```
/* shared structures */
struct circular_buffer recv_cb;
struct circular_buffer send_cb;
struct event e;
/* threads args to keep alive */
```

```

struct shared_tools recv_tools, send_tools;

void init_transport(int sockfd, struct proto_params *params)
{
    pthread_t t;

    /* initialize circular buffers */

    recv_cb.E = recv_cb.S = 0;
    send_cb.E = send_cb.S = 0;

    /* initialize shared tools */

    recv_tools.sockfd = sockfd;
    recv_tools.e = &e;
    recv_tools.cb = &recv_cb;
    recv_tools.params = params;

    send_tools = recv_tools;
    send_tools.cb = &send_cb;

    /* initialize mutexes */

    if (pthread_mutex_init(&e.mtx, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_init()");
    if (pthread_mutex_init(&recv_cb.mtx, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_init()");
    if (pthread_mutex_init(&send_cb.mtx, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_init()");

    /* initialize conditions */

    if (pthread_cond_init(&recv_cb.cnd_not_empty, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");
    if (pthread_cond_init(&send_cb.cnd_not_empty, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");

    if (pthread_cond_init(&recv_cb.cnd_not_full, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");
    if (pthread_cond_init(&send_cb.cnd_not_full, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");

    if (pthread_cond_init(&e.cnd_event, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");
    if (pthread_cond_init(&e.cnd_no_event, NULL) != 0)
        handle_error("pthread_cond_init()");

    /* create threads */

    if (pthread_create(&t, NULL, recv_service, &recv_tools) != 0)
        handle_error("creating_recv_service");

    if (pthread_create(&t, NULL, send_service, &send_tools) != 0)
        handle_error("creating_send_service");
}

```

Il servizio di invio è stato implementato come un thread che rimane in attesa fintanto che non avviene uno dei seguenti eventi:

- Ricezione dati dal livello applicativo;
- Ricezione di un acknowledgment dalla rete;



- Scadenza di un timeout relativo ad un segmento inviato.

Il sistema di attesa è stato implementato tramite un meccanismo di segnalazione di eventi basato su variabili di condizione.

Il thread infatti attende fintanto che non viene segnalata una condizione di evento, dopodiché esso si sveglia ed in base al tipo di evento esegue il compito associato.

La struttura *event* è composta dalle due variabili condizione *cond\_event* e *cond\_no\_event*, che indicano rispettivamente il verificarsi di un evento ed il caso opposto, ovvero che non vi è un evento da gestire, l'intero *type* invece specifica il tipo di evento che si è verificato e l'intero a 8 bit *acknum* contiene il numero di sequenza del segmento per il quale si è ricevuto un ack.

event.h

```
#define NO_EVENT 0
#define PKT_EVENT 1
#define ACK_EVENT 2

struct event {
    pthread_mutex_t mtx;
    pthread_cond_t cnd_event;
    pthread_cond_t cnd_no_event;
    unsigned int type;
    uint8_t acknum;
};

int cond_event_signal(struct event *e, unsigned int event_type);
int cond_ack_event_signal(struct event *e, uint8_t acknum);
```

La funzione *cond\_event\_signal* permette di inviare un segnale che indica il verificarsi della condizione *cond\_event* relativa ad uno specifico tipo di evento.

La funzione *cond\_ack\_event* è relativa soltanto all'avvento di ricezione di un ack, e permette, oltre che di segnalare l'evento, anche di specificare il numero di sequenza del segmento per il quale si è ricevuto l'ack. In questo modo vengono segnalati gli eventi di consegna di dati dall'applicazione e di arrivo di un ack.

La scadenza di un timeout invece avviene semplicemente impostando un tempo limite di attesa per la funzione *pthread\_cond\_timedwait*, al termine del quale il thread si risveglia e verrà restituito il valore ETIMEDOUT che indica tale evento.

transport.c

```
void *send_service(void *p)
{
    .....

    if (pthread_mutex_lock(&e->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_lock");

    for (;;) {
        e->type = NO_EVENT;
        if (pthread_cond_broadcast(&e->cnd_no_event) != 0)
            handle_error("pthread_cond_broadcast()");

        condret = 0;
        while (e->type == NO_EVENT && condret != ETIMEDOUT) {
```

```

        // no events and timeout not expired
        .....

        condret = pthread_cond_timedwait(&e->cnd_event,
                                         &e->mtx, &wait_time);
        if (condret != 0 && condret != ETIMEDOUT)
            handle_error("pthread_cond_timedwait");
    }

    /* TIMEOUT EVENT */
    if (condret == ETIMEDOUT) {
        // timeout work .....
        continue;
    }

    switch (e->type) {

    case PKT_EVENT:
        // pkt work .....
        break;

    case ACK_EVENT:
        // ack work .....
        break;
    }

    if (pthread_mutex_unlock(&e->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_unlock");

    .....
}

```

L'accesso esclusivo alla variabile *event* è garantito dalla presenza del mutex come attributo della stessa.

Il thread di invio acquisisce il mutex appena viene instaurata la connessione e lo rilascia soltanto tramite la *pthread\_cond\_timedwait*, ovvero quando si mette in attesa di un evento, pertanto non è possibile che la variabile venga acceduta durante la gestione di uno degli eventi.

Per quanto riguarda la concorrenza tra il thread principale e il thread di ricezione, il primo che accede alla variabile tramite l'acquisizione del mutex segnala il proprio evento, poi se il secondo accede e trova che il tipo di evento è diverso da *NO\_EVENT* aspetta fintanto che il thread di invio non se ne occupa e segnala di nuovo l'assenza di eventi tramite la funzione *pthread\_cond\_broadcast*, a questo punto è possibile segnalare l'evento successivo. In altre parole, prima di segnalare un evento, un thread attende che un eventuale evento segnalato precedentemente venga gestito.

event.c

```

int cond_event_signal(struct event *e, unsigned int event_type)
{
    int retval = 0;

    if (pthread_mutex_lock(&e->mtx) != 0)
        retval = -1;

    else {

```

```

        // wait until no event is signaled
        while (e->type != NO_EVENT)
            if (pthread_cond_wait(&e->cnd_no_event, &e->mtx) != 0)
                retval = -1;

        e->type = event_type;

        if (pthread_cond_signal(&e->cnd_event) != 0)
            retval = -1;

        if (pthread_mutex_unlock(&e->mtx) != 0)
            retval = -1;
    }

    return retval;
}

```

Il servizio di ricezione invece risponde ai seguenti eventi:

- Ricezione di dati dalla rete (segmenti o ack);
- Scadenza di un timeout relativo alla connessione.

In caso di ricezione di dati dalla rete, segmenti e ack vengono distinti in base alla loro dimensione, invece il timeout è implementato impostandolo sulla socket in lettura.

#### transport.c

```

void *recv_service(void *p)
{
    .....

    for (;;) {

        r = read(sockfd, buffer, max_recvsize);

        if (r == -1) {
            if (errno == EINTR)
                // signal interruption
                continue;
            if (errno == EAGAIN || errno == EWOULDBLOCK) {
                // timeout expired: close connection
                puts("Connection_expired\n");
                exit(EXIT_SUCCESS);
            }
            handle_error("recv_service_--read()");
        }

        /* segment received */
        if (r == sizeof(struct segment)) {

            // segment work .....

            continue;
        }

        /* ACK received */
        if (r == sizeof(acknum)) {

            // ack work .....

```

```

        continue;
    }

    fputs("recv_service:_undefined_data_received\n", stderr);
}
.....
}

```

#### 2.4.4 Buffer

Le funzioni *rdt\_send* e *rdt\_rcv* fungono da regolatori del flusso di dati dal livello applicativo puro a quello di trasporto virtuale e viceversa.

Queste funzioni comunicano con i thread di invio e ricezione tramite dei buffer condivisi secondo uno schema del tipo produttore-consumatore, in modo tale che i dati effettuino il passaggio di livello solo quando c'è spazio disponibile sui buffer. Come già detto, le unità di base con cui l'algoritmo ha a che fare sono

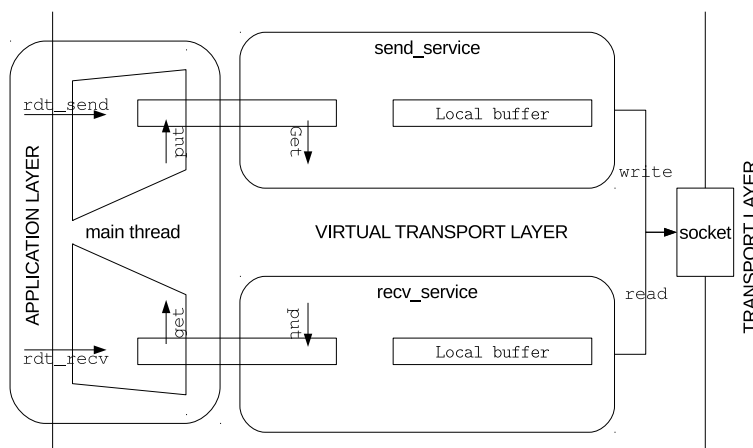


Figura 9: Struttura generale del livello di trasporto virtuale

i segmenti che contengono i dati applicativi. Poiché tali segmenti sono soggetti a ritrasmissioni, è necessario che vengano “immagazzinati” da qualche parte, inoltre, per quanto riguarda il lato destinatario, vanno consegnati al livello applicativo in ordine, per queste ragioni, sia il servizio di invio che il servizio di ricezione sono dotati di buffer locali.

Tali buffer sono implementati tramite array di dimensione fissa e hanno una capacità pari a `MAXSEQNUM` slot, in modo tale da far corrispondere gli indici ai numeri di sequenza dei segmenti e garantirne un accesso immediato ( $\mathcal{O}(1)$ ). Inoltre i buffer vengono trattati come circolari, così da emulare naturalmente il riciclo dei numeri di sequenza.

Mentre il buffer del *rcv\_service* è implementato tramite un'array di strutture *segment*, quello del *send\_service* è un'array di strutture *packet*, ovvero contenitori di segmenti e informazioni ad essi relative necessarie al funzionamento del

timeout, come istante di invio, quello di scadenza ed un booleano che indica se il pacchetto è stato ritrasmesso.

transport.h

```
struct packet {
    struct segment sgt;
    struct timespec sendtime;
    struct timespec exptime;
    bool rtx;
};
```

#### 2.4.5 Finestra

Un'altra struttura fondamentale per l'algoritmo è la *window*, che rappresenta le finestre di spedizione o ricezione delle due parti coinvolte.

window.h

```
struct window {
    unsigned int base;
    unsigned int width;
    struct bit_array ack_bar; // 128 bit array
};
```

Tale struttura è composta da un'indice *base* che rappresenta la base della finestra, un intero *width* che indica l'ampiezza massima della finestra ed infine una struttura *bit\_array* che non è altro che una bitmask che tiene conto di quali segmenti sono arrivati a destinazione a partire dalla base della finestra.

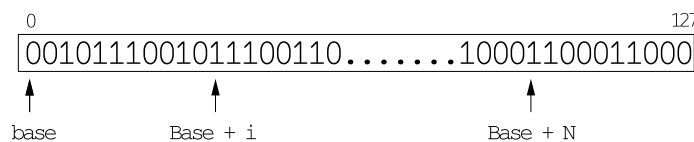


Figura 10: Barra dei riscontri

#### 2.4.6 Timeout

Infine, vi è la struttura necessaria alla gestione del timeout dei segmenti inviati: una coda prioritaria i cui nodi sono puntatori ai pacchetti presenti nel buffer locale di invio.

Ogni nodo è ordinato in base alla scadenza del timeout e una scansione periodica determina quali segmenti vanno ritrasmessi, appena si trova un segmento non scaduto non è necessario controllare i successivi nella coda. Questo meccanismo permette di gestire più timeout logici avendo un solo contatore hardware a disposizione.

In termini di prestazioni, avendo già  $n$  nodi nella coda, l'inserimento di un nuovo nodo richiede il confronto con tutti i nodi che scadono prima, questo si effettua al più con un numero di passi pari al numero di nodi presenti ( $\mathcal{O}(n)$ ) nel caso di timeout non adattativo, invece se il timeout è costante non vi è bisogno di

alcun confronto poiché l'ultimo nodo inviato sarà l'ultimo a scadere e verrà semplicemente accodato (tempo  $\mathcal{O}(1)$ ). Per quanto riguarda l'estrazione del primo nodo da ritrasmettere, grazie all'inserimento prioritario, non è richiesta nessuna scansione, poiché il nodo in testa sarà il primo a scadere. Mentre nel caso in cui bisogna rimuovere un nodo relativo ad un segmento riscontrato si impiegherà un tempo proporzionale al numero di nodi.

La coda è stata implementata in maniera tale da occupare meno memoria possibile, infatti i nodi sono composti dagli indirizzi delle strutture *packet* presenti nel buffer locale, la coda tiene conto solo del loro ordinamento.

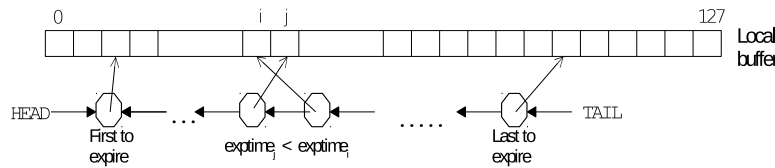


Figura 11: Coda timeout

## 2.5 Trasferimento affidabile: selective repeat

Il trasferimento affidabile è stato realizzato implementando l'algoritmo *selective repeat* descritto in [1].

### 2.5.1 Mittente

Il lato mittente del protocollo viene svolto principalmente dal *send\_service* e in parte anche dal *recv\_service*.

Quando il lato applicativo intende inviare un messaggio, richiama la funzione *rdt\_send* passando dati e relativa quantità in byte come argomenti.

La funzione controlla lo spazio disponibile sul buffer circolare condiviso e immette un quantità di dati (in byte) possibilmente pari ad un multiplo di MSS, per consentire al servizio di invio di creare segmenti completamente pieni di dati significativi (size = MSS). Se non sono disponibili almeno MSS byte aspetta fintanto che non si libera lo spazio necessario. Naturalmente il processo viene ripetuto fintanto che non vengono passati tutti i dati applicativi.

Essendo, il buffer circolare, una risorsa condivisa tra thread principale e thread di invio, è stato necessario implementare dei meccanismi di sincronizzazione.

A tale scopo l'accesso esclusivo al buffer viene garantito da un mutex, mentre, per quanto riguarda l'attesa per la disponibilità di spazio, il thread principale attende su una variabile condizione che viene opportunamente segnalata quando il servizio di invio svuota il buffer. A sua volta il thread principale segnala la condizione al thread di invio che nel buffer sono presenti dati dopo l'immissione degli stessi.

transport.h

```
struct circular_buffer {
    pthread_mutex_t mtx;
    pthread_cond_t cnd_not_empty;
    pthread_cond_t cnd_not_full;
```

```

    unsigned int S;
    unsigned int E;
    char buf[CBUF_SIZE];
};

```

trasport.c

```

void rdt_send(const void *buf, size_t len)
{
    size_t free, tosend, left = len;

    while (left) {

        if (pthread_mutex_lock(&send_cb.mtx) != 0)
            handle_error("pthread_mutex_lock");

        /* check available space */
        while ((free =
                 space_available(send_cb.S, send_cb.E, CBUF_SIZE))
               <= MSS)
            if (pthread_cond_wait(&send_cb.cnd_not_full,
                                   &send_cb.mtx) != 0)
                handle_error("pthread_cond_wait");

        /* calculate how much data to send */
        tosend = free > left ? left : free / MSS * MSS;

        memcpy_tocb(send_cb.buf, buf + len - left, tosend,
                    send_cb.E, CBUF_SIZE);

        send_cb.E = (send_cb.E + tosend) % CBUF_SIZE;

        if (pthread_mutex_unlock(&send_cb.mtx) != 0)
            handle_error("pthread_mutex_unlock");

        if (cond_event_signal(&e, PKT_EVENT) == -1)
            handle_error("cond_event_signal()");

        left -= tosend;
    }
}

```

Segnalata la presenza di dati sul buffer condiviso, il servizio di invio, appena può, richiama la funzioni *empty\_buffer* e *send\_packets*.

transport.c

```

.....

switch (e->type) {
case PKT_EVENT:

    /* empty shared buffer and put segments into the local one */
    empty_buffer(cb, pkts_buffer, &w, &lastseqnum);
    /* send available segments */
    send_packets(sockfd, loss, pkts_buffer, lastseqnum, &w,
                 &time_queue, &timeout);

    break;
case ACK_EVENT:

```

```

    // ack work .....
    break;

default:
    fputs("Unexpected_event_type\n", stderr);
    break;
}
.....

```

La funzione *empty\_buffer* ha il compito di svuotare il buffer condiviso, creare i segmenti ed immagazzinarli nel buffer locale, in cui vi rimarranno (saranno validi) fino a quando non sarà tornato indietro l'ack relativo e tutti quelli dei segmenti con numero di sequenza precedente.

transport.c

```

void empty_buffer(struct circular_buffer *cb, struct packet *pkts,
                  struct window *w, unsigned int *last_seqnum)
{
    size_t data, size;

    if (pthread_mutex_lock(&cb->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_lock");

    while (cb->S != cb->E &&
           cbuf_free(w->base, *last_seqnum, MAXSEQNUM)) {
        // shared buffer not empty and local buffer has free slots

        data = data_available(cb->S, cb->E, CBUF_SIZE);
        size = data < MSS ? data : MSS;

        /* store a new packet */
        store_pkt(pkts, *last_seqnum, size, cb);
        *last_seqnum = (*last_seqnum + 1) % MAXSEQNUM;
        cb->S = (cb->S + size) % CBUF_SIZE;

        if (pthread_cond_signal(&cb->cnd_not_full) != 0)
            handle_error("pthread_cond_signal");
    }

    if (pthread_mutex_unlock(&cb->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_unlock");
}

```

La funzione, fintanto che sono presenti dati sul buffer condiviso e ci sono slot liberi in quello locale, estrae al più MSS byte per poi creare un segmento, che verrà posizionato in uno slot del buffer locale tramite la funzione *store\_pkt*. Ogni volta che un segmento viene estratto ed inserito nel buffer locale, viene anche aggiornato l'indice *last\_seqnum* che indica il numero di sequenza del prossimo pacchetto che verrà immagazzinato e quindi corrisponde al primo slot libero del buffer locale.

transport.c

```

void store_pkt(struct packet *base, uint8_t seqnum, size_t size,
               struct circular_buffer *cb)
{
    struct packet *pkt = base + seqnum;
    struct segment *sgt = &(pkt->sgt);

    sgt->seqnum = seqnum;
}

```



```

    sgt->size = size;
    memcpy_fromcb(sgt->payload, cb->buf, size, cb->S, CBUF_SIZE);

    pkt->rtx = false;
}

```

La funzione *send\_packets* si occupa di inviare i segmenti presenti nel buffer locale fino a che l'indice *nextseqnum* non supera il limite stabilito dall'ampiezza della finestra di invio.

transport.c

```

void send_packets(int sockfd, double loss, struct packet *pkts,
                 unsigned int lastseqnum, struct window *w,
                 struct queue_t *time_queue,
                 struct timespec *timeout)
{
    static unsigned int nextseqnum = 0;
    struct packet *pkt;           // packet pointer

    while (in_window(w, nextseqnum) &&
           more_packets(nextseqnum, w->base, lastseqnum)) {
        // nextseqnum is inside the window and
        // there are packets not sent yet

        pkt = pkts + nextseqnum;
        send_packet(sockfd, pkt, loss);

        /* set packet sendtime and exptime */
        pkt_settime(pkt, timeout);

        prio_enqueue(pkt, time_queue, pkt_exptimecmp);
        nextseqnum = (nextseqnum + 1) % MAXSEQNUM;
    }
}

```

Quando un segmento viene inviato vengono registrati il tempo di invio e di scadenza, inoltre un riferimento al pacchetto viene inserito nella coda per la gestione del timeout.

Una volta che almeno un segmento è stato inviato, entra in gioco il *recv\_service* che, bloccato in lettura sulla socket, attende l'arrivo degli ack. Quando ne giunge uno, appena possibile, lo segnala al *send\_service* inserendo il numero di sequenza nella variabile *acknum* della struttura condivisa *event*.

transport.c

```

.....

for (;;) {

    r = read(sockfd, buffer, max_recvsize);

    .....

    /* segment received */
    if (r == sizeof(struct segment)) {
        // segment work .....
        continue;
    }

    /* ACK received */
}

```

```

    if (r == sizeof(acknum)) {
        acknum = (uint8_t) * buffer;
        if (cond_ack_event_signal(e, acknum) == -1)
            handle_error("cond_event_signal()");
        continue;
    }
    .....

```

Alla ricezione del segnale di ack il servizio di invio rimuove il nodo corrispondente al numero di sequenza dell'ack, aggiorna il valore del timeout e aggiorna la finestra, eventualmente facendola scorrere se il numero di sequenza è relativo alla base della finestra.

transport.c

```

switch (e->type) {

    case PKT_EVENT:
        // pkt work .....
        break;

    case ACK_EVENT:
        acknum = e->acknum;
        if (params->adaptive)
            update_timeout(&timeout, pkts_buffer + acknum);
        remove_pkt_timeout(&time_queue, acknum);
        update_window(&w, acknum);
        empty_buffer(cb, pkts_buffer, &w, &lastseqnum);
        send_packets(sockfd, loss, pkts_buffer, lastseqnum, &w,
                    &time_queue, &timeout);
        break;

    default:
        fputs("Unexpected_event_type\n", stderr);
        break;
}

```

Il valore del timeout viene aggiornato soltanto quando arrivano ack relativi a segmenti che non hanno subito ritrasmissioni.

La funzione *adapt\_timeout* aggiorna il timeout in base a quanto tempo è trascorso dall'invio del segmento fino alla ricezione dell'ack, come descritto nel libro di testo [1], secondo la formula [formula]. Il tempo trascorso è calcolato sottraendo all'istante corrente quello di invio del segmento ricevuto, questo risulterà leggermente maggiore, perché non viene calcolato nel momento esatto in cui arriva effettivamente l'ack.

transport.c

```

void update_timeout(struct timespec *timeout, struct packet *pkt)
{
    struct timespec now, elapsed;

    /* check if packet was retransmitted */
    if (pkt->rtx)
        return;

    if (clock_gettime(CLOCK_REALTIME, &now) == -1)
        handle_error("ack_timestamp");
}

```

```

    if (timespec_sub(&elapsed, &now, &pkt->sendtime) == -1)
        handle_error("calculating_elapsed_time");

    adapt_timeout(timeout, &elapsed);
}

```

L'aggiornamento della finestra consiste nel contrassegnare il segmento come ricevuto. Questo viene fatto impostando il relativo bit a 1 nella barra degli ack della finestra.

Se il numero di sequenza corrisponde alla base della finestra, il bit non viene impostato e viene fatta scorrere la finestra relativamente al prossimo segmento per cui deve ancora arrivare un riscontro.

window.c

```

void update_window(struct window *w, uint8_t acknum)
{
    unsigned int i, s;

    if (acknum == w->base) {
        /* shift ack bar to the first unmarked bit */
        s = calc_shift(w);
        if (shift(&w->ack_bar, s) == -1)
            handle_error("shift()");
        /* slide window */
        w->base = (w->base + s) % MAXSEQNUM;
    }
    else if (in_window(w, acknum)) {
        /* calculate distance from window's base */
        i = distance(w, acknum);
        /* mark packet as acked */
        if (set_bit(&w->ack_bar, i) == -1)
            handle_error("set_bit()");
    }
}

```

Infine, se c'è stato uno scorrimento della finestra di invio, si libererà dello spazio sul buffer circolare e sarà possibile inviare i segmenti successivi, pertanto vengono richiamate le funzioni *empty\_buffer* e *send\_packets* già descritte in precedenza.

L'ultimo evento a cui il mittente deve reagire riguarda la scadenza del timeout di un segmento.

Ciò avviene quando la *pthread\_cond\_timedwait* restituisce la costante ETIMEDOUT come valore di ritorno, in tal caso viene chiamata la funzione *resend\_expired* che determina quali pacchetti sono scaduti e li ritrasmette.

window.c

```

for (;;) {

    ....

    condret = 0;
    while (e->type == NO_EVENT && condret != ETIMEDOUT) {
        /* no events and timeout not expired

        /* calculate remaining time to wait */
        if (calc_wait_time(&time_queue, &wait_time) == -1) {
            /* timeout expired: resend expired packets */

```

```

        resend_expired(sockfd, loss, &time_queue, &timeout, &w);
        continue;
    }

    condret = pthread_cond_timedwait(&e->cnd_event, &e->mtx,
                                     &wait_time);
    if (condret != 0 && condret != ETIMEDOUT)
        handle_error("pthread_cond_timedwait");
}

/* TIMEOUT EVENT */
if (condret == ETIMEDOUT) {
    resend_expired(sockfd, loss, &time_queue, &timeout, &w);
    continue;
}

    .....
}

```

La funzione per la ritrasmissione estrae segmenti fintanto che non ne trova uno che non sia scaduto, ognuno di essi viene ritrasmesso, marcato come tale, e vengono aggiornati i tempi di invio e di scadenza, infine viene di reinserito nella coda del timeout.

#### transport.c

```

void resend_expired(int sockfd, double loss,
                   struct queue_t *time_queue,
                   struct timespec *timeout, struct window *w)
{
    struct packet *pkt;

    while (time_queue->head != NULL) {

        /* fetch first to expire packet */
        pkt = get_head_packet(time_queue);

        if (!pkt_expired(pkt))
            break;

        dequeue(time_queue);

        send_packet(sockfd, pkt, loss);
        pkt->rtx = true;

        /* set packet time */
        pkt_settime(pkt, timeout);

        prio_enqueue(pkt, time_queue, pkt_exptimecmp);
    }
}

```

La funzione *pthread\_cond\_timedwait* attende il verificarsi degli eventi di ricezione di dati dal livello superiore, oppure di ricezione di un ack, per un tempo calcolato ad ogni ciclo tramite la funzione *calc\_wait\_time*, che imposta il tempo di attesa in base a quanto ne rimane alla scadenza del timeout del primo segmento.

Se la coda non contiene nodi, il timeout viene impostato ad un valore abbastanza elevato per fare in modo che il thread non venga svegliato inutilmente, è sufficiente impostarlo nell'ordine delle decine di secondi.

transport.c

```

int calc_wait_time(struct queue_t *q, struct timespec *wait_time)
{
    struct packet *pkt;
    struct timespec now, left;

    if (clock_gettime(CLOCK_REALTIME, &now) == -1)
        handle_error("clock_gettime()");

    if (!q->head) {
        /* queue is empty: turn off the timeout */
        left.tv_sec = 30;
        left.tv_nsec = 0;
    } else {
        pkt = get_head_packet(q);

        /* calculate remaining time to timeout */
        if (timespec_sub(&left, &pkt->exptime, &now) == -1)
            /* now > exptime: timeout expired */
            return -1;
    }

    timespec_add(wait_time, &now, &left);
    return 0;
}

```

### 2.5.2 Ricevente

Il lato mittente del protocollo viene svolto soltanto dal *recv\_service*, che si occupa di gestire il riordino e la consegna a livello applicativo dei segmenti che giungono dalla rete, ed eventualmente di inviare i riscontri al mittente.

transport.c

```

void *recv_service(void *p)
{
    .....

    for (;;) {

        r = read(sockfd, buffer, max_recvsize);
        if (r == -1)
            /* error or timeout expired .....

        /* segment received */
        if (r == sizeof(struct segment)) {

            sgt = (struct segment *) buffer;
            if (process_segment(
                sgt, segments_cb, &recv_window, cb)) {
                /* send ACK */
                if (udt_send
                    (tools->sockfd, &sgt->seqnum, sizeof(uint8_t),
                     loss) == -1)
                    handle_error("udt_send() _- sending ACK");
            }
            continue;
        }

        /* ACK received */
    }
}

```

```

        if (r == sizeof(acknum)) {
            // ACK work .....
            continue;
        }
    }
    .....
}

```

Il thread, bloccato in lettura sulla socket, quando riceve un segmento chiama la funzione *process\_segment* che controlla il numero di sequenza. Se questo cade all'interno della finestra, si controlla se non è un duplicato ed in tal caso il segmento viene salvato nel buffer locale e viene marcato per indicarne la presenza impostando ad 1 il bit relativo nella finestra, poi, se coincide con la base della finestra, vengono consegnati a livello applicativo tutti i segmenti consecutivi presenti nel buffer a partire dalla base, infine la funzione restituisce *true* per segnalare che il segmento è valido ed è necessario inviare l'ack al mittente.

Se il numero di sequenza cade nell'intervallo precedente alla base della finestra  $[base - N; base - 1]$ , dove  $N$  è l'ampiezza, il segmento è già stato ricevuto e quindi viene ignorato, ma la funzione restituisce il valore *true* poiché è necessario inviare comunque l'ack.

In tutti gli altri casi, un eventuale segmento viene ignorato e la funzione restituisce *false* per non far inviare il relativo ack al mittente.

transport.c

```

bool process_segment(struct segment *sgt,
                    struct segment *segments_cb,
                    struct window *w, struct circular_buffer *cb)
{
    static unsigned int S = 0;
    unsigned int i, s, seqnum;

    seqnum = sgt->seqnum;

    if (in_window(w, seqnum)) {

        /* calculate seqnum distance from the base of the window */
        i = distance(w, seqnum);

        /* check if the segment is a duplicate */
        if (is_duplicate(w, i))
            return true;

        /* store the segment */
        segments_cb[(S + i) % w->width] = *sgt;

        /* mark segment as arrived */
        if (set_bit(&w->ack_bar, i) == -1)
            handle_error("set_bit()");

        if (seqnum == w->base) {
            /* calculate the number of consecutive segments */
            s = calc_shift(w);
            /* deliver consecutive segments */
            for (i = 0; i < s; i++) {
                deliver_segment(cb, segments_cb + S);
                S = (S + 1) % w->width;
            }
            /* update window indexes */
            shift_window(w, s);
        }
    }
}

```

```

        w->base = (w->base + s) % MAXSEQNUM;
    }
    return true;
} else if (in_pwindow(w, seqnum)) {
    return true;
}
return false;
}

```

Nel caso in cui il numero di sequenza coincide con la base della finestra, vengono contati i bit consecutivi impostati ad 1 e, successivamente, vengono consegnati a livello applicativo altrettanti segmenti (a partire da quello appena arrivato) tramite la funzione *deliver\_segment*, che ne immette il payload nel buffer circolare condiviso appena c'è spazio disponibile.

transport.c

```

void deliver_segment(struct circular_buffer *cb,
                    struct segment *sgt)
{
    if (pthread_mutex_lock(&cb->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_lock");

    /* check free space */
    while (space_available(cb->S, cb->E, CBUF_SIZE) <= MSS)
        if (pthread_cond_wait(&cb->cnd_not_full, &cb->mtx) != 0)
            handle_error("pthread_cond_wait");

    memcpy_tcb(cb->buf, sgt->payload, sgt->size, cb->E,
              CBUF_SIZE);
    cb->E = (cb->E + sgt->size) % CBUF_SIZE;

    if (pthread_cond_signal(&cb->cnd_not_empty) != 0)
        handle_error("pthread_cond_signal");
    if (pthread_mutex_unlock(&cb->mtx) != 0)
        handle_error("pthread_mutex_unlock");
}

```

## 2.6 Gestione dei processi

Una questione non trascurabile è sicuramente quella legata alla gestione dei processi del sistema.

Essendo il server un modello multiprocesso, è fondamentale che ci sia un giusto controllo sui processi, in particolare è necessario che ogni processo termini la propria esecuzione se il client di cui si occupa non effettua richieste.

Affinché ciò si verifichi, il servizio di ricezione rimane bloccato in lettura sulla socket per un tempo limitato, infatti se non riceve segmenti in questo arco di tempo, viene chiamata la *exit()* ed il processo termina. In tal caso la connessione viene considerata scaduta.

transport.c

```

void *recv_service()
{
    ....

    /* set connection timeout */
    timeout.tv_sec = 60;
}

```

```

timeout.tv_usec = 0;
if (setsockopt(sockfd, SOL_SOCKET, SO_RCVTIMEO, &timeout,
    sizeof(timeout)) == -1)
    handle_error("recv_service_-_setting_socket_timeout");

for (;;) {

    r = read(sockfd, buffer, max_recvsize);
    if (r == -1) {
        if (errno == EINTR)
            // signal interruption
            continue;
        if (errno == EAGAIN || errno == EWOULDBLOCK) {
            // timeout expired: close connection
            puts("Connection_expired");
            exit(EXIT_SUCCESS);
        }
        handle_error("recv_service_-_read()");
    }

    /* segment received */
    .....

    /* ACK received */
    .....

}
.....
}

```

Quando un processo server termina la propria esecuzione, invia il segnale SIGCHLD al processo server principale, che viene subito intercettato in modo tale che possano essere liberate le risorse.

Prima della creazione dei processi figli, il processo padre effettua la registrazione di un handler per il segnale SIGCHLD, il quale chiama la funzione *wait\_pid* in maniera non bloccante soltanto quando se ne ha effettivamente bisogno.

server.c

```

int main()
{
    .....

    /* bind the socket to the address */
    if (bind(sockfd, (struct sockaddr *) &servaddr,
        sizeof(servaddr)) == -1)
        handle_error("bind()");

    /* register SIGCHLD signal handler */
    register_zombie_handler();

    for (;;) {
        /* wait for connection requests */
        /* create a new process to handle the client requests */
        .....
    }
    .....
}

void register_zombie_handler(void)
{
    struct sigaction sa;

```



```

    sa.sa_handler = sig_zombie_handler;
    sa.sa_flags = SA_RESTART;
    sigemptyset(&sa.sa_mask);

    if (sigaction(SIGCHLD, &sa, NULL) == -1)
        handle_error("sigaction()");
}

void sig_zombie_handler(int sig)
{
    pid_t pid;
    (void) sig;

    while ((pid = waitpid(-1, NULL, WNOHANG)) > 0)
        ;

    return;
}

```

## 3 Analisi delle prestazioni

### 3.1 Ambiente di sviluppo

Il sistema è stato sviluppato e testato su una macchina con le seguenti caratteristiche:

- **SO:** Fedora 25, 64 bit, Linux kernel 4.13
- **Processore:** 4 x Intel core i7-2620M CPU @ 2.70GHz
- **RAM:** 3.8 GiB

Tecnologie utilizzate:

- **Editor:** Vim
- **Compilatore:** GCC 6.4.1

### 3.2 Prestazioni

Il sistema è stato analizzato eseguendo client e server sulla stessa macchina, sfruttando l'interfaccia di loopback.

Le prestazioni sono state analizzate facendo variare i parametri T, P e N uno alla volta.

Per effettuare un'analisi automatica e soddisfacente delle prestazioni sono stati opportunamente modificati i moduli *server.c* e *client.c*.

Il server è stato modificato in modo che facesse variare il parametro desiderato ad ogni richiesta di un client. In altre parole si ottiene un insieme di processi che gestiscono ognuno una connessione con un valore del parametro diverso.

server\_test.c

```

.....

for (params.N = MIN_WIDTH; params.N <= MAX_WIDTH; params.N += 10) {
//for (params.T = MIN_TIMEOUT; params.T < MAX_TIMEOUT;

```

```

//      params.T += 100) {
//for (params.P = MIN_LOSS; params.P < MAX_LOSS; params.P += 10) {

    /* wait for connection requests */

    /* create a new proccess to handle the client requests */
    pid = fork();

    .....

    if (!pid) {                // child process

        create_test_connection(&params, &cliaddr, clilen);
        server_job();
    }
}
.....

```

Lato client è stata implementata un'applicazione che genera processi client i quali si connettono sequenzialmente al server. Questi effettuano una richiesta GET dello stesso file "test" e al termine scrivono il tempo impiegato su di un file. Il file in questione ha dimensioni pari a 1.4 MiB, così ridotte affinché sia possibile eseguire i test anche per probabilità elevate di perdita in tempi ragionevoli.

client\_test.c

```

int main()
{
    .....

    for (;;) {

        // create child
        pid = fork();

        if (!pid) {
            // create a new socket
            .....
            create_test_connection(sockfd, &servaddr);

            close(sockfd);
            exit(EXIT_SUCCESS);
        }
        // wait for child termination
        if (wait(NULL) == -1)
            handle_error("wait");
    }
    exit(EXIT_SUCCESS);
}

void create_test_connection(int sockfd, struct sockaddr_in *addr)
{
    .....

    /* send SYN */
    .....
    /* get SYN_ACK and server connection address */
    .....
    /* set the endpoint */
    .....

    /* initialize transport layer */

```

```

    init_transport(sockfd, &params);
    test_job(&params);
}

void test_job(struct proto_params *params)
{
    struct timespec start, end, elapsed;
    char *filename = "test";
    FILE *file = fopen("test_files/test.dat", "a");
    if (!file)
        handle_error("fopen()");

    if (clock_gettime(CLOCK_REALTIME, &start) == -1)
        handle_error("getting_test_start_time");

    cli_get(filename);

    if (clock_gettime(CLOCK_REALTIME, &end) == -1)
        handle_error("getting_test_end_time");
    if (timespec_sub(&elapsed, &end, &start) == -1)
        handle_error("calculating_test_elapsed_time");

    fprintf(file, "%u\n", params->N);
    //fprintf(file, "%u ", params->P);
    //fprintf(file, "%u ", params->T);

    fprintf_timespec(file, &elapsed);

    fclose(file);
}

```

### 3.2.1 Analisi al variare di N

L'analisi delle prestazioni al variare del parametro N sono state svolte in condizioni di vario tipo, ma in ogni caso si osserva chiaramente che il tempo impiegato decresce esponenzialmente all'aumentare dell'ampiezza della finestra N.

Confrontando i due tipo di algoritmi, con timeout addattativo e non, si osserva che per un timeout iniziale di 500 millisecondi, quello di tipo adattativo ottiene performance migliori in ogni caso, mentre per un timeout iniziale di 250 millisecondi, che è il valore di soglia minimo, l'adattativo converge alla versione con timeout fisso solo in condizioni di basse e medie probabilità di perdita. In condizioni di perdite frequenti (70%) ottiene performance peggiori ed in alcuni casi il grafico è soggetto a picchi. La causa di questo comportamento potrebbe essere legata al fatto che, in casi di perdite frequenti, si verificano altrettanto frequentemente invii e e ritrasmissioni di un gran numero di pacchetti. Questi eventi trattengono il servizio di invio impegnato abbastanza a lungo, essendo inoltre operazioni di scrittura su file (socket), da ritardare il timestamp relativo all'arrivo di eventuali ack, con conseguente errore sul calcolo dell'RTT e quindi aumento del timeout.

### 3.2.2 Analisi al variare di T

Per quanto riguarda le prestazioni al variare del valore del timeout, si osserva (figura 14) che vi è una crescita lineare del tempo impiegato all'aumentare del parametro T nel caso di timeout fisso.

Nel caso di timeout adattativo, per perdite poco o mediamente frequenti, il

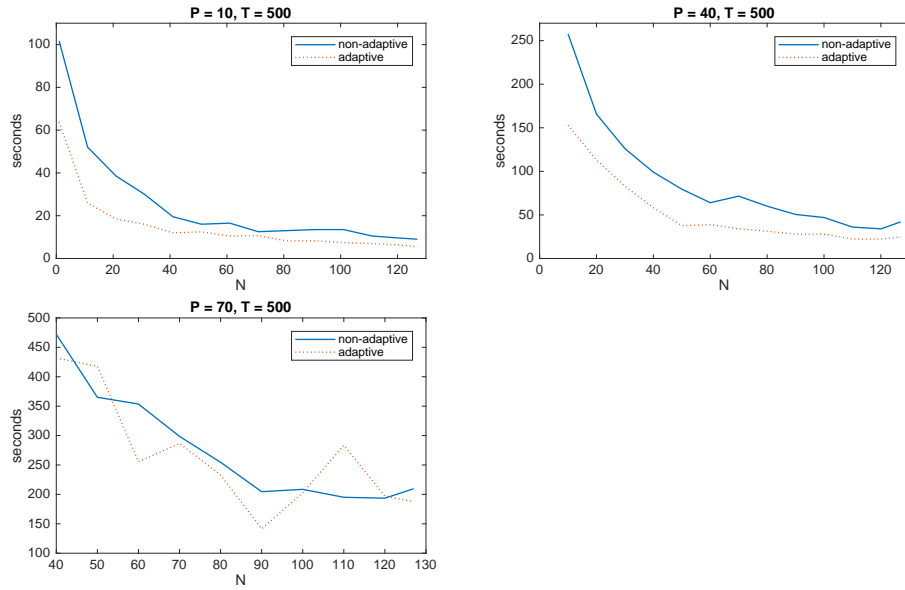


Figura 12: prestazioni al variare dell'ampiezza della finestra  $N$ , timeout  $T = 500$  ms, probabilità di perdita bassa ( $P = 10\%$ ), media ( $P = 40\%$ ) e alta ( $P = 70\%$ )

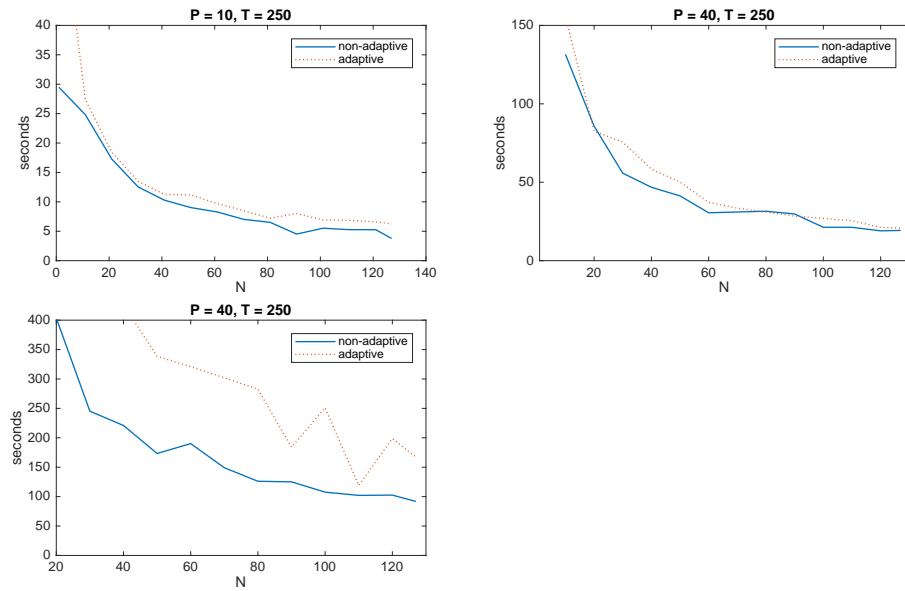


Figura 13: prestazioni al variare dell'ampiezza della finestra  $N$ , timeout  $T = 250$  ms, probabilità di perdita bassa ( $P = 10\%$ ), media ( $P = 40\%$ ) e alta ( $P = 70\%$ )

tempo impiegato converge ad un valore costante proporzionale alla probabilità di perdita, mentre si conferma molto variabile in caso di elevata probabilità di perdita.

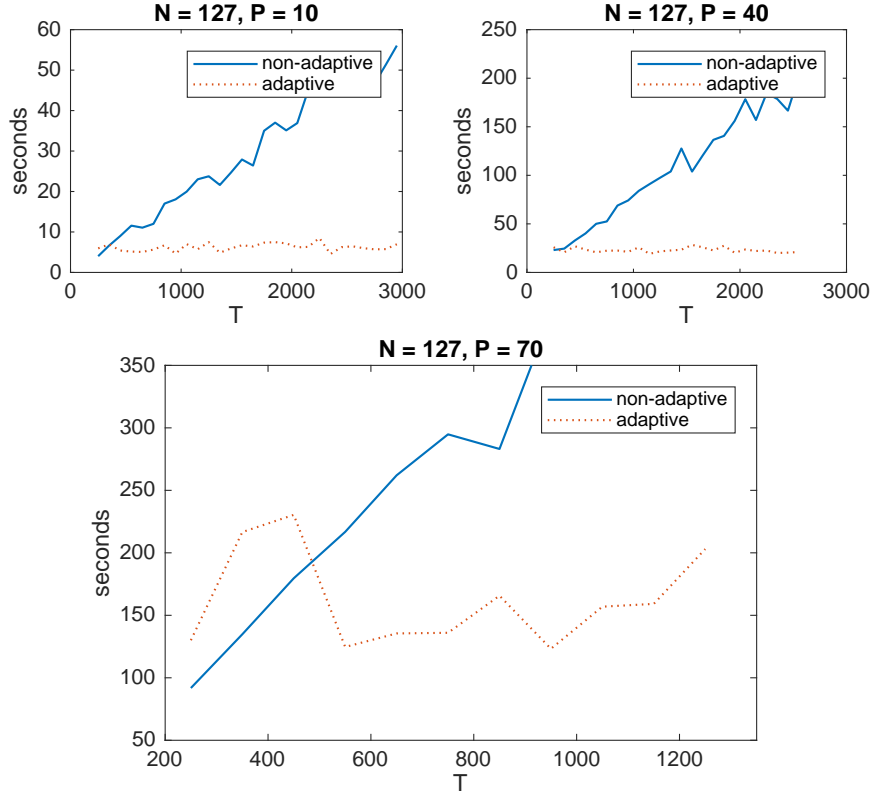


Figura 14: prestazioni al variare del valore del timeout  $T$ , ampiezza finestra  $N = 127$ , probabilità di perdita bassa ( $P = 10\%$ ), media ( $P = 40\%$ ) e alta ( $P = 70\%$ )

### 3.2.3 Analisi al variare di $P$

Anche al variare della probabilità di perdita si osserva un andamento abbastanza lineare fino a valori vicini al 60%, da questo punto in poi però, si ha una rapida divergenza e le prestazioni peggiorano drasticamente.

Confermate, anche in questo caso, le peggiori prestazioni della versione con timeout adattativo rispetto a timeout fisso per probabilità di perdita elevate.

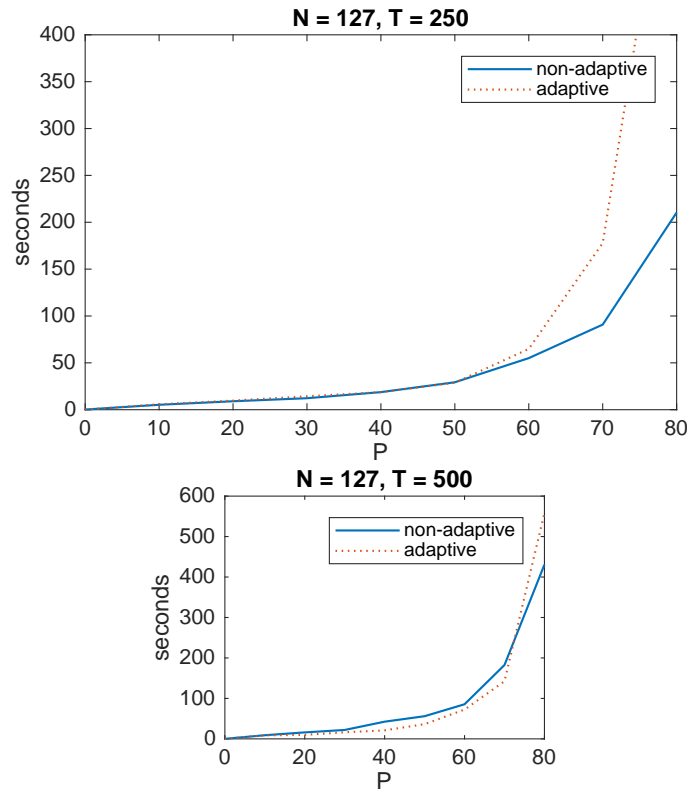


Figura 15: prestazioni al variare della probabilità di perdita  $P$ , ampiezza finestra  $N = 127$ , timeout minimo  $T = 250$  ms e timeout normale  $T = 500$  ms

## 4 Installazione e configurazione

Per avviare l'installazione del sistema basta semplicemente eseguire il file *install.sh* che farà partire la compilazione del codice sorgente e creerà una cartella *server* ed una *client* contenenti i relativi file binari, inoltre verranno copiati alcuni file di esempio nella cartella del server per poter testare subito l'applicazione.

Se il procedimento non dovesse funzionare provare a concedere i permessi di esecuzione al file di installazione tramite il comando:

```
chmod -x install.sh
```

oppure provare ad eseguire il file all'interno del terminale:

```
./install.sh
```

## 5 Esempi di funzionamento

In questo esempio verrà eseguito il sistema su di un'unica macchina sfruttando l'interfaccia di loopback. Per eseguire il server aprire il terminale nella cartella *server* creata durante l'installazione ed eseguire il comando:

```
[sfalvo@localhost server]$ ./server
```

In questo modo viene lanciato il server con i seguenti parametri di default:

T : 500

P : 20

N : 50

adaptive : 0 (false)

port : 5193

Lato client, aprire il terminale nella relativa cartella, ed eseguire il comando

```
[sfalvo@localhost client]$ ./client 127.0.0.1
connecting...
SYN sent, waiting for SYN ACK
```

Verra eseguito il client che tenterà ripetutamente di connettersi al server.

```
[sfalvo@localhost client]$ ./client 127.0.0.1
connecting...
SYN sent, waiting for SYN ACK
connected!
enter a command
LIST
GET <filename>
PUT <filename>
```

```
[sfalvo@localhost server]$ ./server
got connection request
Waiting for requests
```

Una volta connessi, inserire uno dei comandi suggeriti, ad esempio il comando

LIST

list

```
file_list.txt
luigi.gif
server
test.jpg
```

```
enter a command
LIST
GET <filename>
PUT <filename>
```

Ed ora si può procedere a scaricare uno dei file presenti sul server tramite il comando GET:

```
get test.jpg
Downloading file: 65%
```

```
[sfalvo@localhost server]$ ./server
got connection request
Waiting for requests
LIST request received
Waiting for requests
GET request received
filename: test.jpg
Waiting for requests
```

Successivamente si può verificare la presenza del file tramite il comando ls.

Per eseguire il server con parametri personalizzati specificare le opzioni come argomenti del programma, ad esempio:

```
[sfalvo@localhost server]$ ./server 50000 -aT 1000 -P 30 -N 70
```

In questo modo viene lanciato il server con i seguenti parametri:

T : 1000

P : 30

N : 70

adaptive : 1 (false)

port : 5193

Opzioni server:

T : valore del timeout in millisecondi

P : probabilità di perdita in percentuale

N : ampiezza della finestra del protocollo rdt

a : il protocollo deve avere timeout adattativo

port : porta di ascolto del server

Tutte le opzioni vanno immesse con il trattino che le precede e il valore che le segue.

## Riferimenti bibliografici

- [1] James F. Kurose & Keith W. Ross: *Reti di calcolatori e internet. Un approccio top-down*. Pearson (2013)